

SCIENCES SUP

Cours avec QCM, exercices corrigés et TP

IUT • IUP • Licence • Master • Écoles d'ingénieurs

LE RÉSEAU INTERNET

Des services aux infrastructures



*Stéphane Lohier
Aurélia Quidelleur*

DUNOD

LE RÉSEAU INTERNET

Des services aux infrastructures

Stéphane Lohier

Maître de conférences en réseaux
à l'université de Marne-la-Vallée

Aurélie Quidelleur

Professeur agrégée de génie électrique
à l'université de Marne-la-Vallée

DUNOD

Toutes les marques citées dans cet ouvrage sont des marques déposées par leurs propriétaires respectifs.

Illustration de couverture : *blue abstract* © cristimatei-Fotolia.com

<p>Le pictogramme qui figure ci-contre mérite une explication. Son objet est d'alerter le lecteur sur la menace que représente pour l'avenir de l'écrit, particulièrement dans le domaine de l'édition technique et universitaire, le développement massif du photocopillage.</p> <p>Le Code de la propriété intellectuelle du 1^{er} juillet 1992 interdit en effet expressément la photocopie à usage collectif sans autorisation des ayants droit. Or, cette pratique</p>	<p>d'enseignement supérieur, provoquant une baisse brutale des achats de livres et de revues, au point que la possibilité même pour les auteurs de créer des œuvres nouvelles et de les faire éditer correctement est aujourd'hui menacée. Nous rappelons donc que toute reproduction, partielle ou totale, de la présente publication est interdite sans autorisation de l'auteur, de son éditeur ou du Centre français d'exploitation du droit de copie (CFC, 20, rue des Grands-Augustins, 75006 Paris).</p>
	

© Dunod, Paris, 2010
ISBN 978-2-10-056081-3

Le Code de la propriété intellectuelle n'autorisant, aux termes de l'article L. 122-5, 2^o et 3^o a), d'une part, que les « copies ou reproductions strictement réservées à l'usage privé du copiste et non destinées à une utilisation collective » et, d'autre part, que les analyses et les courtes citations dans un but d'exemple et d'illustration, « toute représentation ou reproduction intégrale ou partielle faite sans le consentement de l'auteur ou de ses ayants droit ou ayants cause est illicite » (art. L. 122-4).

Cette représentation ou reproduction, par quelque procédé que ce soit, constituerait donc une contrefaçon sanctionnée par les articles L. 335-2 et suivants du Code de la propriété intellectuelle.

TABLE DES MATIÈRES

Avant-propos	XI
Chapitre 1 • Introduction	1
1.1 Principes de la communication en réseau	1
1.2 La représentation de l'information	2
1.3 La transmission en série	4
1.4 Notion de protocole	5
Chapitre 2 • Les réseaux et l'Internet	7
2.1 Organisation de l'Internet	7
2.1.1 Origines	7
2.1.2 Gouvernances et RFC	8
2.1.3 Structure et acteurs	10
2.2 Les réseaux d'accès et les FAI	12
2.3 Le cœur de réseau	14
2.4 Délais, pertes et QoS	17
2.5 Architecture des réseaux	19
2.5.1 Modèle en couches et encapsulation	19
2.5.2 Le modèle OSI	22
2.5.3 Le modèle TCP/IP	24
QCM	28
Exercices	29
QCM – Corrigé	31
Exercices – Corrigé	31
Chapitre 3 • Les services	35
3.1 Protocoles applicatifs	35
3.2 Le nommage DNS	38
3.2.1 Principe	38
3.2.2 Résolution DNS	39
3.2.3 Enregistrements DNS	41

Le réseau Internet

3.3 Web et HTTP	44
3.3.1 Hyperliens et URL	44
3.3.2 Protocole HTTP	45
3.3.3 Requêtes et réponse HTTP	46
3.3.4 Méthodes HTTP	47
3.3.5 Cookies	49
3.4 Messagerie	51
3.4.1 Email simple	51
3.4.2 Autres services	53
3.4.3 Le protocole SMTP	53
3.4.4 Le protocole POP	59
3.4.5 Le protocole IMAP	61
3.5 Transfert de fichiers	64
3.5.1 FTP client/serveur	64
3.5.2 Protocole FTP	64
3.5.3 Transferts Peer to Peer	67
3.6 Voix et vidéo sur IP	68
3.6.1 Voix et téléphonie sur IP	68
3.6.2 Vidéo sur IP	70
3.6.3 Protocoles pour la voix ou la vidéo	71
QCM	78
Exercices	81
QCM – Corrigé	85
Exercices – Corrigé	85
Chapitre 4 • Le transport des données	91
4.1 Introduction	91
4.2 Le contrôle de flux	92
4.2.1 Protocole « envoyer et attendre »	93
4.2.2 Protocole à fenêtre d'émission	93
4.3 Le protocole UDP	94
4.4 Le protocole TCP	96
4.4.1 Format des segments TCP	96
4.4.2 Ouverture d'une connexion	98
4.4.3 Transfert de données	98
4.4.4 Fermeture d'une connexion	100
4.4.5 États TCP	100
4.4.6 Retransmissions TCP	101
4.4.7 Contrôle de congestion	102
QCM	109
Exercices	110
QCM – Corrigé	113
Exercices – Corrigé	114

Chapitre 5 • L'adressage et le routage	119
5.1 Le rôle de la couche Internet	119
5.2 Le protocole IP	119
5.2.1 Format du datagramme IP	119
5.2.2 L'adressage IP	122
5.2.3 Émission, réception et routage d'un datagramme par le protocole IP	128
5.2.4 Le CIDR	134
5.2.5 La translation d'adresses	137
5.3 Les protocoles liés à l'adressage	140
5.3.1 Le protocole ARP	141
5.3.2 Le protocole ICMP	143
5.3.3 Les commandes de diagnostic réseau ping et traceroute	145
5.3.4 Le protocole DHCP	149
5.4 Le multicast IP	150
5.4.1 Les adresses multicast IPv4	151
5.4.2 Les adresses multicast de niveau 2	152
5.4.3 Le protocole IGMP	153
5.5 Le protocole IPv6	153
5.5.1 L'adressage IPv6	154
5.5.2 Le format du datagramme IPv6	157
5.5.3 Les améliorations du protocole IPv6	159
5.6 Le routage	161
5.6.1 Algorithmes de routage	162
5.6.2 Routage sur Internet	170
5.6.3 Routage et QoS	175
5.6.4 Routage et commutation	180
5.6.5 L'architecture MPLS	181
5.6.6 Le routage multicast	184
QCM	188
Exercices	192
QCM – Corrigé	193
Exercices – Corrigé	193
Chapitre 6 • Les liaisons entre les systèmes	199
6.1 Liaison série et modes d'exploitation	199
6.1.1 Constitution d'une liaison série	199
6.1.2 Modes d'exploitation	200
6.2 Liaisons série locales	200
6.2.1 Liaison USB	201
6.2.2 Câblage et connectique	201
6.2.3 Réalisation du Hot Plug n' Play	202
6.2.4 Protocole de transmission sur le bus	202
6.2.5 Fonction On The Go	203

Le réseau Internet

6.3 Liaison FireWire	203
6.3.1 Câblage et connectique	203
6.3.2 Gestion de la bande passante	204
6.3.3 Gestion de la topologie	204
6.4 Liaisons série distantes	205
6.4.1 PPP	205
6.4.2 PDH, SONET et SDH	206
6.4.3 ATM	212
6.4.4 Ethernet classe opérateur	220
6.5 Techniques de transmission	225
6.5.1 Codage en ligne	226
6.5.2 Les modulations	230
6.5.3 Les techniques de multiplexage	238
6.6 Technologies de la boucle locale	241
6.6.1 Les technologies xDSL	242
6.6.2 La boucle locale radio : WiMax	250
6.6.3 Le réseau câblé	252
6.6.4 Les courants porteurs en ligne	254
6.6.5 La fibre optique	256
QCM	260
Exercices	261
QCM – Corrigé	264
Exercices – Corrigé	264
Chapitre 7 • Les réseaux locaux	269
7.1 Caractéristiques des réseaux locaux	269
7.1.1 Les supports de transmission	269
7.1.2 Les topologies	274
7.1.3 La méthode d'accès au support	275
7.2 Modèle IEEE et adressage	277
7.3 La norme Ethernet (IEEE 802.3)	278
7.3.1 Ethernet 10 Mbit/s	279
7.3.2 L'Ethernet commuté	287
7.3.3 Ethernet 100 Mbit/s ou Fast Ethernet	288
7.3.4 Ethernet 1 Gbit/s ou Gigabit Ethernet	290
7.3.5 Ethernet 10 Gbit/s	292
7.9 Les réseaux locaux sans fil	294
7.9.1 Les problèmes spécifiques aux réseaux sans fil	294
7.9.2 La norme IEEE 802.11	295
7.9.3 Bluetooth ou la norme IEEE 802.15.1	306
7.10 Les réseaux locaux virtuels (VLAN)	310
7.10.1 Définition	310
7.10.2 VLAN de niveau 1	312

7.10.3 VLAN de niveau 2	313
7.10.4 VLAN de niveau 3	313
7.10.5 VLAN par protocole	314
7.10.6 La norme IEEE 802.1Q	314
QCM	317
Exercices	318
QCM – Corrigé	321
Exercices – Corrigé	322
Chapitre 8 • La sécurité dans les réseaux	325
8.1 Pourquoi sécuriser ?	325
8.2 Les attaques	326
8.2.1 Techniques d'intrusion	327
8.2.2 Déni de service	330
8.3 Les défenses matérielles	331
8.3.1 Généralités	331
8.3.2 Les firewalls	332
8.3.3 Le NAT	335
8.3.4 Les DMZ	336
8.3.5 Les Proxys	336
8.3.6 Les VPN	337
8.4 Les défenses logicielles	338
8.4.1 Le cryptage	338
8.4.2 Le hash	341
8.4.3 La signature	342
8.4.4 L'authentification	342
8.4.6 Les certificats	343
8.5 Les protocoles de sécurité	346
8.5.1 Protocoles pour les tunnels VPN	346
8.5.2 Protocoles pour sécuriser les applications	349
8.5.3 Protocoles pour l'authentification sur un réseau	353
8.6 Les différents niveaux de sécurité	358
QCM	360
Exercices	363
QCM – Corrigé	366
Exercices – Corrigé	366
Index	371

AVANT-PROPOS

UNE APPROCHE DESCENDANTE CENTRÉE SUR L'INTERNET

À l'origine, les réseaux longue distance ont été conçus par des spécialistes des télécommunications qui mettaient en place des liaisons sûres avant d'envisager le transport d'information. Celles-ci étaient limitées à de la téléphonie et à quelques transferts de messages. La plupart des ouvrages ont repris cette approche « télécom » en présentant d'abord les couches basses (câbles, liaisons, connexions...) et ensuite, suivant les objectifs du livre, les services pouvant être transportés sur ces infrastructures.

Aujourd'hui, l'explosion des réseaux et de l'Internet est liée avant tout aux applications et aux usages. Les « tuyaux » pour les transporter doivent être suffisamment dimensionnés mais ne sont plus au cœur du problème. Les augmentations successives de débit sur l'ADSL pour connecter l'utilisateur à l'Internet sont liées aux nouveaux services comme la VoD (*Video on Demand*) et non à la volonté des opérateurs de télécommunication de fournir davantage de confort. Les débits asymétriques proposés dans l'ADSL ne sont plus suffisants pour les applications de type *Peer to Peer* qui nécessitent des débits montants (de l'utilisateur vers le réseau) équivalents. De plus, les normes sont devenues des standards imposés par les usages sur Internet. « Tout part d'Internet ».

Le premier objectif du livre est donc de proposer une approche moderne qui suit exactement ce modèle Internet ; une approche de haut en bas, qui part des services connus de tous (Web, messagerie, VoD, *Peer to Peer*...) pour arriver jusqu'au câble qui raccorde notre PC.

Le deuxième objectif est d'expliquer les liens qui existent entre l'infrastructure d'Internet (les modems ADSL, les DSLAM sur la boucle locale, les routeurs et les commutateurs au cœur du réseau...), les services usuels (multimédia, offre *triple play*...) et les protocoles de fait (HTTP, TCP, IP...).

L'intérêt pédagogique de cette nouvelle approche est de partir de questions concrètes que peuvent se poser tous les usagers d'Internet : « *Existe-t-il un annuaire mondial pour tous les noms de machine ? Comment un fichier vidéo est-il découpé pour arriver sur mon PC ? Quels équipements existent au cœur d'Internet ? Comment les informations sont-elles transportées entre les continents ? Que se passe-t-il lorsqu'un paquet de données correspondant à une partie de mon fichier MP3 est perdu en route sur Internet ?* ».

En résumé les caractéristiques originales de ce livre sont :

- Une approche « *top/down* », des services aux « tuyaux ».
- Un contenu centré sur l'Internet et non sur les transmissions : les liaisons, les modems et les normes ne constituent plus le cœur des connaissances sur les réseaux.
- Un chapitre important sur la sécurité, fondamentale aujourd'hui dans le monde des réseaux.
- Des TP avec des logiciels de virtualisation et de simulation en libre diffusion.

CONTENU DES CHAPITRES

Les deux premiers chapitres présentent les concepts de base des réseaux Internet : comment les équipements d'extrémité, les PC, sont-ils connectés par l'intermédiaire de modems ou de routeurs au cœur de l'Internet ? Quels sont les modèles qui permettent de classer les protocoles ou de comprendre comment un bloc de fichier est contenu dans un paquet IP ?

Le chapitre 3 présente les services d'Internet, comme la navigation sur les serveurs web ou la voix sur IP. Pour chaque service, les protocoles associés sont détaillés à l'aide de nombreux exemples concrets.

Dans le chapitre 4, le transport des données et le principal protocole associé TCP sont décrits. C'est dans ce chapitre que le lecteur pourra comprendre pourquoi le réseau Internet, malgré sa complexité, est relativement fiable.

Les notions fondamentales d'adressage et de routage sont abordées dans le chapitre 5. Il est centré autour du protocole qui a donné son nom à l'Internet : IP. Le lecteur pourra étudier notamment comment une adresse unique peut être affectée à sa machine et comment les paquets envoyés à destination d'une autre machine sont transmis sur Internet sur un chemin allant de routeur en routeur.

Le chapitre 6 aborde les techniques qui permettent d'établir des liaisons entre les systèmes, que ce soit sur la boucle locale, entre le PC de l'utilisateur et son FAI, ou au cœur de l'Internet, sur les « autoroutes » haut débit. La modulation ADSL est par exemple abordée dans ce chapitre ainsi que le déploiement de la fibre optique chez l'utilisateur par les principaux FAI.

Enfin, la sécurité au niveau des réseaux privés ou lors de transmissions sur Internet fait l'objet du chapitre 8. Les principaux mécanismes de défense sont abordés : *firewall*, VPN, cryptage, authentification, certificats... Les protocoles associés sont également décrits (SSL, SSH, IPSec...).

COMMENT LIRE CE LIVRE

Pour le lecteur novice dans le domaine, il est recommandé de respecter le caractère volontairement progressif des chapitres. Un lecteur familiarisé avec certains principes de base pourra aborder les chapitres dans un ordre différent, les concepts, protocoles et exemples étant bien séparés au sein de chaque chapitre. Par exemple un

lecteur connaissant la modélisation des réseaux et les principes d'encapsulation pourra étudier directement le fonctionnement de TCP au chapitre 4 ou d'IP au chapitre 5. De même la compréhension des principes de base des défenses logicielles présentés dans le chapitre 8 sur la sécurité ne nécessite pas une connaissance approfondie des techniques de transport, de routage ou d'accès au support présentés dans les chapitres 4 à 7.

Pour valider les différentes étapes d'apprentissage, un résumé avec des mots-clés est proposé pour chacun des chapitres. Un QCM corrigé permet de vérifier rapidement la compréhension des concepts abordés. Des exercices corrigés de niveaux différents permettent au lecteur de vérifier ses connaissances et de les approfondir. Enfin des sujets de TP utilisant des PC standards avec des logiciels de virtualisation et de simulation en libre diffusion sont proposés en ligne.

INTRODUCTION

1

1.1 PRINCIPES DE LA COMMUNICATION EN RÉSEAU

Le développement croissant des services et des usages a multiplié les besoins de communication d'informations sur les réseaux locaux ou sur Internet : messagerie, transfert de fichiers, consultation d'informations, gestion de transactions, réseaux privés virtuels, lecture de vidéos, réseaux sociaux...

Pour transporter ces informations, les systèmes distants ont besoin d'une infrastructure de réseau fiable, rapide et sécurisée qui diffère notablement suivant les distances entre les équipements d'extrémité à partir desquels les utilisateurs s'échangent leurs services. Quelle que soit sa longueur, un réseau de transmission comprend toujours des équipements de raccordement pour connecter les machines d'extrémité (PC, serveurs, imprimantes...) et des supports physiques (câbles en paires torsadées, fibres optiques, liaisons sans fil, liaisons satellite...). Suivant la localisation, les équipements de raccordement peuvent être des *switchs* Ethernet, des points d'accès WiFi, des routeurs, des autocommutateurs du réseau téléphonique, des commutateurs ATM, etc. (figure 1.1).

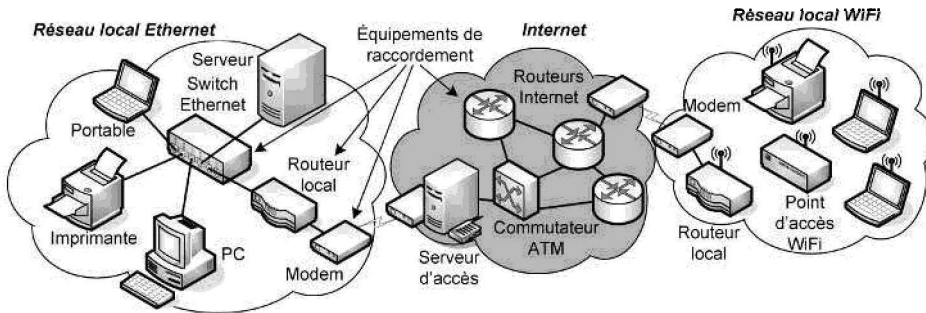


Figure 1.1 - Architecture générale d'un réseau.

Il est important de noter que ce sont les services ou les applications, et donc les usagers qui les utilisent, qui sont à l'origine de la demande et de la procédure de communication. En revanche, l'établissement de la communication entre les systèmes informatiques s'effectue à partir du réseau (figure 1.2). C'est tout d'abord la connexion entre les deux systèmes qui est établie à travers le réseau (phase 1). Puis la communication est établie, vérifiant que les systèmes peuvent dialoguer : même

« langage », mémoire disponible, services applicatifs présents (phase 2). Les applications peuvent alors échanger leurs informations (phase 3).

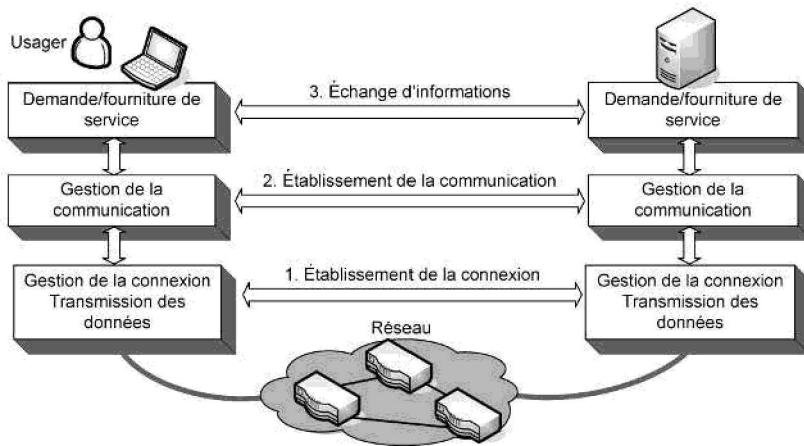


Figure 1.2 - Établissement d'une communication.

1.2 LA REPRÉSENTATION DE L'INFORMATION

Les informations transportées sur les réseaux sont à l'origine de nature différente : texte, données informatique, voix, son, image, vidéo. Le réseau doit pouvoir transporter tous ces types d'informations sur les mêmes supports et suivant les mêmes protocoles. Deux types d'informations peuvent être distingués à l'origine (figure 1.3) :

- **les données numériques** pour lesquelles l'information correspond à une suite d'éléments indépendants. Ces éléments sont représentés par une suite discrète ou discontinue de valeurs. Par exemple un texte qui est une association de lettres pouvant chacune être représentée par un code sans rapport avec le précédent ;
- **les données analogiques** qui correspondent à des signaux de type continu. Ces signaux se présentent comme des variations de grandeurs physiques pouvant prendre n'importe quelle valeur de façon continue entre deux intervalles de temps. Par exemple la voix et le son.

Les données numériques manipulées par un ordinateur sont codées en binaire (base 2) par des « 0 » et des « 1 » (*binary digits* ou bits). Ce codage binaire est lié à la nature même de l'ordinateur : il ne sait mémoriser sur ses supports (mémoire interne, disques magnétiques ou optiques) ou traiter sur ses processeurs que deux valeurs qui correspondent aux deux niveaux de tension possibles sur les millions de transistors qui composent une mémoire interne ou un processeur.

Les données analogiques doivent être numérisées pour être traitées par les ordinateurs et transportées sur les réseaux. Par exemple une voix captée par le micro du PC est convertie en données numériques pour être éventuellement traitée et intégrée dans des paquets IP transmis sur Internet. Un signal analogique est caractérisé par sa

fréquence (nombre d'oscillations par seconde, exprimé en hertz) et son amplitude (« hauteur » des oscillations).

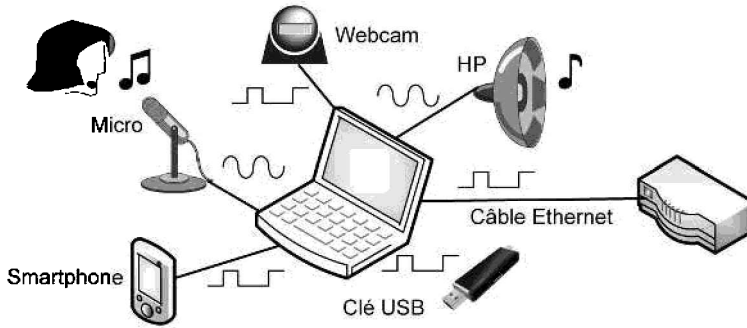


Figure 1.3 - Exemples de périphériques analogiques et numériques.

La figure 1.4 donne un exemple simplifié de numérisation de la voix. Le signal analogique issu du micro est mesuré à intervalle de temps régulier : à chaque période T d'échantillonnage, l'amplitude des échantillons est évaluée puis codée à l'aide d'un codage binaire simple. Dans l'exemple, 8 valeurs sont possibles avec un codage des échantillons sur 3 bits ($2^3 = 8$). Finalement la séquence binaire prélevée correspond à la suite numérisée des échantillons de voix, c'est sous cette forme que l'information « voix » pourra être transportée.

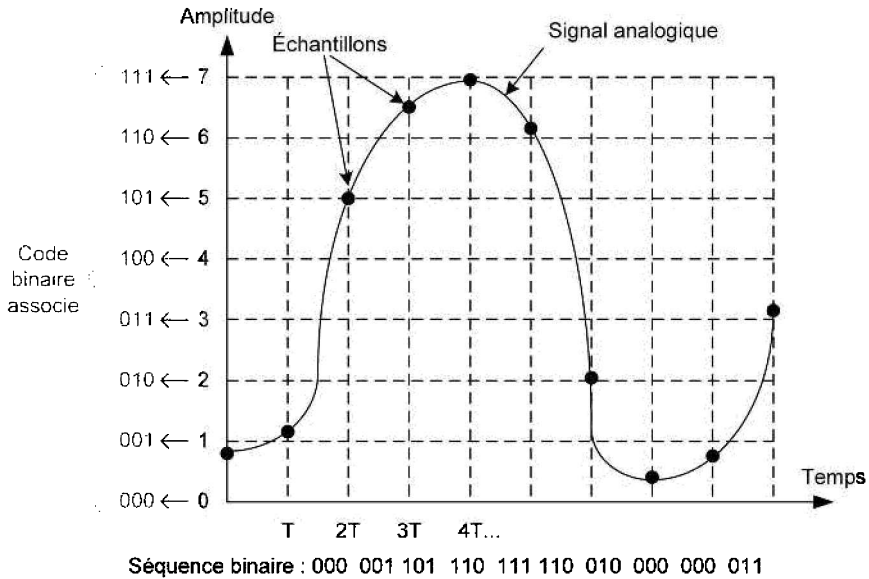


Figure 1.4 - Exemple de numérisation de la voix.

La qualité de cette opération de numérisation (la fidélité des informations numériques par rapport aux informations analogique d'origine) dépend de la fréquence d'échantillonnage et de la profondeur de codage des échantillons (le nombre de bits utilisés). Par exemple, pour une qualité CD, le son est numérisé avec une fréquence de 44,1 kHz et les échantillons sont codés sur 16 bits pour chaque voie stéréo. Pour la parole téléphonique, une fréquence de 8 kHz et un codage sur 8 bits sont suffisants.

Quelle que soit leur origine, analogique ou numérique, les données sont donc finalement représentées par une suite d'éléments binaires pouvant prendre les deux valeurs 0 ou 1. Pour faciliter leur représentation, l'utilisateur préfère regrouper les éléments binaires par ensembles de 8 bits, des octets, et éventuellement utiliser une base de numération hexadécimale (base 16) permettant des conversions rapides avec le binaire ($2^4 = 16$).

Exemple

$$1101\ 0101_{\text{binaire}} = D5_{\text{hexadécimal}} = 213_{\text{décimal}}$$

Par ailleurs, certaines informations qui ne sont pas d'origine analogique doivent également être codées. C'est le cas par exemple des caractères présents dans les fichiers texte. Le codage ASCII (*American Standard Code for Information Interchange*) fait correspondre à chaque caractère alphanumérique un code sur 8 bits (41_{hexadécimal} ou 65_{décimal} pour A...). Un autre exemple est le codage des couleurs utilisées dans une page web ; le code doit être compris par tous les navigateurs pour afficher en conséquence la bonne couleur pour le fond de page ou pour les caractères (FFA500_{hexadécimal} correspond à la couleur orange...).

1.3 LA TRANSMISSION EN SÉRIE

Même si dans la plupart des cas, les informations délivrées par l'ordinateur sont de nature numérique, leur transmission sur le support physique d'interconnexion peut être réalisée, suivant les besoins et les caractéristiques du support, sous forme analogique (liaison par modem ADSL) ou numérique (réseaux locaux Ethernet). Dans les deux cas, une adaptation à la ligne est nécessaire. Pour une transmission analogique, cette adaptation consiste en une conversion numérique-analogique par modulation (voir chapitre 6).

Quelle que soit l'adaptation nécessaire sur la ligne, les éléments binaires correspondant à une séquence sont transmis les uns à la suite des autres, « sur un fil », ce qui correspond à une transmission série (figure 1.5). Les supports physiques sur des distances relativement longues ne sont en effet pas prévus pour transporter plusieurs éléments binaires simultanément, sur plusieurs « fils » en parallèle (voir chapitre 6 et 7).

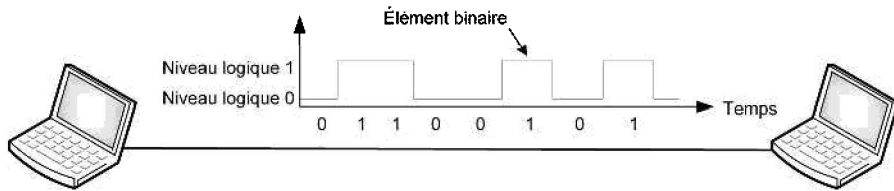


Figure 1.5 - Transmission série numérique entre deux systèmes.

Les n bits d'un message sont donc transmis séquentiellement au rythme d'une horloge de période T , la durée de transmission des bits étant alors égale à nT . La vitesse de transmission, ou débit, correspond au nombre de bits transmis par unité de temps. Les débits sont exprimés en bit/s ou bps (*bit per second*).

1.4 NOTION DE PROTOCOLE

Dans le monde des réseaux, un protocole définit un ensemble de règles suivies par les équipements dans le but d'échanger des informations. Les formats des informations font partie intégrante du protocole. Dans l'organisation d'Internet, des protocoles sont associés :

- aux services (HTTP pour le Web, SMTP ou POP pour l'e-mail...) ;
- à l'acheminement des données (TCP pour le transport, IP pour l'adressage, RIP pour le routage...) ;
- à l'établissement d'une liaison entre les systèmes (PPP pour la liaison entre le modem de l'utilisateur et son FAI, ATM pour les liaisons au cœur d'Internet...).

Dans l'exemple présenté à la figure 1.6, un premier dialogue est réalisé entre le PC du client et son FAI (Fournisseur d'Accès Internet) pour établir la liaison. Dans ce dialogue, c'est le protocole PPP (*Point to point Protocol*) qui est utilisé pour authentifier le client ou négocier un débit suivant la qualité de la liaison. Le nombre, le format et le contenu des échanges jusqu'à l'établissement effectif de la liaison (le dialogue est simplifié sur la figure) sont complètement définis par le protocole qui fait l'objet d'une publication.

Une fois la liaison établie, le client est relié à l'Internet. Il peut choisir une application, la consultation d'un serveur web par exemple, et son PC tentera pour lui d'établir une connexion vers le serveur choisi en utilisant un dialogue suivant le protocole TCP.

Si la connexion TCP a réussi, la demande de page peut être effectuée à l'aide du protocole applicatif HTTP dont le rôle est, entre autres, de nommer la page ou la ressource demandée (image, son, vidéo...).

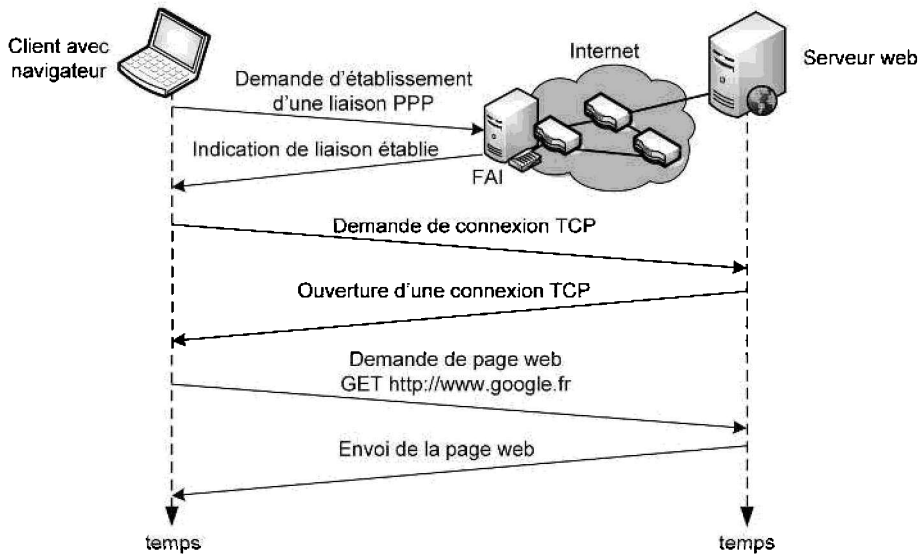


Figure 1.6 - Exemple simplifié d'utilisation des protocoles.

Cette notion de protocole à différents niveaux est développée dans le chapitre 2. Les protocoles applicatifs sont détaillés dans le chapitre 3. Les protocoles qui concernent le transport ou l'acheminement des données sont décrits dans les chapitres 4 et 5. Les liaisons et les protocoles associés sont présentés dans le chapitre 6.

LES RÉSEAUX ET L'INTERNET

2

2.1 ORGANISATION DE L'INTERNET

2.1.1 Origines

On croit souvent que le développement de l'Internet est issu de préoccupations militaires, mais, dès le début des années 1960, les prémices d'un réseau permettant à tous d'échanger des données via des machines réparties dans le monde ont été décrits par des chercheurs du MIT (*Massachusetts Institute of Technology*). À cette époque, l'unique infrastructure de réseau est la commutation de circuits, utilisée pour la téléphonie. Dans ce type de réseaux, l'accès au support est complètement figé dans le temps. Ce mode de fonctionnement est inadapté à la transmission des données informatiques ; générées sporadiquement, leur acheminement sous forme de paquets offre une meilleure utilisation des ressources.

Le DARPA, (*Defense Advanced Research Projects Agency*), organisme de recherche du département de la défense américain (DOD, *Department Of Defense*) a initié en 1962 un projet de recherche sur un réseau permettant l'interconnexion d'ordinateurs issus de constructeurs différents. De grandes universités américaines, comme le MIT, l'UCLA (*University of California, Los Angeles*), les universités de Stanford, de Santa Barbara et de l'Utah, ont été associées au projet. En 1969, quatre ordinateurs, hébergés dans ces quatre dernières universités, ont été interconnectés par le premier réseau exclusivement conçu pour les données informatiques : ARPANET (*Advanced Research Projects Agency Network*). Rapidement, d'autres ordinateurs ont rejoint le réseau, et le premier protocole de communication entre hôtes, *Network Control Protocol* (NCP), a vu le jour en 1970. ARPANET est considéré comme l'ancêtre d'Internet.

L'architecture d'Internet est nativement dédiée à l'interconnexion de réseaux hétérogènes, comme les réseaux satellitaires ou les réseaux radio qui font leur apparition dans les années 1970. En 1972, le concept de modèle ouvert apparaît : les organisations peuvent développer leurs réseaux physiques en interne, selon leurs besoins et leurs contraintes ; elles disposent d'une passerelle (*gateway*) qui se charge du transfert des paquets du réseau interne vers Internet, sans se préoccuper de leur contenu. C'est pourquoi le modèle d'Internet, TCP/IP, ne décrit pas les protocoles des couches basses. En outre, Internet a comblé les failles de son prédécesseur en termes de fiabilité. Le protocole NCP suppose en effet qu'ARPANET achemine les

données sans erreurs, ce qui est irréalisable en pratique. Au contraire, le modèle TCP/IP a inclus nativement des mécanismes de détection des pertes et de retransmission des paquets erronés.

Le succès d'Internet se confirme dans les années 1980 : de nombreuses organisations publiques et privées, d'abord américaines puis de toutes origines, s'y sont raccordées. Des applications, désormais indispensables à la vie quotidienne, sont développées, comme la messagerie électronique en 1972 ou le *World Wide Web* en 1989. Le réseau Internet, initialement réservé aux données informatiques, se révèle à la fin des années 1990 concurrent du réseau téléphonique, grâce à des protocoles permettant de transporter des échantillons de voix dans des paquets IP, et sert aujourd'hui de réseau de transport pour la télévision et la radio.

2.1.2 Gouvernances et RFC

L'*Internet Society* (**ISOC**, www.isoc.org), créée en 1992, est une organisation internationale à but non lucratif qui supervise le développement de l'Internet en veillant à ce qu'il reste un modèle ouvert. Elle exerce une autorité morale et technique sur les autres organisations gérant l'Internet comme l'**ICANN** (*Internet Corporation for Assigned Names and Numbers*, www.icann.org) et l'**IAB** (*Internet Architecture Board*, www.iab.org).

Créée en 1998, l'ICANN est une association à but non lucratif de droit californien qui gère la distribution des adresses IP, des noms de domaine de haut niveau (.com, .org, .fr, .uk, etc.), des numéros identifiant les protocoles de l'Internet (*assigned numbers*) et qui maintient les serveurs DNS de la racine (voir § 3.2). Autrefois, ces services étaient gérés par l'**IANA** (*Internet Assigned Numbers Authority*, www.iana.org) dans le cadre d'un contrat avec le gouvernement américain ; désormais, l'équipe technique de l'IANA fait partie de l'ICANN.

L'IAB est un comité chargé du suivi de l'évolution des protocoles du modèle TCP/IP. Il supervise deux organisations :

- L'**IRTF** (*Internet Research Task Force*, www.irtf.org), comité technique qui prévoit l'évolution des protocoles, des architectures et des technologies de l'Internet sur le long terme, et prépare les futurs travaux de l'IETF. Il est placé sous la direction de l'**IRSG** (*Internet Research Steering Group*) qui supervise la création et l'orientation des groupes de travaux.
- L'**IETF** (*Internet Engineering Task Force*, www.ietf.org), comité technique supervisé par l'**IESG** (*Internet Engineering Steering Group*) qui établit les spécifications et réalise les premières implantations des nouveaux protocoles du modèle TCP/IP. L'IETF produit les normes de l'Internet, appelées **Request For Comments (RFC)**.

Les liens entre ces organisations sont représentés sur la figure 2.1.

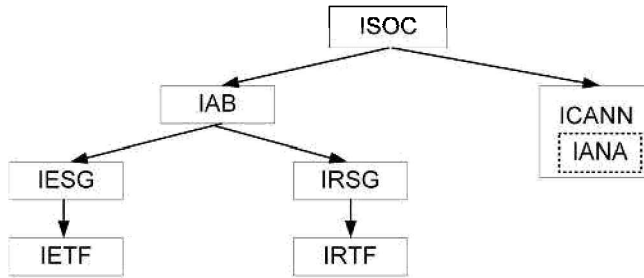


Figure 2.1 - Les gouvernances de l'Internet.

Les RFC sont numérotées ; par exemple, RFC 760 est le numéro de la toute première version du protocole IP. Elles sont accessibles gratuitement en ligne. Il existe plusieurs moyens d'y accéder :

- l'adresse www.ietf.org/rfc.html propose un outil d'affichage à partir des numéros de RFC ;
- le lien www.ietf.org/rfc/rfcNNNN.txt permet d'afficher directement la RFC numéro NNNN ;
- un moteur de recherche par mots clés est disponible à l'adresse www.rfc-editor.org.

Les RFC sont présentées au format texte. Les informations suivantes sont disponibles : les auteurs et leur laboratoire ou leur entreprise, la date de publication, les numéros des RFC que la RFC considérée met à jour ou corrige, et la catégorie de la RFC. Les différentes catégories sont les suivantes :

- **standard-tracks** : ce sont les normes officielles publiées par l'IETF ; elles sont de trois types, selon leur statut : d'abord *proposed standard* (proposition de norme qui a été retenue par l'IESG sans aucune implémentation), elles accèdent au statut de *draft standard* après deux implémentations interopérables réussies, avant d'acquérir le statut d'*Internet standard* (norme officielle) lorsque de multiples implémentations ont été réalisées avec succès ;
- **best current practices** : elles contiennent des conseils et des recommandations pour l'implémentation des standards, mais ne sont pas des normes ;
- **informational, experimental** : des documents informatifs non normalisés produits par l'IETF ou d'autres organismes ;
- **historic** : des standards anciens, qui ne sont plus valides.

D'un point de vue juridique, les normes officielles publiées par l'IETF sont des normes « **de jure** », c'est-à-dire produites par un organisme de normalisation. Elles sont le produit d'un processus de normalisation ouvert et fondé sur des règles officielles de production. Elles sont accessibles à tout le monde. Par opposition, une norme « **de facto** » n'a pas été définie ni entérinée par un organisme officiel de normalisation, elle s'est imposée de fait, parce qu'elle fait consensus auprès des utilisateurs ou d'un groupe d'entreprises. Une norme « de facto » peut aussi découler des spécifications décrites par une seule entreprise (en anglais, *proprietary stan-*

ard). En informatique, il n'est pas rare qu'une norme « de facto » devienne une norme « de jure ».

2.1.3 Structure et acteurs

On peut distinguer trois niveaux physiques dans l'Internet (figure 2.2) qui sont les **équipements d'extrémité** (PC, serveurs...) situés chez le particulier ou dans l'entreprise, le **réseau d'accès** (boucle locale, répartiteurs...) qui connecte le particulier et l'entreprise au réseau de transport des données et le **réseau cœur** (routeurs, liaisons très haut débit...) qui a en charge l'acheminement des données vers leur destination.

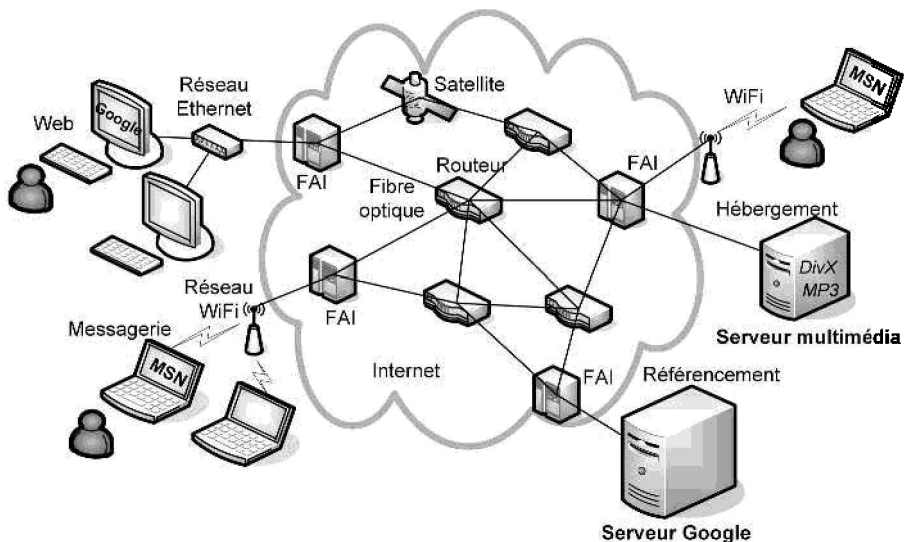


Figure 2.2 - Organisation physique d'Internet.

D'un point de vue fonctionnel, il existe quatre niveaux (figure 2.3) :

- les **services** (messagerie, web, transfert de fichiers, téléphonie, etc.) et les protocoles associés ;
- le **client et ses outils** (programmes client ou logiciels de développement permettant d'utiliser les services) ;
- les **FAI** (Fournisseurs d'accès Internet) ou **ISP** (*Internet Services Provider*) qui collectent les données des clients pour les faire accéder à Internet ;
- et enfin les opérateurs du réseau, c'est-à-dire l'**opérateur de transport** qui se charge d'acheminer les données vers leur destination et l'**opérateur de câblage** qui construit et maintient les infrastructures physiques exploitées par les opérateurs de transport. Certaines sociétés, comme France Telecom, sont à la fois opérateur de transport et de câblage.

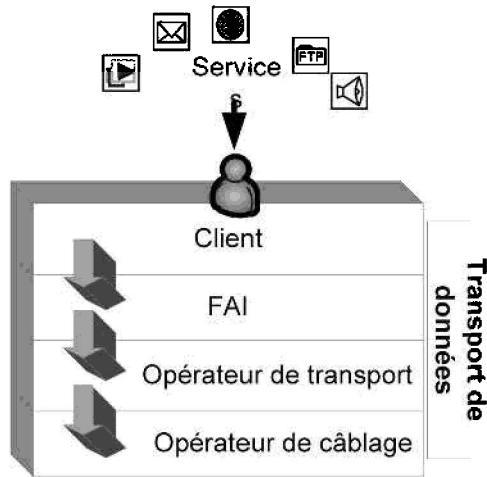


Figure 2.3 - Organisation fonctionnelle d'Internet.

Il existe plusieurs manières de classer des réseaux : selon leur étendue géographique, leur niveau (réseau d'entreprise, d'accès ou d'opérateur), leur technique de transmission (commutation ou routage)...

La classification géographique définit trois types de réseaux :

- Le **LAN** (*Local Area Network*) ou réseau local désigne un réseau habituellement privé dont la taille est limitée à quelques kilomètres. Le débit est généralement compris entre 1 Mbit/s et 100 Gbit/s. Ce sont par exemple les réseaux Ethernet ou WiFi.
- Le **MAN** (*Metropolitan Area Network*) ou réseau métropolitain est un réseau privé ou publique, de la taille d'une ville ou d'un campus, utilisé pour interconnecter des LAN. En 2010, les débits sur ces réseaux sont en général inférieurs à 10 Gbit/s.
- Le **WAN** (*Wide Area Network*), encore appelé réseau longue distance ou réseau étendu, peut s'étendre à l'échelle d'un pays ou d'un continent. Son débit peut atteindre 40 Gbit/s en 2010.

Les LAN et MAN sont plus généralement appelés « réseaux d'entreprise ». Comme les réseaux de particuliers, ils sont situés à la périphérie de l'Internet et sont constitués d'équipements d'interconnexion (*hubs*, *switchs*, routeurs...) et de terminaux (PC, portables, PDA, serveurs...) qui deviennent des hôtes lorsqu'ils sont connectés à Internet. Les WAN sont les réseaux d'opérateurs qui forment eux-mêmes un réseau maillé de transport (figure 2.4).

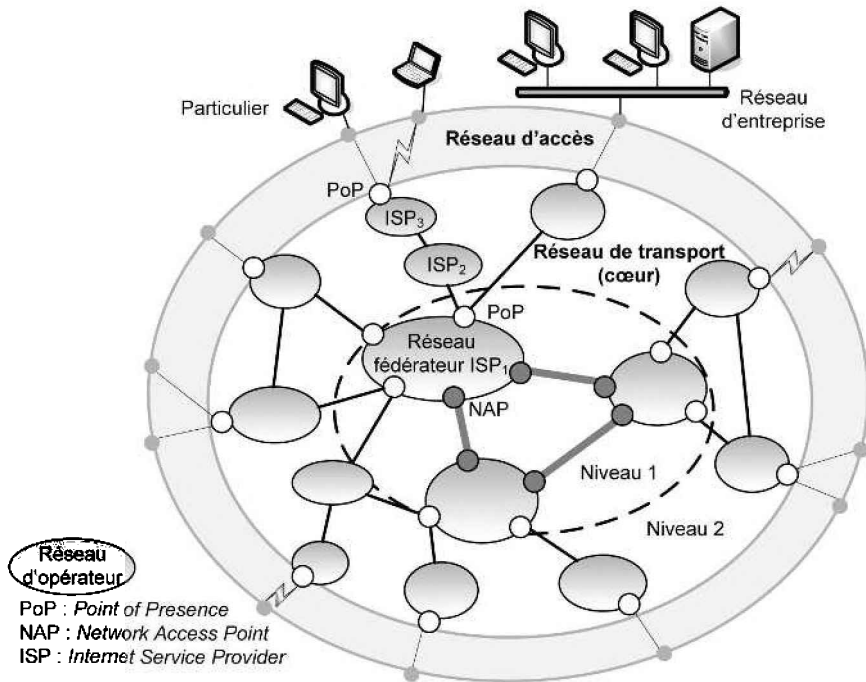


Figure 2.4 - Particuliers, réseaux d'entreprise et réseaux d'opérateurs.

2.2 LES RÉSEAUX D'ACCÈS ET LES FAI

Les **réseaux d'accès** (figure 2.4), encore appelés **réseaux de distribution**, relient les réseaux d'entreprise et de particuliers aux réseaux d'opérateurs. Diverses technologies existent : accès xDSL réseaux câblés, fibre optique, accès hertziens comme WiMax, etc. Ces technologies sont décrites dans le chapitre 6.

Les données issues de la boucle locale sont collectées par le FAI qui est lui-même client des opérateurs de transport et qui fournit :

- des services de connexion utilisant les réseaux d'opérateurs de télécommunications (connexion RTC, RNIS, ADSL, câble, fibre optique, WiMax) ;
- des adresses IP aux particuliers ou PME/PMI qui ne peuvent obtenir directement d'adresses auprès de l'IANA (voir § 2.1.2) ;
- des services tels que la messagerie, la connexion aux serveurs web, FTP, l'hébergement de pages web...

Un FAI peut fournir ses services aux entreprises (Celeste par exemple), aux particuliers (Free) ou aux deux (Orange). Ce choix dépend de la maîtrise du rapport entre le nombre de clients et la capacité du réseau.

Les équipements du FAI sont de deux types. Certains réalisent la connexion avec le client et le réseau d'opérateurs, ce sont :

- des modems RTC, ADSL ou câble, ou des équipements de conversion optique/électrique, un serveur de connexions pour gérer les accès de ses clients et des équipements pour assurer la sécurité (serveur d'authentification, firewall...)
- des routeurs et des équipements de raccordement haut débit de type LS (Liaison Spécialisée) du côté du réseau d'opérateurs.

D'autres fournissent des services supplémentaires :

- un serveur DNS pour faire localement la résolution des noms en adresses IP (§ 3.2) ;
- un serveur DHCP pour attribuer dynamiquement les adresses IP aux clients en *dial-up*, c'est-à-dire dont la connexion n'est pas permanente mais réalisée à la demande (§ 5.3.4) ;
- un serveur de messagerie pour stocker les *e-mails* des clients, en attente de lecture et de transfert (§ 3.4) ;
- un serveur Web « portail » pour fournir aux clients des informations en ligne sur des thèmes choisis (actualité, bourse, météo, loisirs, spectacles, tourisme...) et éventuellement un espace web personnel (§ 3.3) ;
- un serveur « proxy » qui copie les pages web fréquemment consultées par les clients sur Internet (§ 8.3.5).

La figure 2.5 résume les étapes suivies par un client qui souhaite consulter une page web. Après s'être authentifié auprès du FAI, le client obtient une adresse IP du serveur DHCP. Le serveur DNS est consulté pour apprendre l'adresse IP du serveur hébergeant la page visée. Si cette page est enregistrée dans le cache du proxy du FAI, elle est envoyée directement au client ; sinon la requête est relayée sur le réseau de transport.

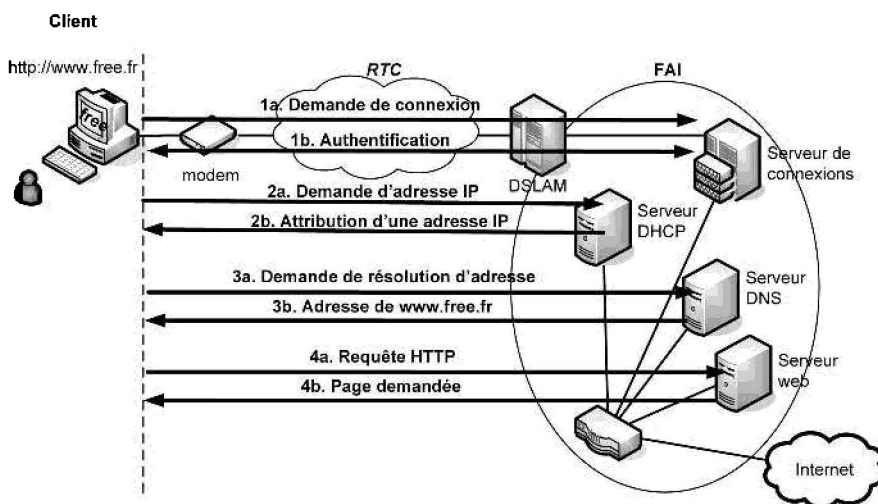


Figure 2.5 - Exemple de communication entre un client et son FAI.

2.3 LE CŒUR DE RÉSEAU

Au cœur d'Internet se trouvent les réseaux des opérateurs de transport (figure 2.4) qui sont organisés de manière hiérarchique.

Les **réseaux fédérateurs** (*backbone* ISP ou ISP de niveau 1) sont situés au cœur de l'Internet. Leur couverture est internationale : ils sont constitués de liaisons terrestres, sous-marines et satellitaires. Les *backbones* sont reliés directement entre eux par des NAP (*Network Access Point*) eux-mêmes interconnectés par des liaisons dont le débit peut atteindre 40 Gbit/s. À titre d'exemple, on peut citer les réseaux de Verizon, QWEST, AT&T.

Les ISP de niveaux 2 ou 3 sont situés à la frontière du réseau d'accès et sont eux-mêmes clients des ISP de niveau 1 auxquels ils sont reliés via des PoP (*Point of Presence*). Leur couverture est nationale ou régionale, leurs débits de l'ordre du Gbit/s. Certains ISP2 sont également ISP1 et des liaisons peuvent exister entre les ISP2 sans passer par les ISP1. Renater est un ISP2 : c'est le réseau qui interconnecte toutes les universités et tous les centres de recherche en France.

Les réseaux du cœur ont une topologie maillée. Plusieurs technologies ont été utilisées : la **commutation de circuits**, la **commutation de paquets** et enfin la **commutation de cellules**.

Dans la commutation de circuits, le lien physique ou logique est établi durant tout l'échange entre émetteur et récepteur (figure 2.6). Ce type de commutation est au départ réservé aux réseaux téléphoniques, mais ceux-ci servent aussi de support à l'Internet. Le premier réseau à commutation de circuits en France est le RTC (Réseau Téléphonique Commuté), réseau téléphonique de France Telecom. Puisqu'il garantit la largeur de bande, ce type de commutation est parfaitement adapté aux communications vocales qui exigent des temps de transfert fixes. Malheureusement, les circuits sont attribués même en l'absence d'échange ce qui gaspille les ressources. La commutation de circuits est donc inadaptée aux transferts de données informatiques générés sporadiquement.

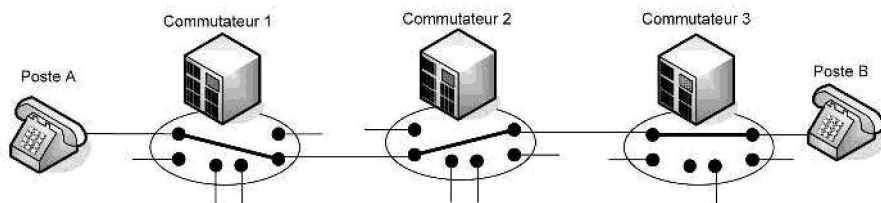


Figure 2.6 - Principe de la commutation de circuits.

Pour faire passer plusieurs communications sur une même ligne de type circuit commuté, deux types de multiplexage sont possibles (figure 2.7) :

- Le multiplexage en fréquence ou FDM (*Frequency Division Multiplexing*) consiste à diviser la bande passante de la ligne en sous-bandes ou canaux. Chaque canal est alloué à un utilisateur pendant toute la durée de la communication.

- Dans un multiplexage temporel, ou TDM (*Time Division Multiplexing*), l'allocation complète de la ligne aux différentes voies est effectuée périodiquement et pendant des intervalles de temps constants pendant toute la durée des échanges. Ces techniques de multiplexage sont présentées dans le paragraphe 6.5.3.

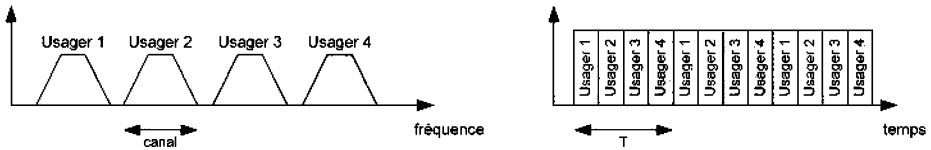


Figure 2.7 - Multiplexages fréquentiel et temporel.

La commutation de paquets a été conçue pour l'échange de données numérisées. Un message est découpé en paquets de longueur fixe. Les paquets sont transmis de commutateur en commutateur : chaque paquet est mémorisé dans des tampons alloués et transmis vers le commutateur suivant lorsque l'un de ses tampons est disponible. Les tampons d'un commutateur peuvent donc contenir à un instant donné les paquets de différents messages. Les avantages de ce type de commutation sont multiples : d'une part, l'utilisation des commutateurs est optimisée puisque les paquets y sont multiplexés temporellement (figure 2.8) et d'autre part, il est possible de réaliser une reprise en cas d'erreur de transmission d'un paquet (acquiescement, demande de retransmission) et du contrôle de flux. Enfin, le choix des chemins peut être réalisé selon la capacité et l'état du réseau et la transmission peut s'adapter aux équipements terminaux hétérogènes (adaptation des vitesses, des procédures et des codes dans les commutateurs).

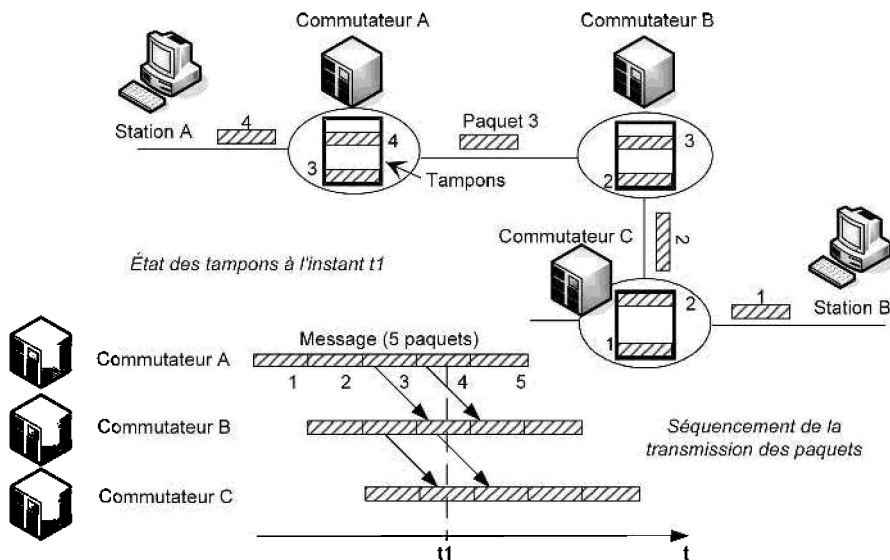


Figure 2.8 - Principe de la commutation de paquets.

Dans la commutation de paquets, la taille des paquets ne permet pas de prévoir le délai de transmission des informations, ce qui est incompatible avec le transport de la voix ou de la vidéo. Pour pallier cet inconvénient, l'OSI a normalisé une technique de commutation de cellules de longueur constante, émises à intervalle de temps constant sur des voies de communication (figure 2.9). Cette technique est principalement exploitée dans le réseau ATM (*Asynchronous Transfer Mode*).

Les stations transmettent leurs données sous forme de cellules dans des voies de communication communes. Chaque cellule est identifiée en entrée et en sortie du commutateur par une étiquette comprise dans son en-tête et est redirigée vers une voie de sortie suivant une table de commutation.

Dans cette technique, les commutateurs n'ont pas de fonctions de mémorisation. Ils permettent d'optimiser les trafics en créant des chemins virtuels regroupant les différentes voies actives. Les performances (nombre de cellules commutées par seconde) demandées aux commutateurs doivent être très élevées pour satisfaire la contrainte du temps de transit qui doit rester constant dans le réseau, notamment pour le transfert de la voix.

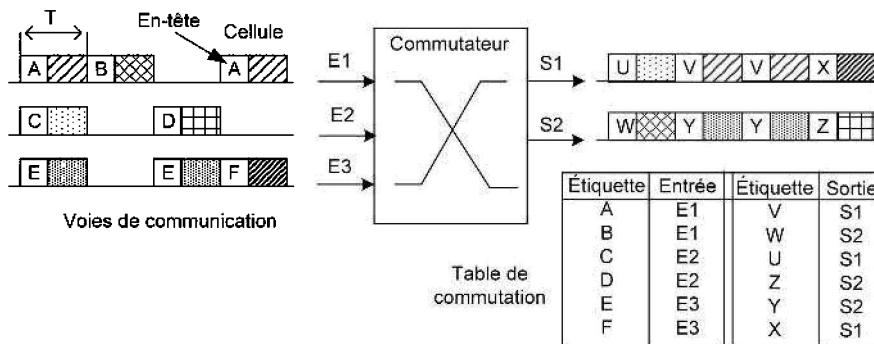


Figure 2.9 - Principe de la commutation de cellules.

Dans un réseau à commutation de paquets ou de cellules, la transmission des données est réalisée en **mode connecté** :

- un paquet d'appel marque le chemin jusqu'au destinataire ;
- le destinataire confirme l'acceptation de l'appel : un circuit virtuel est établi entre les deux extrémités ;
- la source envoie les données munies d'étiquettes correspondant au circuit virtuel établi : pendant toute la session, les données empruntent le même chemin.

En revanche, dans un réseau à **roulage** de paquets tel Internet, les routeurs acheminent les paquets en fonction de leurs adresses de destination. Les paquets d'une même session peuvent emprunter des chemins différents (figure 2.10) : il n'y a pas de circuit virtuel tracé au préalable. La transmission des données est réalisée en **mode non connecté** encore appelé **mode datagramme**.

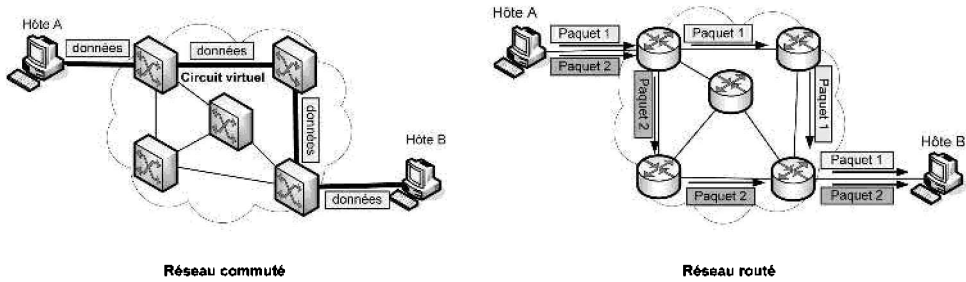


Figure 2.10 - Commutation vs. routage.

2.4 DÉLAIS, PERTES ET QoS

Les réseaux de l'Internet sont de type **best-effort** : ils font au mieux pour acheminer les paquets jusqu'à leur destination, mais ne fournissent aucune garantie quant aux délais et au taux de perte. Ceci est problématique pour les applications qui nécessitent de l'interactivité ou le respect de délais de transmission, comme la téléphonie, la visioconférence, les jeux en ligne, la télévision, la radio etc.

L'origine de la latence sur un réseau IP est multiple. Considérons l'exemple de la figure 2.11. Pour un paquet transmis d'une source A vers une destination B, le temps total de transmission peut être décomposé en quatre :

- **le temps de traitement dans le routeur A** : il comprend la durée nécessaire à la lecture et l'analyse de l'en-tête du paquet (adresse IP, TTL, etc.), la durée de l'opération de routage consistant à déterminer la liaison de sortie pour rapprocher le paquet de sa destination, le temps de contrôle des erreurs (*checksum*, CRC...). Pour un routeur, ce temps est généralement de l'ordre de la μs .
- **le temps d'attente dans la file du routeur** : il dépend essentiellement du nombre de paquets dans la file (intensité du trafic) et de la durée du traitement des paquets dans la file (politique, priorité). Ce temps peut varier de quelques μs à plusieurs ms.
- **le temps de transmission sur le lien** : il s'agit du délai qui s'écoule entre le début et la fin de la transmission d'un message sur une ligne. Ce temps T_t est égal au rapport entre la longueur du message et le débit de la ligne : $T_t = L/R$ (L en bits et R en bit/s).
- **le temps de propagation sur le support** : c'est le temps nécessaire à un signal pour parcourir un support d'un point à un autre. Il dépend donc de la nature du support, de la distance et également de la fréquence du signal. Ainsi, le délai de propagation d'un signal entre la Terre et un satellite géostationnaire est de l'ordre de 250 ms, ce qui correspond à un temps de propagation de $7 \mu\text{s}/\text{km}$. Sur le réseau téléphonique utilisant des paires métalliques, le temps de propagation peut être compris entre 10 et $40 \mu\text{s}/\text{km}$ alors que pour des liaisons locales à grand débit sur câble coaxial, telles que celles mises en œuvre sur le réseau Ethernet, il est estimé à $4 \mu\text{s}/\text{km}$.

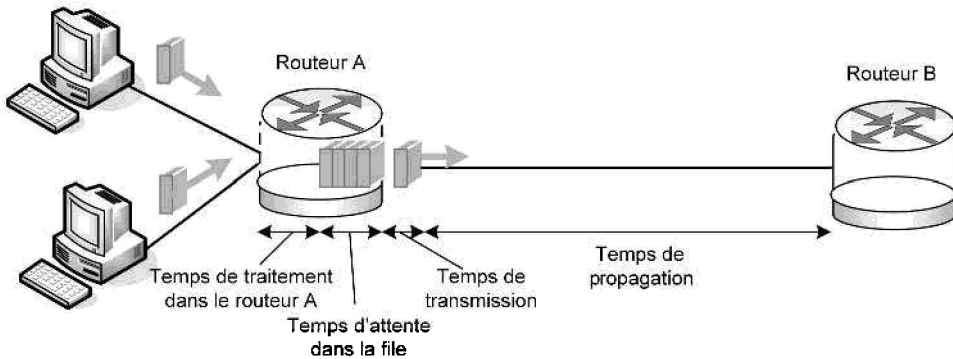


Figure 2.11 - Origine des délais sur un réseau IP.

En général, le temps de propagation peut être négligé par rapport au temps de transmission. En effet, prenons l'exemple d'un message de 10 000 bits transmis sur un réseau Ethernet à 100 Mbit/s sur une distance de 100 m, on obtient :

- temps de transmission : $T_t = 10^5/10^8 \text{ s} = 1 \text{ ms}$;
- temps de propagation : $T_p = 4 \times 0,1 \mu\text{s} = 0,4 \mu\text{s}$.

Les pertes, quant à elles, peuvent provenir des limites du support et de la charge du réseau. En effet, tout support de transmission admet un débit binaire maximal au-delà duquel il n'est pas possible de transmettre sans erreurs. Ce débit est appelé **capacité** ; il dépend de la bande passante du support (la largeur de la bande de fréquences qu'il laisse passer) et du rapport signal à bruit, c'est-à-dire le rapport entre la puissance du signal et la puissance du bruit dans la bande.

La capacité C d'un canal de transmission est donnée par la formule :

$$C = B \times \log_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right)$$

où B est la largeur de la bande passante en Hz et $\frac{S}{N}$ le rapport signal à bruit.

On constate donc que :

- pour un rapport signal à bruit donné, plus la bande passante du support est étroite, plus le débit est limité ;
- plus le niveau de bruit est élevé, plus le débit de transmission pouvant être atteint est faible.

D'autres facteurs peuvent générer des erreurs de transmission sur le support comme l'atténuation (par effet Joule sur un câble électrique par exemple), le déphasage des harmoniques, l'interférence entre symboles...

En outre, lorsque l'intensité du trafic augmente, les files d'attente des routeurs peuvent être saturées : les paquets sont alors perdus. Une procédure de détection de perte et de retransmission doit être mise en œuvre à un niveau supérieur (par exemple TCP pour une perte de paquet IP). Le nombre de paquets perdus augmente avec l'intensité du trafic : on parle de **congestion** du réseau.

L'ensemble des procédures mises en œuvre dans un réseau pour maîtriser les délais, leur variation (gigue), le débit et les pertes, est appelé **qualité de service** (**QoS**, *Quality of Service*). Contrairement aux réseaux de télécommunications (RTC, RNIS, ATM), les réseaux de l'Internet n'ont pas été conçus pour offrir des garanties de QoS aux applications. Des procédures spécifiques ont été développées pour combler ce manque ; elles sont présentées dans le paragraphe 5.6.

2.5 ARCHITECTURE DES RÉSEAUX

2.5.1 Modèle en couches et encapsulation

Afin de communiquer, les réseaux doivent obéir à des règles communes qui concernent à la fois les aspects matériels et logiciels des équipements. Les caractéristiques d'un réseau sont extrêmement variées : elles concernent le support de transmission, la représentation du signal, les règles de communication, etc. C'est pourquoi l'architecture d'un réseau est structurée en couches.

Une **couche** (*layer*) regroupe un ensemble de fonctionnalités se rapportant à un même domaine. Par exemple, on peut définir une couche pour les caractéristiques physiques du réseau (nature du signal, type de support...), une couche pour la méthode de communication choisie (avec ou sans accusé de réception, par envoi direct ou après entente préalable, avec ou sans ordonnancement des données, avec ou sans détection d'erreurs...), une couche pour le service rendu (transfert de fichiers, envoi de messages...), etc.

Les couches suivent un modèle vertical : une couche correspond avec la couche qui lui est immédiatement supérieure et avec celle qui lui est immédiatement inférieure. On dit qu'une couche rend un **service** à sa couche immédiatement supérieure qui ne s'intéresse qu'au résultat du service. Le traitement réalisé par une couche est donc complètement transparent pour ses couches adjacentes : il doit être possible de modifier une couche sans devoir modifier ses voisines. Les couches adjacentes s'échangent des informations par l'intermédiaire de **primitives de service** (figure 2.12).

Pour communiquer, deux équipements doivent suivre le même modèle en couches. Les couches de même niveau communiquent en suivant un **protocole**, qui définit toutes les règles de communication (figure 2.12).

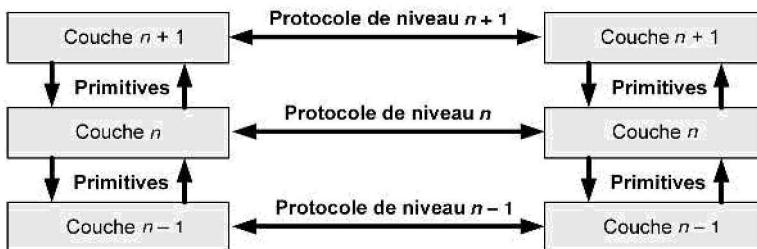


Figure 2.12 - Primitives et protocoles d'un modèle en couches.

Lorsqu'un équipement veut émettre une donnée, la donnée est d'abord traitée par le protocole de la couche de plus haut niveau ; il y rajoute un en-tête contenant diverses informations nécessaires au traitement des données par la couche de même niveau de l'équipement destinataire. Puis l'ensemble constitué des données et de l'en-tête est passé à la couche inférieure et reçoit alors un en-tête supplémentaire. Ce procédé est répété de couche en couche jusqu'à émission du paquet obtenu. C'est le principe d'**encapsulation**.

Lorsque le paquet arrive au destinataire, il est traité par le protocole de la couche de plus bas niveau qui isole l'en-tête et l'utilise pour réaliser son traitement. Le paquet privé de son en-tête est alors transmis à la couche supérieure. Le processus se répète jusqu'à ce que le paquet quitte la couche de plus haut niveau et soit remis à « l'utilisateur », c'est-à-dire l'application qui a généré la donnée. On parle de **désencapsulation**.

Parmi les informations portées par l'en-tête, on peut trouver : les adresses des équipements communiquant, des champs pour la détection ou la correction des erreurs, des accusés de réception, des numéros de séquence, etc.

L'ensemble constitué du paquet provenant de la couche supérieure et de l'en-tête est appelé **PDU** (*Protocol Data Unit*, unité de données de protocole). Les données issues de la couche supérieure se nomment **SDU** (*Service Data Unit*, unité de données de service). Enfin, l'en-tête est désigné par **PCI** (*Protocol Control Information*, information de contrôle du protocole).

Le principe d'encapsulation est illustré sur la figure 2.13.

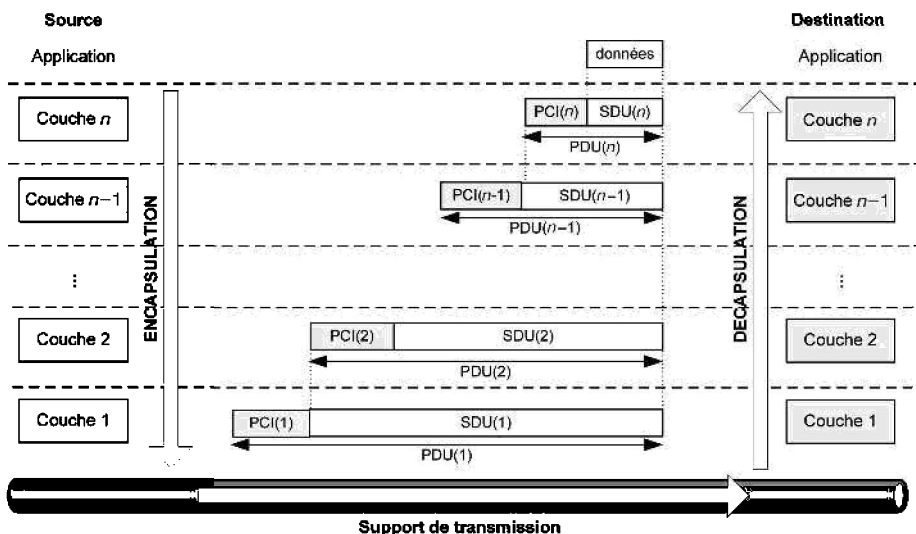


Figure 2.13 - Principe d'encapsulation d'un modèle en couches.

Considérons par exemple l'envoi d'une page web d'un serveur vers un client sur un réseau local dont l'architecture contient quatre couches (figure 2.14). Le protocole de consultation des pages web est HTTP ; il appartient à la couche de plus haut

niveau. Les 400 octets de données HTTP constituant la page web sont transmis au protocole de la couche inférieure, TCP, qui rajoute un en-tête de 20 octets. Cet en-tête contient des informations nécessaires à la gestion des erreurs, au contrôle de flux, de congestion et de séquençement. Le segment TCP ainsi construit est passé au protocole IP qui rajoute lui-même un en-tête de 20 octets nécessaire au routage du paquet, comme les adresses IP du serveur et du client par exemple. Enfin le protocole Ethernet reçoit le datagramme IP et l'encapsule dans son en-tête incluant les adresses physiques source et destination, un champ de détection d'erreur, etc. Cette trame, constituée de 458 octets, est émise sur le support. Lorsque le client la reçoit, c'est le protocole Ethernet qui la traite en premier : il contrôle les adresses physiques et l'intégrité du paquet. Il enlève son en-tête (opération de désencapsulation) et donne le paquet à IP qui va réaliser ses traitements (par exemple, vérifier les adresses IP). Puis TCP reçoit la SDU du datagramme IP, vérifie à l'aide de l'en-tête TCP l'intégrité des données, leur séquençement, etc. Enfin les données utiles sont transmises à HTTP et l'utilisateur voit la page s'afficher sur son navigateur.

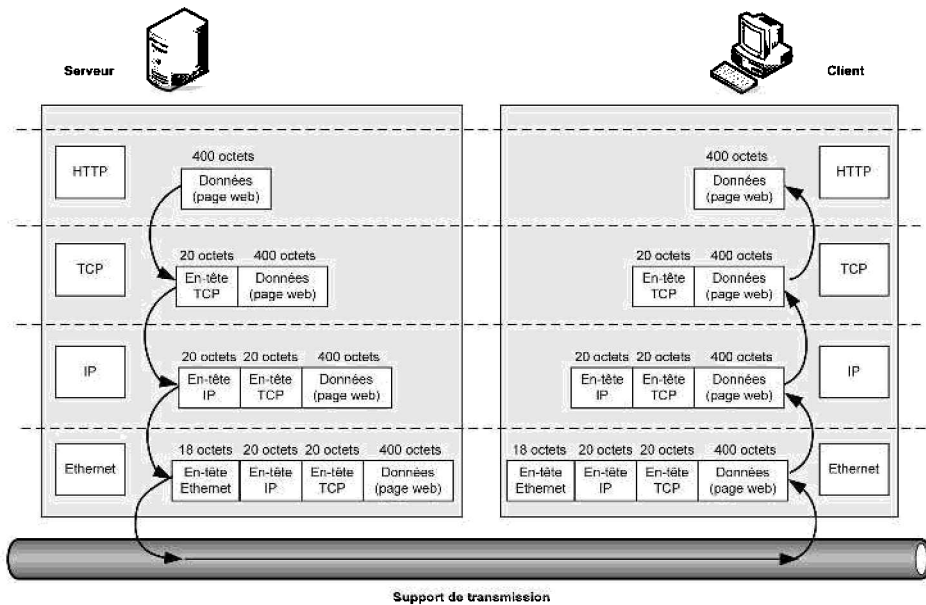


Figure 2.14 - Exemple d'encapsulation de données lors du transfert d'une page web.

Les principaux inconvénients de l'encapsulation sont le gaspillage de bande passante induit par les en-têtes et la latence générée par le traitement au niveau de chaque couche.

Pour être efficace, un modèle doit avoir suffisamment de couches pour ne pas induire un échange trop volumineux de données au niveau des interfaces ; néanmoins, le nombre de couches doit aussi être suffisant pour éviter de faire cohabiter dans une même couche des fonctions trop différentes.

2.5.2 Le modèle OSI

Jusqu'à la fin des années 1970, il n'existait aucun modèle de référence pour l'architecture des réseaux, qu'ils s'agissent des réseaux d'opérateurs ou des réseaux d'entreprise. La plupart des grandes sociétés du monde informatique avaient développé leurs propres architectures : *System Network Architecture* (SNA) pour IBM, DECnet pour *Digital Equipment Corporation* (DEC), *Xerox Network Services* (XNS) pour Xerox, etc. Ces modèles propriétaires étaient malheureusement incompatibles entre eux et ne permettaient pas l'interconnexion d'équipements issus de constructeurs différents.

En 1984, l'organisme de normalisation ISO (*International Standardization Organisation*) a publié la norme ISO 7498 définissant un modèle d'architecture réseau en sept couches nommé modèle **OSI** (*Open Systems Interconnection*). Les couches sont présentées sur la figure 2.15. Elles sont classées en trois catégories : les couches basses, les couches moyennes et les couches hautes. Les couches moyennes et les couches hautes sont des couches **de bout en bout** : elles sont implémentées dans les hôtes source et destination des données, mais pas dans les équipements intermédiaires qui constituent le chemin (routeurs ou commutateurs).

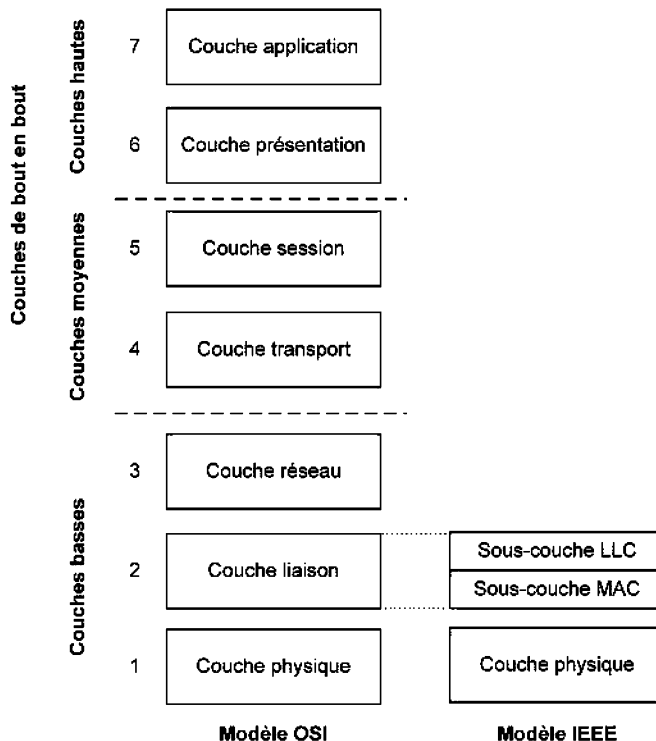


Figure 2.15 - Modèle OSI et modèle IEEE.

- La couche **application** réalise l'interface entre l'utilisateur et le réseau.
- La couche **présentation** gère la syntaxe et le format des données et offre des fonctions de compression et chiffrement.
- La couche **session** synchronise le dialogue entre la source et la destination. Elle précise quand chaque extrémité a « le droit de parler » et fournit des mécanismes pour reprendre le dialogue en cas d'interruption des échanges. Cette couche est assez légère ; dans le modèle TCP/IP ses fonctionnalités sont d'ailleurs incluses dans la couche transport.
- La couche **transport** se charge de l'acheminement et du contrôle de la transmission entre la source et la destination ; elle permet la segmentation des données, le contrôle de flux, la gestion des erreurs, l'ordonnancement des paquets.
- La couche **réseau** est celle qui recherche un chemin vers la destination. Les protocoles de cette couche peuvent réaliser du contrôle de congestion et gérer l'interconnexion des réseaux hétérogènes, par exemple en fragmentant les données lorsqu'elles traversent un réseau supportant des paquets de petite taille.
- La couche **liaison** est une couche très chargée. Elle a été développée pour gérer le transport des données sur chaque lien constituant le chemin vers la destination. Alors que la couche physique manipule des bits sans aucun formatage, la couche liaison les organise en structures logiques appelées trames, contenant des champs (adresses, données, etc.). Initialement, les protocoles de cette couche pouvaient proposer des fonctions assez proches de celles de la couche transport, comme le contrôle de flux ou la retransmission en cas d'erreur. C'était notamment le cas du protocole HDLC (*High-Level Data Link Control*) normalisé par l'ISO.
- Enfin la couche **physique** régit la transmission brute des bits sur le support : elle définit les caractéristiques des signaux (codage, niveaux électriques, modulation, débit, etc.) et celles du support de transmission.

Lors de la conception du modèle OSI, les protocoles des couches transport et liaison pouvaient réaliser des fonctions semblables, comme le contrôle des erreurs et l'ordonnancement par exemple : tandis que le protocole de niveau transport s'exécute de bout en bout, le protocole de niveau liaison réalise ces opérations sur chaque lien traversé par les données, c'est-à-dire de routeur à routeur ou de commutateur à commutateur. Si cette redondance se révèle pertinente sur des réseaux peu robustes, son efficacité est moins évidente sur les réseaux de transmission de bonne qualité. Les protocoles de réseau étendus X.25 et *Frame Relay* illustrent bien cette situation : alors que tous les commutateurs X.25 réalisaient la détection des erreurs, la norme *Frame Relay* a reporté ce contrôle aux extrémités du réseau car les liaisons physiques étaient de meilleure qualité.

Il faut noter que l'IEEE a amélioré la couche liaison du modèle OSI en la segmentant en deux sous-couches : la sous-couche **LLC** (*Logical Link Control*) et la sous-couche **MAC** (*Medium Access Control*). Ce modèle est présenté sur la figure 2.15. La sous-couche LLC gère les communications entre les stations (acquittements, connexion) et assure l'interface avec les couches supérieures. La couche MAC assure le partage du support entre tous les utilisateurs et propose un adressage physique, l'adressage MAC. La norme Ethernet (IEEE 802.3) par exemple appartient à la

couche MAC ; elle ne réalise pas de contrôle de flux, d'ordonnancement, ni de fragmentation mais permet la détection des erreurs. La norme WiFi (IEEE 802.11) quant à elle réalise des transmissions en mode fiable, c'est-à-dire qu'elle détecte les erreurs et permet la retransmission des données perdues.

Pour conclure, le modèle OSI s'est développé à une époque où une architecture de réseaux non normalisée s'était déjà imposée : le modèle TCP/IP, modèle de l'Internet. Il reste cependant le modèle théorique de référence.

2.5.3 Le modèle TCP/IP

Conçu initialement pour le réseau ARPANET, le modèle TCP/IP, parfois nommé modèle du DoD, définit l'architecture des réseaux de l'Internet. Il a été normalisé par l'IETF. Il doit son nom à ses deux principaux protocoles ; l'*Internet Protocol* (IP) au niveau réseau et le *Transport Control Protocol* (TCP) au niveau transport.

Le modèle TCP/IP est constitué de quatre couches (figure 2.16). La couche supérieure, application, correspond à une fusion des couches application et présentation du modèle OSI. La couche la plus basse, accès réseau, encore appelée hôte/réseau, regroupe les fonctionnalités des couches liaison et physique. Les couches transport et application sont des couches de bout en bout et ne sont pas implémentées dans les routeurs sur le chemin.

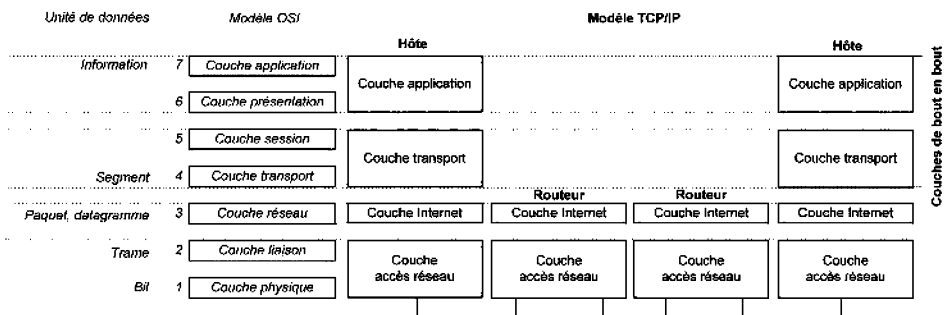


Figure 2.16 - Le modèle TCP/IP.

La dénomination des unités de données varie suivant les couches. On parle de :

- bit au niveau physique ;
- trame au niveau liaison ;
- paquet ou datagramme au niveau réseau ;
- segment au niveau transport ;
- information au niveau application.

Le principal défaut de ce modèle est la fusion des couches liaison et physique dans la couche accès réseau. En effet, ces deux niveaux sont particulièrement chargés, si bien que les protocoles associés doivent assumer beaucoup de fonctionnalités.

L'IETF ne normalise pas les protocoles de la couche accès réseau ; ils proviennent d'autres organismes de normalisation, comme l'IEEE, l'ISO, l'UIT, etc. On trouve par exemple Ethernet (IEEE 802.3) et WiFi (IEEE 802.11) pour les réseaux locaux, ATM et SDH pour les réseaux d'opérateurs, PPP pour la liaison usager-fournisseur d'accès, etc. Il faut noter que l'on parle souvent de couche « liaison » en faisant référence à la couche accès réseau : c'est un abus de langage couramment réalisé dans le monde IP.

La couche Internet contient un protocole essentiel, IP, qui a en charge l'adressage des machines et le routage des paquets. Son fonctionnement est décrit dans le chapitre 5. Ce protocole fonctionne en mode non connecté et non fiable.

Dans le **mode connecté** (figure 2.17), l'émetteur contacte le récepteur avant la transmission des données : il s'assure ainsi de la capacité du destinataire à recevoir. Toute connexion ouverte doit être fermée à la fin des échanges. Lorsqu'il n'y a pas d'entente préalable entre les équipements communiquant, on parle de **mode non connecté** ou **mode datagramme**. Les inconvénients du mode connecté sont la latence et la consommation de bande passante générées par l'ouverture et la fermeture de connexion.

Dans le **mode fiable** (figure 2.17), le récepteur envoie des accusés de réception à l'émetteur pour l'informer de l'état de la transmission. Ainsi le récepteur a la possibilité de demander la retransmission des données perdues ou erronées. Ce mode de fonctionnement garantit l'intégrité des données reçues mais accroît la consommation de bande passante et les délais de transmission.

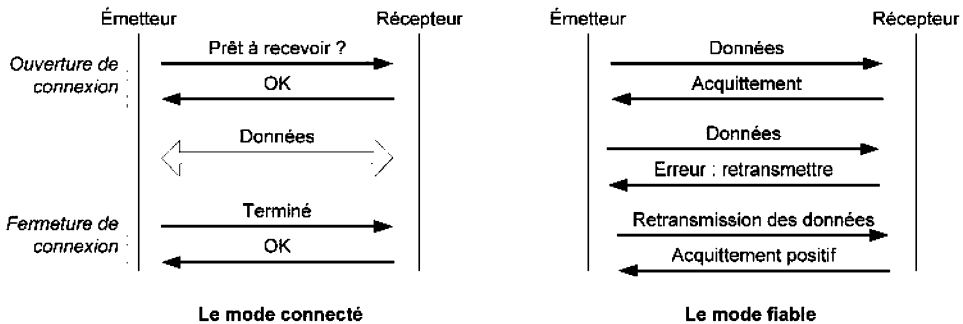


Figure 2.17 - Le mode connecté et le mode fiable.

La couche transport contient deux protocoles essentiels : TCP et UDP décrits dans le chapitre 4. Le protocole TCP fonctionne en mode connecté et en mode fiable ; il assure donc la retransmission de paquets en cas de pertes, mais aussi le séquençement des paquets (les données sont reçues dans leur ordre d'émission), le contrôle de flux (le destinataire peut demander à la source de modifier la vitesse de transmission) et le contrôle de congestion (il adapte son comportement à l'état d'encombrement du réseau). Le protocole UDP (*User Datagram Protocol*) quant à

lui ne réalise aucune de ces fonctions et travaille en mode datagramme et non fiable. Le protocole TCP est adapté aux applications n'ayant pas de contraintes de temps mais exigeant que les données reçues soient intègres ; il s'agit par exemple des protocoles de transfert de fichiers (FTP), de messagerie (SMTP, POP3, IMAP), de consultation de pages web (HTTP)... Le protocole UDP est employé par les applications temps réel comme la téléphonie sur IP ou la vidéoconférence, et des protocoles qui ne peuvent supporter la surcharge induite par les connexions et les acquittements, tels les services DHCP et DNS.

Cependant il faut noter que certains protocoles du modèle TCP/IP sont eux-mêmes encapsulés dans des protocoles appartenant à la même couche. Il s'agit par exemple des protocoles de niveau transport RTP et RTCP encapsulés dans UDP, du protocole SSL/TLS encapsulé dans TCP ou des protocoles de niveau réseau ICMP et IGMP encapsulés dans IP. Ces protocoles viennent compléter les fonctionnalités des protocoles qui les encapsulent. Ainsi RTP et RTCP complètent les manques d'UDP pour les applications temps-réel, SSL/TLS fournit des outils de sécurité au protocole TCP, ICMP complète IP pour la gestion des erreurs, et IGMP pour l'envoi de groupe. Enfin certains protocoles applicatifs, comme SIP pour la VoIP et RTSP pour le *streaming*, peuvent fonctionner au-dessus de TCP et UDP ; la plupart des services travaillant avec TCP peuvent aussi être encapsulés dans SSL/TLS qui chiffre leurs données.

La figure 2.18 fournit une liste non exhaustive des protocoles du modèle TCP/IP et montre leurs relations.

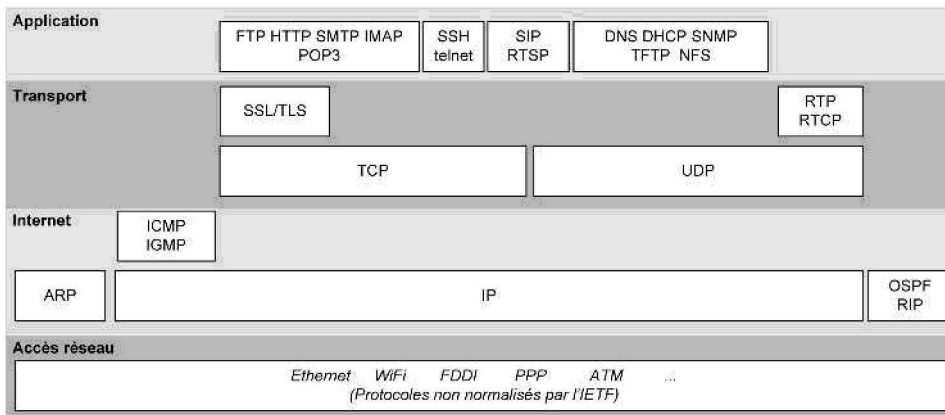


Figure 2.18 - Les principaux protocoles du modèle TCP/IP.

Résumé

Internet est le descendant du réseau ARPANET, le premier réseau à commutation de paquets, conçu conjointement par l'armée et de grandes universités américaines pour le transport des données informatiques exclusivement. Internet est un système ouvert, permettant l'interconnexion de réseaux informatiques privés d'architectures physiques diverses. Le développement d'Internet est géré par des associations internationales, à la tête desquelles se trouve l'ISOC. Parmi les comités supervisés par l'ISOC se trouve l'IETF qui conçoit les normes de l'Internet : les **RFC**.

Les réseaux d'entreprises et de particuliers sont connectés par l'intermédiaire de réseaux d'accès à des réseaux d'opérateurs de dimension internationale qui acheminent les données sur l'ensemble du réseau Internet. Les réseaux d'accès appartiennent aux **FAI** qui fournissent à leurs clients une adresse les identifiant sur Internet et des services supplémentaires (messagerie, hébergement de pages web, service de résolution de noms, etc.).

Par défaut, le réseau Internet fonctionne en *best-effort* : il fait au mieux pour acheminer les données jusqu'à leur destination mais ne fournit aucune garantie de qualité de service. Notamment, les délais de transmission, la bande passante, et le taux de pertes ne sont pas garantis. Si nécessaire, les données perdues sont retransmises.

L'architecture des réseaux informatiques respecte un modèle en couches. Chaque couche décrit des fonctionnalités logicielles ou matérielles que doivent respecter les machines pour pouvoir communiquer. L'ensemble des règles de communication définies par une couche s'appelle « protocole ». Les données créées par une application sont encapsulées : chaque couche y rajoute un en-tête contenant les informations de contrôle nécessaires au fonctionnement de son protocole. À la réception, les données sont désencapsulées.

Le modèle théorique de référence de l'architecture des réseaux informatiques est le **modèle OSI**. Cependant, tous les réseaux interconnectés à Internet respectent le **modèle TCP/IP**, constitué de quatre couches (accès réseau, Internet, transport, application). L'IETF normalise les protocoles des trois couches les plus hautes uniquement. Le modèle TCP/IP doit son nom à ses deux principaux protocoles : IP et TCP. Le protocole de niveau réseau **IP** se charge de l'adressage et du routage des paquets de données dans l'Internet ; il fonctionne en mode non connecté et non fiable. Le protocole de niveau transport **TCP** réalise l'acheminement des données de bout en bout ; il travaille en mode connecté et fiable, et réalise du contrôle de flux et de congestion. Il est adapté aux applications sans contraintes de temps comme le transfert de fichiers ou la messagerie. Le protocole **UDP** est un autre protocole de niveau transport qui ne réalise aucune des fonctions supportées par TCP ; il est particulièrement bien adapté aux données ayant des contraintes temps réel.

QCM

2.1 Qu'est-ce qui caractérise Internet ?

- a. Ce n'est pas un réseau mais une collection de réseaux.
- b. Tous les réseaux qui le constituent doivent provenir du même constructeur.
- c. Pour s'y rattacher, un ordinateur doit respecter le modèle TCP/IP.
- d. Il supporte nativement les données téléphoniques.

2.2 Que doivent avoir en commun les ordinateurs d'un réseau pour communiquer directement les uns avec les autres ?

- a. Utiliser le même système d'exploitation.
- b. Utiliser le même protocole.
- c. Être construits par le même fabricant.
- d. Respecter le même modèle en couche.

2.3 L'IETF est un organisme qui :

- a. Réglemente l'allocation des adresses IP.
- b. Normalise les protocoles de l'Internet.
- c. Régit les noms de domaine.
- d. Est régi par le gouvernement américain.

2.4 Qu'est-ce qui caractérise la couche 2 du modèle OSI ?

- a. Elle se charge de trouver un chemin pour les données dans le réseau.
- b. Elle regroupe la séquence de bits en trames.
- c. Elle permet de synchroniser les échanges.
- d. C'est une couche de bout en bout.

2.5 On note par [unité de données]_i la taille de l'unité de données utilisée par la couche i. Parmi ces propositions, lesquelles sont toujours vraies ?

- a. $[PDU]_i < [PDU]_{i+1}$
- b. $[PDU]_i = [PCI]_i + [SDU]_i$
- c. $[SDU]_i < [SDU]_{i+1}$

2.6 Qu'est-ce qui caractérise le protocole TCP ?

- a. C'est un protocole de niveau transport.
- b. Il réalise du contrôle de flux.
- c. Il fonctionne en mode datagramme.
- d. Il permet la retransmission des données perdues.

2.7 Qu'est-ce qui caractérise le protocole UDP ?

- a. Il est adapté aux transferts de fichiers.

- b. Il ne permet pas d'éviter la congestion du réseau.
- c. Il permet la retransmission des données perdues.
- d. Il n'assure pas le séquençement des données.

2.8 Qu'est-ce qui caractérise le protocole IP ?

- a. Il est nécessairement supporté par tous les réseaux connectés à Internet.
- b. C'est un protocole de bout en bout.
- c. Il permet la retransmission des données perdues.
- d. Il définit une méthode d'adressage des machines sur Internet.

2.9 Dans un réseau à commutation de paquets,

- a. Les paquets d'un même flux suivent tous le même chemin.
- b. L'allocation de bande passante pour un usager est fixe pendant la durée des échanges.
- c. Les paquets sont nécessairement de longueur fixe.
- d. Un paquet d'appel ouvre le circuit virtuel.

2.10 Qu'est-ce qui caractérise une RFC ?

- a. Elle est produite par l'IEEE.
- b. C'est une norme de facto.
- c. Elle définit un standard de l'Internet.
- d. Elle est librement consultable en ligne.

QCM

2.1 On considère un échange sur un réseau local Ethernet. L'en-tête Ethernet mesure 18 octets. Les données issues de la couche application mesurent 500 octets. Elles sont transmises au protocole de la couche transport : UDP. L'en-tête UDP mesure 8 octets. Le protocole utilisé pour la couche réseau est IP : son en-tête mesure 20 octets.

- a. Représentez sur un schéma la pile de protocoles utilisés dans cet échange. Indiquez pour chaque couche la constitution des PDU en précisant la taille des PCI et SDU.
- b. Calculez la taille en octets d'une trame Ethernet émise sur le réseau local.
- c. Sachant que le débit du réseau Ethernet est 10 Mbit/s, quelle est la durée de transmission d'une trame sur le réseau ?
- d. Quel est le pourcentage de la bande passante occupé par les en-têtes ?
- e. Quelle serait la durée de transmission de la trame en l'absence des en-têtes ?
- f. Calculez le débit utile (taille des données utiles/durée de transmission des données).

2.2 Un FAI écrit sur sa publicité : « *L'ADSL jusqu'à 20 Méga ! (débit ATM, 16 Mbit/s en IP)* ».

a. D'après cette information, les protocoles ATM appartiennent-ils à une couche supérieure ou inférieure à celle du protocole IP ?

b. Vous avez souscrit un abonnement auprès de ce FAI. Vous possédez une ligne téléphonique de qualité parfaite et habitez si près du commutateur de rattachement que les signaux ne subissent aucune atténuation (considérations purement théoriques...). Vous téléchargez une vidéo depuis un serveur de VoD. Un utilitaire affiche sur votre bureau le débit auquel vous recevez le film. Le débit affiché est toujours strictement inférieur à 20 Mbit/s. Expliquez pourquoi.

2.3 On rappelle que les protocoles TCP et UDP sont des protocoles de niveau transport.

a. Lequel de ces deux protocoles fonctionne en mode fiable ? En mode connecté ?

b. Quels sont les inconvénients du mode fiable ? Pour quel type de données son emploi est-il inutile, voire à proscrire, et pourquoi ?

c. FTP est un protocole de transfert de fichiers. Selon vous, au-dessus de quel protocole de niveau transport fonctionne-t-il ?

d. RTP (*Real Time Protocol*) est un protocole de la couche transport utilisé dans les applications temps réel, comme le streaming ou la voix sur IP. Il fournit aux applications des informations leur permettant notamment d'évaluer le temps de transit des données sur le réseau. Il est lui-même encapsulé dans un protocole de niveau transport. Selon vous, fonctionne-t-il au-dessus de TCP ou UDP ? Expliquez.

2.4 Le protocole TCP utilise une « fenêtre d'anticipation » : elle définit le nombre d'octets que peut encore recevoir le récepteur sans être obligé d'envoyer un acquittement. Par exemple, si l'émetteur transmet des segments de taille 1 ko, et si la fenêtre de réception est égale à 4 096 octets, l'émetteur peut envoyer successivement quatre segments ; avant d'émettre les suivants, il doit attendre un acquittement. Si un paquet est perdu, tous les paquets depuis le paquet perdu sont retransmis.

a. Étudiez l'influence de la taille de la fenêtre dans le cas où peu de pertes sont générées par le réseau.

b. Même question dans le cas où le réseau est congestionné.

2.5 Considérons un routeur connecté à une liaison Ethernet 10 Mbit/s sur câble coaxial de longueur 100 m. La vitesse de propagation sur le support est 4 µs/km. Le temps de traitement dans le routeur est estimé à 1 µs par paquet reçu. À l'instant $t = 0$, le routeur reçoit 1 Ko de données destinées à un équipement situé à l'autre extrémité de la liaison. À quel instant la destination reçoit-elle le paquet ? Considérez le cas où la file d'attente du routeur est vide à l'arrivée des données et le cas où 500 octets de données sont déjà en attente de transmission dans la file.

2.6 Dans cet exercice, vous allez étudier la RFC 1939.

a. À quel protocole se rapporte la RFC 1939 ? Quelle est sa date de publication ? Quelle est sa catégorie ? Que signifie la notation STD:53 dans l'en-tête de la RFC ? Quelles sont les RFC qui ont mis à jour la RFC 1939 ? Quelle RFC a été rendue obsolète par la RFC 1939 ?

b. Consultez la RFC pour répondre aux questions suivantes. Au-dessus de quel protocole de niveau transport fonctionne le protocole POP3 ? Sur quel port ? Comment se termine un message transmis par POP3 ? Quelle est la fonction de la commande TOP ? Quels sont ses arguments ? Son implémentation est-elle obligatoire ?

QCM – Corrigé

2.1 a), c)

2.2 b), d)

2.3 b)

2.4 b)

2.5 b)

2.6 a), b), d)

2.7 b), d)

2.8 a), d)

2.9 a), d)

2.10 c), d)

Exercices – Corrigé

2.1 a)

Tableau 2.1 - Pile des protocoles utilisés

Couche application				Données (500 octets)
Couche transport : UDP			En-tête UDP (8 octets)	Données (500 octets)
Couche Internet : IP		En-tête IP (20 octets)	En-tête UDP (8 octets)	Données (500 octets)
Couche accès réseau : Ethernet	En-tête Ethernet (18 octets)	En-tête IP (20 octets)	En-tête UDP (8 octets)	Données (500 octets)

b) Il faut ajouter aux 500 octets générés par l'application les octets des en-têtes des différentes couches. Ainsi la trame émise mesure : $500 + 8 + 20 + 18 = 546$ octets (voir schéma du a)).

c) La durée de transmission des 546 octets est $546 \times 8 / (10 \cdot 10^6) \text{ s} = 436,8 \text{ } \mu\text{s}$.

d) Les en-têtes occupent $46/546 = 8,4 \%$ des données.

e) En l'absence des en-têtes, la durée de transmission des données est $500 \times 8 / (10 \cdot 10^6) \text{ s} = 400 \text{ } \mu\text{s}$.

f) Le débit utile est égal à $500 \times 8 / (436,8 \cdot 10^{-6}) \text{ bit/s} = 9,16 \text{ Mbit/s}$.

2.2

a) Le débit au niveau ATM est supérieur à celui du niveau IP. Donc le protocole ATM est situé dans une couche inférieure à celle du protocole IP.

b) Le débit ATM est le débit brut. Parmi les données transmises à 20 Mbit/s se trouvent des octets de contrôle, contenus dans les en-têtes des protocoles des couches supérieures à celle d'ATM. De plus, la décapsulation à la réception des trames, puis des paquets, et enfin des segments prend un certain temps de traitement. Par conséquent, le débit utile affiché par l'utilitaire est toujours inférieur à 20 Mbit/s.

2.3

a) Seul le protocole TCP fonctionne en mode fiable et connecté.

b) Les acquittements et les paquets retransmis en cas d'erreur gaspillent de la bande passante et augmentent les délais de transmission. Le mode fiable est inutile pour les données à contraintes temps réel car les paquets retransmis risqueraient d'arriver trop tard à destination ; il faut même le proscrire car il introduit une latence susceptible d'engendrer des dysfonctionnements dans les applications.

c) Pour un transfert de fichiers, il est nécessaire que les données arrivent sans erreur à destination. Les délais de transmission sont moins importants. Donc c'est le protocole TCP qu'il faut utiliser au niveau transport.

d) Il faut encapsuler le protocole RTP dans le protocole UDP car lui seul est adapté aux transferts en temps réel.

2.4

a) Il faut utiliser une fenêtre de grande taille de manière à réduire le nombre d'acquittements. Les délais de transmission en sont raccourcis et le gaspillage de bande passante est réduit.

b) Si le réseau est congestionné, beaucoup de paquets sont perdus. À chaque fois, tous les paquets émis depuis le paquet égaré sont retransmis, même ceux qui sont arrivés correctement. Il faut donc diminuer la taille de la fenêtre pour éviter de retransmettre trop de données.

2.5 Dans le cas où la file d'attente est vide, le délai se décompose en :

- temps de traitement : $1 \text{ } \mu\text{s}$
- temps de transmission sur la liaison : $1\,024 \times 8 / (10 \cdot 10^6) \text{ s} = 819,2 \text{ } \mu\text{s}$

- temps de propagation sur le support : $100 \cdot 10^{-3} \times 4 \mu\text{s} = 0,4 \mu\text{s}$

Donc la destination reçoit le paquet à $t = 1 + 819,2 + 0,4 \mu\text{s} \approx 820,6 \mu\text{s}$.

Dans le cas où la file d'attente n'est pas vide, il faut rajouter la durée de traitement (1 μs) et d'émission des 500 octets : $500 \times 8 / (10 \cdot 10^6) \text{ s} = 400 \mu\text{s}$. La destination reçoit le paquet à l'instant $t = 400 + 1 + 820,6 \cdot 10^{-3} \mu\text{s} \approx 1\,221,6 \mu\text{s}$. La charge du routeur accroît le délai de 30 % environ.

2.6

- a) Il faut réaliser une recherche sur www.ietf.org et saisir le numéro de RFC 1939 : il s'agit du protocole POP3. La RFC a été publiée en mai 1996. Sa catégorie est *Internet standard*. STD :53 indique le numéro du standard. D'après une recherche sur <http://www.rfc-editor.org/rfcsearch.html>, ce document a rendu obsolète la RFC 1725, et a été mise à jour par les RFC 1957 et RFC 2449.
- b) Le paragraphe 3 intitulé *basic operation* précise que le protocole POP3 fonctionne sur le port TCP 110. Le message se termine par les cinq octets : « CRLF.CRLF ». La commande TOP permet d'afficher les premières lignes d'un message. Ses arguments sont le numéro identifiant le message et le nombre de lignes qu'il faut afficher. C'est une commande optionnelle.

3.1 PROTOCOLES APPLICATIFS

Les réseaux de l'Internet supportent des applications mettant à disposition des utilisateurs des « services ». Le client est donc utilisateur des services fournis par Internet (dans ce contexte, le terme client désigne l'humain ; il peut également désigner la machine ou le logiciel). Pour accéder à un service, le client doit disposer sur son ordinateur du logiciel adéquat et être connecté aux ressources correspondant au service demandé. Les services les plus utilisés sur Internet sont la consultation de serveurs web ou de moteur de recherche, la messagerie et le transfert de fichiers. Dans l'exemple le plus courant de la consultation d'une page web, le client est utilisateur du service fourni par le serveur consulté et délivré par l'intermédiaire du réseau (figure 3.1). Le logiciel client qui permet à l'utilisateur d'accéder au service est le navigateur installé sur son ordinateur (*Internet Explorer, Mozilla Firefox, Opera...*). Sur le serveur, un logiciel permettant de délivrer la page correspondant à la requête est également installé (les logiciels serveur web les plus courants sont *Apache* et *Internet Information Server* de Microsoft).

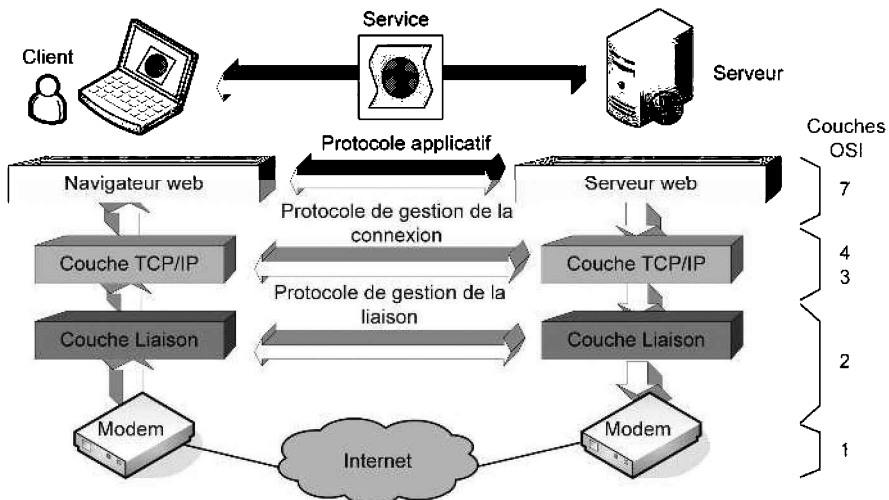


Figure 3.1 - Service Internet et protocoles.

Les services sont donc fournis à l'utilisateur grâce à des applications, des logiciels qui permettent de réaliser une ou plusieurs fonctions ou tâches, qui sont installées sur les serveurs et les clients. Notons que cette organisation client-serveur n'est pas la seule sur Internet, les applications de type « *peer to peer* », ou « d'égal à égal », utilisées pour les échanges de fichiers volumineux, ne font pas intervenir de serveurs dédiés ; mais dans ce cas, des applications sont également installées sur les clients.

Les applications sont situées tout en haut de la modélisation OSI, au niveau 7. Pour que ces applications puissent transmettre des données, et que le service correspondant soit délivré, des protocoles de niveau applicatif sont nécessaires. Les protocoles de la couche application sont donc les règles de dialogue qui permettent de mettre en œuvre une application entre un client et un serveur. Par exemple le dialogue entre un navigateur et un serveur web est géré par le protocole HTTP (*Hyper-Text Transfer Protocol*). Lorsque l'utilisateur saisit une adresse du type `http://www.univ-mlv.fr` sur son navigateur, un processus est engagé (un processus est une tâche en train de s'exécuter) et une requête est envoyée vers le serveur correspondant qui renvoie, après localisation de la ressource, les données formatées sous forme d'une page web qui apparaît au final sur le navigateur du client (figure 3.2). L'enchaînement des opérations nécessaires (des tâches) pour obtenir la page désirée est régi par le protocole HTTP qui doit être compris par les logiciels côté client (le navigateur) et côté serveur.

Plus généralement, un protocole applicatif (HTTP, SMTP, FTP...) définit :

- la séquence de messages échangés entre client et serveur (quand et comment les processus client et serveur doivent envoyer des demandes ou des réponses) ;
- le type de messages échangés (message de demande, de réponse, de confirmation...) ;
- la syntaxe adoptée par les différents types de messages (les différents champs et leurs délimitations) ;
- la sémantique des différents champs (le sens des informations qu'ils contiennent).

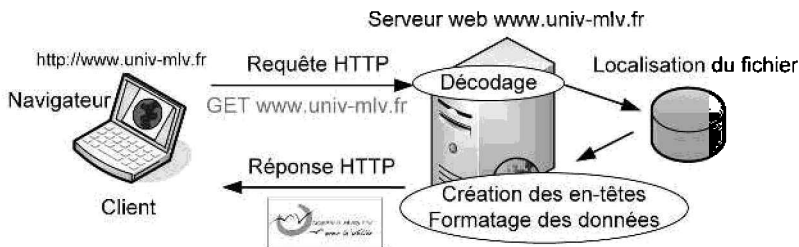


Figure 3.2 - Exemple de dialogue applicatif.

Par ailleurs, pour que les données correspondant à la page web soient transférées de manière fiable sur le réseau, d'autres protocoles chargés de gérer la connexion ou la liaison sont nécessaires au niveau des couches inférieures (figure 3.1). Par exem-

ple, les données de la couche 7 correspondant à des fragments de la page web sont encapsulées dans des segments TCP, eux-mêmes encapsulés dans des paquets IP qui sont à leur tour encapsulés dans des trames finalement transmises sur le réseau. Mais pour comprendre le dialogue applicatif au niveau 7 entre un client et un serveur, l'étude des protocoles des couches moyennes et basses (TCP ou IP par exemple) n'est pas nécessaire.

En ce qui concerne les besoins sur les ressources offertes par le réseau, certaines applications nécessitent des garanties en termes de qualité de service (QoS) : débit minimum, délai maximum, taux de pertes maximum... Or Internet n'est pas conçu au départ pour offrir des garanties de qualité, c'est un réseau de type « *best effort* » : il fait au mieux ! Les protocoles des couches inférieures vont donc jouer un rôle important pour offrir aux applications les garanties requises. Par exemple le protocole RTP (*Real Time protocol*) qui intervient au niveau 4 sera utilisé pour garantir des délais dans le réseau pour des applications de type « temps réel » comme le *streaming*. Le protocole RSVP (*ReSource Reservation Protocol*) peut être utilisé au niveau 4 également pour réserver des ressources dans les routeurs entre un serveur et son client et assurer ainsi un débit minimum sur ce chemin (voir chapitre 5).

Le tableau 3.1 présente les différents besoins des applications. On constate que les exigences des applications courantes existant depuis les débuts de l'Internet (transfert de fichier, e-mail et web), concernent uniquement la perte de paquets. Le protocole TCP a été conçu dès l'origine pour apporter de la fiabilité et retransmettre les paquets perdus (voir chapitre 4). Les applications les plus récentes et qui font l'objet d'une demande accrue, comme la VOD (*Video On Demand*) sont également les plus exigeantes et requièrent des protocoles spécifiques pour la QoS.

Tableau 3.1 - Besoins des applications.

Application	Perte de données	Débit	Contrainte de temps
Transfert de fichier	Interdite	Flexible	Non
e-mail	Interdite	Flexible	Non
Web	Interdite	Flexible	Non
Fichiers audio/vidéo enregistrés	Acceptable	Flexible	Non
Fichiers audio/vidéo en temps réel	Acceptable	Audio : 10 kbit/s à 1 Mbit/s Vidéo : 100 kbit/s à 5 Mbit/s	Oui - forte
Messagerie instantanée	Interdite	Flexible	Oui - faible
P2P	Interdite	Flexible	Non

3.2 LE NOMMAGE DNS

3.2.1 Principe

Pour simplifier l'identification des machines, un service de résolution permettant d'utiliser des noms symboliques à la place des adresses IP est utilisé localement ou à l'échelle mondiale. Rappelons que pour circuler sur Internet, un paquet IP doit contenir l'adresse IP de destination et non le nom associé. Lorsque nous saisissons par exemple sur la barre d'adresse d'un navigateur le nom d'un serveur web, il faut donc interroger ce service de résolution pour récupérer l'adresse IP qui correspond au nom symbolique saisi.

La méthode la plus simple passe par l'utilisation d'un fichier texte (fichier `/etc/hosts` sous Linux par exemple) sur la machine émettrice qui comprend les noms et les adresses IP correspondantes (listing 3.1). Mais cette méthode, qui impose la mise à jour d'un même fichier sur toutes les machines, ne reste envisageable que pour des réseaux de quelques postes.

Listing 3.1 Exemple de fichier `/etc/hosts` sur une machine Linux

IPAddress	Hostname
127.0.0.1	localhost
208.164.186.1	deep.business.com
208.164.186.1	mail.business.com
208.164.186.1	web.business.com

Pour des réseaux étendus, une autre méthode consiste à centraliser la gestion des noms sur des machines spécifiques (les serveurs de noms) à l'aide d'un service permettant une organisation hiérarchisée : le **DNS** (*Domain Name Service*). Ce service de nom de domaine travaille suivant une organisation arborescente en divisant le réseau global en un ensemble de domaines primaires, secondaires...

L'autorité de nommage de l'Internet est l'ICANN (*Internet Corporation for Assigned Names and Numbers*). Chaque zone a son responsable de nommage ; en France, c'est l'AFNIC (Association française pour le nommage Internet en coopération). Cet organisme gère donc une base de données relative à la zone `.fr` et c'est ainsi pour tous les autres organismes.

La figure 3.3 présente un extrait de ce nommage hiérarchique. Dans cette structure arborescente sont définis les domaines de premier niveau (appelés TLD, *Top Level Domains*), rattachés au nœud racine représenté par un point. Sont définis ensuite les domaines de deuxième niveau (SLD), de troisième niveau... Notons que seule une machine située à l'intérieur d'un domaine, quel que soit son niveau, possède une adresse IP ; un domaine ne correspond pas à une adresse ou à une plage d'adresses IP.

Les TLD génériques (gTLD) sont définis au même niveau de l'arborescence que les TLD correspondant à un pays (ccTLD pour *country code*TLD), ce qui peut poser problème lorsque l'on veut définir une activité commerciale en France par exemple. Il serait plus judicieux dans ce cas d'utiliser un nom du type `entreprise.com.fr`, le

gTLD *com* serait alors passé au deuxième niveau et le nom de l'entreprise au troisième niveau.

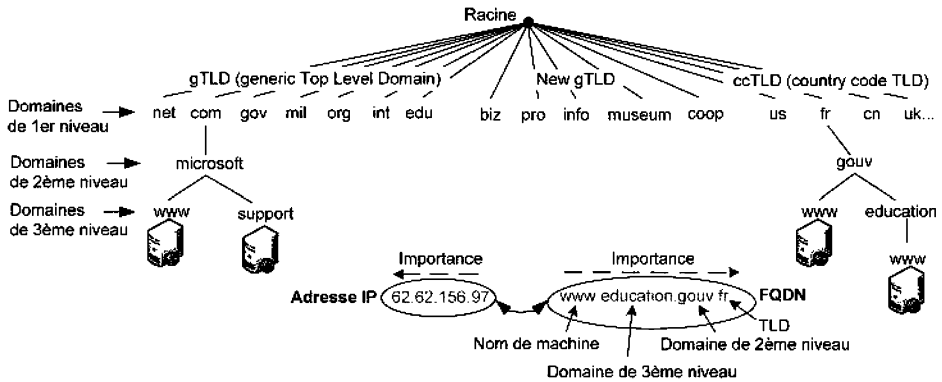


Figure 3.3 - Organisation arborescente du nommage DNS.

Un nom complet d'hôte ou FQDN (*Fully Qualified Domain Name*) est constitué des domaines successifs séparés par un point. Contrairement aux adresses IP pour lesquelles l'identifiant de la machine est situé sur la partie droite, les noms DNS présentent le nom de la machine à gauche suivi des noms de domaines d'importance croissante (figure 3.3).

3.2.2 Résolution DNS

En haut de l'arborescence, il existe aujourd'hui 13 serveurs de noms racines répartis dans le monde et qui connaissent tous les serveurs de noms de premier niveau. Ces serveurs sont nommés de *a.root-servers.net* à *m.root-servers.net*. La figure 3.4 montre la répartition de ces serveurs racines et nous rappelle dans quel pays le réseau Internet a été créé...

Pour les niveaux suivants, chaque serveur de noms gère une ou plusieurs zones du réseau. Chacune des zones possède au moins un serveur de noms ayant la connaissance complète des adresses des machines de la zone. Chaque serveur de noms connaît également l'adresse d'au moins un autre serveur de noms de la zone supérieure.

Côté client, chaque machine possède au moins l'adresse d'un serveur DNS (serveur primaire) et éventuellement l'adresse d'un second (serveur secondaire) en cas de panne du premier. Lorsqu'une application (navigateur, client FTP, client mail...) a besoin de résoudre un nom symbolique en une adresse réseau, elle envoie une requête au résolveur local (processus sur la machine client) qui la transmet au serveur de noms de la zone locale, c'est-à-dire le serveur primaire déclaré (figure 3.5). Si le nom est local (phases 1-2-3 de la figure 3.5) ou si la correspondance est déjà mémorisée dans sa mémoire cache (phases a-b-c de la figure 3.5), le serveur primaire qui fait autorité sur la zone renvoie directement l'adresse IP demandée.

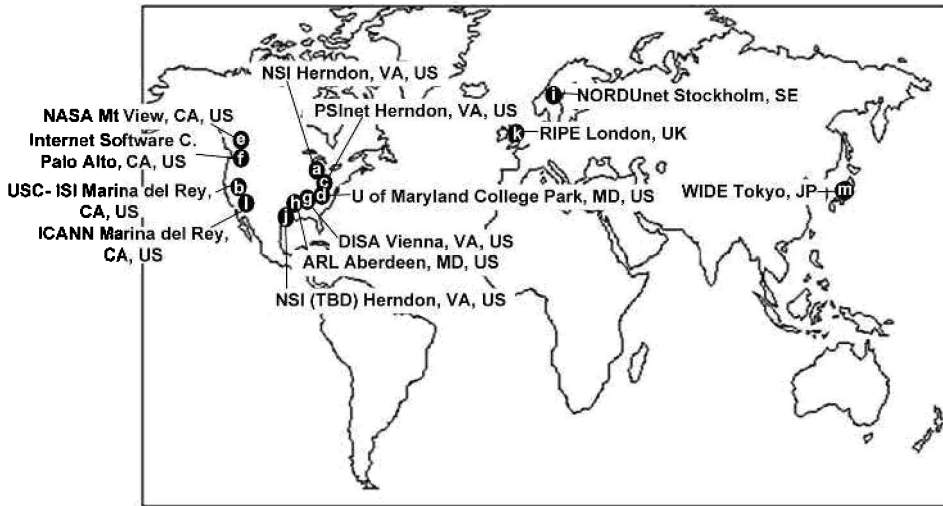


Figure 3.4 - Carte des serveurs racine.

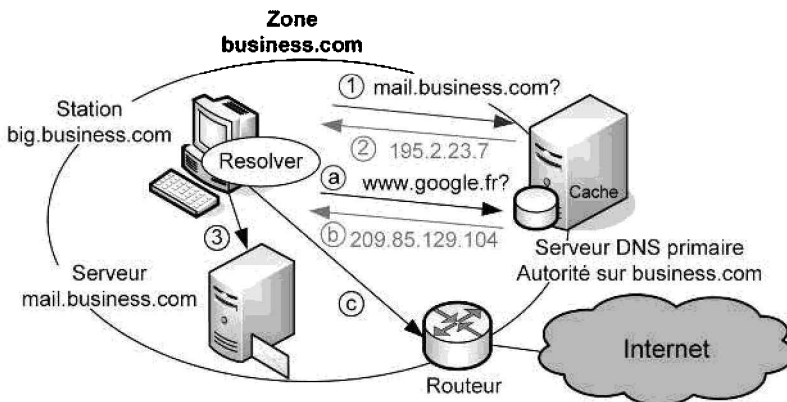


Figure 3.5 - Exemple de résolution DNS locale.

Si le nom ne peut être résolu localement (zone distante ou nom absent du cache), le serveur primaire transmet à un serveur distant ayant autorité sur le domaine de premier niveau concerné (figure 3.6). Le serveur choisi, qui a la connaissance complète des adresses des machines de sa zone, relaie la requête vers le serveur DNS de deuxième niveau. La requête est ensuite relayée jusqu'à atteindre le serveur DNS ayant autorité sur la zone demandée. L'adresse IP de la machine est alors renvoyée. Si le serveur primaire ne connaît pas l'adresse du serveur ayant autorité sur le domaine de premier niveau, il doit au préalable interroger un serveur racine. Les serveurs racine connaissent au moins les serveurs de noms pouvant résoudre le premier niveau (.fr, .com, .net...). Si les serveurs racine ne sont pas opérationnels, plus de communications sur l'Internet !

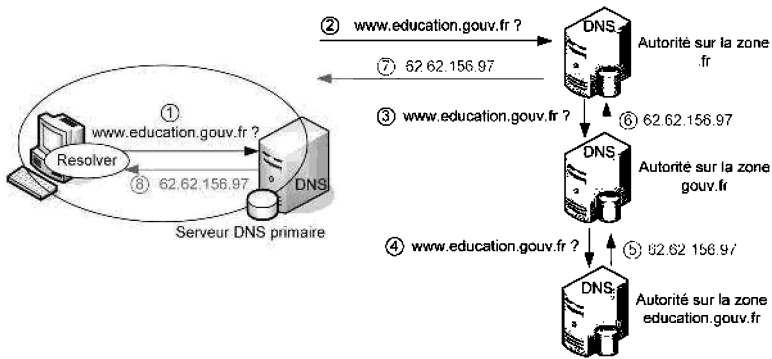


Figure 3.6 - Exemple de résolution DNS récursive.

Le protocole DNS autorise également l'usage de recherches itératives. Lorsqu'un serveur DNS n'est pas en mesure de relayer la requête de manière récursive, il transmet au serveur primaire l'adresse du prochain serveur. Dans l'exemple décrit figure 3.8, les deux premières requêtes sont de type itératif : c'est le serveur primaire qui est chargé de répéter les requêtes lorsqu'il a connaissance de l'adresse du serveur suivant. Dans la plupart des cas, le serveur de nom de premier niveau, fortement sollicité, ne relaye pas les requêtes de manière récursive. Seule la requête vers le serveur de nom de premier niveau est itérative, les autres sont récursives (cas de la figure 3.7). Les serveurs racine ne sont jamais récursifs. Les DNS proposés par les FAI sont toujours récursifs : ils savent répondre à n'importe quelle requête et ils font généralement autorité pour le domaine du FAI.

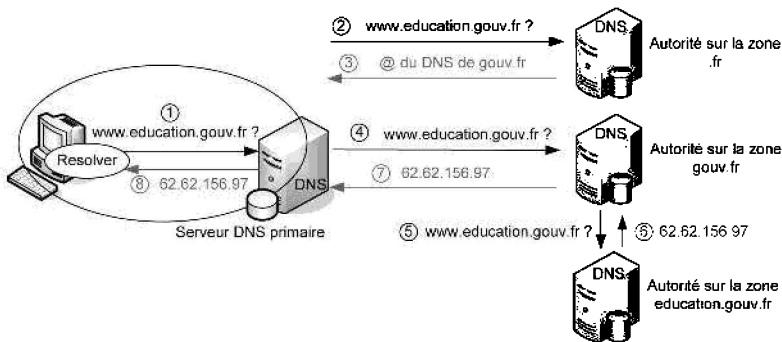


Figure 3.7 - Exemple de résolution DNS itérative et récursive.

3.2.3 Enregistrements DNS

La base de données des serveurs de noms est constituée « d'enregistrements de ressources » ou « *Resource Records* » (RR). Il était prévu initialement que ces enregistrements soient répartis en différentes classes suivant le réseau utilisé. Finalement, la seule classe d'enregistrement utilisée est la classe Internet (IN). À chaque nom de domaine est donc associé un enregistrement RR. Il existe plusieurs types de RR (figure 3.8) :

- **A** : *Address*, correspondance entre le nom et l'adresse IP (le plus usuel) ;
- **NS** : *Name Server*, serveur(s) de nom pour ce domaine ;
- **CNAME** : *Canonical NAME*, nom d'origine (des alias peuvent exister) ;
- **SOA** : *Start Of Authority*, serveur(s) faisant autorité sur la zone ;
- **PTR** : *PoinTeR*, correspondance entre l'adresse IP et le nom (résolution inverse) ;
- **MX** : *Mail eXchange*, indique le serveur de messagerie.

Record (nom de domaine)	TTL	Type	Class	Host
www.education.gouv.fr	3600	A	IN	62.62.156.97

Figure 3.8 - Exemple de RR.

Pour transporter les enregistrements stockés sur les serveurs DNS, le protocole associé utilise le même format de message pour les demandes et les réponses (figure 3.9) :

31	16	0
Identificateur	Drapeaux	
Nombre de questions	Nombre de réponses	
Nombre d'enregistrements « autorité »	Nombre d'enregistrements « information supplémentaire »	
Questions		
Réponses		
Autorité		
Informations supplémentaires		

Figure 3.9 - Format général des messages DNS.

- le champ « identificateur » comprend une valeur donnée par le client et renvoyée par le serveur qui permet de faire correspondre les réponses aux demandes ;
- les drapeaux (*flags*) donnent des indications supplémentaires sur le message (demande ou réponse, demande standard ou inverse, erreur de nom, récursivité disponible...) ;
- les quatre valeurs suivantes de 16 bits précisent le nombre d'enregistrements RR dans les 4 champs de longueur variable qui terminent le message ;
- les champs « questions » et « réponses » précisent le type et le contenu de la demande ou de la réponse (résolution IP, nom demandé, adresse retournée...) ;
- les champs « autorité » et « informations supplémentaires » donnent éventuellement dans une réponse des indications sur les serveurs DNS ayant participé à la résolution.

Les figures 3.10 et 3.11 montrent un exemple de dialogue DNS relevé à l'aide d'un analyseur de protocoles. Les messages DNS sont encapsulés dans des segments UDP dans la mesure où la fiabilité sur une connexion établie n'est pas nécessaire (une requête ayant échoué peut être retentée aussitôt). Le port UDP associé porte le

numéro 53. Pour la demande, seul le champ « question » (*Queries*) comporte un enregistrement, il contient le nom correspondant à l'adresse IP demandée pour un RR de type A. Le message de réponse comporte les quatre champs avec un enregistrement pour le champ « question » et 2 enregistrements pour chacun des trois autres champs. L'adresse IP demandée est donnée dans le deuxième enregistrement de réponse (*Answers*). La première réponse donne le nom canonique (RR de type CNAME) même si celui-ci n'était pas demandé. Nous remarquons que `www.education.gouv.fr` est un alias et que le nom canonique, « le vrai nom », est très différent. Les deux derniers champs donnent respectivement les noms des serveurs faisant autorité sur la zone concernée (RR de type NS) et les adresses IP de ces serveurs (RR de type A). Les RFC 1034, 1035 et les amendements qui ont suivi (RFC 2181) décrivent complètement l'organisation des domaines et le protocole associé.

```

# Frame 1 (81 bytes on wire, 81 bytes captured)
# Ethernet II, Src: DellComp_e0:d2:22 (00:08:74:e0:d2:22), Dst: D-Link_aa:61:fd (00:50:ba:aa:61:fd)
# Internet Protocol, Src: 192.168.0.4 (192.168.0.4), Dst: 212.198.2.51 (212.198.2.51)
# User Datagram Protocol, Src Port: 1084 (1084), Dst Port: domain (53)
# Domain Name System (query)
  Response in: 21
  Transaction ID: 0x0080
  Flags: 0x0100 (standard query)
    0... .. = Response: Message is a query
    .000 0... .. = opcode: Standard query (0)
    ....0... .. = Truncated: Message is not truncated
    ....1... .. = Recursion desired: Do query recursively
    ....0... .. = Z: reserved (0)
    ....0... .. = Non-authenticated data OK: Non-authenticated data is unacceptable
  Questions: 1
  Answer RRs: 0
  Authority RRs: 0
  Additional RRs: 0
  Queries
    www.education.gouv.fr: type A, class IN
      Name: www.education.gouv.fr
      Type: A (Host address)
      Class: IN (0x0001)

```

Annotations dans la capture :

- Requête standard (pointe vers `Flags: 0x0100`)
- Demande de résolution récursive (par défaut) (pointe vers `Recursion desired: Do query recursively`)
- Une seule question (pointe vers `Questions: 1`)
- Argument de la requête (pointe vers `Name: www.education.gouv.fr`)
- RR demandé de type Address (pointe vers `Type: A (Host address)`)
- Class INternet (pointe vers `Class: IN (0x0001)`)

Figure 3.10 - Exemple de message de demande de résolution DNS.

```

# Frame 2 (219 bytes on wire, 219 bytes captured)
# Ethernet II, Src: D-Link_aa:61:fd (00:50:ba:aa:61:fd), Dst: DellComp_e0:d2:22 (00:08:74:e0:d2:22)
# Internet Protocol, Src: 212.198.2.51 (212.198.2.51), Dst: 192.168.0.4 (192.168.0.4)
# User Datagram Protocol, Src Port: domain (53), Dst Port: 1084 (1084)
# Domain Name System (response)
  Transaction ID: 0x0080
  Flags: 0x8180 (standard query response, No error)
  Questions: 1
  Answer RRs: 2
  Authority RRs: 2
  Additional RRs: 2
  Queries
    www.education.gouv.fr: type A, class IN
  Answers
    www.education.gouv.fr: type CNAME, class IN, cname crepidula.gasteropode.jmsp.net
    crepidula.gasteropode.jmsp.net: type A, class IN, addr 62.62.156.197
  Authoritative nameservers
    jmsp.net: type NS, class IN, ns ullinn.fast.jmsp.net
    jmsp.net: type NS, class IN, ns helgi.fast.jmsp.net
  Additional records
    helgi.fast.jmsp.net: type A, class IN, addr 212.23.165.29
    ullinn.fast.jmsp.net: type A, class IN, addr 194.153.92.13

```

Annotations dans la capture :

- Nombre et types d'enregistrement trouvés (pointe vers `Questions: 1`)
- Question (pointe vers `www.education.gouv.fr: type A, class IN`)
- Réponse (pointe vers `www.education.gouv.fr: type CNAME, class IN, cname crepidula.gasteropode.jmsp.net`)
- Nom canonique de `www.education.gouv.fr` (pointe vers `cname crepidula.gasteropode.jmsp.net`)
- Adresse IP de l'alias `www.education.gouv.fr` (pointe vers `addr 62.62.156.197`)
- Adresses IP des serveurs faisant autorité (pointe vers `addr 212.23.165.29` et `addr 194.153.92.13`)
- Serveurs faisant autorité sur le domaine `jmsp.net` (pointe vers `ns ullinn.fast.jmsp.net` et `ns helgi.fast.jmsp.net`)

Figure 3.11 - Exemple de message de réponse DNS.

3.3 WEB ET HTTP

3.3.1 Hyperliens et URL

Le service web permet d'accéder à des documents au format HTML (*Hyper Text Markup Language*) en utilisant pour la connexion et les échanges le protocole **HTTP** (*Hyper Text Transfer Protocol*) qui est un protocole de communication entre le navigateur du client et les serveurs web, basé sur le principe des liens hypertextes. Ces liens qui apparaissent dans le navigateur sous forme de mots ou d'images surlignés ou de couleurs différentes contiennent la localisation de la ressource vers laquelle le navigateur va se connecter en cas d'activation. Les liens hypertextes qui n'étaient prévus au départ que pour adresser des textes sont devenus des hyperliens pouvant adresser tout type de ressources (images, sons, vidéos, forums...) et permettent ainsi de « naviguer » de manière dynamique sur une bibliothèque à l'échelle planétaire (figure 3.12).

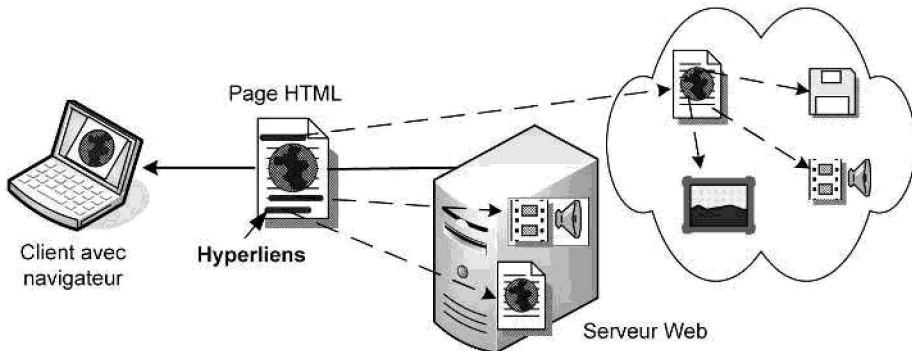


Figure 3.12 - Hyperliens vers des ressources web.

L'**URL** (*Uniform Ressource Locator*) est le nom donné à la localisation de la ressource (« l'adresse web ») correspondant à l'hyperlien. L'URL comporte au minimum le nom de la machine qui contient la ressource (serveur HTTP, serveur FTP, répertoire local...) et éventuellement le chemin d'accès à la ressource et le nom de celle-ci. La syntaxe générale est la suivante (les parties entre crochets sont optionnelles) :

```
[ protocol://[user:password@]host[:port][/path][document]
```

- **user** : nom d'utilisateur utilisé par certains protocoles (FTP...)
- **password** : mot de passe pour user
- **host** : nom complet d'hôte FQDN (www.education.gouv.fr)
- **port** : identifie la connexion sur le serveur suivant le protocole (80 pour HTTP)
- **path** : chemin pour accéder à la ressource (/répertoire/sous-répertoire)
- **document** : nom du fichier ressource (index.html, video.mpeg...)

Exemples d'URL :

```

http://www.babaorum.armor.fr
ftp://ftp.laudanum.fr
http://server/directory/file.htm
file ://c :/temp/fichier.txt
mailto:asterix@babaorum.fr

```

3.3.2 Protocole HTTP

Lorsque le navigateur du client veut accéder à une ressource sur un serveur, l'adresse IP correspondant au nom indiqué dans l'URL est récupérée grâce au protocole DNS. Une connexion TCP vers le serveur est ensuite établie sur le port 80 par défaut (voir chapitre 4). Pour utiliser un port non standard, il faut le préciser dans l'URL. Une fois la connexion TCP établie, le navigateur envoie sa demande de ressource par l'intermédiaire du protocole HTTP. La requête contient la méthode à utiliser pour récupérer la ressource (GET par exemple), l'URL de la ressource demandée et la version du protocole HTTP invoqué (figure 3.13). Le protocole HTTP communique ses informations au format texte afin de ne pas être gêné par les différences d'implémentation des jeux de caractères d'une plate-forme à l'autre.

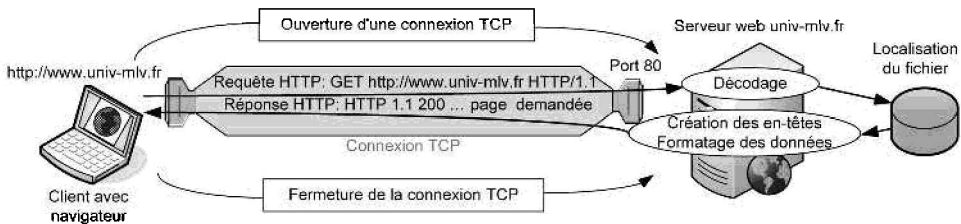


Figure 3.13 - Ouverture d'une connexion TCP et requête HTTP.

Dans les premières versions du protocole HTTP (jusqu'à la version 1.0), la connexion TCP n'était pas persistante, ce qui signifie qu'à chaque nouvelle demande de ressource, même si celle-ci se trouvait sur le même serveur, la connexion précédente était fermée et une nouvelle connexion devait être établie. À partir de la version 1.1, si le serveur l'autorise, les connexions sont persistantes par défaut. Cela permet d'enchaîner les requêtes au sein d'une même connexion entre le client et le serveur (*pipeline*), de limiter ainsi les délais de latence dus aux ouvertures multiples de connexion et de permettre de reporter des erreurs HTTP sans pénaliser le client par une fermeture de la connexion. Il est néanmoins possible dans la version 1.0 de spécifier, à l'aide d'une directive « *keep-alive* » placée dans l'en-tête de la requête, que l'on souhaite une connexion persistante.

Par ailleurs, lorsque la ressource demandée contient des éléments dynamiques (résultat de calcul, animations...), d'autres outils seront utilisés : des langages spécifiques côté serveur (PHP, ASP...) ou côté client (applets Java, JavaScript...) et des logiciels capables d'afficher ces éléments dynamiques en liaison avec le navigateur utilisé sur le client (animations Flash, audio ou vidéo Real Player...).

3.3.3 Requêtes et réponse HTTP

Requête HTTP

Quelle que soit la méthode invoquée, la syntaxe d'une requête HTTP a le même format de base composé de trois parties :

```
Méthode URL Version
En-tête : valeur
En-tête : valeur
...
Corps de la requête
```

Comme indiqué précédemment, la première ligne correspond à la requête et comprend 3 éléments séparés par un espace : la méthode (GET, HEAD, POST... voir § 3.3.4), l'URL et la version du protocole utilisée par le client (actuellement *HTTP/1.1*).

Les différents en-têtes HTTP sont un ensemble de lignes facultatives qui permettent de donner des informations supplémentaires sur la requête et/ou le client (navigateur, OS...). Pour HTTP 1.1, l'URL est passé dans le champ d'en-tête « *Host* » qui devient obligatoire.

Le corps de la requête contient les données HTTP ; c'est un ensemble de lignes optionnelles devant être séparé des lignes précédentes par une ligne vide et utilisé par exemple pour un envoi de données par la méthode POST lors de l'utilisation de formulaires.

Réponse HTTP

La syntaxe de la réponse est également constituée de trois parties :

```
Version Code de réponse
En-tête : valeur
En-tête : valeur
...
Corps de la réponse
```

Dans la première ligne, le code de réponse suivi d'une chaîne de caractères décrit le résultat. Un code commençant par 2 indique le bon déroulement de la transaction (200 *OK* pour un acquittement, 204 *NO RESPONSE* lorsqu'il n'y a pas d'information à renvoyer...). Un code commençant par 3 signifie une redirection : la ressource n'est plus à l'emplacement demandé, ce qui est fréquent sur Internet (310 *MOVED* lorsque Les données demandées ont été transférées à une nouvelle adresse...). Un code commençant par 4 signifie une erreur due au client. La plus fréquente est l'erreur 404 *NOT FOUND* ; elle signifie que la ressource recherchée a changé d'adresse ou de nom, ou bien qu'elle a été supprimée. Enfin un code commençant par 5 indique une erreur due au serveur, ce qui est plus rare (503 *SERVICE UNAVAILABLE* indique que le serveur est pour l'instant incapable de répondre, le client doit réessayer plus tard).

Comme pour la requête, les champs d'en-tête HTTP forment un ensemble de lignes facultatives permettant de donner des informations supplémentaires sur la réponse (type du serveur, version de MIME...)

La dernière partie correspond au corps de la réponse et contient les données HTTP, la page web demandée, généralement au format HTML.

3.3.4 Méthodes HTTP

Méthode GET

La méthode **GET** est la plus utilisée et permet de télécharger et de lire une ressource ou d'effectuer une recherche sur un moteur de recherche. Les syntaxes de la requête GET et de la réponse correspondante sont données au § 3.3.3.

Dans l'exemple de requête GET (listing 3.2), huit champs d'en-tête sont utilisés. Les lignes sont séparées par les codes `\r` et `\n` qui correspondent respectivement à un retour en début de ligne et à un saut de ligne. L'URL est spécifiée dans l'en-tête *Host*. Suit l'en-tête *User-Agent* qui donne le type et la version du navigateur. Le navigateur annonce ensuite le type de fichier qu'il sait traiter (*Accept*), son ordre de langues préférées (*Accept-Language*), qu'il supporte la compression de fichier (*Accept-Encoding*), la liste de jeux de caractères qu'il connaît (*Accept-Charset*), et enfin, qu'il va essayer de garder la même connexion TCP pendant 300 secondes (*Keep-Alive*). La signification précise de tous les en-têtes HTTP est donnée dans la RFC 2616.

Listing 3.2 Exemple de requête GET http

```
GET / HTTP/1.1\r\n
Host: www.univ-mlv.fr\r\n
User-Agent: Mozilla/5.0 (Windows; U; Windows NT 5.1; fr; rv:1.9.0.17)
          Gecko/2009122116 Firefox/3.0.17 (.NET CLR 3.5.30729)\r\n
Accept: text/html,application/xhtml+xml,application/xml;q=0.9,*/*;q=0.8\r\n
Accept-Language: fr,fr-fr;q=0.8,en-us;q=0.5,en;q=0.3\r\n
Accept-Encoding: gzip,deflate\r\n
Accept-Charset: ISO-8859-1,utf-8;q=0.7,*;q=0.7\r\n
Keep-Alive: 300\r\n
Connection: keep-alive\r\n
\r\n
```

Dans l'exemple de réponse à un GET (listing 3.3), les en-têtes HTTP spécifient successivement la date à laquelle la ressource a été renvoyée, le type de serveur web (Apache est le plus courant), le type d'encodage (*Content-Encoding*), la longueur des données HTTP (*Content-Length*), les caractéristiques de la connexion persistante (*timeout=5* pour refermer la connexion au bout de 5 s si il n'y a pas de nouvelle requête et *max=100* pour refermer systématiquement la connexion au bout de 100 s) et enfin le type de contenu qui est ici du texte au format HTML (*Content-Type*).

Listing 3.3 Exemple de réponse à un GET HTTP

```
HTTP/1.1 200 OK\r\n
Date: Wed, 13 Jan 2010 15:01:11 GMT\r\n
Server: Apache/2.2\r\n
Vary: Accept-Encoding\r\n
Content-Encoding: gzip\r\n
Content-Length: 13085\r\n
Keep-Alive: timeout=5, max=98\r\n
Connection: Keep-Alive\r\n
Content-Type: text/html\r\n
\r\n
<!DOCTYPE html PUBLIC "-//W3C//DTD XHTML 1.0 Transitional//EN"
    "http://www.w3.org/TR/xhtml1/DTD/xhtml1-transitional.dtd"> \n
<html xmlns="http://www.w3.org/1999/xhtml" lang="fr">\n
  <head>\n
    <title>UNIVERSIT&Eacute; PARIS-EST MARNE-LA-VALL&Eacute;E :
ACTUALIT&Eacute;S,
    &Eacute;V&Egrave;NEMENTS, CONF&Eacute;RENCES, ... </title>\n
```

Méthode HEAD

La méthode **HEAD** est similaire à la méthode GET mais ne demande que l'en-tête du message et non le corps (la page HTML). Cette méthode est utilisée par exemple pour vérifier l'existence d'une ressource en cache ou la date de dernière modification d'un fichier.

Dans l'exemple de listing 3.4, la date de dernière modification de la ressource est indiquée (*Last-Modified*) et la connexion est refermée par le serveur après envoi de la réponse (une connexion persistante n'est a priori pas nécessaire pour vérifier l'existence d'une page).

Listing 3.4 Exemple de requête HEAD et de réponse

```
HEAD / HTTP/1.1\r\n
Host: www.univ-mlv.fr\r\n
\r\n
HTTP/1.1 200 OK
Date: Thu, 14 Jan 2010 09:08:06 GMT
Server: Apache/2.0.54 (Debian GNU/Linux) mod_jk2/2.0.4 PHP/4.3.10-19 mod_
ssl/2.0.54 OpenSSL/0.9.7e
Last-Modified: Mon, 11 Jan 2010 12:02:27 GMT
Content-Length: 79
Connection: close
Content-Type: text/html
```

Méthode POST

La méthode **POST** permet au client d'envoyer des données au serveur, par exemple le contenu d'un formulaire renseigné par l'utilisateur ; c'est donc une méthode utilisée suite à l'envoi préalable par le serveur d'un formulaire intégré dans une page HTML grâce à un langage de script de type PHP (*PHP : Hypertext Preprocessor*). Contrairement à la méthode GET pour laquelle des variables peuvent être passées via l'URL, donc visibles dans la barre d'adresse du navigateur, la méthode POST

fait passer les variables (nom et valeur) dans le corps de la requête avec une syntaxe du type suivant (le séparateur est le caractère &) :

name1=value1&name2=value2...

Après traitement sur le serveur (authentification, recherche dans une base de données...) par l'intermédiaire d'un script (PHP, ASP, CGI...), les informations sont renvoyées comme pour la méthode GET.

Dans l'exemple du listing 3.5, les en-têtes sont du même type que pour la méthode GET. Dans le corps de la requête, trois noms de variables et leurs valeurs sont envoyées.

Listing 3.5 Exemple de Requête POST

```
POST /index.php HTTP/1.1\r\n
Host: jungle.net\r\n
User-Agent: Mozilla/5.0 (Windows; U; Windows NT 5.1; fr; rv:1.8.1.6) Gecko/
20070725 Firefox/2.0.0.6\r\n
Accept: text/xml,application/xml,application/xhtml+xml,text/
html;q=0.9,text/plain;q=0.8\r\n
Accept-Language: fr,fr-fr;q=0.8,en-us;q=0.5,en;q=0.3\r\n
Accept-Encoding: gzip,deflate\r\n
Accept-Charset: ISO-8859-1,utf-8;q=0.7,*;q=0.7\r\n
Keep-Alive: 300\r\n
Connection: keep-alive\r\n
Content-Type: application/x-www-form-urlencoded\r\n
Content-Length: 65
\r\n
username=tarzan%40jungle.net&pass=jane&logon=Log+on
```

Autres méthodes

En plus des trois méthodes de base (GET, HEAD et POST), la version 1.1 propose cinq méthodes supplémentaires :

- **OPTIONS** : permet d'interroger le serveur sur les options disponibles pour obtenir la ressource.
- **TRACE** : méthode de contrôle. Demande au serveur de renvoyer la requête telle qu'elle a été reçue.
- **CONNECT** : permet de créer un tunnel HTTP (ou HTTPS) de bout en bout, intervient dans le fonctionnement des serveurs de proxy (voir chapitre 8).
- **PUT** : permet d'envoyer au serveur un document à enregistrer à l'URL spécifiée. (c'est directement le serveur qui traite le document envoyé, et non pas un script comme pour la méthode POST).
- **DELETE** : efface la ressource spécifiée.

Ces deux dernières méthodes sont introduites pour permettre une mise à jour des sites distants *via* HTTP.

3.3.5 Cookies

Dans HTTP, le dialogue client-serveur est sans état (*state-less*), cela signifie que le serveur ne stocke aucune information relative à une transaction. Le système des

cookies inventé par Netscape et normalisé dans HTTP1.1 permet d'établir des transactions avec état. Un *cookie* est une information envoyée par le serveur, stockée coté client sous forme d'un fichier texte et renvoyée par le client lors d'une nouvelle connexion. Le système de *cookies* peut être utilisé par exemple pour mémoriser la navigation du client dans le but d'une exploitation commerciale ou encore pour la prise de commandes en ligne via un serveur web : les libellés des différents articles sont stockés en local sur le client.

Au niveau du protocole HTTP, un en-tête spécifique est introduit dans la réponse du serveur avec la syntaxe suivante :

Set-Cookie: Nom=Valeur; expires=Date; path=Chemin; domain=Domaine; secure.

L'en-tête *Set-Cookie* comporte cinq champs :

- Le premier permet d'envoyer au client une valeur permettant d'identifier le *cookie*.
- *expires* permet d'indiquer la date d'expiration du cookie, une date d'expiration passée permet à un serveur d'effacer un cookie.
- *domain* spécifie le nom de domaine d'application du cookie. La valeur du cookie ne sera envoyée qu'aux serveurs appartenant au domaine précisé. Si le domaine n'est pas spécifié, la valeur par défaut est l'adresse de la machine ayant généré le cookie.
- *path* est utilisé pour désigner un sous-ensemble de ressources auxquelles le cookie est accessible. Si le champ *Domain* est renseigné, on concatène la valeur de ce champ à celle du *path*. Exemple : si *path=/doc*, alors les ressources */doc/index.html*, */doc/toc.html*, etc. recevrons le cookie, à condition bien sûr que la valeur éventuelle du champ *Domain* corresponde à la machine considérée.
- *secure* est utilisé pour que le cookie ne soit envoyé que si la transmission s'effectue via une version sécurisée de type HTTPS (voir chapitre 8).

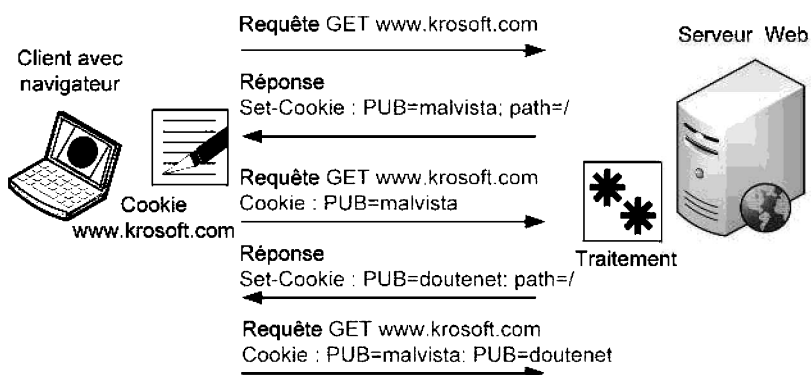


Figure 3.14 - Exemple d'écriture de cookie.

Les cookies stockés sur le client sont ensuite communiqués au serveur lors des nouvelles requêtes (figure 3.14). Avant d'envoyer une nouvelle requête vers l'URL, le navigateur parcourt la liste des cookies qu'il possède. S'il y a occurrence entre

l'URL de la ressource contenue dans la requête et les différents champs définissant le domaine d'application d'un cookie, la valeur de celui-ci est insérée dans la nouvelle requête. Si plusieurs cookies sont applicables, le client les renvoie sur une ligne suivant la syntaxe :

Cookie: Nom1=valeur1; Nom2=valeur2; ...

3.4 MESSAGERIE

3.4.1 Email simple

Plus connu sous le nom d'email (*Electronic Mail* ou courrier électronique), ce service permet d'échanger des messages et des fichiers (figure 3.15). Il nécessite :

- pour l'expéditeur et le destinataire, un client de messagerie et un logiciel client ou MUA (*Mail User Agent*, ex. : *Outlook, Thunderbird...*) ;
- un serveur de messagerie expéditeur et un logiciel serveur pour le transfert ou MTA (*Mail Transfert Agent*, ex. : *Sendmail, Postfix, Exchange...*) ;
- un serveur de messagerie destinataire intégrant une boîte aux lettres (BAL) pour chaque client, un MTA pour le transfert entre serveurs et un logiciel serveur pour la délivrance des messages ou MDA (*Mail Delivery Agent*, ex. : *Sendmail, Postfix, Exchange...*) ;
- des protocoles d'échange (SMTP, POP3, IMAP...).

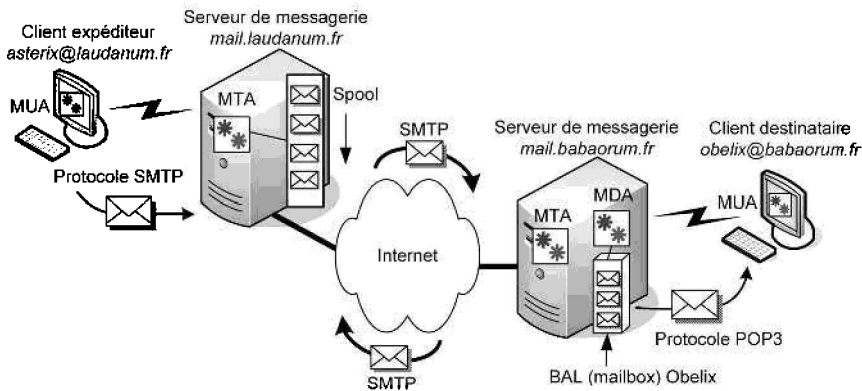


Figure 3.15 - Service email simple.

Un message est envoyé à l'aide du logiciel MUA situé sur le client expéditeur. Il est reçu par l'intermédiaire du MTA sur le serveur local du client et stocké dans une file d'attente (*spool*) avec tous les autres messages des autres expéditeurs du domaine. Le MTA du serveur d'expédition transfère ensuite le message stocké vers le serveur de messagerie correspondant au domaine du destinataire. La file d'attente du serveur expéditeur est ainsi traitée avec une politique du type FIFO (*First In First Out*) ; le temps d'attente pour un message donné est donc fonction du volume de messages qui transitent sur le serveur de messagerie du domaine.

Le MTA destinataire vérifie ensuite que le destinataire de l'email existe bien pour le nom de domaine qu'il a en charge. Il s'appuie pour cela sur une base de données contenant tous les comptes mail existant. Si le destinataire n'existe pas, le MTA renvoie un message d'erreur à l'émetteur du mail.

Si l'adresse de destination est reconnue dans le domaine, le message atterrit finalement dans la boîte aux lettres du destinataire en attente de lecture grâce au MDA du serveur de destination (figure 3.16). Le message peut rester stocké sur le serveur et être lu à distance (fonctionnement en mode *online*) ou être déplacé vers la station du client et effacé du serveur (mode *offline*).

Pour le courrier sortant, c'est-à-dire pour expédier un message de MUA vers MTA ou pour échanger les messages entre deux serveurs de messagerie (MTA vers MTA), le protocole SMTP (*Simple Mail Transfer Protocol*) est utilisé, voir § 3.4.3.

Pour le courrier entrant, c'est-à-dire pour récupérer et lire leur courrier (MDA vers MUA), les stations utilisent soit le protocole POP (*Post Office Protocol*, voir § 3.4.4), qui est orienté vers un fonctionnement en mode *offline* et permet notamment de vérifier l'identité du client voulant lire le courrier d'une boîte aux lettres, soit le protocole IMAP (*Internet Mail Access Protocol*) destiné à la lecture interactive des messages *via* une interface web.

Les serveurs **webmail** offrent le même service d'e-mail et permettent aux utilisateurs d'accéder à leurs boîtes à lettres à partir de n'importe quel navigateur Internet. Le cœur du serveur webmail est un module logiciel d'interfaçage entre les serveurs SMTP/IMAP et le navigateur du client. Ce logiciel, souvent écrit en PHP, code les messages en HTML et JavaScript, afin de les rendre compatibles avec les langages interprétés par les navigateurs. La figure 3.16 montre le principe de fonctionnement d'un module webmail.

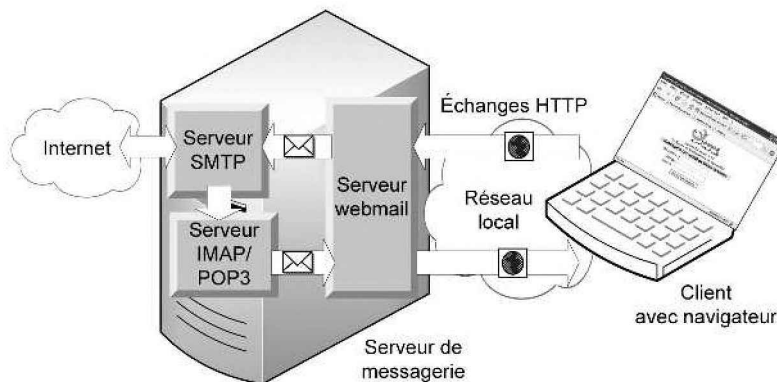


Figure 3.16 - Principe d'un serveur Webmail.

Les messages étant stockés et rangés sur le serveur de messagerie, un serveur webmail s'interface plus naturellement avec un serveur IMAP pour le courrier entrant mais le protocole POP3 est également possible. Les paramètres de session navigateur-serveur sont stockés dans une base de données (MySQL par exemple). Cette solution ne nécessite pas de configuration, ni d'installation sur les postes

clients. La page de gestion des messages reçus et d'émission des messages est fournie par le serveur webmail lors de la connexion du client au serveur.

3.4.2 Autres services

Les **listes de diffusions** (*mailing lists*) permettent d'envoyer un même courrier à plusieurs personnes en utilisant une adresse commune de liste du même format qu'une adresse de messagerie classique. Les destinataires doivent être abonnés à la liste. Celle-ci est gérée par un ou plusieurs administrateurs qui fixent les règles d'utilisation du service suivant différentes politiques :

- inscription libre ou soumise à approbation ;
- envoi de messages ouvert à tous ou restreint aux abonnés ;
- modération : certains messages ne sont diffusés qu'après validation.

Un logiciel spécifique (*Sympa, ListServ...*) doit être installé sur un serveur de listes qui comprend les commandes d'abonnement, de désabonnement, de consultation d'archives...

Les **news** ou **forums** permettent également de regrouper des abonnés intéressés par un même sujet. Contrairement aux listes de diffusion pour lesquelles un seul courrier est envoyé vers plusieurs destinataires, les messages des forums sont stockés sur un serveur et consultés ou enrichis lorsque l'utilisateur le souhaite. Les discussions sont donc archivées, ce qui permet une communication asynchrone, à la différence de la messagerie instantanée. La plupart des forums sont aujourd'hui à base d'interface web. Les *news* utilisées précédemment étaient consultées à partir d'un client de messagerie suivant une arborescence par thème, sous-thème...

Les espaces de **messagerie instantanée** ou **chat** sont des sortes de forum où chaque utilisateur peut dialoguer à tout moment avec tous les contacts qu'il a référencés au préalable, si ceux-ci sont en ligne. Les utilisateurs peuvent se connecter ou se déconnecter à loisir, discuter à plusieurs, s'échanger des fichiers... L'avantage principal est la grande simplicité d'utilisation : il suffit d'un compte e-mail. L'un des inconvénients est la difficulté de gérer les interventions multiples et inappropriées lorsque la liste de contacts est grande. *Messenger* et *ICQ* sont les logiciels de messagerie instantanée parmi les plus utilisés. Les dernières versions intègrent des fonctionnalités étendues comme la vidéoconférence et la téléphonie.

3.4.3 Le protocole SMTP

Fonctionnement du protocole

SMTP (*Simple Mail Transport Protocol*) est le protocole courant de gestion du courrier électronique sur Internet. Il est complètement décrit dans la RFC 2821. C'est un protocole point à point dans la mesure où il met en communication deux serveurs de messagerie : celui de la personne qui envoie un courrier et celui de la personne qui le reçoit. Initialement, ce protocole simple était destiné au transfert de messages pour des machines connectées en permanence (fonctionnement *on-line*). Les serveurs SMTP sont chargés du stockage dans une file d'attente et du transport

du courrier, ils doivent acheminer régulièrement les messages stockés vers les destinations mentionnées dans les champs adresse (figure 3.17).

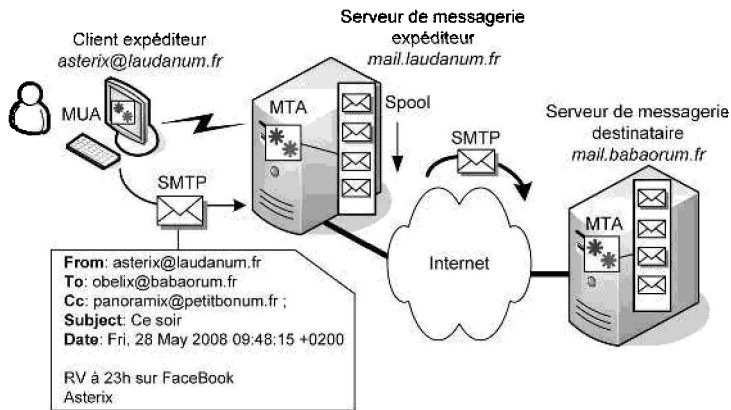


Figure 3.17 - Architecture client/serveur SMTP.

Dans la mesure où SMTP est conçu au départ pour des systèmes reliés en permanence, un utilisateur connecté de façon intermittente (*Dial-up*) via le RTC ou RNIS utilisera SMTP pour expédier son courrier sur son serveur de messagerie (courrier sortant), et un protocole tel POP3 ou IMAP pour lire les courriers qui l'attendent sur le serveur (courrier entrant).

Le protocole SMTP spécifie :

- le format des adresses des utilisateurs suivant une notation Internet classique faisant figurer le nom de l'utilisateur suivi du nom de domaine (*asterix@babaorum.fr*) ;
- les champs des en-têtes de courrier (*from, to...*) ;
- les possibilités d'envoi groupé :
 - ◇ le champ CC pour *Carbone Copy* ou « Copie Conforme » permet d'envoyer le même message à plusieurs personnes, tous les noms des destinataires apparaîtront en clair dans le champ *to* ;
 - ◇ le champ BCC (*Blind Carbone Copy*) ou CCI (Copie Conforme Invisible) permet de masquer le nom des autres destinataires dans le champ *to* ;
- la gestion des heures ;
- le codage utilisé pour le message et les fichiers joints :
 - ◇ texte pur codé en ASCII 7 (RFC 822) ou 8 bits pour une prise en compte des caractères accentués ;
 - ◇ standard MIME (*Multipurpose Internet Mail Extension*) pour du texte formaté, des images ou du son.

Le tableau 3.2 donne les principaux champs d'en-tête RFC 822 liés au transport du message (*from, to...*) et ses caractéristiques (date, sujet...).

Tableau 3.2 - Principales en-têtes SMTP

En-tête	Signification
To :	Adresse(s) électronique(s) du (des) destinataire(s) primaire(s).
Cc :	Adresse(s) électronique(s) du (des) destinataire(s) secondaire(s).
Bcc :	Adresse(s) électronique(s) du (des) destinataire(s) en copie cachée.
From :	Adresse électronique de l'auteur du message.
Received	Adresse électronique de l'expéditeur du message.
Return Path :	Peut être utilisé pour identifier un chemin de retour vers l'émetteur.
Date :	Date et heure de l'envoi du message.
Reply to :	Adresse électronique du destinataire d'une réponse.
Message id :	Numéro servant à référencer le message.
In Reply to :	Numéro (message id) du message auquel on répond.
Subject :	Résumé en une ligne du message.

Le standard MIME (RFC 1521) reprend le standard simple de codage ASCII (RFC 822) mais en structurant le corps du message et en définissant des règles de codage pour le corps du message ou les fichiers joints :

- **codage base64** pour les messages binaires (groupes de 24 bits segmentés en 6 bits et ASCII légal : A pour 0, B pour 1...);
- **codage QP (*Quoted Printable*)** : codage ASCII sur 7 bits avec une séquence spécifique composée du signe égal et de la valeur du caractère pour les codes supérieurs à 127 (par exemple =E9 pour le caractère « é ») pour les messages texte ;
- **codage spécifique** lié à l'application (image, son, vidéo...).

Pour définir ces nouveaux codages, MIME utilise d'autres en-têtes spécifiques. Par exemple, Content-type : text:html précise que le texte du message est codé en langage HTML ; Content-type : vidéo:mpeg donne le format d'un fichier vidéo attaché...

Une fois formatés, les messages sont envoyés en utilisant les commandes SMTP :

- commandes d'envoi constituées de quatre lettres ;
- commandes de réponse du serveur constituées d'un code sur trois chiffres suivi d'un message texte (un premier chiffre à 1, 2 ou 3 signifie une réussite ; une valeur 4 ou 5 un échec).

Le tableau 3.3 présente les principales commandes d'envoi et de réponse.

Tableau 3.3 - Principales commandes SMTP.

Commandes d'envoi	Fonction
HELO exp	Requête de connexion en provenance d'un expéditeur SMTP.
MAIL FROM ; adr_exp	Adresse de l'expéditeur, annonce le début d'un échange.
RCPT TO : ad_dest	Spécifie un destinataire, la commande peut être répétée.
DATA	Le récepteur interprète toutes les données suivantes comme faisant partie du message SMTP jusqu'à l'apparition d'un point correspondant à 2 sauts de ligne (CR LF CR LF).
QUIT	Demande au récepteur d'envoyer la réponse OK et de refermer la connexion.
Commandes de réponse	Fonction
250	Action demandée correctement effectuée (message OK).
354	Le message peut être transmis.
451	Action demandée annulée : erreur pendant le traitement.
550	Action non effectuée : boîte aux lettres inaccessible.

La figure 3.18 donne un exemple de dialogue SMTP avec les trois phases classiques de dialogue :

- établissement de la connexion au niveau SMTP et identification de la source et de la destination ;
- envoi du message avec les différents en-têtes RFC 822 et RFC 1521 ;
- libération de la connexion.

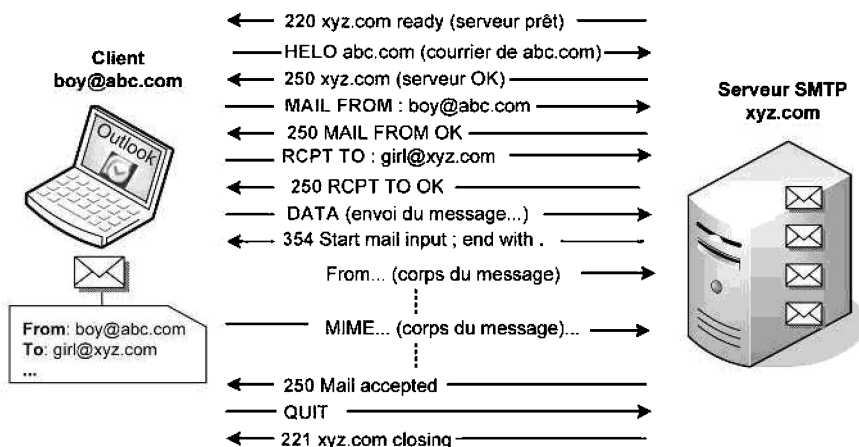


Figure 3.18 - Exemple de dialogue SMTP.

Un exemple d'analyse SMTP, suite à une capture de trames lors d'un envoi de courrier, est présenté dans les figures 3.19 à 3.21. La première phase (figure 3.19) correspond à l'envoi de la requête de connexion par le client à l'aide d'une commande HELO ou EHLO pour ESMTP (*Extended SMTP*) ; le nom du client est donné derrière la commande. Le serveur répond par le code de contrôle 250 (OK) suivi d'un message donnant le nom FQDN du serveur de mail. La connexion au niveau SMTP est réalisée. Le protocole SMTP utilise le port TCP 25 par défaut.

```

# Frame 14 (68 bytes on wire, 68 bytes captured)
# Ethernet II, Src: dell_dc:43:26 (00:1d:09:dc:43:26), Dst: Cisco-Li_24:f5:7f (00:0f:66:24:f5:7f)
# Internet Protocol, Src: 192.168.1.4 (192.168.1.4), Dst: 82.216.111.2 (82.216.111.2)
# Transmission Control Protocol, Src Port: inversion (1641), Dst Port: smtp (25), Seq: 1, Ack: 46, Len: 14
# Simple Mail Transfer Protocol
  # Command: EHLO dell830\r\n
  Command: EHLO ← Le message SMTP est encapsulé dans un segment TCP
  Request parameter: dell830 ← Le client se déclare au serveur

# Frame 16 (169 bytes on wire, 169 bytes captured)
# Ethernet II, Src: Cisco-Li_24:f5:7f (00:0f:66:24:f5:7f), Dst: Dell_dc:43:26 (00:1d:09:dc:43:26)
# Internet Protocol, Src: 82.216.111.2 (82.216.111.2), Dst: 192.168.1.4 (192.168.1.4)
# Transmission Control Protocol, Src Port: smtp (25), Dst Port: inversion (1641), Seq: 46, Ack: 15, Len: 115
# Simple Mail Transfer Protocol
  # Response: 250-smtp2.tech.numericable.fr\r\n
  Response code: 250 ← Le serveur s'identifie et répond favorablement
  Response parameter: smtp2.tech.numericable.fr

```

Figure 3.19 - Le client SMTP se connecte et le serveur répond.

Suivent les commandes « MAIL FROM » et « RCPT To » précisant les adresses de messagerie de l'expéditeur et du destinataire (figure 3.20). L'adresse de destination permet de savoir vers quel serveur SMTP, quel domaine, le message doit être envoyé. Une résolution DNS pour connaître le nom du serveur de messagerie du domaine concerné (enregistrement DNS de type MX) devra donc être réalisée pour pouvoir transmettre le message.

```

# Frame 58 (85 bytes on wire, 85 bytes captured)
# Ethernet II, Src: Dell_dc:43:26 (00:1d:09:dc:43:26), Dst: Cisco-Li_24:f5:7f (00:0f:66:24:f5:7f)
# Internet Protocol, Src: 192.168.1.4 (192.168.1.4), Dst: 82.216.111.2 (82.216.111.2)
# Transmission Control Protocol, Src Port: uma (1797), Dst Port: smtp (25), Seq: 15, Ack: 161, Len: 31
# Simple Mail Transfer Protocol
  # Command: MAIL FROM: <jane@nodos.fr>\r\n ← Le client donne l'adresse de l'expéditeur...

# Frame 19 (94 bytes on wire, 94 bytes captured)
# Ethernet II, Src: Dell_dc:43:26 (00:1d:09:dc:43:26), Dst: Cisco-Li_24:f5:7f (00:0f:66:24:f5:7f)
# Internet Protocol, Src: 192.168.1.4 (192.168.1.4), Dst: 82.216.111.2 (82.216.111.2)
# Transmission Control Protocol, Src Port: inversion (1641), Dst Port: smtp (25), Seq: 48, Ack: 175, Len: 40
# Simple Mail Transfer Protocol
  # Command: RCPT TO: <stephane.lohier@univ-mlv.fr>\r\n ← ... et du destinataire

```

Figure 3.20 - Le client déclare les adresses de messagerie.

Le message est transmis au serveur avec les différents en-têtes et le corps du message (DATA) suivant les formats RFC 822 et RFC 1521 (figure 3.21). Dans l'exemple, le message est de type texte, sans fichier attaché. Le sous-type « *plain* » indique qu'il s'agit de texte brut, sans formatage HTML ou autre.

```

Frame 69 (59 bytes on wire, 59 bytes captured)
Ethernet II, Src: dell_dc:43:26 (00:1d:09:dc:43:26), Dst: Cisco-Li_24:f5:7f (00:0f:66:24:f5:7f)
Internet Protocol, Src: 192.168.1.4 (192.168.1.4), Dst: 82.216.111.2 (82.216.111.2)
Transmission Control Protocol, Src Port: uma (1797), Dst Port: smtp (25), Seq: 926, Ack: 226, Len: 5
Simple Mail Transfer Protocol
From: <jane@noos.fr>, 1 item
To: =?iso-8859-1?Q?'St=Eyphane_LOHIER'?= <stephane.lohier@univ-mlv.fr>, 1 item
Subject: Test
Date: Wed, 20 Jan 2010 19:21:14 +0100
Message-ID: <001901ca99fd55a8a774050f9f65c05@lohier@noos.fr>
MIME-version: 1.0
Content-Type: text/plain; charset="iso-8859-1"
Content-Transfer-Encoding: 7bit
X-Mailer: Microsoft office outlook 12.0
Thread-Index: Acqz/VjaubPfqig2SzaDw4GxH2MRwg==
Content-Language: fr
Line-based text data: text/plain
Ceci est un test.\r\n
Jane\r\n
    
```

Figure 3.21 - Le client transmet le message.

Relayage SMTP

Le relayage SMTP (*relaying*) permet à un abonné d'envoyer du courrier à partir de son compte e-mail même s'il n'est pas connecté par le FAI lui ayant fourni ce compte. Lorsque le serveur de messagerie d'une organisation est mal configuré et permet à des tiers appartenant à des domaines quelconques d'envoyer des courriers, on parle alors de relais ouvert (*open relay*), voir exemple de la figure 3.22.

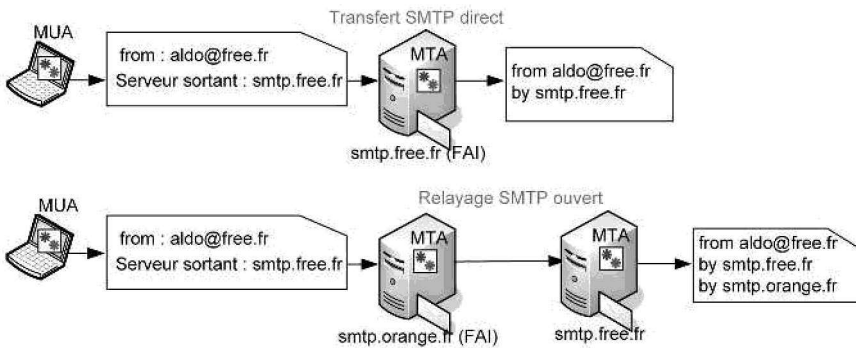


Figure 3.22 - Relai SMTP ouvert.

Les relais ouverts sont ainsi souvent utilisés par les spammeurs, car leur utilisation permet de masquer l'origine des messages. Par conséquent, de nombreux FAI tiennent à jour une liste noire contenant une liste des relais ouverts, afin d'interdire la réception de messages provenant de tels serveurs. Aujourd'hui, le relayage est fermé chez la plupart des FAI mais la reconfiguration du serveur sortant sur le client de messagerie permet cependant d'envoyer un courrier même si l'abonné n'est pas connecté directement chez le FAI correspondant au compte utilisé (figure 3.23).

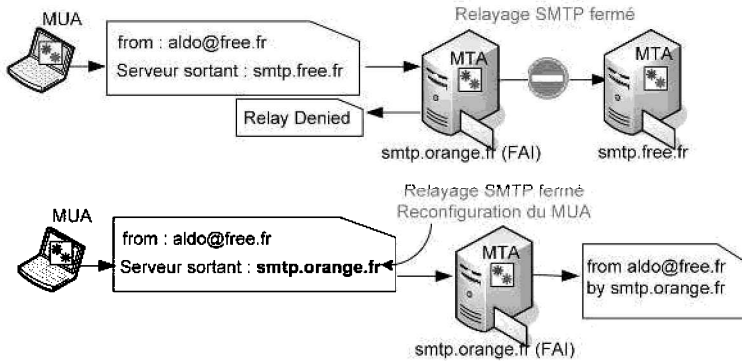


Figure 3.23 - Relai SMTP fermé et reconfiguration du MUA.

3.4.4 Le protocole POP

Après vérification de l'adresse de destination et transfert par le MDA du message de la file d'attente vers la BAL concernée (figure 3.24), le client de messagerie ou MUA peut venir relever son courrier en utilisant le protocole POP3 (*Post Office Protocol version 3*). Ce dernier est complètement décrit dans la RFC 1939. Le protocole POP qui, comme son nom l'indique, a été conçu pour récupérer le courrier sur une machine distante pour un utilisateur non connecté en permanence, gère :

- l'authentification, c'est-à-dire la vérification du nom et du mot de passe ;
- la réception, suite à une requête, des courriers et fichiers attachés à partir du serveur de messagerie ;
- la réception de messages d'erreur ou d'acquittement.

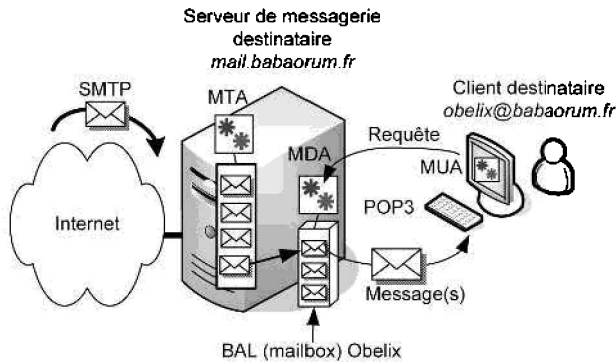


Figure 3.24 - Architecture client/serveur POP.

L'envoi de messages n'est pas supporté par le protocole POP3 de base. Il n'est pas sécurisé au niveau de la confidentialité dans la mesure où les messages sont stockés « en clair » sur le serveur de courrier. Par ailleurs, il est nécessaire de télécharger l'intégralité du courrier sur la station avant la lecture, sans possibilité de manipuler

directement les messages sur le serveur. Le protocole **IMAP** (*Interactive Mail Access Protocol*) est une alternative à POP3. Il est décrit au § 3.4.5.

Les commandes POP3 (RFC 1939) reprennent la syntaxe sur quatre lettres de SMTP (tableau 3.4). Les réponses du serveur sont transmises sous forme d'une chaîne de caractères sont de deux types : +OK et -ERR suivi d'un texte.

Tableau 3.4 - Principales commandes POP3.

Commande	Fonction
USER nom	Spécifie une boîte aux lettres.
PASS password	Spécifie un mot de passe.
STAT	Permet de récupérer le nombre et la taille des messages en attente.
LIST [msg]	Demande des informations sur le message dont le numéro est fourni.
RETR msg	Permet de récupérer une liste de messages.
DELE msg	Suppression du message spécifié.
QUIT	Le client demande la fermeture de la connexion.

La figure 3.25 montre un exemple d'échange POP3. La première trame correspond à la réponse (+OK) à une demande de connexion TCP au serveur POP3, le protocole POP3 utilise le port TCP 110 par défaut. Le client POP3 s'identifie ensuite au serveur, ce dernier demande un mot de passe au client qui le lui transmet sous forme non cryptée sur le réseau. Après acceptation, le client peut relever le courrier choisi à l'aide de la commande RETR. Il faut noter que les messages lus ne sont pas effacés par défaut du serveur : c'est le logiciel client de messagerie qui doit être configuré pour laisser ou effacer grâce à la commande DELE les messages relevés.

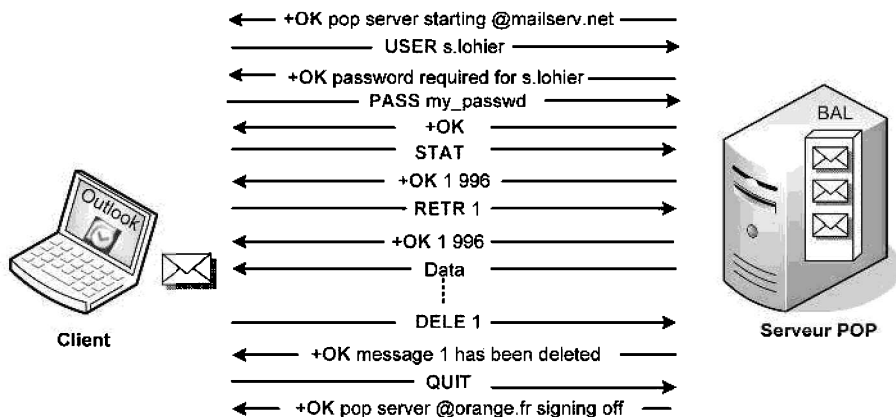


Figure 3.25 - Exemple de dialogue POP3.

La figure 3.26 montre un exemple d'analyse POP3 lors d'une capture de trames. Il s'agit de la phase de lecture du courrier, après authentification et sélection du message. Les premiers en-têtes permettent de connaître la succession des serveurs de messagerie traversés, plusieurs champs « *received* » peuvent figurer lors de relais successifs. Les dates correspondant aux différents serveurs permettent de connaître le délai d'acheminement du message qui dépend bien entendu de l'instant choisi par le destinataire pour aller relever son courrier. On retrouve ensuite les en-têtes ajoutés par le serveur d'expédition et le corps du message.

```

Post Office Protocol
Return-Path: <s.lohier@noos.fr>
Delivered-To: stephane.lohier@univ-mlv.fr
Received: from localhost (localhost [127.0.0.1])
  by saintex.univ-mlv.fr (Postfix) with ESMTP id 6F1ECBAF4F
  for <stephane.lohier@univ-mlv.fr>; Wed, 20 Jan 2010 19:44:15 +0100 (CET)
Received: from saintex.univ-mlv.fr ([127.0.0.1])
  by localhost (saintex.univ-mlv.fr [127.0.0.1]) (amavisd-new, port 10024)
  with ESMTP id gn-wltpMC-0Y for <stephane.lohier@univ-mlv.fr>;
  Wed, 20 Jan 2010 19:44:15 +0100 (CET)
Received: from smtp2.tech.numericable.fr (smtp6.tech.numericable.fr [82.216.111.42])
  by saintex.univ-mlv.fr (Postfix) with ESMTP id 04E61BAF3D
  for <stephane.lohier@univ-mlv.fr>; Wed, 20 Jan 2010 19:21:14 +0100 (CET)
Received: from dell830 (212-198-142-139.rev.numericable.fr [212.198.142.139])
  by smtp6.tech.numericable.fr (Postfix) with ESMTP id 81A2714402F
  for <stephane.lohier@univ-mlv.fr>; Wed, 20 Jan 2010 19:21:14 +0100 (CET)
From: <jane@noos.fr>
To: =?iso-8859-1?Q?'St=E9phane_LOHIER'?= <stephane.lohier@univ-mlv.fr>
Subject: Test
Date: Wed, 20 Jan 2010 19:21:14 +0100
Message-ID: <001901ca99fd$5a8a7740$0f9f65c0$@lohier@noos.fr>
MIME-Version: 1.0
Content-Type: text/plain;
  charset="iso-8859-1"
Content-Transfer-Encoding: 7bit
X-Mailer: Microsoft Office Outlook 12.0
Content-Language: fr
Ceci est un test.
Jane
  
```

Figure 3.26 – Exemple d'analyse POP3.

3.4.5 Le protocole IMAP

Contrairement au protocole POP, le protocole **IMAP** (*Internet Mail Access Protocol*) est conçu essentiellement pour lire le courrier « en ligne ». Il permet également la manipulation à distance sur les messages. Parmi les principales fonctionnalités d'IMAP, on peut noter :

- lecture des objets des messages seulement (sans le corps) ;
- lecture des messages en les laissant sur le serveur ;
- effacement des messages sans les avoir lus ;
- marquage des messages sur le serveur (non lus, récents...) ;

- création de dossiers sur le serveur ;
- déplacement de messages sur le serveur d'un dossier à l'autre.

De par sa nature interactive, le protocole IMAP est très souvent utilisé par l'intermédiaire d'un webmail bien qu'il puisse être utilisé directement sur un logiciel client de messagerie (*Outlook, Thunderbird...*). Parmi ses avantages, nous pouvons noter une gestion simplifiée de la messagerie en cas de mobilité de l'utilisateur (gestion des dossiers et des messages sur le serveur) et la facilité de changer de client de messagerie (aucun message à transférer). IMAP présente cependant quelques inconvénients comme la nécessité de gérer son espace disque du serveur et une certaine lenteur due à l'aspect interactif.

Pour sélectionner une boîte aux lettres et émettre des requêtes pour y lire ou gérer les messages, il faut au préalable être dans l'état correspondant. La figure 3.27 décrit les différents états d'une connexion IMAP :

- **État non authentifié** : le client doit fournir son identité au serveur (état du serveur pour une nouvelle connexion non pré-authentifiée).
- **État authentifié** : l'identité du client est reconnue. Il doit choisir une boîte à lettres avant d'envoyer des requêtes.
- **État sélectionné** : une boîte à lettre a été sélectionnée, le client peut émettre des requêtes.
- **État déconnexion** : la connexion TCP est fermée.

Le passage d'un état à un autre est réalisé à partir de commandes IMAP :

1. Connexion sans pré-authentification (*OK greeting*) ;
2. Connexion pré-authentifiée (*PREAUTH greeting*) ;
3. Connexion rejetée (*BYE greeting*) ;
4. Commande LOGIN ou AUTHENTICATE complétée avec succès ;
5. Commande SELECT ou EXAMINE complétée avec succès ;
6. Commande CLOSE ou échec de la commande SELECT ou EXAMINE ;
7. Commande LOGOUT, arrêt du serveur, ou fermeture de connexion.

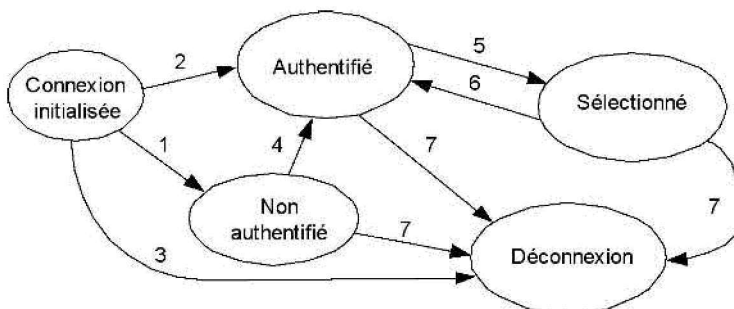


Figure 3.27 - Diagramme d'état d'une connexion IMAP.

Les commandes à disposition du client sont plus complètes que pour le protocole POP3. Le tableau 3.5 décrit les principales. La version 4 du protocole et la liste complète des commandes sont décrits dans les RFC 2060 et RFC 1733.

Tableau 3.5 - Principales commandes IMAP4

Commande	Fonction
CAPABILITY	Demande le protocole supporté par le serveur.
AUTHENTICATE [mécanisme]	Indique au serveur un mécanisme d'authentification.
LOGIN [nom client][mot de passe]	Identifie les clients.
SELECT [boîte aux lettres]	Sélectionne une boîte aux lettres.
FETCH [id(s) msg(s)][action]	Demande d'information, d'en-tête ou de contenu de message(s).
CREATE [boîte aux lettres]	Crée une boîte aux lettres.
DELETE [boîte aux lettres]	Supprime la boîte aux lettres spécifiée.
STATUS [boîte aux lettres] [MESSAGES/RECENT/UNSEEN]	Demande l'état de la boîte aux lettres (nombre de messages/nombre de messages marqués « <i>recent</i> »/nombre de messages non lus).
CLOSE	Efface de la boîte sélectionnée les messages marqués « <i>Deleted</i> ».

La figure 3.28 montre un exemple d'enchaînement des différentes phases d'authentification et de transfert. Le protocole IMAP4 utilise le port TCP 143 par défaut pour ouvrir la connexion. Après authentification, le client sélectionne la boîte de réception (INBOX). Le serveur répond en envoyant des informations sur le contenu de la boîte sélectionnée :

- la liste des indicateurs (*FLAGS*) possibles sur les messages (message lu, réponse envoyée, message marqué...) ;

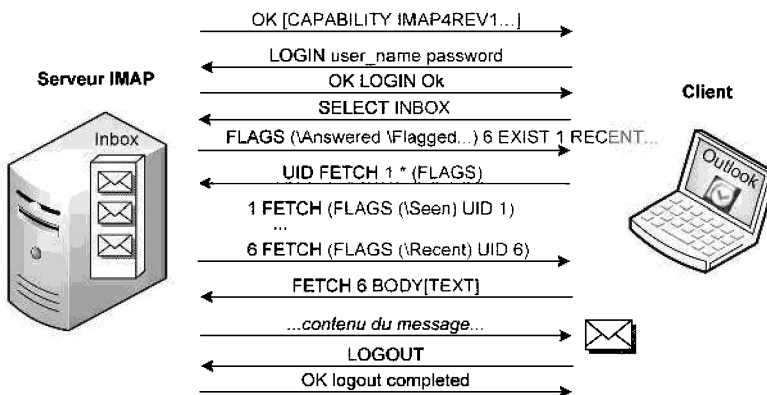


Figure 3.28 - Exemple de dialogue IMAP.

- le nombre de messages dans la boîte (*6 EXIST*) ;
- le nombre de messages récents (*1 RECENT*)...

Le client demande ensuite la lecture des indicateurs pour tous les messages : *FETCH 1 : * (FLAGS)*. La commande est précédée de « *UID* » pour demander l'utilisation d'un index simple plutôt qu'un numéro de séquence. Le client demande finalement la lecture complète du message 6 (*FETCH 6*)

3.5 TRANSFERT DE FICHIERS

3.5.1 FTP client/serveur

Ce service permet à un client de télécharger des fichiers depuis ou vers un serveur de fichiers. Il est plutôt réservé aux transferts de fichiers volumineux qui ne peuvent être transmis simplement sous forme de pièce jointe à un courrier électronique (les serveurs SMTP refusent généralement les fichiers attachés d'une taille supérieure à quelques dizaines de méga-octets). La connexion et le dialogue entre la station du client et le serveur utilisent le protocole FTP (*File Transfer Protocol*) décrit au paragraphe suivant.

Après établissement de la connexion, le serveur demande une authentification au client (nom et mot de passe). Si l'authentification réussit, le client peut commander le téléchargement dans un sens ou dans l'autre de fichiers ou de répertoires.

Les logiciels sur la station du client disposent des commandes permettant de se déplacer dans l'arborescence du serveur, de définir le type des données transférées (binaire ou ASCII) et de télécharger un fichier. La plupart des navigateurs intègrent les fonctions permettant la connexion aux serveurs et le transfert des fichiers. Toutes les versions de Windows ou d'Unix disposent d'un exécutable « ftp » en mode ligne de commande. D'autres logiciels clients tels *WS_FTP* de *Ipswitch Inc.* ou *FileZilla* fonctionnent en mode graphique et présentent quelques fonctionnalités supplémentaires (répertoire des sites FTP, mémorisation des paramètres de compte, programmation et reprise automatique du téléchargement en cas de déconnexion, recherche de fichiers...).

Internet Information Server de Microsoft, *WS_FTP Server* de *Ipswitch Inc.*, *vsftpd* et *proftpd* en version libre pour Linux sont quelques-uns des logiciels serveurs FTP.

3.5.2 Protocole FTP

Le protocole **FTP** (*File Transfer Protocol*) permet le transfert de fichiers et de répertoires entre un serveur et un client sur un réseau IP. Sa particularité est de fonctionner avec deux canaux TCP (figure 3.29) :

- le port TCP 21 est toujours utilisé pour le canal de commande ;
- le port TCP 20 par défaut est utilisé pour le canal de données.

Le premier canal permet l'envoi de commandes vers le serveur ou de messages d'erreur vers le client, y compris pendant le transfert de fichier, ce qui autorise par exemple une interruption en cas de blocs de fichier corrompus avant la fin de la transmission.

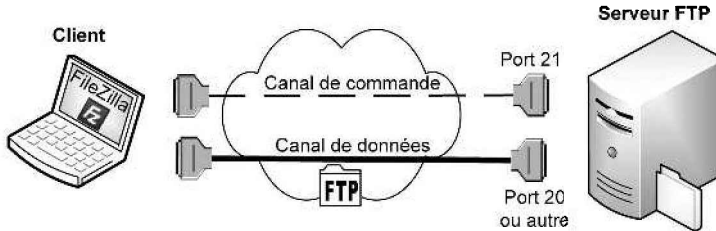


Figure 3.29 - Organisation d'une connexion FTP.

L'authentification qui suit la connexion peut être réalisée de deux façons :

- en anonyme pour un accès limité aux répertoires publics. Le compte *anonymous* permet au serveur de servir des clients ne disposant pas de compte spécifique. Dans ce cas, le mot de passe demandé est généralement l'adresse e-mail du demandeur.
- en non-anonyme pour un accès associé à des permissions sur des fichiers ou des répertoires particuliers. Les permissions (lecture seule, écriture...) ont été placées au préalable pour chaque utilisateur ou groupe d'utilisateurs.

Suite à l'authentification, les commandes de l'utilisateur (*user*, *password*, *dir*, *get*...) utilisées sur le logiciel client sont traduites en commandes internes FTP (*USER*, *PASS*, *LIST*, *RETR*...) suivies éventuellement d'arguments (nom d'utilisateur, nom de répertoire) ou de données correspondant au fichier transféré. Les réponses du serveur sont transmises sous forme de codes de retour éventuellement suivis d'un message ASCII. Comme pour le protocole SMTP, chaque code est un nombre à trois chiffres :

- le premier signifie une exécution réussie (1, 2 ou 3) ou ratée (4 ou 5) ;
- les deuxième et troisième chiffres précisent le code de retour ou une erreur (par exemple 220 indique une connexion acceptée : le service disponible pour l'utilisateur).

L'ensemble de ces commandes et des codes de réponse est donné dans la RFC 454. La figure 3.30 présente un exemple d'enchaînement de commandes et de réponses FTP. Les lignes grisées sont rajoutées par le logiciel client pour donner des indications sur l'état du dialogue en cours. Après la phase d'authentification, le logiciel client envoie une commande *PWD* pour connaître le répertoire en cours et son contenu. À partir de ce répertoire de base, il est possible de se déplacer (*CWD*) pour trouver le fichier à télécharger (ou le répertoire dans lequel télécharger un fichier dans le sens client-serveur). Avant de lancer un téléchargement par la commande *RETR* (ou *STOR* dans l'autre sens), il est nécessaire de préciser par la commande *TYPE* que le téléchargement se fera en mode binaire (le mode ASCII est réservé aux fichiers texte) et de demander par la commande *PASV* l'ouverture en mode passif du

canal des données. Dans l'exemple, le serveur répond à la commande *PASV* avec les six valeurs 192,168,1,3,4,1, ce qui signifie que le client peut ouvrir une connexion TCP vers le serveur d'adresse IP **192.168.1.3** et sur le port $4 \times 256 + 1 = 1025$. Le serveur propose donc pour éviter les écoutes clandestines un port différent du port standard 20.

```

Statut      Connexion à 192.168.1.3:21 en cours.
Statut      Connexion établie. Attente du message d'accueil.
Réponse :  220 Welcome to this FTP server.
Commande :  USER lohier
Réponse :  331 Password required for user lohier.
Commande :  PASS *****
Réponse :  230 User lohier logged in.
Statut      Connecté
Commande :  PWD
Réponse :  257 "/" is current directory.
Statut      Lecture du contenu du repertoire achevée.
Commande :  CWD /Music/Springsteen
Réponse :  250 CWD command successful.
Commande :  TYPE I
Réponse :  200 Type set to I.
Commande :  PASV
Réponse :  227 Entering Passive Mode (192,168,1,3,4,1)
Commande :  RETR Working_on_a_dream.mp3
Réponse :  150 Opening BINARY mode data connection for 'Working_on_a_dream.mp3' (3054572 bytes).
Réponse :  226 Transfer complete.
Statut      Transfert de fichier réussi.
Statut      Déconnecté du serveur
    
```

Annotations :

- Connexion TCP sur le port 21 pour les commandes
- Phase d'authentification non anonyme
- « Print Working Directory » pour afficher le répertoire en cours
- « Change Working Directory » pour un changement de répertoire
- Passage du mode ASCII en mode binaire
- Demande d'ouverture d'une connexion pour les données
- Requête de téléchargement du fichier

Figure 3.30 - Exemple de dialogue FTP.

La figure 3.36 présente une capture de trames et son analyse lors d'une authentification FTP. La commande *USER* est utilisée en mode non anonyme, la chaîne de caractères correspondante est directement encapsulée dans le segment TCP. Après la phase d'authentification, un transfert FTP est réalisé. La figure 3.31 présente l'analyse d'une trame capturée pendant ce téléchargement. Le port 1025 est utilisé côté serveur pour le canal de données (voir exemple ci-dessus).

```

# Frame 8 (67 bytes on wire, 67 bytes captured)
# Ethernet II, Src: dell_dc:43:26 (00:1d:09:dc:43:26), Dst: AirLinkT_28:74:69 (00:02:a8:28:74:69)
# Internet Protocol, Src: 192.168.1.4 (192.168.1.4), Dst: 192.168.1.3 (192.168.1.3)
# Transmission Control Protocol, Src Port: cadabra-1m (1563), Dst Port: ftp (21), Seq: 1, Ack: 34, Len: 13
# File Transfer Protocol (FTP)
# USER lohier\r\n
0000 00 02 a8 28 74 69 00 1d 09 dc 43 26 08 00 45 00  (t1...C&.E.
0010 00 35 51 8b 40 00 80 06 25 e0 c0 a8 01 04 c0 a8  .5Q...%.
0020 01 03 06 1b 00 15 27 5d 4d fe 08 64 83 c0 50 18  ....]M..d.P.
0030 ff de 83 7f 00 00 55 53 45 52 20 ec 6f 68 69 69  ....US ER lohi
0040 72 0d 0a
    
```

Codes ASCII correspondant à la commande FTP (55, pour U, 53, pour S...)

Figure 3.31 - Exemple de commande FTP.

```

Frame 8 (67 bytes on wire, 67 bytes captured)
Ethernet II, Src: Dell_dc:43:26 (00:1d:09:dc:43:26), Dst: AirLinkT_28:74:69 (00:02:a8:28:74:69)
Internet Protocol, Src: 192.168.1.4 (192.168.1.4), Dst: 192.168.1.3 (192.168.1.3)
Transmission Control Protocol, Src Port: cadabra-lm (1563), Dst Port: ftp (21), Seq: 1, Ack: 34, Len: 13
File Transfer Protocol (FTP)
USER lohier\r\n
Chaine de caractère correspondant à la commande FTP
0000 00 02 a8 28 74 69 00 1d 09 dc 43 26 08 00 45 00  (t1...C&.E.
0010 00 35 51 8b 40 00 80 06 25 e0 c0 a8 01 04 c0 a8  (5Q...%.
0020 01 03 06 1b 00 15 27 5d 4d fe 08 64 83 c0 50 18  (....M..d..P.
0030 ff de 83 7f 00 00 85 43 45 52 20 0c 6f 68 69 63  (....US EP IOHfE
0040 72 06 0b
Codes ASCII correspondant à la commande FTP (55- pour U, 53- pour S ...)

```

Figure 3.32 - Transfert d'un bloc de fichier FTP.

3.5.3 Transferts Peer to Peer

Les logiciels de transfert « *Peer to Peer* » ou **P2P** (d'égal à égal) n'utilisent pas de serveur unique et centralisé. Lorsqu'un client veut télécharger un fichier donné, il commence par interroger un annuaire de localisation de contenu situé sur une ou plusieurs machines. Cet annuaire lui permet de localiser les utilisateurs, les *Peers*, possédant la totalité ou une partie du fichier. Le client se connecte et le téléchargement est effectué à partir de sources multiples décentralisées : les blocs du fichier sont téléchargés simultanément ou séquentiellement à partir des différents clients identifiés (figure 3.33). Le client fait alors partie du réseau, il devient à son tour un *Peer* et peut mettre à disposition des autres les fichiers présents sur sa machine ainsi que les blocs du fichier en cours de téléchargement, multipliant ainsi les sources.

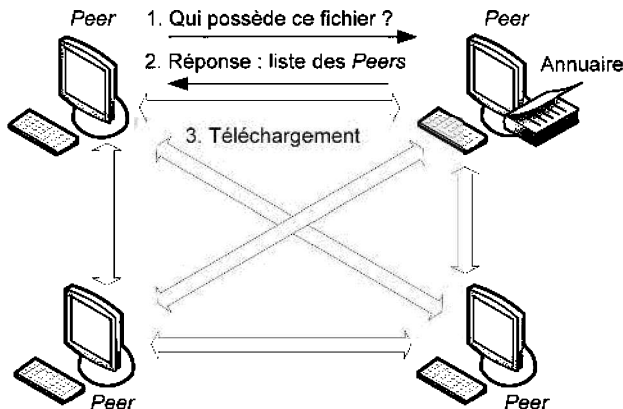


Figure 3.33 - Principe des transferts P2P.

Le logiciel utilisé est donc un programme complet, capable de se connecter aux annuaires, d'identifier les clients possédant la ressource, d'effectuer les téléchargements à différents débits et avec un contrôle d'erreur et au final de reconstituer le fichier dans son intégralité à partir des différents blocs téléchargés.

L'intérêt principal de ce type de transfert est le temps réduit de téléchargement obtenu en multipliant les sources par rapport à une application avec un seul serveur devant servir successivement tous les clients. La difficulté du système réside dans l'indexation des fichiers : « *qui possède à un instant donné quelle partie du fichier ?* » et dans la recherche d'un équilibre sur le réseau et d'une équité entre les *Peers* : « *un client qui ne partage rien doit-il télécharger aussi rapidement qu'un autre ?* ».

Dans les applications P2P, les annuaires peuvent être :

- centralisés sur des serveurs (*Napster*) ;
- partiellement décentralisés sur les postes (*Kazaa*, *Emule*, *edonkey*) ;
- décentralisés (*Gnutella*, *BitTorrent*).

3.6 VOIX ET VIDÉO SUR IP

3.6.1 Voix et téléphonie sur IP

La voix sur réseau IP ou **VoIP** (*Voice over Internet Protocol*) est une technique qui permet de communiquer par la voix via l'Internet ou tout autre réseau acceptant le protocole TCP/IP. Cette technologie est notamment utilisée pour supporter le service de téléphonie IP (**ToIP**, *Telephony over Internet Protocol*). Toutes les solutions de téléphonie sur IP commencent par convertir la voix en paquets de données numériques. Les paquets de voix sont ensuite transmis sur Internet de la même manière que les autres types de trafic (Web, mail, FTP...).

Comme indiqué en début de chapitre, la voix est une information bien particulière qui nécessite une certaine qualité de service. En ce qui concerne le débit, pour numériser et transporter la voix avec une qualité standard, il faut disposer d'un canal de 64 Kbit/s (8 000 échantillons/s codés sur 8 bits).

La qualité de service est également liée au délai de transmission ou temps de latence. Ce délai comprend le codage, le passage en file d'attente d'émission, la propagation dans le réseau, le traitement en file d'attente à la réception et le décodage. D'après la norme ITU G114, ce temps de latence possède certains seuils :

- entre 0 et 150 ms pour une conversation normale ;
- entre 150 et 300 ms pour une qualité acceptable ;
- entre 300 et 700 ms pour une conversation uniquement *half duplex* ;
- au-delà de 700 ms, les communications deviennent impossibles.

Le phénomène d'écho est également important (il est souvent perçu en téléphonie cellulaire). C'est le délai entre l'émission du signal et la réception de ce même signal en réverbération. Celle-ci est causée par les composants électroniques des parties analogiques. Un écho inférieur à 50 ms n'est pas perceptible. Plus il est décalé dans le temps plus il est insupportable.

Parmi les avantages de la ToIP, nous pouvons citer :

- la réduction des coûts de communication (les ressources sont partagées avec d'autres applications) ;
- un seul réseau à maintenir en service (par exemple dans le cas d'une offre « *triple play* » pour un particulier) ;
- les options pointues et gratuites (transfert, messagerie...).

Il existe cependant quelques inconvénients :

- le coût difficile à maîtriser pour les appelants et parfois plus élevé pour les appels vers les numéros spéciaux ;
- la qualité encore aléatoire du service (la voix supporte mal les variations de débit).

Selon les terminaux utilisés, on distingue trois modes de téléphonie sur IP (figures 3.34 à 3.36) :

- entre micro-ordinateurs (« *PC to PC* »). Les deux correspondants utilisent librement un logiciel de téléphonie sur IP (*soft phone*), type *Skype*.
- entre micro-ordinateur et poste téléphonique (« *PC to Phone* »). L'un des correspondants appelle l'autre correspondant sur son téléphone. Il doit se connecter sur un service spécial sur Internet, offert par un FAI, qui doit mettre en œuvre une passerelle avec le réseau téléphonique (possible avec *Skype*).
- entre postes téléphoniques (« *Phone to Phone* »). Les deux correspondants utilisent des boîtiers d'adaptation (type ADSL box) entre postes téléphoniques et réseau, ou dans un contexte d'entreprise ils utilisent une liaison directe entre un IP phone et un PBX numérique.

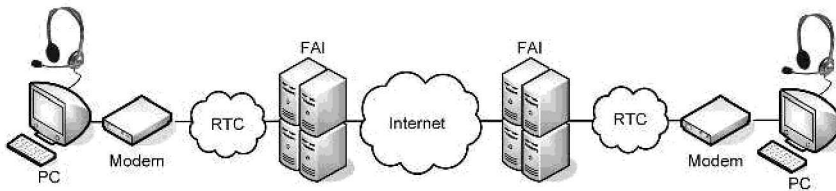


Figure 3.34 - ToIP de type « PC to PC ».

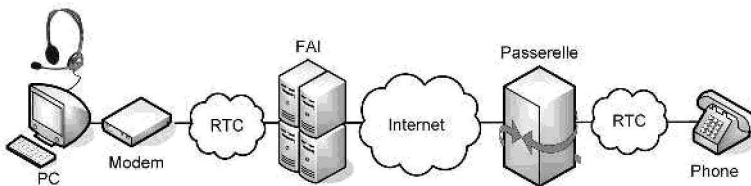


Figure 3.35 - ToIP de type « PC to Phone ».

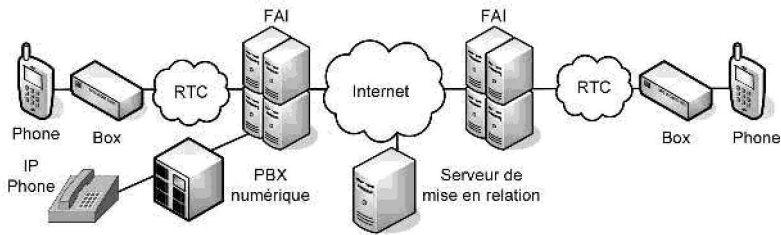


Figure 3.36 - ToIP de type « Phone to Phone ».

3.6.2 Vidéo sur IP

La vidéo sur IP permet également le développement d'autres services audiovisuels de plus en plus présents sur Internet tels que la vidéo à la demande (VoD), la vidéoconférence ou encore la TV numérique.

Les services de vidéo à la demande utilisent des serveurs de téléchargement de vidéo ou des serveurs de *streaming* lorsque le flux vidéo est transmis en continu, sans stockage préalable. Dans ce dernier cas, le client commence par tester les performances de la ligne. En fonction du débit mesuré, il précisera dans une première requête la version du fichier vidéo, la qualité étant inversement proportionnelle à la taille. Toujours en fonction du débit mesuré, un tampon permettant de stocker temporairement une partie de la vidéo est créé. Ce tampon permettra d'assurer une lecture continue en cas de baisse ponctuelle du débit sur le réseau (figure 3.37).

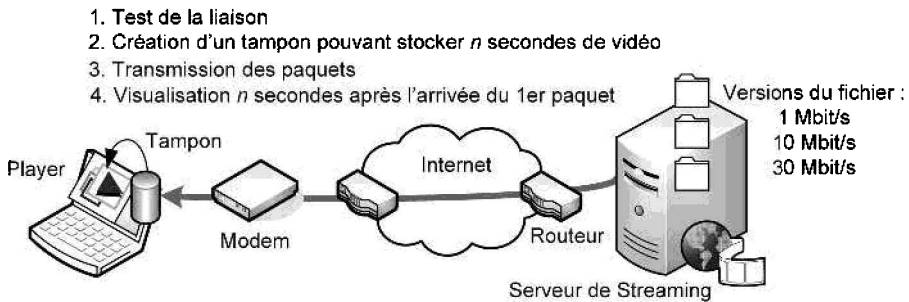


Figure 3.37 - Principe du *streaming*.

Dans le cas de la vidéoconférence où les communications sont interactives, les délais de transmission doivent être limités et les débits de transmission doivent s'adapter à ceux des réseaux empruntés (ADSL, réseaux câblés, liaisons spécialisées...).

Notons que pour ces différents services de téléphonie ou de vidéo, Internet n'est pas approprié au transport des informations « temps réel », c'est-à-dire pour lesquelles un délai minimum entre l'émission et la réception doit être respecté. Les protocoles de transport utilisés devront donc assurer les exigences temporelles que demandent ces applications multimédias (voir paragraphes suivants).

3.6.3 Protocoles pour la voix ou la vidéo

Au niveau applicatif, les différents protocoles normalisés sont les suivants :

- Le protocole de signalisation **H.323** se base sur les travaux de la série H.320 sur la visioconférence sur RNIS. C'est une norme stabilisée avec de très nombreux produits sur le marché (terminaux, passerelles, logiciels).
- Le protocole **SIP** (*Session Initiation Protocol*) prévu au départ pour l'ouverture/fermeture de session multimédia est natif du monde Internet et est un concurrent direct de l'H.323. À l'heure actuelle, il est moins riche que H.323 au niveau des services offerts, mais il suscite actuellement un très grand intérêt dans la communauté Internet et principalement pour la téléphonie.
- Le protocole **RTSP** (*Real-Time Streaming Protocol*) pour initier et commander à distance des flux multimédia stockés sur un serveur de *streaming* à travers un réseau IP.

Il est nécessaire d'utiliser également des protocoles de niveau transport qui vont apporter des garanties temporelles. Deux protocoles sont ainsi utilisés en liaison avec UDP ou TCP :

- **RTP** (*Real Time Transport Protocol*), RFC 3550, protocole au-dessus de la couche transport pour gérer le transport temps réel de bout en bout des flux audio et vidéo sur les réseaux IP.
- **RTCP** (*Real time Transport Control Protocol*), RFC 3550, est utilisé avec RTP pour le contrôle des flux temps réel. RTCP réalise un envoi périodique de paquets de contrôle à tous les participants d'une session.

H.323 et SIP

Le **protocole H.323** est pour l'instant employé par des programmes propriétaires (Microsoft, etc.). L'accès à la norme de l'ITU est payant, en attendant le projet Open H.323. Cet ensemble de normes ne s'avère pas toujours compatible avec d'autres protocoles, son développement étant inspiré de la téléphonie, ce qui peut rendre son utilisation un peu « rigide ». Elle assure les fonctionnalités suivantes :

- **Standardisation des codecs (codeurs/décodeurs)** : la norme H.323 assure que des équipements provenant de fabricants différents ont une base commune de dialogue.
- **Interopérabilité des terminaux** : en plus d'assurer que le destinataire est en mesure de décompresser l'information, H.323 établit des méthodes communes d'établissement et de contrôle d'appel.
- **Indépendance vis-à-vis du réseau** : H.323 est conçu pour fonctionner sur tout type d'architecture réseau.
- **Indépendance vis-à-vis des plates-formes et des applications** : H.323 n'est lié à aucun équipement ou système d'exploitation.
- **Support multipoint** : H.323 supporte des conférences entre trois points terminaux ou plus sans nécessiter la présence d'une unité de contrôle spécialisée.

- **Gestion de la bande passante** : H.323 permet au gestionnaire du réseau de limiter le nombre simultané de connexions H.323 sur son réseau ou la largeur de bande.
- **Support multicast** : H.323 supporte le multicast dans les conférences multi-points.

Les terminaux H.323 (téléphones IP par exemple) nécessitent une capacité mémoire et de traitement non sans incidence au niveau de leur coût. Le seul codec obligatoire est le codec G.711 à 64 kbit/s (le support d'autres codecs plus efficaces est optionnel). L'usage de la bande passante est difficile à optimiser (si les codecs à bas débits sont différents, le transport de la voix se fera à 64 kbit/s).

Le protocole SIP (*Session Initiation Protocol*) est un protocole de signalisation (ouverture, gestion, libération des sessions audio et vidéoconférence) appartenant à la couche application du modèle OSI. Précisons que SIP ne transporte pas les échantillons de voix, c'est généralement le rôle de RTP. SIP est un protocole ouvert, normalisé et standardisé par l'IETF (RFC 3261).

Pour ouvrir une session, un utilisateur émet une invitation transportant un descripteur de session permettant de vérifier la compatibilité des médias, SIP permet de relier des stations mobiles en transmettant ou redirigeant les requêtes vers la position courante de la station appelée. Il possède l'avantage de ne pas être attaché à un médium particulier et est censé être indépendant du protocole de transport des couches basses. Parmi les fonctionnalités proposées, on peut noter :

- La localisation du terminal correspondant.
- L'analyse du profil et des ressources du destinataire.
- La négociation du type de média (voix, vidéo, données...) et des paramètres de communication.
- La disponibilité du correspondant : détermine si le poste appelé souhaite communiquer et autorise l'appelant à le contacter.
- L'établissement et le suivi de l'appel : avertit les parties appelant et appelé de la demande d'ouverture de session, gère le transfert et la fermeture des appels.
- Gestion de fonctions évoluées : cryptage, retour d'erreurs...

Le tableau 3.6 montre que SIP est un protocole plus performant que H.323 : la séparation entre ses champs d'en-tête et son corps du message facilite le traitement des messages et diminue leur temps de transition dans le réseau. Il est indépendant de la couche transport et peut aussi bien s'utiliser avec TCP que UDP.

Le protocole RTSP (*Real-Time Streaming Protocol*) est un protocole de niveau applicatif prévu pour fonctionner sur des protocoles tels que RTP/RTCP. Son rôle principal est d'initier et de commander à distance des flux multimédia stockés sur un serveur de *streaming*. Il offre des fonctionnalités comme l'arrêt, l'avance rapide, la recherche avancée pour des flux vidéo et audio. Les flux peuvent provenir soit de vidéos stockées, soit d'une source temps réel (caméra, micro). Les données multimédia sont transmises séparément en utilisant le plus souvent RTP.

Tableau 3.6 – Comparaison des performances de SIP et de H.323

Performance	SIP	H.323
Nombre d'échanges pour établir la connexion	1,5 aller-retour	6 à 7 allers-retours
Maintenance du code protocolaire	Simple par sa nature textuelle à l'exemple de HTTP	Complexe et nécessitant un compilateur
Évolution du protocole	Ouvert à de nouvelles fonctions	Propriétaire par vendeurs
Fonction de conférence	Distribuée	Centralisée par l'unité MC
Fonction de téléservices	Oui, par défaut	H.323 v2 + H.450
Détection d'un appel en boucle	Oui	Inexistante sur la version 1
Signalisation multicast	Oui, par défaut	Non

RTSP est similaire, au niveau de la syntaxe et des fonctionnalités, à HTTP : chaque présentation et chaque flux média est identifié par un URL. Une présentation peut contenir plus d'un flux média. Le fichier de description de la présentation (*meta file*) qui est adressé par un navigateur (figure 3.38) contient les codages, le langage et d'autres paramètres qui permettent au client de choisir la combinaison la plus adéquate de médias.

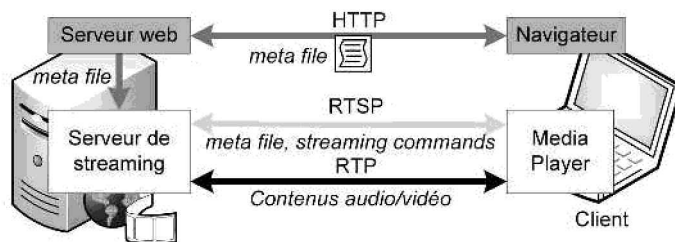


Figure 3.38 – Rôle du protocole RTSP.

RTP et RTCP

RTP a pour rôle de fournir un moyen uniforme pour transmettre, quelle que soit la qualité du réseau IP sous-jacent, des données multimédia soumises à des contraintes de temps réel. Ses principales fonctionnalités sont donc :

- identifier le type de l'information transportée ;
- ajouter des numéros de séquence et des marqueurs temporels (*timestamps*) sur les données transportées ;
- contrôler l'arrivée à destination des paquets et analyser les marqueurs temporels.

De plus, les informations RTP peuvent être transportées dans des paquets multi-cast afin d'acheminer des conversations vers des destinataires multiples.

D'un point de vue protocolaire, RTP fonctionne au-dessus d'UDP et est décrit dans la RFC 3550. Un canal RTP est employé par type de flux : un pour l'audio, un pour la vidéo. Son en-tête comporte essentiellement des informations de synchronisation et de numérotation. Le codage des données encapsulées dépend du type de compression et est décrit dans différents RFC : par exemple la RFC 3640 décrit le format de la charge utile (*payload*) pour des flux MPEG4.

Plus précisément, l'en-tête RTP comporte les informations suivantes (figure 3.39) :

- Le champ **V** indique la version du protocole (actuellement, V = 2).
- Le bit **P** (*Padding*) vaut 1 si le paquet contient des octets additionnels de bourrage pour finir le dernier paquet.
- Le bit **X** (*eXtension*) vaut 1 si l'en-tête standard est suivi d'extensions.
- Le champ **CC** (*CSRC Count*) contient le nombre de CSRC présents dans l'en-tête.
- Le bit **M** (*Marker*) est mis à 1 bit pour définir un profil particulier d'application.
- Le champ **PT** (*Payload Type*) définit le type de la charge (26 pour JPEG, 31 pour H.261...).
- Le champ **Sequence Number** dont la valeur initiale est aléatoire est incrémenté de 1 à chaque paquet envoyé, il peut donc servir à détecter des paquets perdus et à alerter l'application.
- Le champ **Timestamp** reflète l'instant où le premier octet du paquet RTP a été échantillonné. Il permet donc au récepteur de connaître la durée entre les échantillons successifs du flux multimédia.
- Le champ **SSRC** (*Synchronisation Source identifier*) identifie de manière unique la source, sa valeur est choisie de manière aléatoire par l'application.
- Le champ **CSRC** (*Contributing Source identifier*) identifie les sources contribuant à un flux qui a été généré par des sources multiples.

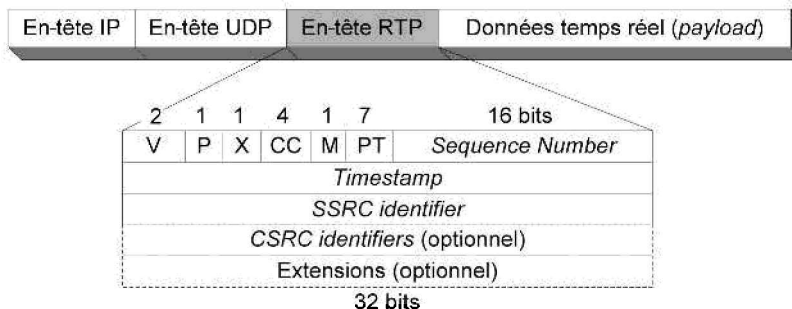


Figure 3.39 - Structure de l'en tête RTP.

Le protocole RTCP fonctionne avec RTP et permet de contrôler des flots de données qui ont des propriétés temps-réel. Il est basé sur des transmissions périodiques de paquets de contrôle par tous les participants de la session pour fournir un

retour (*feedback*) à RTP. Ces deux protocoles liés utilisent deux ports UDP successifs : RTP utilise le port pair et RTCP le port impair immédiatement supérieur.

Il existe cinq types de paquets RTCP pour transporter des informations de contrôle :

- **SR** (*Sender Report*) pour la transmission de statistiques des participants actifs en émission.
- **RR** (*Receiver Report*) pour la transmission de statistiques des participants passifs.
- **SDES** (*Source Description*) pour donner des informations sur la source (CNAME, NAME, EMAIL, PHONE...).
- **BYE** pour terminer une session.
- **APP** pour spécifier des fonctions propres à l'application.

La figure 3.40 décrit la structure d'un paquet RR envoyé par un client vers une source multimédia. L'en-tête (*header*) comporte des champs identiques à ceux de l'en-tête RTP (V, P, PT, SSRC). Le champ RC (*reception report count*) donne le nombre d'enregistrements qui suivent. Ces derniers sont des comptes rendus de réception (*reception report block*) transmis par le récepteur qui retourne ainsi des informations statistiques sur la transmission du flux au travers des paquets RTP. Les différents champs des enregistrements *report block* sont :

- Le champ *SSRC-n* est l'identificateur de la source dont le flux est analysé.
- Le champ *fraction lost* donne le pourcentage de paquets RTP perdu depuis le précédent paquet RR envoyé.
- Le champ *cumulative number of packets lost* donne le nombre total de paquets RTP perdu depuis le début de la réception.
- Le champ *extended highest sequence number received* donne le numéro de séquence le plus élevé reçu dans un paquet RTP.
- Le champ *interarrival jitter* donne l'écart entre les temps de transit de paquets RTP consécutifs. Le temps de transit est la différence entre l'instant de réception du paquet RTP et le *timestamp* transporté dans ce paquet. Ce temps est calculé pour des paquets consécutifs et l'écart moyen entre les temps de transit est ensuite évalué.

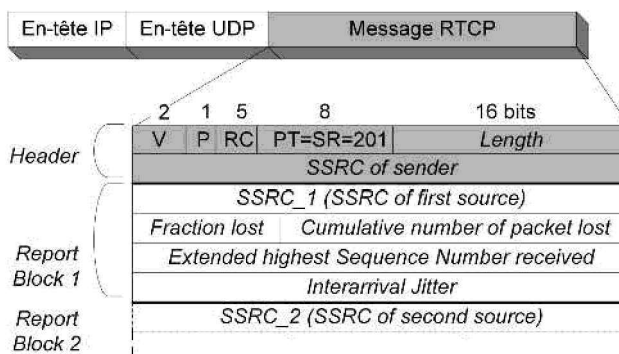


Figure 3.40 - Structure d'un paquet RTCP de type RR.

Précisons que RTCP est un protocole de contrôle associé à RTP chargé de mesurer les performances, par contre il n'offre pas de garantie. Pour cela il faut, employer un protocole de réservation du type RSVP (voir chapitre 5) ou bien s'assurer que les liens de communication utilisés sont correctement dimensionnés.

La figure 3.41 montre un exemple de communication entre un client et un serveur « temps réel » mettant en œuvre ces différents protocoles. La communication se déroule en trois phases :

- Lors d'une demande de l'application client, le protocole RSVP envoie une requête aux routeurs intermédiaires du réseau pour réserver des ressources et créer un processus de gestion des flux.
- Une fois la communication établie entre les deux applications, le serveur transmet les données en utilisant le protocole RTP.
- Le protocole RTCP mesure les paramètres du flux de données reçues (temps moyen de transmission, taux de perte, gigue...) et informe en retour le serveur pour assurer une régulation du flux.

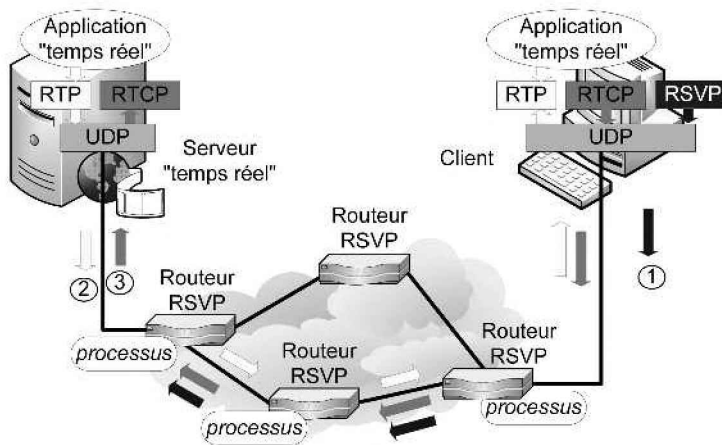


Figure 3.41 - Exemple de dialogue entre un client et un serveur « temps réel ».

Résumé

Les principaux **services** fournis à l'utilisateur par l'intermédiaire d'Internet sont la messagerie, l'utilisation de moteurs de recherche, la navigation sur les serveurs web, le transfert de fichier et la lecture en ligne de fichiers audio ou vidéo. Ces services sont délivrés grâce à des applications installées sur les serveurs et les clients. Les services se situent donc au niveau 7 du modèle OSI. Un **protocole applicatif**, définit les règles de dialogue entre un client et un serveur à travers le réseau. Les applications installées sont chargées de gérer ce dialogue.

Pour toutes ces applications, la première étape est généralement la résolution de nom. Le client connaît le nom du serveur, son URL, mais il doit récupérer l'adresse IP correspondante pour envoyer le premier paquet. Il interroge pour cela un ou plusieurs serveurs **DNS** capables, dans une organisation arborescente, de relayer la requête et de renvoyer au final l'adresse IP demandée. Il faut donc que le serveur DNS d'une zone donnée connaisse toutes les adresses IP de cette zone. Le protocole DNS gère le dialogue entre le logiciel de résolution installé sur le client et les serveurs consultés.

Le service web permet d'accéder à des documents au format HTML en utilisant le protocole **HTTP** pour la connexion et les échanges entre le navigateur du client et les serveurs web. HTTP est basé sur le principe des hyperliens que l'on sélectionne pour pointer une ressource distante. L'**URL** est le nom donné à la localisation de la ressource correspondant à l'hyperlien. Le protocole HTTP utilise essentiellement trois méthodes pour accéder à une ressource : la méthode GET permet de demander l'intégralité d'une page HTML, la méthode HEAD ne demande que l'en-tête pour vérifier l'existence d'une ressource par exemple, la méthode POST est utilisée pour envoyer des données au serveur dans le cadre d'un formulaire par exemple.

Pour échanger des messages et des fichiers, le service d'**Email** nécessite des logiciels sur les clients appelés **MUA** (*Outlook* par exemple) ; des logiciels sur les serveurs appelés **MTA** pour le transfert client-serveur ou serveur-serveur ou **MDA** pour délivrer les messages du serveur de destination vers le client. Le protocole d'échange **SMTP** est utilisé pour le courrier sortant, de MUA vers MTA, ou pour le transfert du serveur d'expédition vers le serveur de destination, de MTA vers MTA. Les protocoles **POP3** ou **IMAP** sont utilisés pour les courriers entrants, du MDA vers le MUA destinataire. Ces protocoles simples sont basés sur l'enchaînement de commandes et de réponses pour s'authentifier, expédier un courrier ou demander la lecture d'un message.

D'autres services sont basés sur la messagerie : les **listes de diffusion** pour envoyer un même courrier vers plusieurs destinataires avec une seule adresse de liste ; les **forums** pour enregistrer des messages et répondre sur un thème choisi ; la **messagerie instantanée** pour dialoguer en ligne.

Le service **FTP** est utilisé pour le transfert de fichiers volumineux entre un client et un serveur. Le protocole FTP associé permet des connexions en anonyme ou non-anonyme. Suivant l'authentification, les droits sur les fichiers ou les répertoires peuvent varier. FTP est également basé sur l'enchaînement de commandes et de réponses entre les logiciels client et serveur pour changer de répertoire ou demander le téléchargement d'un fichier. Il présente la particularité d'utiliser deux canaux différents, l'un pour les données et l'autre pour les commandes.

L'architecture **Peer to Peer** permet de transférer des fichiers entre clients, sans serveur centralisé. L'avantage principal est le temps réduit de téléchargement obtenu en multipliant les sources lorsque le fichier est présent chez plusieurs participants. Des protocoles spécifiques sont nécessaires pour identifier les clients possédant tout ou une partie du fichier, pour commander le téléchargement à partir de plusieurs sources et pour gérer le découpage et la reconstruction du fichier.

La **VoIP** ou **ToIP** consiste à numériser les échantillons de parole pour les transporter à l'intérieur de paquets IP. L'avantage est d'utiliser le même réseau pour tout type de trafic. La difficulté vient de l'adaptation nécessaire, à l'aide de protocoles spécifiques, du réseau Internet qui n'est pas conçu à l'origine pour les applications à contrainte de temps. Suivant les équipements d'extrémité utilisés, la ToIP peut être du type « *PC to PC* », « *PC to Phone* » ou « *Phone to Phone* ».

La **vidéo sur IP** favorise le développement d'autres services audiovisuels tels que la vidéo à la demande (VoD), la vidéoconférence ou encore la TV numérique. La diffusion de flux vidéo sans stockage sur le client appelé *streaming* ou la vidéoconférence nécessite comme la VoIP des protocoles capables de gérer les contraintes « temps réel » de ces applications. Au niveau applicatif, les protocoles de signalisation usuels pour la vidéoconférence sont **H.323** et **SIP**. Dans les services de *streaming*, **RTSP** est utilisé pour contrôler à distance les flux multimédias. Les protocoles **RTP** et **RTCP** sont utilisés au-dessus de la couche transport pour transporter les paquets « temps réel » et contrôler la transmission de ces paquets en respectant les contraintes temporelles imposées par l'application de voix et/ou de vidéo.

QCM

3.1 Les serveurs DNS permettent :

- a. D'associer à un nom de domaine une adresse IP.
- b. D'associer à un nom de machine une adresse IP.
- c. À un internaute d'utiliser directement les adresses IP.
- d. De garder en mémoire les pages fréquemment consultées par les internautes.

3.2 Lors d'une requête DNS, quel serveur connaît forcément l'adresse de *monge.univ-mlv.fr* ?

- a. Le serveur DNS faisant autorité sur .fr.
- b. Le serveur DNS faisant autorité sur univ-mlv.fr.
- c. Le serveur DNS faisant autorité sur monge.univ-mlv.fr.
- d. Le serveur DNS faisant autorité sur toutes les universités françaises.

3.3 Dans une résolution DNS récursive :

- a. Le serveur DNS primaire connaît au moins l'adresse d'un serveur racine ou de premier niveau.
- b. Chaque serveur DNS interrogé renvoie au DNS primaire l'adresse du serveur suivant.
- c. Le serveur DNS primaire relaie toutes les requêtes.
- d. L'adresse IP est renvoyée directement au DNS primaire.

3.4 Concernant un enregistrement DNS, quelles affirmations sont exactes ?

- a. Un RR de type CNAME donne le nom du serveur faisant autorité sur la zone pointée.
- b. Un RR de type A donne le nom de domaine correspondant à l'adresse cherchée.
- c. Un RR de type PTR donne le nom du serveur DNS pour le domaine pointé.
- d. Un RR de type MX donne l'adresse correspondant au nom de domaine cherché.

3.5 Lors de la connexion d'un internaute à un serveur web HTTP, qui envoie la page d'accueil ?

- a. Le RTC.
- b. Le prestataire de service.
- c. L'opérateur de transport Internet.
- d. Le serveur web.

3.6 Parmi les critères suivants, lesquels sont susceptibles de ralentir une navigation sur Internet ?

- a. Le serveur web saturé.
- b. La surcharge due aux en-têtes de protocoles.
- c. Une connexion anonyme.
- d. Le contrôle de flux.
- e. La qualité de la ligne.

3.7 À propos des méthodes HTTP, quelles affirmations sont exactes ?

- a. La ligne de requête pour un GET comporte trois éléments séparés par un espace.
- b. La méthode POST permet au serveur d'envoyer des données au client.
- c. La réponse à un GET comporte un code chiffré.
- d. La méthode HEAD permet de vérifier la date de dernière modification d'un fichier.

3.8 Quelle est l'URL correcte pour accéder au fichier index.html situé dans le répertoire /home/user1/ de la machine serveurA ?

- a. http://serveurA/home/user1/index.html
- b. http://www.serveurA/home/user1/index.html
- c. smtp:// serveurA/home/user1/index.html

3.9 Qu'est-ce qu'un cookie ?

- a. Un fichier stocké sur le client et modifié par le client en fonction de la réponse du serveur.
- b. Un fichier stocké sur le serveur et mis à jour en fonction de la navigation du client.

- c. Un fichier dont la valeur est insérée dans une requête de type GET.
- d. Un fichier modifié par le serveur lors de la réponse à une requête de type GET.

3.10 Pour envoyer un message, il est nécessaire :

- a. De disposer d'une BAL sur le serveur auquel se connecte le poste.
- b. De disposer d'une BAL sur le serveur du destinataire.
- c. Il n'est pas nécessaire de disposer d'une BAL.

3.11 Quels sont les protocoles utilisés lorsque vous relevez votre courrier par l'intermédiaire d'un webmail ?

- a. HTTP
- b. IMAP
- c. POP3
- d. SMTP

3.12 Que réalise la commande POP3 « RETR 2 » ?

- a. La lecture sur le serveur du message numéro 2.
- b. Le téléchargement sur le client des deux messages stockés dans le BAL de l'utilisateur.
- c. L'envoi de la taille du message numéro 2.
- d. L'effacement sur le serveur 2.

3.13 Que réalise la commande IMAP « 103 fetch 1 BODY[TEXT] » ?

- a. La lecture de l'en-tête du message numéro 1.
- b. La lecture du corps du message numéro 1.
- c. La lecture de l'intégralité du message numéro 1.

3.14 Le protocole MIME est utilisé pour :

- a. Relever son courrier de manière sécurisée sur les serveurs de messagerie.
- b. Coder les pages des serveurs web à l'aide de balises.
- c. Mettre en forme les messages et les fichiers joints.

3.15 Vous êtes connecté chez Free qui n'accepte pas la *relaying* et vous souhaitez envoyer du courrier à partir de votre compte *user@univ-mlv.fr* :

- a. Votre serveur sortant doit être paramétré avec l'adresse du serveur SMTP de *univ-mlv.fr*.
- b. Votre serveur sortant doit être paramétré avec l'adresse du serveur SMTP de *free.fr*.
- c. Vous êtes obligés d'utiliser un webmail qui fera le *relaying*.

3.16 Qu'est ce qui détermine la durée de transfert d'un fichier ?

- a. La taille du fichier.
- b. Le temps de traitement du fichier.

- c. Le débit disponible.
- d. Le temps de propagation du signal sur le support.

3.17 Lors d'un transfert de fichier en « *peer to peer* » :

- a. L'intégralité du fichier est stockée sur un serveur.
- b. Les fichiers sont découpés en bloc.
- c. Les clients doivent se connecter en non-anonyme.

3.18 Le protocole RTP :

- a. Est utilisé pour gérer les contraintes de temps des applications multimédia.
- b. Est utilisé par les applications temps réel pour réserver les ressources nécessaires dans les routeurs.
- c. Offre des fonctionnalités comme l'arrêt, l'avance rapide, la recherche avancée pour des flux vidéo et audio.
- d. Fonctionne avec le protocole RTCP pour obtenir des *feed-back* concernant la qualité de la transmission.

3.19 La téléphonie sur IP permet :

- a. De téléphoner en utilisant son PC équipé d'un casque et d'un micro.
- b. De téléphoner en utilisant son téléphone classique.
- c. D'inclure les frais de communication dans son abonnement Internet.
- d. De naviguer et de téléphoner simultanément.

3.20 Dans une application de *streaming* :

- a. Les fichiers vidéo sont d'abord stockés sur le PC.
- b. La qualité de la connexion entre le client et le serveur n'a aucune influence sur la qualité de la diffusion.
- c. Des protocoles spécifiques « temps réel » sont utilisés.

QCM

3.1 À l'heure actuelle, le serveur DNS faisant autorité sur la zone *univ-mlv.fr* gère les noms des différentes machines de l'IUT (*iut.univ-mlv.fr*, *ftp_iut.univ-mlv.fr*...). Nous souhaitons rajouter un sous-domaine *iut.univ-mlv.fr* et gérer localement à l'IUT les noms de type *www.iut.univ-mlv.fr*.

Comment doit-on procéder ? Établissez un schéma montrant la résolution récursive à partir d'une machine distante avant et après les modifications.

3.2 Le fichier */etc/namedb/named.db* d'un serveur DNS sous Linux contient les lignes suivantes :

```
| @      IN SOA  my.domain. root.my.domain. (
```

```

                961230 ; Serial
                3600  ; Refresh
                300   ; Retry
                3600000 ; Expire
                3600  ) ; Minimum
IN NS   curly.my.domain.

curly.my.domain.    IN A    192.168.1.1    # The FreeBSD box
larry.my.domain.   IN A    192.168.1.2    # The Win XP box
moe.my.domain.     IN A    192.168.1.3    # The WfW box
shemp.my.domain.   IN A    192.168.1.4    # The Windows NT box

$ORIGIN 1.168.192.IN-ADDR.ARPA
                IN NS   curly.my.domain.
1               IN PTR  curly.my.domain.
2               IN PTR  larry.my.domain.
3               IN PTR  moe.my.domain.
4               IN PTR  shemp.my.domain.

$ORIGIN 0.0.127.IN-ADDR.ARPA
                IN NS   curly.my.domain.
1               IN PTR  localhost.my.domain.
```

- a. À quoi correspondent ces lignes ?
- b. Au bout de combien de jours la validité des enregistrements d'une zone expire-t-elle ?
- c. Au bout de combien d'heures le serveur secondaire réémet-il une demande de rafraîchissement de zone ?
- d. Quel est le nom du serveur de noms de ce domaine et son adresse IP ?
- e. Quel enregistrement de ressources sera renvoyé pour répondre à une requête sur l'adresse IP 192.168.1.4 ?
- f. Que devez-vous faire pour ajouter une machine dont le nom serait mail, dont l'adresse IP serait 192.168.1.10 et qui serait serveur de mail pour ce domaine ?
- g. Quelle ligne faut-il ajouter pour créer un alias *smtp* à ce serveur mail ?

3.3 Quels sont les différents éléments d'un URL ? Quel est l'intérêt d'utiliser «:// » ? Le « www » est-il indispensable pour un serveur web ?

3.4 Quelle est la syntaxe des deux premières lignes d'une requête HTTP pour demander le contenu de la page d'accueil de Google ?

3.5 Qu'est-ce qu'un cookie ?

3.6 Pour relever son courrier, quelles sont les principales différences entre :

- a. un accès direct par SMTP ?
- b. un accès par POP3 ?
- c. un accès par IMAP ?

3.7 L'utilisateur Regis envoie à partir de sa machine *becane.truc.fr* un message à *Bridget@starlette.fr* en passant par son serveur de messagerie *smtp.truc.fr*. Bridget

est dans un cybercafé et va consulter ses messages à partir d'un navigateur en passant par la passerelle web de messagerie *webmail.strarlette.fr* de son fournisseur d'accès. Cette passerelle se connecte par IMAP au serveur *imap.strarlette.fr*, le serveur de messagerie du domaine étant *smtp.strarlette.fr*.

Faites un schéma avec les machines citées, précisant :

- les connexions (client vers serveur) et l'ordre dans lequel elles sont effectuées ;
- les protocoles utilisés.

3.8 Soit l'en-tête de message suivant :

```
Return-Path: <regis.lapointe@univ-mlv.fr>
Delivered-To: lohier@univ-mlv.fr
Received: from localhost (localhost [127.0.0.1])
    by saintex.univ-mlv.fr (Postfix) with ESMTMP id 3648ABAF4
    for <lohier@univ-mlv.fr>; Tue, 13 Oct 2009 11:16:08 +0200 (CEST)
X-Virus-Scanned: by amavisd-new-2.4.2 (20060627) (Debian) at univ-mlv.fr
    (Saintex)
Received: from saintex.univ-mlv.fr ([127.0.0.1])
    by localhost (saintex.univ-mlv.fr [127.0.0.1]) (amavisd-new, port
    10024)
    with ESMTMP id VXszQ00Rjt4b for <lohier@univ-mlv.fr>;
    Tue, 13 Oct 2009 11:16:07 +0200 (CEST)
Received: from monge.univ-mlv.fr (monge.univ-mlv.fr [185.55.63.80])
    (using TLSv1 with cipher DHE-RSA-AES256-SHA (256/256 bits))
    (No client certificate requested)
    by saintex.univ-mlv.fr (Postfix) with ESMTMP id 89169BAF9F
    for <lohier@univ-mlv.fr>; Tue, 13 Oct 2009 11:16:07 +0200 (CEST)
Received: from [10.1.54.123] (sylvain@flaviens.univ-mlv.fr [10.1.54.123])
    by monge.univ-mlv.fr (8.14.2/8.14.2) with ESMTMP id n9D9G7TG019504
    for <lohier@univ-mlv.fr>; Tue, 13 Oct 2009 11:16:07 +0200
Subject: TP de =?ISO-8859-1?Q?r=E9seau?=
From: Regis Lapointe <regis.lapointe@univ-mlv.fr>
To: =?ISO-8859-1?Q?St=E9phane?= <lohier@univ-mlv.fr>
Content-Type: multipart/alternative; boundary="--ft5Gd5kKBdeNDKycU0Nr"
Date: Tue, 13 Oct 2009 11:12:35 +0200
Message-Id: <1255425155.3460.27.camel@flaviens.univ-mlv.fr>
Mime-Version: 1.0
X-Mailer: Evolution 2.22.3.1
```

- Combien de lignes « Received » contient-il ? Justifiez.
- Quel est le protocole de messagerie utilisé pour le transport ?
- Quel est le MUA utilisé ?
- Combien de temps a-t-il fallu au message pour arriver à destination ?

3.9 Vous utilisez un logiciel client FTP pour télécharger un fichier de 12 Mo à partir d'un serveur FTP.

Le PC client est connecté à Internet et au serveur FTP distant par un modem ADSL avec une connexion à 8 Mbps.

Le protocole PPP est utilisé pour encapsuler les paquets IP *via* les modems du client et du serveur. La taille du paquet IP est fixée à 1 500 octets.

Le fichier situé sur le serveur est découpé en bloc avant transmission sur la ligne. Les en-têtes ajoutés successivement lors de l'encapsulation des blocs du fichier ont les tailles suivantes : TCP = 20 octets ; IP = 20 octets ; PPP = 6 octets.

- a. Quelles informations devez-vous configurer sur votre logiciel client FTP pour vous connecter sur le répertoire adéquat du serveur ?
- b. Quelles sont les trois premières commandes FTP les plus probables envoyées par le client une fois la connexion TCP établie ?
- c. Quelle est la taille totale (pour toutes les couches) des informations de contrôle de protocole (PCI).
- d. Quelle est la taille des blocs FTP et combien de blocs sont nécessaires pour transmettre intégralement le fichier ?
- e. Quel est le rapport « taille réel du fichier » / « taille du fichier et des informations de contrôle de protocole » ? Remarque : on néglige les segments de contrôle émis par le protocole TCP pour l'ouvrir et fermer la session, et acquitter les données reçues (voir chapitre 4).
- f. Quel est le temps théorique mis pour le transfert du fichier (sans tenir compte des en-têtes) ? Quel est le temps effectif si l'on considère que la qualité de la liaison ne permet d'atteindre qu'un débit à 80 % de la valeur nominale ?

3.10 La figure 3.42 décrit un exemple d'architecture P2P avec les données suivantes :

F : taille du fichier à transmettre

u_s : bande passante du serveur

u_i : bande passante montante de la machine i

d_i : bande passante descendante de la machine i

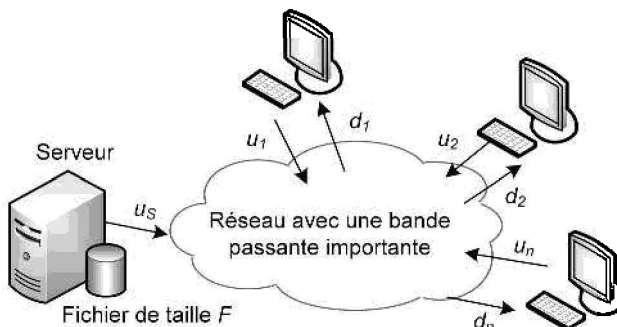


Figure 3.42 - Exemple d'architecture P2P.

Combien de temps prend le transfert du fichier vers n machines en client/serveur et en P2P ?

3.11 Voix et vidéo sur IP

- a. Pourquoi utiliser la téléphonie sur IP plutôt que la téléphonie classique ?
- b. Quels sont les trois modes possibles pour la téléphonie sur IP ? Citez un exemple pour chaque mode.
- c. Pour une application de *streaming*, quelle est selon vous la contrainte la plus forte en termes de QoS ? Justifiez votre réponse.
- d. Pourquoi l'adressage multicast est-il utilisé en *streaming* ?
- e. Quels sont les trois principaux protocoles utilisés dans le *streaming* ? Décrire en une phrase le rôle de chacun en précisant la couche concernée.

QCM – Corrigé**3.1** b)**3.2** b)**3.3** a)**3.4** Aucune**3.5** d)**3.6** a), b), d), e)**3.7** a), c), d)**3.8** a)**3.9** c), d)**3.10** c)**3.11** a), b)**3.12** Aucune**3.13** b)**3.14** c)**3.15** b)**3.16** a), b), c), d)**3.17** b)**3.18** a), d)**3.19** a), b), c), d)**3.20** c)

Exercices – Corrigé

3.1 Avant :

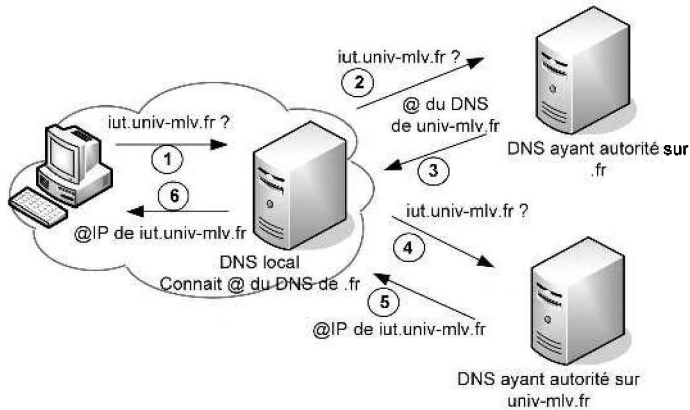


Figure 3.43

Après :

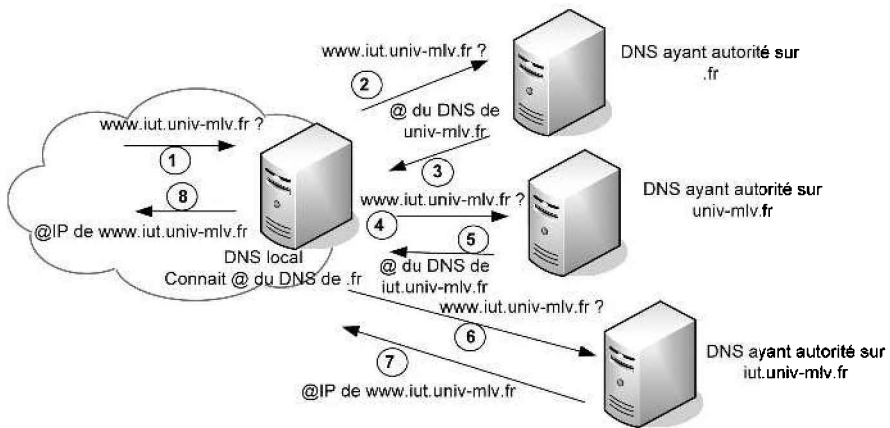


Figure 3.44

a) Il faut rajouter à l'IUT un serveur DNS ayant autorité sur iut.univ-mlv.fr et possédant les enregistrements sur iut.univ-mlv.fr :

```
www.iut.univ-mlv.fr 193.55.45.20
ftp.iut.univ-mlv.fr 193.55.45.56
...
```

b) Il faut rajouter au(x) serveur(s) DNS de univ-mlv.fr un enregistrement pour le serveur DNS faisant autorité sur iut.univ-mlv.fr précisant entre autres son adresse IP.

3.2

- a) Ce fichier déclare que le serveur DNS local est :
- ♦ le « Début d'Autorité » (*Start Of Authority*) pour le domaine appelé « my.domain », avec la classe d'enregistrement IN ;
 - ♦ le serveur de noms (*Name Server - ``NS''*) du domaine « my.domain » ; son nom d'hôte est « curly.my.domain »
 - ♦ responsable de la résolution (IN A) des machines « curly.my.domain », « larry.my.domain »...
 - ♦ responsable de la résolution inverse (IN PTR) des adresses IP qui commencent par « 192.168.1 » et « 127.0.0 » (\$ORIGIN ...).
- b) Paramètre « Expire » : 3 600 000 s = 1 000 h = 42 jours
- c) Paramètre « Refresh » : 3 600 s = 1 h

d) curly.my.domain 192.168.1.1

e) IN PTR shemp.my.domain.

f) Il faut ajouter trois lignes :

- ♦ Une ligne dans la première section pour déclarer qu'il s'agit d'un serveur de mail :

```
| IN MX      mail.my.domain.
```

- ♦ Une ligne dans la section du haut où les noms des systèmes sont associés aux adresses Internet (« IN A »)

```
| mail.my.domain.      IN A      192.168.1.10      # The Mail Server
```

- ♦ Une autre ligne qui associe inversement l'adresse au nom de la machine (« IN PTR »), dans la section « \$ORIGIN 1.168.192.IN-ADDR.ARPA » :

```
| 10                IN PTR    mail.my.domain.
```

g) smtp CNAME mail.my.domain.

3.3

```
| protocole://nom de machine.nom de domaine[:numero de port][/chemin][/  
| document]
```

Exemple :

```
| http://www.univ-mlv.fr:8080/repertoire1/fichier2
```

:// est un séparateur entre le protocole et l'adresse.

Non, le www n'est pas indispensable. Si le protocole est HTTP, il s'agit forcément d'un serveur web. Donc on peut avoir un serveur web à l'adresse `http://toto.univ-mlv.fr`. S'il était indispensable, il serait de plus difficile de référencer deux serveurs dans le même domaine.

3.4

```
| GET / HTTP/1.1\r\n  
| Host: www.google.fr\r\n
```

3.5 Un cookie est un enregistrement d'informations par le serveur dans un fichier texte situé sur l'ordinateur client, informations que ce même serveur peut aller relire et modifier ultérieurement.

Plus précisément, les variables dont se sert le serveur (identification, lien déjà consulté...) sont stockées sur la machine cliente dans un simple fichier texte. Un cookie est obligatoirement rattaché à un nom de domaine et un ensemble d'URL de telle sorte que seule une requête provenant du même serveur pourra y accéder.

3.6 SMTP n'est pas prévu pour la connexion ponctuelle à distance ni pour l'authentification.

- Avec POP3, il est obligatoire de télécharger l'intégralité des courriers.
- Avec IMAP, il est possible de ne consulter que les en-têtes des messages et de laisser sur le serveur les courriers spammés ou infectés.

3.7

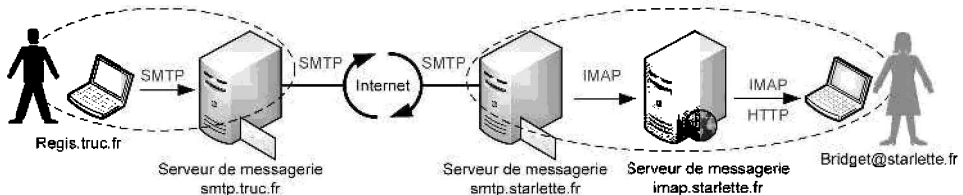


Figure 3.45

3.8

a) Le message contient quatre lignes « Received », il est relayé comme suit :

```
sylvain@flaviens.univ-mlv.fr [10.1.54.123] -> monge.univ-mlv.fr  
[185.55.63.80]  
monge.univ-mlv.fr -> saintex.univ-mlv.fr  
saintex.univ-mlv.fr -> localhost [127.0.0.1]  
localhost [127.0.0.1] -> lohier@univ-mlv.fr
```

b) ESMTP

c) Evolution 2.22.3.1

d)

```
Tue, 13 Oct 2009 11:16:08 +0200 (CEST)- Tue, 13 Oct 2009 11:12:35 +0200 = 3  
mn 33 s
```

3.9

a) Nom ou @IP du serveur, UserName, password, répertoire distant

b)

```
USER anonymous  
331 Anonymous access allowed, send identity (e-mail name) as password.  
PASS (hidden)  
230 Anonymous user logged in.  
PWD  
257 "/" is current directory.
```

- c) $6 + 20 + 20 = 46$ octets
 d) $12.2^{20} / 1\,460 = 8\,618,43$ soit 8 618 blocs de 1 460 octets et un bloc de 632 octets ($12.2^{20} - 8\,618 \times 1\,460$)
 e) $12.2^{20} / (12.2^{20} + 46 \times 8\,619) = 97\%$
 f)
 ♦ $t_1 = 12.2^{20} \times 8 / 8 \cdot 10^6 = 12,58$ s
 ♦ $t_2 = (12.2^{20} + 46 \times 8\,619) \times 8 / (80\% \times 8 \cdot 10^6) = 16,22$ s

3.10

- a) En client/serveur
 ♦ Le serveur va effectuer n envois du fichier au débit u_s .
 ♦ Temps : nF/u_s
 ♦ Le client i met F/d_i secondes pour télécharger le fichier.
 ♦ Temps pour distribuer F bits aux n clients :
 ♦ $d_{cs} = \max \{ nF/u_s, F/\min(d_i) \}$
 ♦ d_{cs} augmente linéairement en fonction de n .
 b) En P2P
 ♦ Le serveur envoie une seule copie en F/u_s secondes.
 ♦ Le client i met F/d_i secondes pour télécharger.
 ♦ Au total nF bits doivent être envoyés sachant que le débit le plus élevé disponible est : $u_s + \cdot u_i$
 ♦ Temps pour distribuer F bits aux n clients :
 ♦ $d_{P2P} = \max \{ F/u_s, F/\min(d_i), nF/(u_s + \cdot u_i) \}$

3.11

- a) La ToIP permet de n'utiliser qu'un seul réseau IP pour toutes les applications (voix, Internet, TV). La numérisation offre de plus d'autres possibilités : compression, stockage...
 b)
 ♦ *PC to PC*. Exemple : Skype avec casque et micro.
 ♦ *PC to Phone*. Exemple : Skype avec casque et micro et passerelle
 ♦ *Phone to Phone*. Exemple : téléphone branché sur la FreeBox
 c) La contrainte de temps est la plus importante en streaming. Les variations de délai sont mal tolérées en raison de la nature continue du flux.
 d) Il permet de limiter la distribution à un seul flux au départ du serveur, lorsque la même vidéo doit être envoyée à plusieurs personnes en même temps.
 e)
 ♦ RTSP au niveau application pour contrôler la distribution des flux multimédia sur le réseau IP (allocation des ressources, demande de transmission des flux, pause...)
 ♦ RTP au niveau transport pour transmettre les flux temps réel audio et vidéo.
 ♦ RTCP au niveau transport pour contrôler la diffusion des flux temps réel audio et vidéo.

LE TRANSPORT DES DONNÉES

4

4.1 INTRODUCTION

Le transport des données sur Internet est réalisé par la couche 4 du modèle OSI (voir § 2.5.2). Si l'on considère le modèle simplifié représenté sur la figure 4.1, les données issues de l'application sont encapsulées au niveau de la couche transport dans un segment TCP ou UDP. Les segments sont à leur tour encapsulés dans des paquets IP au niveau de la couche réseau (Internet) et enfin des trames sont délivrées sur le média utilisé.

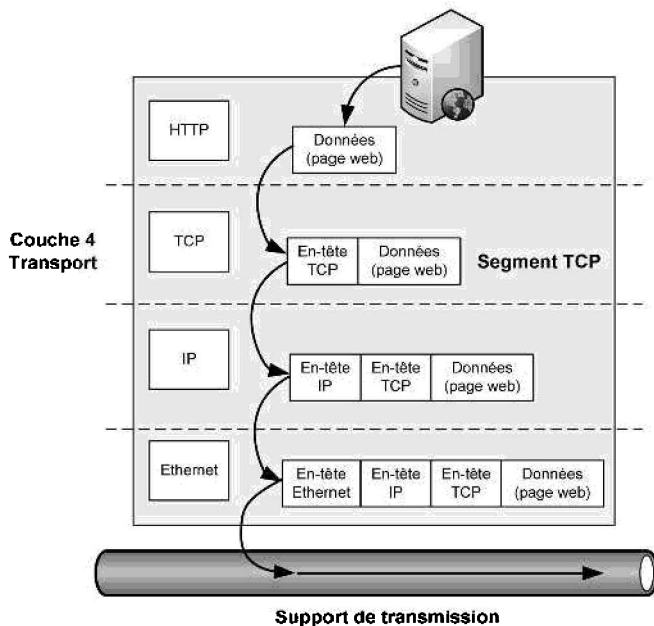


Figure 4.1 - Encapsulation au niveau transport.

La couche transport est une couche de bout en bout (figure 4.2), cela signifie qu'elle est présente dans les équipements d'extrémité (les PC et les serveurs) et absente des équipements intermédiaires (les routeurs, les commutateurs...). C'est donc cette couche qui est chargée, si besoin, d'apporter la fiabilité dans la transmission des données entre une source et une destination finale. En particulier, le proto-

cole TCP (§ 4.3) qui fonctionne en mode connecté est un protocole fiable, capable de détecter la perte d'un segment et de le retransmettre. Cette détection de pertes est effectuée par les équipements d'extrémité (les autres équipements ne gèrent pas la couche 4) grâce à une numérotation des segments : si le PC destination n'envoie pas dans un délai déterminé un acquittement pour un segment reçu, alors le serveur source devra le retransmettre. Le protocole IP décrit dans le chapitre 5 n'apporte aucune fiabilité, les paquets sont simplement transmis de routeur en routeur sans contrôle. Sans le protocole TCP de la couche transport, les applications courantes de l'Internet (navigation, transfert de fichier, messagerie...) ne seraient pas fiables sur un réseau comportant des pertes dues à des ruptures de liaison ou à des congestions dans les routeurs. Le protocole TCP n'est cependant pas le seul à apporter de la fiabilité sur Internet ; certains protocoles applicatifs sont capables de détecter et de résoudre les pertes, d'autres protocoles de niveau liaison sont chargés de la résolution de pertes locales. Des mécanismes d'acquiescement existent par exemple sur un réseau WiFi pour détecter et résoudre les pertes de trames entre un PC et son point d'accès (voir chapitre 7).

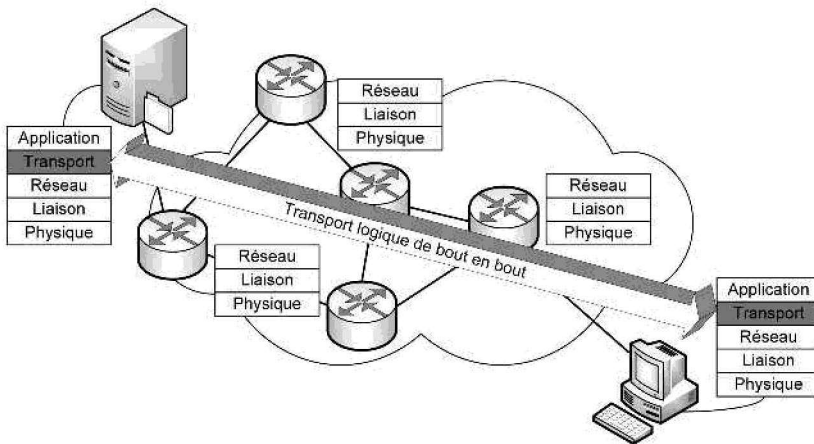


Figure 4.2 - Présence de la couche transport.

4.2 LE CONTRÔLE DE FLUX

Le contrôle de flux permet d'adapter le nombre de segments transmis par unité de temps entre un serveur et un client qui peuvent avoir des temps de traitement, des ressources ou des débits différents. Les équipements intermédiaires du réseau traversé ont également des temps de traitement et de transfert variable. Le contrôle de flux permet de ralentir ou d'accélérer le débit de l'émetteur suivant la réaction du récepteur ou du réseau. Il est donc nécessaire d'avoir une interaction entre l'émetteur et le récepteur, par l'intermédiaire, par exemple, de segments d'acquiescement. Le contrôle de flux peut également être réalisé par la couche liaison mais il s'agit dans ce cas d'un contrôle local et non de bout en bout (voir chapitre 2).

4.2.1 Protocole « envoyer et attendre »

Dans un contrôle comme celui proposé par TCP qui utilise les acquittements, le cas le plus simple est d'utiliser un protocole de type « envoyer et attendre » : l'émetteur attend un acquittement du récepteur avant l'envoi du segment suivant. L'efficacité de ce protocole simpliste est très dépendante du rapport entre le temps de propagation des supports traversés et le temps de transmission des segments envoyés. Dans l'exemple décrit figure 4.3, il est possible d'exprimer le taux d'utilisation U du canal qui est le rapport entre le temps utile et le temps total sous la forme :

$$U = \frac{t_{seg}}{t_{seg} + t_{ack} + 2t_p + 2t_a} \approx \frac{t_{seg}}{t_{seg} + 2t_p} = \frac{1}{1 + 2 \frac{t_p}{t_{seg}}}$$

t_{seg} , et t_{ack} sont respectivement les temps de transmission des segments et des acquittements, t_p est le temps de propagation et t_a le temps de traitement dans les équipements, ces deux derniers temps étant considérés comme symétriques. En considérant de plus que le temps de transmission de l'acquittement et les temps de traitement sont négligeables, l'expression simplifiée de U montre que plus le temps de propagation augmente, plus l'efficacité du protocole diminue (sur la figure 4.3, l'efficacité est meilleure pour le premier segment que pour le deuxième).

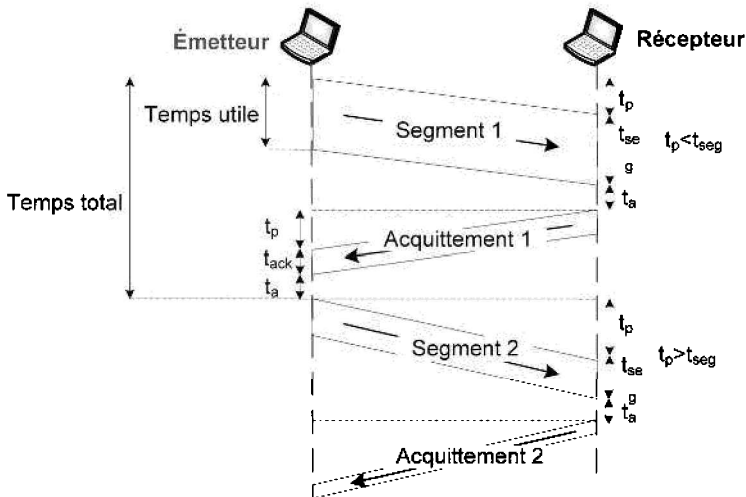


Figure 4.3 - Efficacité « send and wait ».

4.2.2 Protocole à fenêtre d'émission

Pour améliorer l'efficacité, une solution évidente est d'autoriser l'émetteur à envoyer plusieurs segments avant de s'arrêter pour attendre le premier acquittement. Il est nécessaire dans ce cas d'utiliser une fenêtre d'émission donnant le nombre d'octets déjà envoyés et le nombre d'octets pouvant encore être envoyés en fonction de la place libre dans le tampon de réception. Il faut également répondre à la ques-

tion suivante : après une erreur ou une perte de segment détectée à la réception, que faire des segments suivants correctement reçus ? Deux solutions sont envisageables :

- **Utilisation d'un rejet global** : tous les segments qui suivent une perte sont rejetés. Un temporisateur (*timeout*) est déclenché sur l'émetteur pour chaque segment transmis. À expiration du temps, le segment non acquitté est retransmis (figure 4.4).

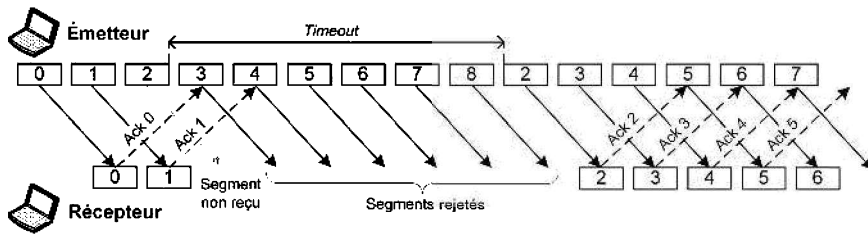


Figure 4.4 - Fenêtre d'émission et rejet global.

- **Utilisation d'un rejet sélectif** : les segments reçus après la perte sont placés dans un tampon avant de les transmettre à la couche supérieure. Dans l'exemple de la figure 4.5, le récepteur bloque sur l'acquittement du segment 1 (Ack 1) tant qu'il n'a pas reçu le segment 2 et peut ensuite acquitter en une seule fois plusieurs segments reçus (Ack 5). L'acquittement négatif (Nak 2) accélère la retransmission d'un segment spécifique en évitant d'attendre un *timeout* côté émetteur. Il est par ailleurs nécessaire de remonter à la couche supérieure les segments en fonction de leurs numéros et non de l'ordre de réception.

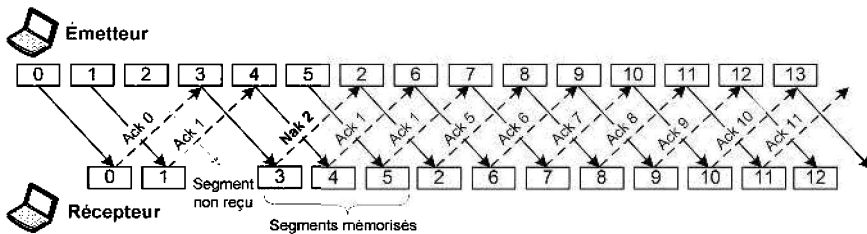


Figure 4.5 - Fenêtre d'émission et rejet sélectif.

Dans les deux cas, le point délicat est l'évaluation du nombre de segments pouvant être envoyés avant la réception d'un acquittement et le dimensionnement du *timeout* pour trouver le bon compromis entre le taux d'utilisation du canal et la réactivité en cas de perte.

4.3 LE PROTOCOLE UDP

Le protocole UDP (*User Datagram Protocol*) est un protocole non fiable et sans connexion, il permet à une application d'envoyer des messages à une autre application avec un minimum de fonctionnalités (pas de garanties d'arrivée, ni de contrôle

de flux). Il n'apporte pas de fonctionnalités supplémentaires par rapport à IP et permet simplement de désigner les numéros de port correspondant aux applications envisagées (figure 4.6). Il est par exemple utilisé pour des requêtes d'adressage dynamique DHCP, des requêtes simples DNS ou des échanges d'informations de routage RIP ou toute application qui ne requière pas de fiabilité (une requête DNS qui échoue peut être retentée aussitôt) mais plutôt des temps de réponse courts en limitant le nombre de segments échangés. Il est également utilisé par des applications audio ou vidéo pour lesquelles les délais de transmission doivent être minimums, la fiabilité pouvant être apportée par d'autres protocoles de contrôle.

Un message UDP est désigné dans un paquet IP par une valeur du champ protocole égal à 17.

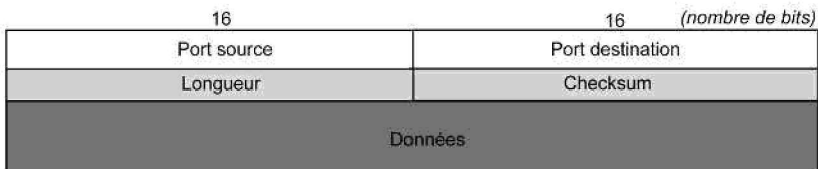


Figure 4.6 - Format d'un message UDP.

La longueur totale du message (données et en-tête) est donnée en octets. La somme de contrôle (*checksum*) est calculée comme pour les paquets IP. Une somme à 0 indique qu'elle n'est pas gérée.

Le port source et le port destination permettent de référencer les applications (*process*) qui s'exécutent sur les machines locales et distantes dans une communication de type client-serveur (figure 4.7) :

- une application serveur « écoute » sur un port qui lui est propre ;
- une application cliente A qui veut communiquer avec une application serveur B « parle » par le port de B.

UDP étant un protocole non connecté, les numéros de port source et destination qui sont transmis dans chaque segment sont utilisés à chaque échange pour référencer le service. C'est un protocole sans états (*stateless*) contrairement à TCP qui établit une connexion sur les ports source et destination pour tout l'échange (*state-full*).

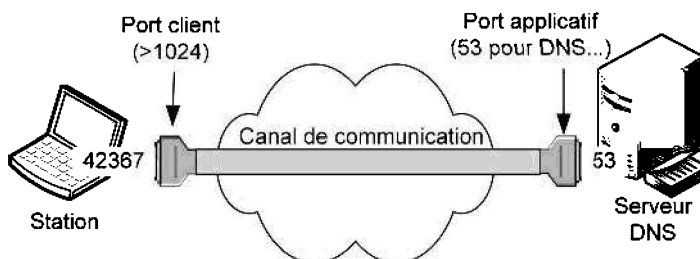


Figure 4.7 - Affectation des numéros de port client et serveur.

Les numéros de port de quelques applications usuelles sont donnés dans le tableau 4.1.

Tableau 4.1 - Numéros de port UDP et TCP usuels

N. de port	20	21	22	23	25	53	67	80	110	143	443
Process	FTP-data	FTP	SSH	Telnet	SMTP	DNS	DHCP	HTTP	POP3	IMAP	HTTPS

Les valeurs supérieures à 1 024 correspondent généralement à des ports clients et sont affectées à la demande par la machine qui effectue la connexion TCP pour référencer cette dernière.

4.4 LE PROTOCOLE TCP

Le protocole TCP (*Transmission Control Protocol*) est un protocole avec connexion qui joue un rôle essentiel pour fiabiliser et réguler le transport des données sur Internet. Il est identifié par la valeur 6 dans le champ protocole du paquet IP. Ses principales caractéristiques sont :

- établissement et fermeture de la connexion virtuelle ;
- segmentation et réassemblage des données (S-PDU) ;
- acquittement des datagrammes reçus et retransmission sur absence d’acquittement (un reséquencement est effectué si la couche IP ne les délivre pas dans l’ordre) ;
- contrôle de flux ;
- multiplexage des données issues de plusieurs processus hôtes en un même segment ;
- gestion des priorités des données et de la sécurité de la communication.

4.4.1 Format des segments TCP

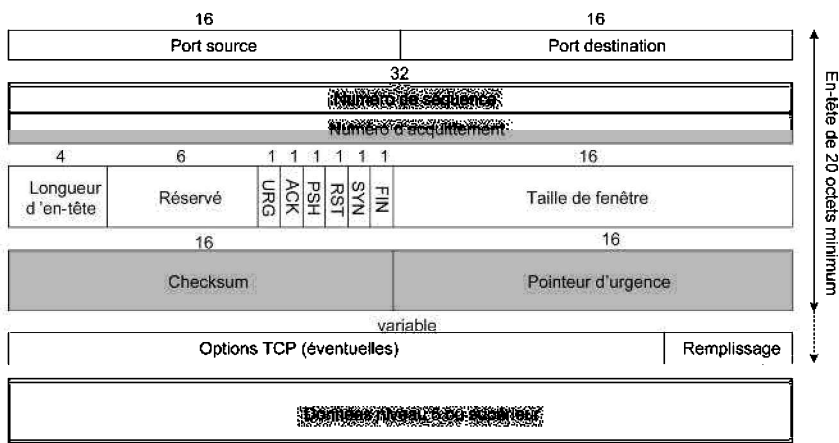


Figure 4.8 - Format des segments TCP.

- Les numéros de port permettent de référencer les applications (voir protocole UDP).
- Le numéro de séquence indique le numéro du premier octet transmis dans le segment.
- Le numéro d'acquittement contient le numéro de séquence du prochain octet attendu par l'émetteur.
- La longueur de l'en-tête est codée sur 4 bits et donne le nombre de mots de 32 bits.
- Les bits de contrôle permettent de définir la fonction des messages ainsi que la validité de certains champs :
 - ♦ URG = 1 si le champ des priorités est utilisé (pour des demandes d'interruption d'émission par exemple) ;
 - ♦ ACK = 1 si la valeur du champ acquittement est significative ;
 - ♦ EOM (ou PSH) indique une fin de message (*End of Message*), les données doivent être transmises (*pushed*) à la couche supérieure ;
 - ♦ RST (*Reset*) : demande de réinitialisation de la connexion ;
 - ♦ SYN : demande d'ouverture de connexion (les numéros de séquence doivent être synchronisés) ;
 - ♦ FIN : fin de connexion.
- Le champ fenêtre (*window*) indique le nombre d'octets que le récepteur peut encore accepter à partir du numéro d'acquittement.
- Le champ *checksum* correspond à une somme de contrôle de l'en-tête et du message.
- Le champ priorité contient lors d'une interruption d'émission (URG = 1) un pointeur sur les octets de données à traiter en priorité.
- Le champ options permet de définir, par exemple, la taille maximale d'un segment.

```

#ETHDRMNET RTYPE = (0x0800) Protocol = IP: 000 Internet Protocol
#IP: ID = 0x8D1A; Proto = TCP; Len: 91
#TCP: AP... Len: 51; seq: 3776019400-3776019470, ack: 962188; win: 9112; src: 110; dst: 1028
TCP: Source Port = Post Office Protocol - Version 3
TCP: Destination Port = 0x0402
TCP: Sequence Number = 3776019420 (0xE1117BDC)
TCP: Acknowledgement Number = 962188 (0xEA28C)
TCP: Data Offset = 20 (0x14)
TCP: Reserved = 0 (0x0000)
TCP: Flags = 0x18 : .AP...
TCP: ...0..... = No urgent data
TCP: ...1.... = Acknowledgement field significant
TCP: ...1.... = Push function
TCP: .....0.. = No Reset
TCP: .....0. = No Synchronize
TCP: .....0 = No Fin
TCP: Window = 9112 (0x2398)
TCP: Checksum = 0xA035
TCP: Urgent Pointer = 0 (0x0)
TCP: Data: Number of data bytes remaining = 51 (0x0033)

```

```

00000000 44 41 53 54 00 00 20 58 5C 43 00 00 08 00 45 60 0201. SPG. B.
00000010 00 4A 8D 1A 40 00 FB 15 93 2B C1 F8 13 1F A4 B4 .1.4. . . . .
00000020 57 E1 00 6E 04 02 E1 11 7E FC 06 0E AE 8C 50 18 0. . . . .
00000030 28 9C A0 35 00 50 2B 47 4B 20 45 54 49 2F 50 67 028. . . . .
00000040 70 20 73 65 72 76 65 72 20 61 74 20 74 61 6D 61 p server at tana
00000050 79 61 2E 77 61 6E 61 64 6F 6F 2E 66 72 20 73 74 ya.wanadoo.fr st
00000060 61 72 74 69 6E 67 2E 0D 0A arting...

```

Figure 4.9 – Exemple d'analyse TCP.

La figure 4.9 montre une analyse TCP effectuée sur une trame Ethernet. Le port source est égal à 110, ce qui correspond à la réponse d'un serveur POP3 à une machine cliente ayant ouvert un port destination égal à 1 026 (0402_H). Les numéros de séquence, d'acquittement, les différents drapeaux ainsi que la valeur de la fenêtre sont donnés par l'analyseur.

4.4.2 Ouverture d'une connexion

Après autorisation locale sur chaque station et déclaration d'un identificateur permettant à l'application de référencer la connexion, la demande d'ouverture de connexion est transmise à la couche transport qui positionne son bit SYN à 1 (figure 4.10). Le numéro de séquence initial à l'émission (*Initial Send Sequence number, ISS*) est délivré, au moment de la demande, par un compteur incrémenté toutes les 4 ms (la taille du champ séquence étant de 32 bits, la période du compteur est supérieure à 4 heures). Dans l'exemple, la valeur de ISS au moment de la connexion est à 350 pour la station A.

La station sollicitée répond avec les bits SYN et ACK à 1 et une dernière confirmation est effectuée par la station initiatrice avec le bit ACK à 1.

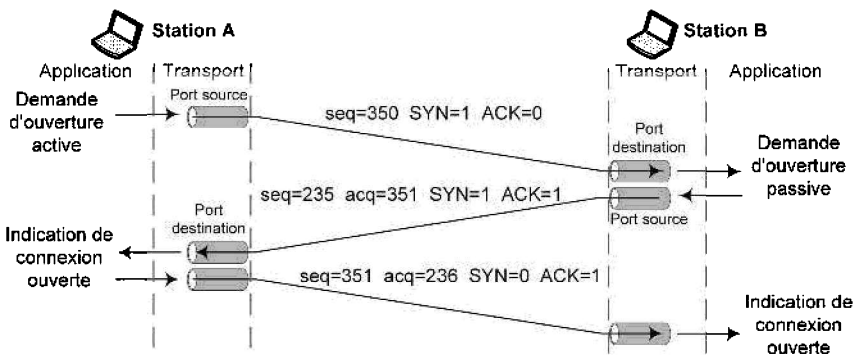


Figure 4.10 - Exemple de connexion réussie.

4.4.3 Transfert de données

Le transfert de données peut alors commencer avec les numéros de séquence en cours (figure 4.11). Le contrôle de flux est réalisé dans les deux sens par les numéros d'acquittement (le bit ACK est alors positionné à 1). Chaque accusé de réception indique le nombre d'octets correctement reçus. Dans l'exemple de la figure 4.11, le numéro d'acquittement 362 renvoyé par la station B indique à l'émetteur que les 10 octets de 352 à 361 ont été reçus et que les prochains octets, à partir du numéro 362, peuvent être transmis. Simultanément, la station B qui est aussi émettrice envoie un numéro de séquence à 236 correspondant au premier des 20 octets transmis vers la station A. Cette dernière acquittera donc avec un numéro à 256. Notons que les numéros qui contrôlent le flux dans les deux sens sont indépendants, ils sont générés

par chacun des émetteurs (ISS) au moment de l'ouverture de la connexion TCP. La taille de la fenêtre de réception sans acquittement (le nombre d'octets qu'il peut encore recevoir) est transmise par le destinataire lors de chaque acquittement en fonction de la place restante dans son tampon de réception. Dans l'exemple de la figure 4.11, la taille de la fenêtre (WIN) est toujours supérieure au nombre d'octets émis.

Lorsque l'émetteur n'a pas reçu d'acquiescement après expiration d'un délai programmé, une retransmission des segments non acquiescés est réalisée.

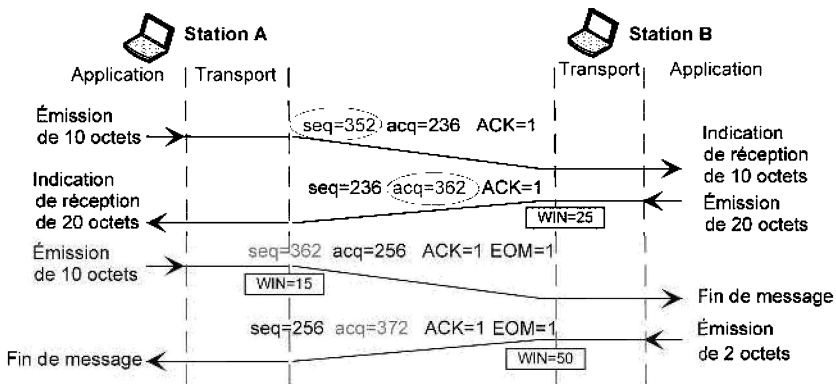


Figure 4.11 - Exemple d'échange TCP.

Une fois la taille de la fenêtre de réception transmise, l'émetteur connaît à tout moment le nombre d'octets émis et acquiescés et le nombre d'octets en attente d'acquiescement. Dès réception d'un acquiescement sur un nombre variable d'octets, la fenêtre d'émission est déplacée ou glissée (*sliding window*) sur les octets suivants à émettre. Dans l'exemple de la figure 4.12, la taille de la fenêtre de réception est initialement de 10 octets et passe à 12 octets lorsque le récepteur acquiesce les 4 premiers octets.

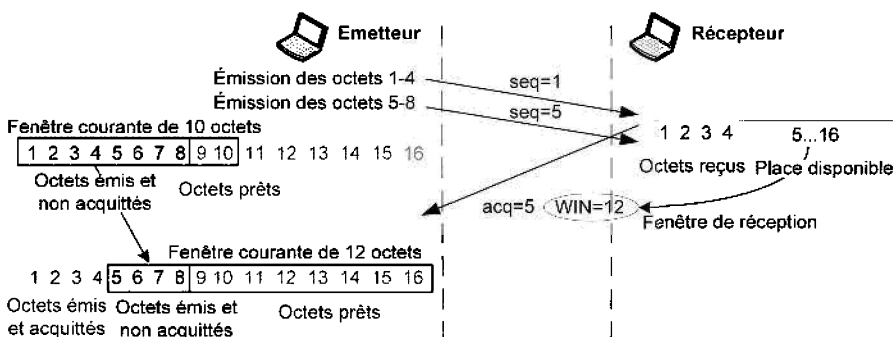


Figure 4.12 - Gestion de la fenêtre d'émission.

4.4.4 Fermeture d'une connexion

La fermeture d'une connexion est réalisée lorsque le récepteur reçoit un en-tête TCP dont le bit FIN est positionné à 1 (figure 4.13). La demande est traitée dans les deux sens aux niveaux supérieurs avant acquittement.

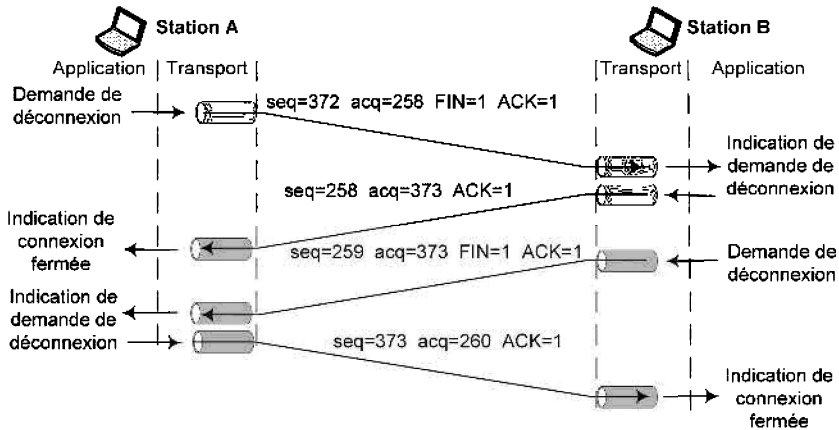


Figure 4.13 - Exemple de fermeture réussie.

4.4.5 États TCP

Une connexion TCP se trouve toujours dans un des états décrits précédemment : fermé (*CLOSED*), à l'écoute d'une demande d'ouverture (*LISTEN*), à demi ouverte (*SYN RECEIVED/SYN SENT*), établie (*ESTABLISHED*), à moitié fermée (*FIN WAIT*) ou en attente de fermeture (*TIME WAIT*). Le diagramme de la figure 4.14 montre ces différents états et le passage d'un état à l'autre qui se fait suivant les segments de contrôle envoyés ou reçus. Dans le cas d'un client par exemple, celui-ci demande l'ouverture de la connexion au serveur en envoyant un segment de type SYN, ce qui lui permet de passer de l'état *CLOSED* à l'état *SYN SENT*. La réception de la part du serveur d'un segment d'acceptation (*SYN=1, ACK=1*) permet après envoi par le client d'un segment d'acquiescement ACK de passer dans l'état *ESTABLISHED*.

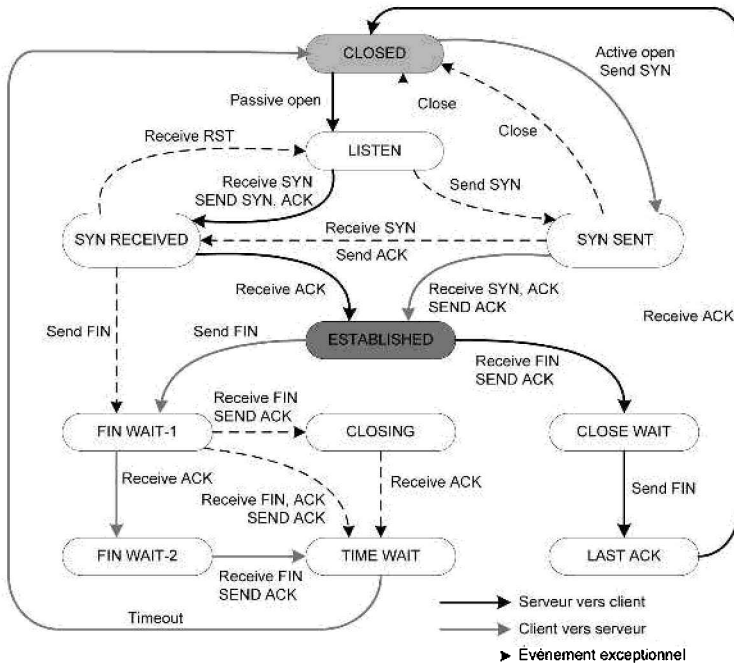


Figure 4.14 - Diagramme d'état TCP.

4.4.6 Retransmissions TCP

Pour chaque émission de segment, TCP arme un temporisateur. En cas de perte de ce segment ou de l'acquittement correspondant, TCP retransmet le segment lorsque le temporisateur expire (RTO, *Retransmission TimeOut*). Pour assurer un maximum d'efficacité (voir § 4.2), le dimensionnement de ce temporisateur RTO dépend de la réactivité du réseau et plus précisément du RTT (*Round Trip Time*), c'est-à-dire du temps aller-retour entre l'instant d'émission d'un segment et la réception de l'acquittement correspondant, ce temps pouvant être évalué par l'émetteur. La figure 4.15 illustre ce problème : dans le premier cas, le RTO est correctement dimensionné par l'émetteur et la perte est efficacement résolue ; dans le deuxième cas, le RTO est trop faible, ce qui conduit à une retransmission inutile et une perte de temps (un RTO légèrement supérieur au RTT aurait permis de transmettre le troisième segment juste après la réception du premier acquittement).

La façon la plus simple est de calculer le RTO à partir d'un temps d'aller-retour RTT moyen. Dans l'algorithme simplifié de Jacobson, un RTT lissé est d'abord calculé en effectuant une pondération entre la précédente estimation et la dernière mesure du RTT :

$$RTT_{\text{lissé}} = (1 - \alpha) RTT_{t-1} + \alpha RTT_{\text{mesuré}}$$

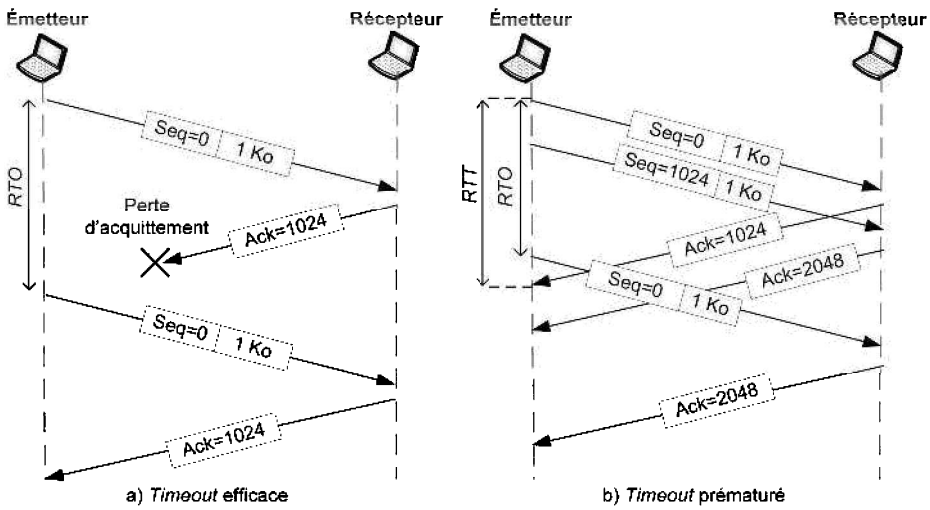


Figure 4.15 - Différents scénarios de retransmission.

α est un facteur de lissage compris entre 0 et 1 permettant de donner plus ou moins d'importance à la dernière mesure du RTT (une valeur de α proche de 1 sera utilisée dans un réseau peu stable avec des temps de transmission très variables). Le RTO est ensuite calculé en multipliant le RTT lissé par un coefficient de variance de délai β ayant une valeur recommandée de 2 :

$$RTO = \beta RTT_{\text{lissé}}$$

Jacobson a montré par la suite qu'un calcul basé sur la déviation moyenne lissée D (approximation de la déviation standard) donnait de meilleurs résultats pour d'importantes variations du RTT :

$$D = (1 - \beta) D + \beta |RTT_{\text{mesuré}} - RTT_{\text{lissé}}|$$

$$RTO = RTT_{\text{lissé}} + 4D$$

En cas de retransmission de segments, l'algorithme de Karn permet d'obtenir une mesure fiable du RTT. Lorsque des segments sont retransmis l'accusé de réception peut correspondre à la réception du premier envoi ou d'une des retransmissions. Dans cet algorithme, les segments retransmis ne sont pas utilisés pour l'estimation du RTT. Cette dernière n'utilise que les accusés de réception sans équivoque, qui correspondent aux segments émis une seule fois. L'algorithme de Karn est donc utile dans des réseaux avec un taux de perte élevé.

4.4.7 Contrôle de congestion

Rôles des fenêtres

Comme indiqué précédemment, TCP intègre un contrôle de flux et permet lors d'une congestion à un point du réseau, c'est-à-dire lors d'une perte de segment ou

d'acquittement due à la saturation d'un routeur (voir exemple de la figure 4.16), de diminuer le rythme d'émission des segments. Le contrôle de flux utilise trois variables transportées dans l'en-tête TCP :

- le numéro de séquence qui indique le numéro du premier octet transmis dans le segment ;
- le numéro d'acquittement renvoyé par le récepteur qui contient le numéro de séquence du prochain octet attendu ;
- le champ fenêtre (*window*) qui indique le nombre d'octets que le récepteur peut encore accepter à partir du dernier numéro d'acquittement.

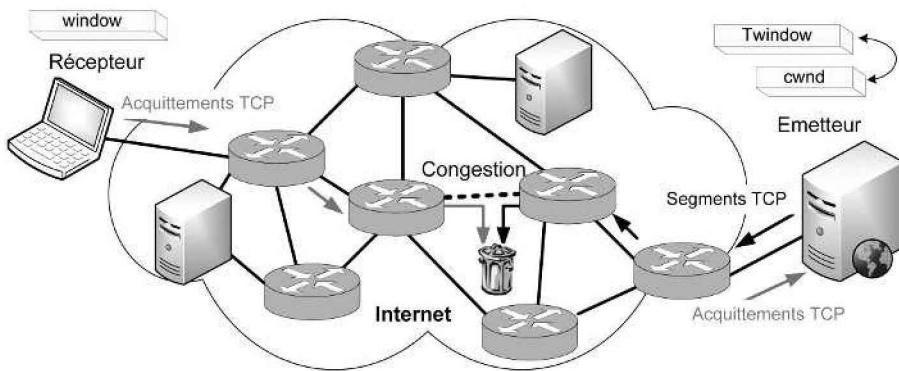


Figure 4.16 - Exemple de congestion sur le réseau.

Côté émetteur, TCP utilise localement une fenêtre d'émission *Twindow* qui permet de savoir combien d'octets ou de segments peuvent encore être envoyés sans attente. Pour optimiser *Twindow*, l'émetteur utilise de plus une fenêtre de congestion *cwnd* (*congestion window*) qui reflète l'état du réseau. En conséquence, *Twindow* est fonction de l'état du réseau et de la disponibilité du récepteur :

$$Twindow = \min(cwnd, window)$$

La plupart du temps, le tampon de réception est correctement dimensionné et la fenêtre transmise par le récepteur (*window*) est supérieure à la fenêtre de congestion (*cwnd*). Dans ce cas, $Twindow = cwnd$ et l'émetteur s'adapte à l'évolution de *cwnd*, donc au réseau.

Les figures 4.17 et 4.18 montrent comment évoluent les tampons d'émission et de réception suivant la taille des différentes fenêtres. Dans l'exemple de la figure 4.17, la fenêtre *window* transmise par le récepteur est supérieure à la fenêtre *cwnd* dimensionnée par l'émetteur. Ce dernier connaît à tout moment le nombre d'octets en attente d'acquittement (T) et le nombre d'octets qu'il peut encore émettre (S). Sur la figure 4.18, la fenêtre *window* donne la place restante disponible dans le tampon de réception compte tenu de la position du dernier octet reçu. Dans l'exemple, un segment intermédiaire n'a pas encore été reçu (A).

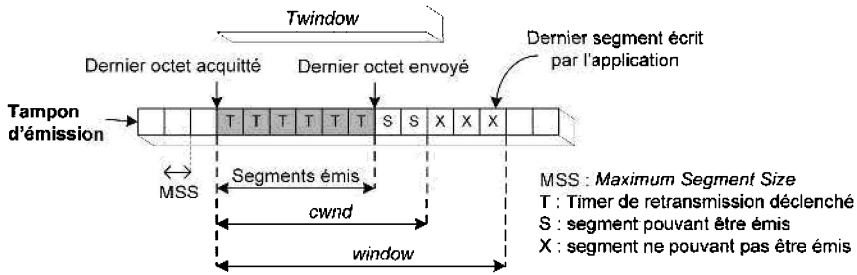


Figure 4.17 - Tampons et fenêtres d'émission.

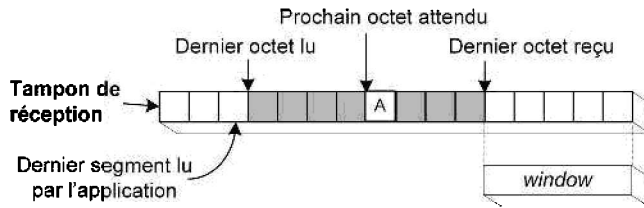


Figure 4.18 - Tampon et fenêtres de réception.

La figure 4.19 illustre une mauvaise gestion de la fenêtre de réception appelée *syndrome de la fenêtre stupide*. Dans l'exemple, l'évolution de *Twindow* est conditionnée par la valeur transmise de *window*. L'émetteur remplit complètement sa fenêtre d'émission *Twindow* et les deux premiers segments transmis conduisent à une saturation du récepteur : l'application n'a pas le temps de lire les 2 Ko reçus. La réduction à 10 octets de sa fenêtre conduit l'émetteur à transférer des segments très courts ce qui réduit notablement l'efficacité. La solution est d'attendre côté récepteur que le tampon se libère avant d'envoyer un acquittement.

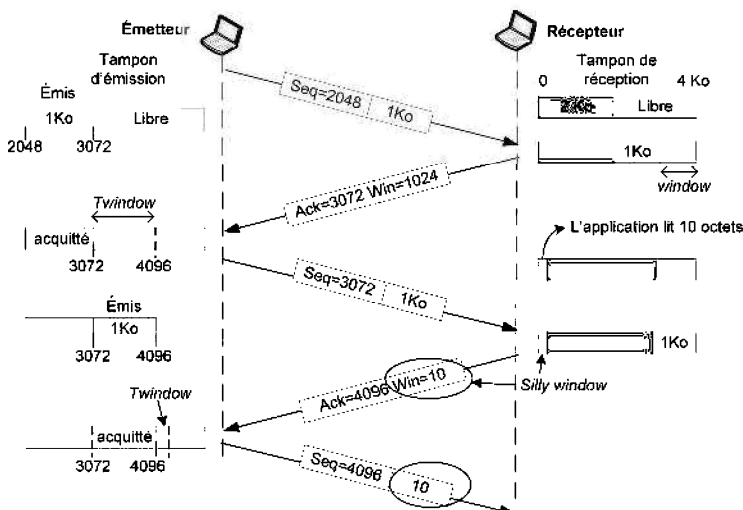


Figure 4.19 - Syndrome de la fenêtre stupide.

Algorithmes TCP

La fenêtre de congestion $cwnd$ sert donc à déterminer, suivant l'état du réseau, le nombre d'octets ou de segments pouvant être envoyés sans attente. Pour optimiser le taux d'utilisation du canal, différents algorithmes de gestion de cette fenêtre peuvent être utilisés. L'algorithme TCP de base est le suivant :

- Après établissement de la connexion, $cwnd$ suit un démarrage lent (*slow start*) : à chaque réception d'acquittement, $cwnd = cwnd + 1$ segment ;
- Lorsque $cwnd$ atteint le seuil de démarrage lent ($ssthreshold$: *slow start threshold*), l'évolution est ralentie pour éviter une congestion (*congestion avoidance*) : à chaque réception d'acquittement, $cwnd = cwnd + 1/cwnd$;
- En cas de congestion (un ou plusieurs segments non acquittés dans un temps RTO) :
 - ◊ réduction du seuil : $ssthreshold = cwnd/2$.
 - ◊ redémarrage lent : $cwnd = 1$;
 - ◊ retransmission du ou des segment(s).

Cet algorithme est illustré sur la figure 4.20. Pour simplifier, l'évolution de $cwnd$ est notée en nombre de segments et non en nombre d'octets. L'échelle des temps est graduée en RTT, ce qui correspond au délai entre l'envoi d'un segment et la réception d'un acquittement. Dans la phase de démarrage lent, la valeur de $cwnd$ est doublée pour chaque RTT (si par exemple $cwnd = 2$ et que les deux acquittements correspondants sont reçus dans un temps RTT, $cwnd = cwnd + 2 = 4$). Le seuil de démarrage lent est fixé initialement à 16 segments dans l'exemple. Dans la phase d'évitement de congestion, la valeur de $cwnd$ est augmenté de un segment pour chaque RTT (si par exemple $cwnd = 16$ et que les 16 acquittements correspondants sont reçus dans un temps RTT, $cwnd = cwnd + 16/cwnd = 17$).

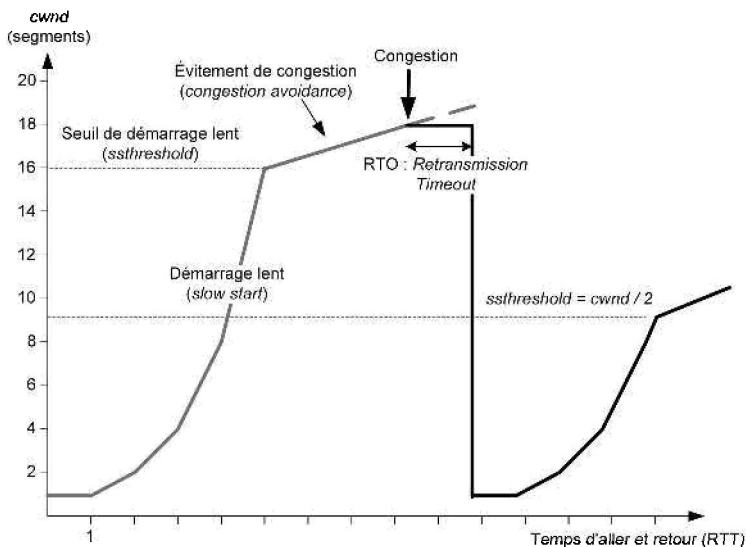


Figure 4.20 – Algorithme TCP de base.

L'inconvénient principal de cet algorithme de base est que *cwnd* est réinitialisée à 1 pour chaque congestion. Lorsque celles-ci sont fréquentes, l'émetteur envoie très peu de segments à la fois avec pour chaque émission un temps d'attente d'acquittement qui peut être important (juste inférieur au RTO). Le débit moyen peut être considérablement ralenti.

Une première amélioration est apportée par l'algorithme de retransmission rapide (*fast retransmit*) nommé *TCP Tahoe*. Dans cet algorithme, lorsque l'émetteur reçoit trois acquittements dupliqués pour le même numéro de séquence, il considère qu'il s'agit d'une perte ponctuelle en non d'une congestion qui peut concerner davantage de segments. Dans ce cas, l'émetteur n'attend pas un temps RTO pour retransmettre le segment perdu (figure 4.21) et accélère ainsi la résolution. Le redémarrage se fait comme pour l'algorithme de base (réduction du seuil, redémarrage lent, retransmission du segment).

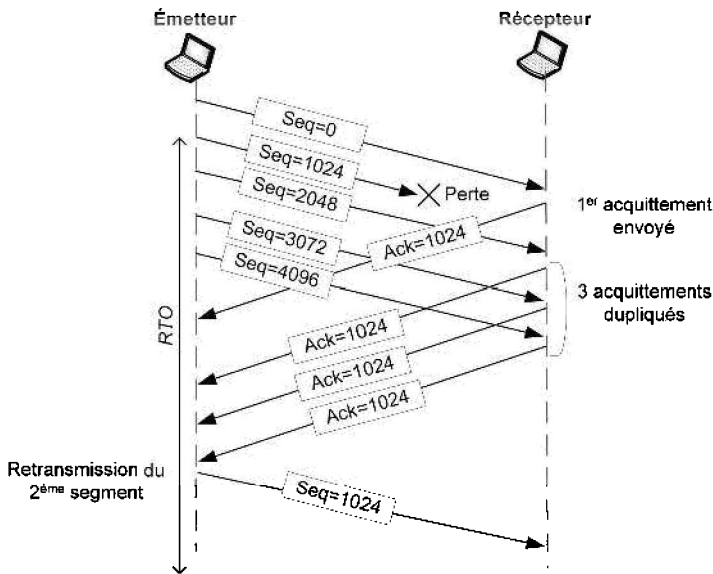


Figure 4.21 - Retransmission rapide en cas de perte.

L'algorithme de retransmission rapide et de recouvrement rapide (*fast retransmit + fast recovery*) nommé *TCP Reno* apporte une deuxième amélioration avec un redémarrage à partir de la valeur courante de *cwnd* divisée par deux en cas de réception de trois acquittements dupliqués. Cette résolution est plus efficace car elle évite un redémarrage lent (figure 4.22). La phase de recouvrement rapide est justifiée car avec les trois acquittements dupliqués, le récepteur indique non seulement une perte de segment mais aussi une réception en cours d'autres segments (un acquittement est transmis par segment reçu et tant que la perte n'est pas résolue, le récepteur reste bloqué sur le même numéro d'acquittement). Il n'est donc pas approprié de réduire le transfert de manière trop abrupte en initiant un redémarrage lent. L'algorithme *TCP Reno* peut être décrit ainsi (l'exercice 7 en donne une illustration graphique) :

- Lors de la réception du troisième acquittement dupliqué :
 - ◊ réduction du seuil : $sssthreshold = cwnd / 2$;
 - ◊ retransmission du segment manquant ;
 - ◊ $cwnd = sssthreshold + \text{trois segments}$ (un segment par acquittement dupliqué) ;
- À chaque réception d'un nouvel acquittement dupliqué :
 - ◊ $cwnd = cwnd + 1$ segment ;
- Lors de la réception d'un acquittement concernant de nouvelles données (fin de la phase de recouvrement rapide), la valeur de $cwnd$ est réduite :
 - ◊ $cwnd = sssthreshold$.

L'algorithme TCP *new Reno*, le plus utilisé à l'heure actuelle, apporte une troisième amélioration en cas de pertes multiples non contiguës dans le même flux. Dans TCP Reno, le premier acquittement partiel sort l'émetteur de la phase « *fast recovery* », la perte suivante est considérée comme une congestion ce qui entraîne un temps d'attente RTO. Dans TCP new Reno l'ACK partiel est considéré comme une indication d'une autre perte de segment (qui est immédiatement retransmis). L'émetteur sort de la phase « *fast recovery* » seulement après que tous les paquets en attente ont été acquittés.

D'autres algorithmes TCP peuvent être utilisés suivant les performances du réseau (taux de perte, délais et débits stables...). TCP SACK (*Selective ACK*) utilise les acquittements sélectifs ce qui permet au récepteur de donner une information supplémentaire sur les segments reçus. Cette information permet à l'émetteur de réagir plus rapidement dans un réseau avec des pertes multiples non contiguës. TCP Vegas détecte les collisions en se basant sur l'augmentation du RTT plutôt que d'attendre une perte de segment, cette version est adaptée aux réseaux avec de fortes variations de bande passante.

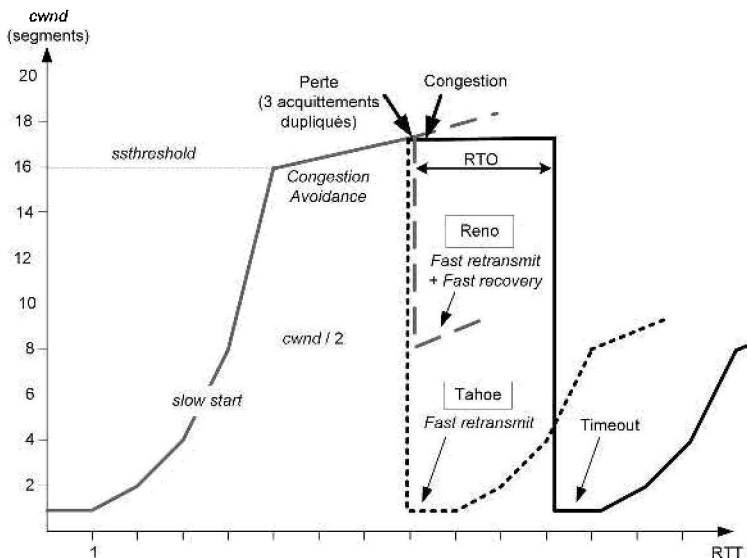


Figure 4.22 - Algorithmes TCP Tahoe et Reno.

Résumé

La couche 4 du modèle OSI est chargée du transport des données sur Internet. C'est une couche dite de *bout en bout* car elle est présente seulement dans les équipements d'extrémité. Elle apporte aux applications qui en ont besoin la fiabilité dans la transmission des données entre une source et une destination finale. Le **contrôle de flux** qui est souvent réalisé au niveau de la couche transport permet de ralentir l'émetteur lorsque le récepteur ou le réseau sont proches de la saturation. Le mécanisme des acquittements envoyés par le récepteur est utilisé pour informer l'émetteur de la bonne réception des segments ou de la saturation de la mémoire allouée sur le récepteur. Pour optimiser les transferts, plusieurs segments peuvent être envoyés successivement pour un seul acquittement.

Le protocole **UDP** est non fiable et sans connexion, il permet à une application d'envoyer des messages à une autre application en privilégiant la rapidité sur la fiabilité. Pour UDP comme pour TCP, les numéros de port transmis dans les segments permettent de référencer l'application.

Le protocole **TCP** est un protocole avec connexion. Ses deux fonctions principales sont la retransmission de segments en cas de perte (fiabilité) et le contrôle de flux (adaptation du débit au réseau). Les trois phases d'une communication TCP sont l'ouverture de connexion, le transfert des données et la fermeture de la connexion. Durant le transfert, les numéros de séquence et d'acquittement sont envoyés dans les segments pour permettre à l'émetteur et au récepteur de savoir à tout moment combien d'octets ont été émis et correctement reçus dans les deux sens. Pour chaque segment transmis, l'émetteur attend un temps déterminé au-delà duquel il retransmet le segment en cas d'absence d'acquittement.

Le **contrôle de congestion** TCP utilise en plus des numéros de séquence et d'acquittement, des fenêtres gérées localement sur l'émetteur et le récepteur qui permettent d'adapter efficacement le trafic aux capacités du récepteur et du réseau. Suivant les caractéristiques du réseau, différents algorithmes TCP sont utilisés pour permettre à l'émetteur de détecter plus rapidement une perte ou une congestion et de réagir dans des délais plus courts.

QCM

4.1 Sur un réseau Ethernet utilisant les protocoles TCP/IP, à quel niveau est réalisé le contrôle de flux ?

- a. Niveau physique.
- b. Niveau MAC.
- c. Niveau IP.
- d. Niveau TCP.

4.2 Quelles sont les affirmations correctes ?

- a. UDP est plus rapide que TCP.
- b. TCP est plus fiable que UDP.
- c. UDP utilise les numéros de port.
- d. TCP utilise les numéros de port.

4.3 Concernant les numéros de port, quelles sont les assertions exactes ?

- a. Ils sont codés sur 32 bits.
- b. Ils permettent de référencer les applications.
- c. Un port client est toujours inférieur 1024.
- d. Seul un numéro de port client peut être utilisé à un instant donné.

4.4 Une connexion TCP est établie entre :

- a. La passerelle source et la passerelle destination.
- b. Le PC source et le PC destination.
- c. Le PC source et le routeur d'accès Internet.

4.5 Quelle est la taille minimale en octets d'un en-tête TCP ?

- a. 16 octets.
- b. 20 octets.
- c. 24 octets.
- d. 64 octets.

4.6 Que deviennent les segments TCP non reçus en cas de congestion sur Internet ?

- a. Ils sont définitivement perdus.
- b. Ils sont retransmis par le réseau.
- c. Ils sont retransmis par l'émetteur.

4.7 Lors d'un transfert de données utilisant TCP, quel numéro de séquence peut transmettre l'émetteur s'il vient de recevoir un numéro d'acquittement à 1356 ?

- a. 1356.
- b. 1357.

- c. 1376.
- d. 2856.

4.8 Un émetteur qui vient de recevoir un segment TCP avec une valeur de *window* de 2048 peut envoyer :

- a. 2 048 segments la suite.
- b. Un segment de 1 024 octets.
- c. Deux segments de 1 024 octets chacun.
- d. Un segment de 2 048 octets.

4.9 En cas de congestion sur le réseau, combien de segments TCP peuvent être transmis sans acquittement lors du redémarrage ?

- a. Le même nombre que juste avant la congestion.
- b. Un nombre quelconque.
- c. Un seul segment.

4.10 Lors d'une perte détectée sur le réseau, combien de segments TCP peuvent être transmis sans acquittement lors du redémarrage ?

- a. Le même nombre que juste avant la perte.
- b. Un ou plusieurs segments si l'algorithme TCP Reno est utilisé.
- c. Un seul segment si l'algorithme TCP Tahoe est utilisé.

QCM

4.1 Lors du transfert d'un fichier, le récepteur dispose de deux stratégies d'acquittement. Dans la première, le fichier est transmis bloc par bloc et chaque bloc est acquitté au fur et à mesure. Dans la seconde, le récepteur attend d'avoir reçu l'intégralité du fichier avant d'acquitter.

- a. Comparez l'efficacité de ces deux approches.
- b. Sur quel type de réseau faut-il privilégier l'une ou l'autre ?
- c. Si une coupure interrompt le transfert du fichier, quelle couche se charge de reprendre ce transfert-là où il s'est interrompu et de quelle manière ?

4.2 À quoi correspondent les numéros de port ? Quels paramètres TCP/IP sont nécessaires pour établir une connexion TCP ?

4.3 On considère une transmission sur un réseau Ethernet utilisant le modèle UDP/IP. Le programme applicatif génère des messages de 128 octets. L'en-tête UDP mesure 8 octets, l'en-tête IP 20 octets et l'enveloppe Ethernet 18 octets.

- a. Rappelez les avantages et inconvénients du protocole UDP.
- b. Calculez le pourcentage de bits utiles circulant sur le réseau.
- c. Proposez une solution pour augmenter ce pourcentage.

4.4 La trame ci-dessous a été relevée à l'aide d'un analyseur de protocoles. Dans ce relevé, les en-têtes de niveau IP et TCP sont décodés champ par champ. La dernière partie correspond à l'affichage hexadécimal de l'en-tête Ethernet (14 octets), suivie des en-têtes IP et TCP et enfin des données de niveau application (chaque ligne comporte 16 octets).

```

Ethernet II, Src: Intel_31:ec:34 (00:16:6f:31:ec:34), Dst: Cisco-Li_
24:f5:7f (00:0f:66:24:f5:7f)
Internet Protocol, Src: 192.168.0.4 , Dst: 193.55.61.18
  Version: 4
  Header length: 20 bytes
  Differentiated Services Field: 0x00 (DSCP 0x00: Default; ECN: 0x00)
  Total Length: 491
  Identification: 0x2ded (11757)
  Flags: 0x04 (Don't Fragment)
  Fragment offset: 0
  Time to live: 128
  Protocol: TCP (0x06)
  Header checksum: 0x0c2a [correct]
  Source: 192.168.0.4
  Destination: 193.55.61.18
Transmission Control Protocol, Src Port: 1511 (1511), Dst Port: http (80),
Seq: 2575686350, Ack: 2431014430, Len: 42
  Source port: 1511 (1511)
  Destination port: http (80)
  Sequence number: 2575686350
  Acknowledgement number: 2431014430
  Header length: 20 bytes
  Flags: 0x0018 (PSH, ACK)
  Window size: 17069
  Checksum: 0x8139 [correct]
00 0f 66 24 f5 7f 00 16 6f 31 ec 34 08 00 45 00
01 eb 2d ed 40 00 80 06 0c 2a c0 a8 00 04 c1 37
3d 12 05 e7 00 50 99 85 da ce 90 e6 56 1e 50 18
42 ad 81 39 00 00 47 45 54 20 2f 20 48 54 54 50
2f 31 2e 31 0d 0a 48 6f 73 74 3a 20 69 75 74 2e
75 6e 69 76 2d 6d 6c 76 2e 66 72 0d 0a 55 73 65

```

- Combien d'octets sont présents dans les différents en-têtes ?
- Encadrez dans l'affichage hexadécimal, les blocs d'octets correspondant aux en-têtes Ethernet, IP et TCP.
- Les paquets sont-ils fragmentés ?
- Combien de routeurs le paquet a-t-il traversé ?
- À quoi correspondent les numéros de ports TCP ? À quel type de machine (client, serveur) est destiné le paquet ?
- Quel est le numéro de séquence envoyé ? Quel est le nombre d'octets contenus dans le segment TCP envoyé. Quel serait le numéro d'acquiescement renvoyé à la suite par l'autre station si tous les octets étaient acquittés. Quel serait le prochain numéro de séquence envoyé ?
- Combien d'octets la station peut-elle recevoir sans acquiescement ?

4.5 Le diagramme suivant représente l'échange de sept segments TCP lors d'une connexion d'un client à un serveur FTP suivie d'un transfert.

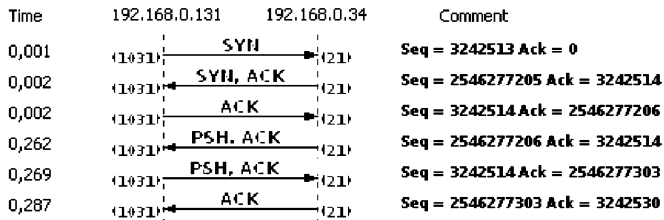


Figure 4.23

- Quelles sont les adresses IP du client et du serveur ?
- Quels sont les numéros de port utilisés ?
- Quels sont les segments correspondant à la phase de connexion ? Quel est le rôle du bit SYN de l'en-tête TCP ?
- Combien d'octets sont envoyés dans les quatrième et cinquième segments ? Quelle est la valeur de l'acquittement envoyé en réponse dans le sixième segment ?
- Pourquoi le bit PSH est-il à 1 dans les quatrième et cinquième segments ?
- Quelle est la valeur approximative du RTT lors de l'envoi de données ?

4.6 L'échange TCP de la figure 4.24 correspond à un transfert FTP. La nature de chaque segment (SYN, ACK, FIN ou DATA) est donnée, le chiffre entre parenthèses correspond au nombre d'octets transmis dans le segment. Les numéros de séquence et d'acquittement sont donnés ci-après. Complétez la figure 4.24.

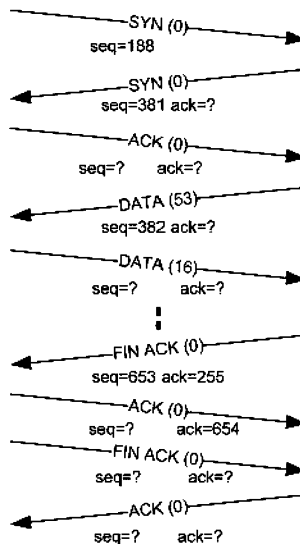


Figure 4.24

4.7 Le diagramme suivant illustre le fonctionnement de l'algorithme TCP en cas de perte de segment. Seuls sont représentés les segments transmis et les acquittements reçus par l'émetteur. L'évolution de la fenêtre d'émission est également représentée avec les numéros des segments transmis et non acquittés et les numéros des segments pouvant être transmis suivant la valeur de la fenêtre de congestion $cwnd$ (on considère $Twindow = cwnd$).

- À quelle phase correspond le début de la transmission. Quel est le numéro du segment perdu et sur quel événement se termine cette première phase ?
- Quel est l'algorithme utilisé lors de la deuxième phase ? Sur quel événement se termine-t-elle ?
- Justifiez l'évolution de $cwnd$ lors des différentes phases.



Figure 4.25

QCM – Corrigé

- d)
- a), b), c), d)
- b)
- b)

4.5 b)

4.6 c)

4.7 a)

4.8 b), c), d)

4.9 c)

4.10 b), c)

Exercices – Corrigé

4.1

a) Dans la première approche, moins de ressources sont utilisées puisque l'émetteur n'a pas à garder en mémoire la totalité du fichier en cas d'absence d'acquittement. De plus, si le récepteur n'a pas reçu un ou deux blocs, l'émetteur n'a pas à retransmettre la totalité du fichier. En revanche, acquitter chaque bloc prend davantage de temps et génère davantage de trafic sur le réseau.

b) La première solution est à privilégier sur un réseau peu fiable (WAN ou WLAN), la seconde si l'on veut des transferts rapides sur un réseau fiable (LAN).

c) La couche transport est responsable du transfert de bout en bout des informations (découpage des données, contrôle de flux...). Le fichier est découpé en bloc et ceux-ci sont numérotés et gardés en mémoire tant que leur transfert n'a pas été acquitté par la machine destination. En cas de coupure, le transfert pourra ainsi reprendre à partir du dernier bloc correctement reçu.

4.2 Le numéro de port est une valeur donnée dans l'en-tête TCP qui identifie l'application (21 pour FTP, 80 pour HTTP...) côté serveur et la connexion sur le PC client. Les ports applicatifs sont prédéfinis et généralement inférieurs à 1024 (ils sont édités sur le site de l'IANA). La liste des numéros de port utilisés et des applications correspondantes est généralement définie dans le système dans un fichier (/etc/services sur Linux).

Les ports clients sont affectés à la demande, pour chaque connexion, et supérieurs à 1024. Par exemple 1025 pour une première connexion vers un serveur web, 1026 pour une deuxième connexion vers un serveur de courrier...

Une connexion TCP est caractérisée par quatre informations essentielles :

- les adresses IP source et destination ;
- les numéros de port source et destination.

Exemple : 194.167.214.5 – 1492 ↔ 137.164.255.2 – 21 caractérise une connexion FTP (port 21) du client 194.167.214.5 (premier port disponible : 1492) vers le serveur 137.164.255.2.

4.3

- a) UDP est un protocole rapide, sans connexion qui ne fait que référencer les ports. Il n'effectue pas de contrôle de flux ni de résolution de porte.
- b) Somme des en-têtes : $8+20+18 = 46$ octets. Pourcentage de bits utiles : $128/46 + 128 = 73,56 \%$
- c) UDP, IP et Ethernet sont des protocoles standards, la seule solution est donc d'augmenter la taille des messages au niveau applicatif.

4.4

- a)
- ◇ En-tête Ethernet : 14 octets
 - ◇ En-tête IP (*Header length*) : 20 octets
 - ◇ En-tête TCP (*Header length*) : 20 octets
- b)

En-tête Ethernet

```

00 0f 66 24 f5 7f 00 16 6f 31 ec 34 08 00 45 00
01 eb 2d ed 40 00 80 06 0c 2a c0 a8 00 04 c1 37  En-t_te IP
3d 12 05 e7 00 50 99 85 da ce 90 e6 56 1e 50 18  En-t_te TCP
42 ad 81 39 00 00 47 45 54 20 2f 20 48 54 54 50
2f 31 2e 31 0d 0a 48 6f 73 74 3a 20 69 75 74 2e  Donn'es
75 6e 69 76 2d 6d 6c 76 2e 66 72 0d 0a 55 73 65

```

- c) Les bits DF et MF sont à 0 (Flags=0x04=0000 0100), il n'y a donc pas de fragmentation.
- d) TTL = 128. C'est une valeur initiale (suivant l'OS, les valeurs initiales du TTL sont à 64 ou 128), le paquet n'a donc traversé aucun routeur, il est capturé à la source.
- e) Le port source 1511 correspond à un port client. Le port destination 80 correspond à un serveur HTTP.
- f) *Sequence Number* = 2575686350. L'analyseur nous donne le nombre d'octets de données (Len: 42), ce qui est confirmé par l'affichage hexadécimal (42 octets après l'en-tête TCP). Si tous les octets sont acquittés, le numéro d'acquittement reçu ainsi que le prochain numéro de séquence envoyé est égal à 2575686392 (2575686350 + 42).
- g) La fenêtre (*window*) indique que 17 069 octets peuvent être reçus sans acquittement.

4.5

- a) Client : 192.168.0.10 ; Serveur : 192.168.0.1
- b)
- ◇ Serveur : 21 pour FTP
 - ◇ Client : 1031 (premier numéro de port disponible)

c) Les trois premiers segments participent à la connexion. Le bit SYN est mis à 1 dans les deux premiers segments pour indiquer une demande et une réponse de connexion.

d) L'acquittement dans le cinquième segment est à 2546277303. 97 octets sont donc envoyés dans le quatrième segment (octets 2546277206 à 2546277302). L'acquittement dans le sixième segment est à 3242530. 16 octets sont donc envoyés dans le cinquième segment (octets 3242514 à 3242529).

e) Le bit PSH indique au récepteur qu'il doit remonter directement les données à la couche supérieure plutôt que de les stocker temporairement dans un tampon. Ce bit est utilisé lorsque l'application côté émetteur a besoin d'un traitement immédiat par le récepteur. Les quatrième et cinquième segments correspondent aux premiers échanges FTP après l'ouverture de la connexion TCP. Le serveur s'annonce dans le quatrième segment et le client répond en donnant le nom de l'utilisateur dans le cinquième segment. Ces deux messages doivent être traités immédiatement, il n'est pas nécessaire de les stocker et d'attendre d'autres données avant le traitement par l'application.

f) Le relevé est effectué sur le client. La différence de temps entre l'instant d'émission du cinquième segment et la réception de l'acquittement correspondant dans le sixième segment est de 18 ms (0,287-0,269).

4.6

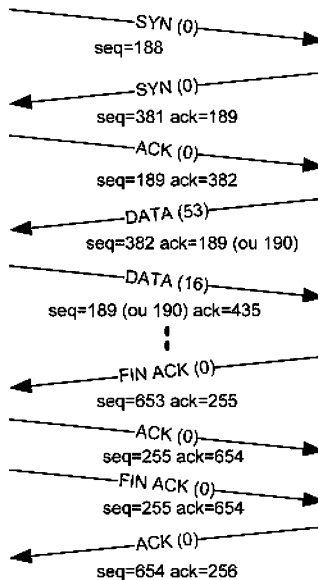


Figure 4.26

4.7

a) Il s'agit de la phase d'évitement de congestion car *cwnd* n'augmente pas à chaque acquittement reçu (avec *cwnd* = 8, il faudrait 8 acquittements pour que

cwnd soit augmentée d'un segment). Le segment perdu est le 7 car le récepteur bloque ses acquittements sur cette valeur. La phase d'évitement de congestion se termine à la réception du troisième acquittement dupliqué (Ack=7).

b) Il s'agit de l'algorithme de retransmission rapide et de recouvrement rapide (*fast retransmit + fast recovery*). Retransmission rapide car l'émetteur n'attend pas un RTO pour retransmettre le segment perdu ; recouvrement rapide car la fenêtre de congestion n'est pas réduite à 1 après la détection de la perte. Cette phase se termine lorsque la perte est résolue, à la réception de l'acquiescement 15.

c) *cwnd* = 8 pour toute la phase d'évitement de congestion (avec *cwnd* = 8, il faudrait 8 acquittements pour que *cwnd* soit augmentée d'un segment, ce qui n'est pas le cas).

Dans la deuxième phase, l'évolution de *cwnd* suit l'algorithme TCP Reno (voir figure 4.27) :

- ♦ À la réception du troisième acquittement dupliqué : $ssthreshold = cwnd / 2 = 4$ et $cwnd = ssthreshold + 3 = 7$.
- ♦ À chaque réception d'un nouvel acquittement dupliqué : $cwnd = cwnd + 1$ (avec 4 acquittements, $cwnd = 11$) ;
- ♦ À la réception de l'acquiescement 15 : $cwnd = ssthreshold = 4$.

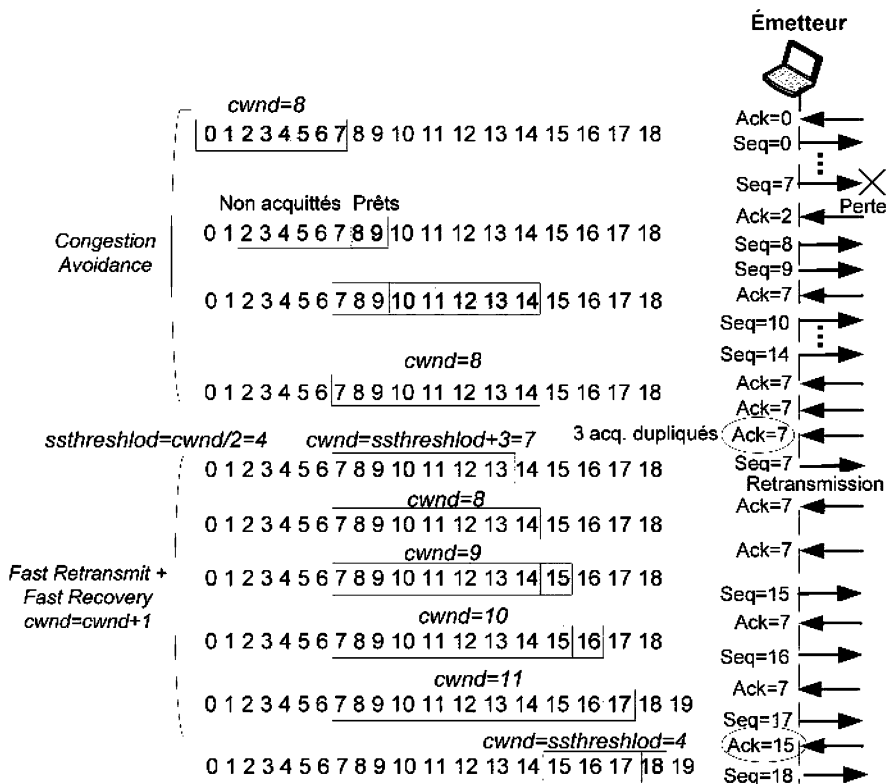


Figure 4.27

L'ADRESSAGE ET LE ROUTAGE

5

5.1 LE RÔLE DE LA COUCHE INTERNET

Les rôles de la couche Internet du modèle TCP/IP sont :

- fournir une méthode d'**adressage** unique et universelle des machines sur Internet : l'adresse IP ;
- assurer une fonction de **roulage** des paquets sur le réseau à partir de l'adresse IP ;
- assurer l'interface entre les couches hautes et basses, notamment par la fragmentation et le réassemblage des données.

Le protocole essentiel de la couche Internet est IP (*Internet Protocol*) qui assure à lui seul les trois fonctions précédentes. D'autres protocoles de niveau réseau l'assistent, comme :

- ICMP (*Internet Control Message Protocol*) : il assure la gestion du réseau en fournissant des messages concernant les erreurs et les demandes d'information ;
- IGMP (*Internet Group Message Protocol*) : ce protocole assure le roulage de groupe ou multicast ;
- ARP (*Address Resolution Protocol*) : ce protocole prend en charge la résolution d'une adresse IP en adresse MAC ;
- les protocoles de routage dynamique : RIP, OSPF, BGP, IGP...
- les protocoles introduisant de la qualité de service : *Diffserv*, *Intserv*, RSVP...

5.2 LE PROTOCOLE IP

Le protocole IP (*Internet Protocol*) a été initialement décrit dans la RFC 791 en 1981. Deux versions du protocole cohabitent sur Internet en 2010 : IPv4 et IPv6. IPv6 est décrit dans le § 5.5. Le § 5.2 présente la version 4 du protocole IP.

Le protocole IP est exécuté dans les hôtes et les routeurs. C'est un protocole sans connexion, non fiable (sans acquittements), qui ne réalise ni contrôle de flux, ni contrôle de congestion. Il prend en charge les fonctions de roulage, d'adressage, de fragmentation et de réassemblage des paquets IP, aussi appelés datagrammes IP.

5.2.1 Format du datagramme IP

La figure 5.1 présente le format du datagramme IP.

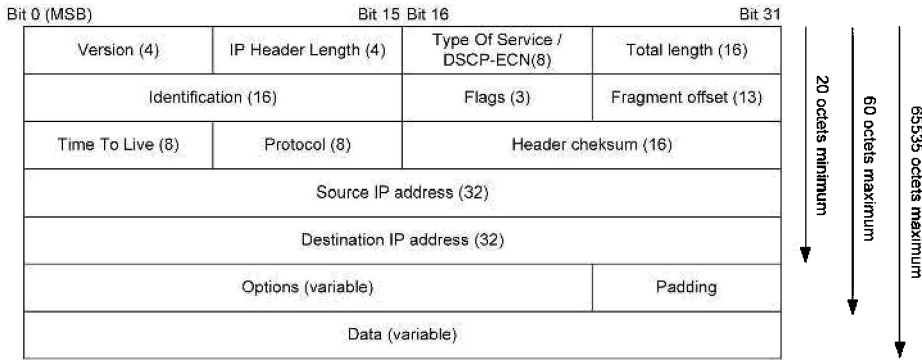


Figure 5.1 – Format du datagramme IP.

L'en-tête IP mesure au minimum 20 octets, lorsque le champ options est vide. Il ne peut dépasser 60 octets. Le datagramme IP ne peut mesurer plus de 65 535 octets. Les champs de l'en-tête sont définis ci-dessous :

- **Version** (4 bits) : contient la version du protocole IP utilisée par le datagramme. Il vaut 4 pour IPv4, 6 pour IPv6.
- **IP Header Length** ou longueur d'en-tête (4 bits) : indique la longueur de l'en-tête en multiples de mots de 4 octets. Par exemple, il vaut 5 pour l'en-tête de longueur minimale (20 octets).
- **DSCP-ECN** (8 bits) ou auparavant **Type Of Service** (TOS), type de service : ce champ a beaucoup évolué depuis 1981, ce qui est révélateur de la difficulté posée par la qualité de service sur Internet. Prévu pour le routage avec QoS, le champ TOS comportait deux parties : un code de priorité (*precedence*) et un code appelé TOS indiquant les exigences du datagramme en termes de priorité, débit, délai, fiabilité et coût. Les RFC 2474 et 2780 ont remplacé le champ TOS par le code DSCP (*Differentiated Services CodePoint*), constitué des six premiers bits (figure 5.2). Il est notamment utilisé par le protocole *Diffserv* (voir § 5.6.3). Les bits 6 et 7 sont associés à la gestion de la congestion du réseau en collaboration avec le protocole de niveau transport (RFC 3168).

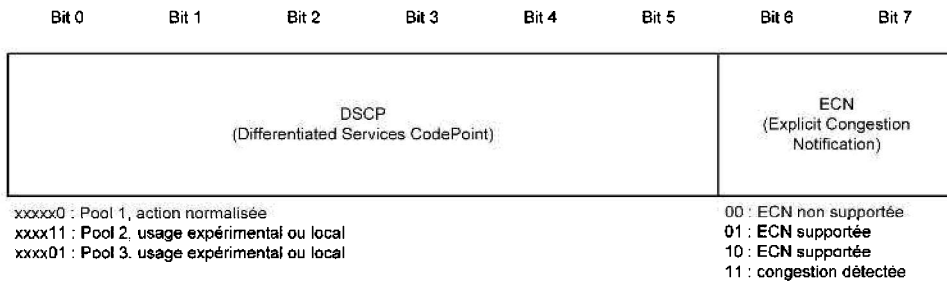


Figure 5.2 – Définition des codes DSCP et ECN dans la RFC 3168.

Alors que les datagrammes étaient jusque-là condamnés à la destruction en cas de congestion dans les routeurs, le mécanisme ECN (*Explicit Congestion Notification*) fournit un moyen de signaler dans les paquets un début de congestion (figure 5.2). Si d'anciens matériels subsistent sur un réseau, il est possible de visualiser des trames possédant des champs TOS incompatibles entre eux.

- **Total Length** (16 bits) : longueur totale en octets du paquet IP.
- **Identification** (16 bits) : un numéro identifiant le datagramme.
- **Flags** (3 bits) : indique si la fragmentation du datagramme est autorisée et, le cas échéant, si le paquet est le dernier de la fragmentation. Le bit 0 qui est le MSB est réservé et vaut 0. Le bit 1, appelé DF (*Don't Fragment*) vaut 0 lorsque la fragmentation est autorisée, 1 sinon. Le bit 2, nommé MF (*More Fragment*) vaut 0 lorsque le fragment est le dernier et 1 si d'autres fragments suivent.
- **Fragment Offset** (13 bits) : place du fragment dans le datagramme initial, mesurée en multiples de 8 octets. L'offset du premier fragment vaut 0. En l'absence de fragmentation ce champ vaut 0.
- **Time To Live** (TTL) ou durée de vie (8 bits) : durée de vie du paquet en secondes. Chaque routeur traversé décrémente le TTL du temps nécessaire au traitement du paquet. Désormais, le temps de traitement est inférieur à 1s, si bien que le TTL est décrémente d'une unité à chaque saut. Lorsque le TTL atteint la valeur nulle, le paquet est détruit par le routeur qui envoie un message ICMP à l'expéditeur. Ce champ permet notamment d'éviter que le paquet ne circule éternellement sur Internet en cas de boucle ou d'inaccessibilité de la destination.
- **Protocol** : numéro identifiant le protocole encapsulé dans le datagramme IP. Les valeurs normalisées du champ *Protocol* sont disponibles sur le site de l'IANA. Voici les valeurs associées à quelques protocoles courants : ICMP : 1 ; IGMP : 2 ; IP : 4 ; TCP : 6 ; UDP : 17 ; IPv6 : 41.
- **Header Checksum** (16 bits) : champ pour la détection d'erreurs sur l'en-tête du datagramme. Il est basé sur une somme de contrôle de tous les mots de 16 bits de l'en-tête. Il est recalculé par chaque routeur en raison de la modification du champ TTL et du champ TOS lors de l'acheminement. Il ne concerne pas les données qui relèvent de la responsabilité de la couche transport.
- **Source address** (24 bits), **Destination address** (24 bits) : adresse IP des équipements source et destinataire d'extrémité (voir § 5.2.2).
- **Options** (longueur variable) : correspondent à des fonctions facultatives. Plusieurs options peuvent être transportées dans le même datagramme. Les options peuvent servir à indiquer le niveau de sécurité des données, faire du routage par la source avec tolérance (passage obligatoire par les routeurs mentionnés, routeurs intermédiaires non mentionnés autorisés) ou sans tolérance (chemin précisé suivi strictement), enregistrer les adresses des routeurs traversés ou l'heure de passage du datagramme dans les routeurs, etc.
- **Padding** (Bourrage) : aligne l'en-tête IP sur une taille multiple de 32 bits.

5.2.2 L'adressage IP

De l'adressage par classes au CIDR

Deux méthodes d'adressage IP ont été successivement décrites. La première définit cinq classes d'adresses, de la classe A à la classe E, qui se distinguent par les bits les plus significatifs (MSB). La classe D est réservée au multicast, la classe E est utilisée pour la recherche. Les adresses des classes A, B et C sont scindées en deux parties : un préfixe réseau et un identifiant d'hôte. Cette méthode permet la segmentation en sous-réseaux (*subnetting*) et introduit la notion de masque pour distinguer les sous-réseaux. La deuxième méthode, nommée *Classless Inter Domain Routing* (**CIDR**), abandonne la notion de classes et améliore l'utilisation des adresses face à la croissance de l'Internet. En effet, dans les années 1990, la croissance du réseau Internet a atteint de telles proportions que la taille des tables de routage des routeurs devient démesurée. Le CIDR introduit l'agrégation des routes en proposant une méthode d'attribution des adresses liée à la topologie physique des réseaux d'accès (voir § 5.2.4).

L'adressage par classes

- *Les classes d'adresse IP*

Le protocole IP définit un adressage identifiant de manière unique un réseau et une machine sur ce réseau. Une machine possédant plusieurs interfaces réseau a autant d'adresses IP que d'interfaces. Il existe trois types d'adresse :

- l'adresse *unicast* identifie un équipement IP de manière unique ;
- l'adresse *broadcast*, ou adresse de diffusion, est utilisée pour transmettre un datagramme à tous les équipements d'un même réseau ;
- l'adresse *multicast* ou adresse de groupe sert à diffuser un datagramme vers un groupe d'équipements IP.

Une adresse IP est codée sur 4 octets. Elle est écrite en notation décimale pointée : la valeur décimale de chaque octet est séparée par un point (exemple : 192.168.0.1).

Cinq classes d'adresses sont définies, de la classe A à la classe E. La classe D est réservée à l'adressage de groupe (*multicast*). La classe E n'est pas attribuée au public mais est réservée aux organismes de recherche dans le cadre d'expérimentations. Les classes A, B et C définissent des adresses unicast et sont composées de deux parties :

- La première partie identifie le réseau. On l'appelle généralement « préfixe réseau ». Dans la suite, elle est notée *Net-id*.
- La deuxième partie identifie l'équipement sur le réseau. Elle est notée *Host-id*.

Le nombre d'octets alloués au *Net-id* et au *Host-id* dépend de la classe de l'adresse.

Le format des différentes classes d'adresses est représenté sur la figure 5.3.

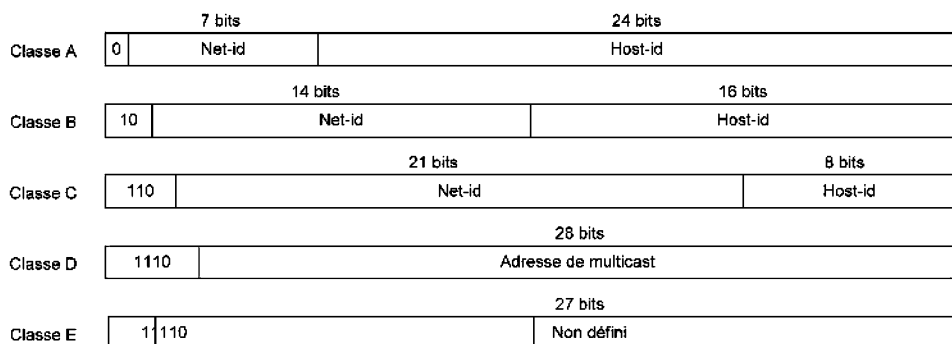


Figure 5.3 - Les classes d'adresses IP.

Soient N le nombre de bits alloués au Net-id et H le nombre de bits alloués au Host-id :

- Le nombre de réseaux différents pouvant être créés sur chaque classe d'adresses est égal à 2^N . Attention, il faut retirer les adresses de réseau réservées, comme 0.0.0.0 ou 127.0.0.0 pour la classe A).
- Sur chaque réseau, $2^H - 2$ équipements peuvent être adressés ; il est en effet nécessaire de retirer l'adresse du réseau et l'adresse de diffusion.

En pratique, on reconnaît la classe d'une adresse à partir de la valeur de son premier octet (voir la deuxième colonne du tableau 5.1).

Tableau 5.1 - Caractéristiques des classes d'adresses IP

Classe	Adresses de réseau disponibles	Nombre de réseaux adressables	Nombre de machines adressables par réseau
A	De 1.0.0.0 à 126.0.0.0	126	16 777 214
B	De 128.0.0.0 à 191.255.0.0	16384	65 534
C	De 192.0.0.0 à 223.255.255.0	2 097 152	254

Classe	Adresses disponibles	Nombre d'adresses disponibles
D	De 224.0.0.0 à 239.255.255.255	268 435 456
E	De 240.0.0.0 à 247.255.255.255	134 217 728

• Les adresses particulières

Certaines adresses sont réservées à un usage spécifique et ne peuvent être attribuées à un hôte. Dans la suite, on notera l'adresse IP sous la forme (Net-id, Host-id) :

- **0.0.0.0** : cette adresse est utilisée par une machine lorsqu'elle ne connaît pas encore son adresse IP. Elle est par exemple employée au démarrage par une

station qui interroge un serveur DHCP. Elle peut être utilisée uniquement dans le champ adresse source.

- **(Net-id, Host-id=0)** : lorsque tous les bits du Host-id valent zéro, l'adresse désigne le réseau dans son ensemble. Par exemple, 193.55.44.0 désigne un réseau de classe C.
- **(Net-id, Host-id dont tous les bits valent 1)** : il s'agit de l'adresse de diffusion (*broadcast*) sur le réseau identifié par Net-id. Par exemple, 193.55.44.255 est l'adresse de diffusion sur le réseau d'adresse 193.55.44.0.
- **255.255.255.255** : l'adresse dont tous les bits valent 1 est l'adresse de diffusion restreinte (*limited broadcast*). La diffusion du datagramme est limitée au réseau de la machine source ; les routeurs ne sont pas autorisés à propager la diffusion vers l'extérieur. Cette adresse est utilisée uniquement en adresse de destination. C'est par exemple l'adresse de destination de la requête DHCP d'une machine au démarrage.
- **(Net-id=127, Host-id différent de 0)** : le Net-id égal à 127 identifie l'adresse de bouclage (*localhost, loopback*) utilisée pour des communications inter-processus sur l'ordinateur ou des tests de logiciels. Cette adresse est utilisée uniquement dans le champ adresse de destination. Les datagrammes de bouclage ne sortent pas de la machine.

Enfin il existe des **adresses privées**, qui ne sont pas routables sur Internet. Elles sont recensées dans le tableau 5.2. Leur utilisation est restreinte au réseau local. Les avantages de l'adressage privé sont multiples :

- Ces adresses sont gratuites.
- L'administrateur du réseau peut choisir la classe nécessaire à l'étendue de son réseau.
- Le plan d'adressage n'est pas modifié même si le fournisseur d'accès change.
- La structure interne du réseau n'est pas visible de l'extérieur, ce qui renforce la sécurité.

Pour que les datagrammes puissent sortir du réseau privé, il est néanmoins indispensable de mettre en place un mécanisme de translation d'adresses (voir § 5.2.5).

Tableau 5.2 - Les adresses privées

Classe	A	B	C
Adresses réseaux	10.0.0.0	De 172.16.0.0 à 172.31.0.0	De 192.168.0.0 à 192.168.255.0

● *Le masque de réseau*

Le masque est une grandeur associée à un réseau qui a le format d'une adresse IP et est construit de la manière suivante :

- Tous les bits appartenant au *Net-id* valent 1 ;
- Tous les bits appartenant au *Host-id* valent 0 ;

- Il contient une suite continue de 1 (binaire) de longueur variable de la gauche vers la droite.

Par exemple, le masque associé au réseau d'adresse 193.55.44.0 est 255.255.255.0. En effet, l'adresse du réseau est composée de 24 bits de Net-id et 8 bits de Host-id.

Les masques par défaut associés aux différentes classes d'adresses sont :

- Classe A : 255.0.0.0
- Classe B : 255.255.0.0
- Classe C : 255.255.255.0

Le masque est utilisé par les routeurs pour identifier le réseau de destination d'un paquet (voir § 5.2.3). En effet, un & logique réalisé bit à bit entre l'adresse d'une machine et le masque fournit l'adresse du réseau auquel appartient la machine.

Voici par exemple le résultat d'un & logique bit à bit entre l'adresse 193.55.44.12 et le masque 255.255.255.0 :

- Écriture binaire de l'adresse machine :

```
| 1100 0001 . 0011 0111 . 0010 1100 . 0000 1100
```

- Écriture binaire du masque :

```
| 1111 1111 . 1111 1111 . 1111 1111 . 0000 0000
```

- Écriture binaire du résultat du & :

```
| 1100 0001 . 0011 0111 . 0010 1100 . 0000 0000
```

- Écriture décimale du résultat du & :

```
|      193 .      55 .      44 .      0
```

- *La segmentation en sous-réseaux*

Sur la plupart des réseaux locaux, les trames sont transmises en mode diffusion. Dans ce type de transmission, les trames sont diffusées sur le support et sont donc visibles de toutes les stations ; chaque trame est traitée uniquement par la machine qui reconnaît son adresse physique dans le champ adresse destination de l'en-tête de niveau liaison. C'est notamment le fonctionnement des normes IEEE 802.3 (Ethernet) et IEEE 802.11 (WiFi) (voir chapitre 7). Ce mécanisme présente plusieurs inconvénients :

- le support de transmission est encombré, ce qui ralentit les communications et gaspille les ressources du réseau (bande passante disponible) et des équipements (temps CPU) ;
- la confidentialité des données n'est pas assurée, dans la mesure où le réseau tout entier a la possibilité de lire la trame.

En outre, une entreprise peut être amenée à interconnecter des réseaux hétérogènes, comme Ethernet, WiFi, Token Ring, qui ont besoin chacun d'une adresse IP : sans mécanisme spécifique (segmentation ou adresses privées couplées à de la translation d'adresses), l'achat d'une adresse IP par type de réseaux est nécessaire.

Enfin, il est intéressant pour un administrateur de structurer son réseau à l'image de l'organisation logique de ses entreprises. La création d'un domaine de diffusion par service (administration, production, recherche, par exemple) permet de mieux exploiter les ressources et d'améliorer la sécurité des données en limitant leur diffusion et celle du réseau dont l'architecture est invisible depuis l'extérieur (figure 5.4).

La RFC 917 a proposé en 1983 une première méthode de segmentation du réseau en sous-réseaux, modifiée plusieurs fois par la suite.

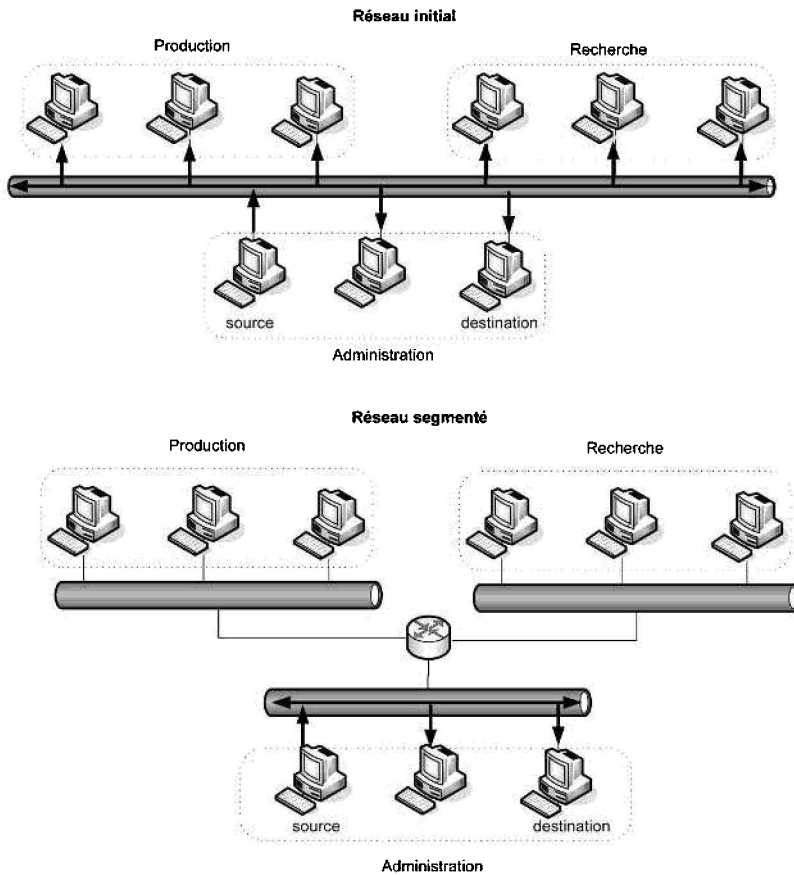


Figure 5.4 - Diffusion du trafic avec et sans segmentation.

La segmentation est réalisée en partageant les bits du Host-id en deux parties : une partie identifie le sous-réseau, l'autre identifie la machine sur le sous-réseau. Les bits du Net-id ne sont pas modifiés. Les bits alloués à la segmentation sont contigus au bit le plus significatif (MSB) du Host-id : ils sont situés « à gauche ». N bits de segmentation permettent de créer 2^N sous-réseaux.

L'exemple suivant montre la segmentation du réseau d'adresse 193.55.44.0 en trois sous-réseaux. Pour créer trois sous-réseaux, il est nécessaire de réserver au minimum 2 bits du quatrième octet. Les valeurs possibles pour le quatrième octet sont les suivantes (en gras, les bits réservés pour la segmentation) :

- Valeur binaire : **0000 0000** Valeur décimale : 0
- Valeur binaire : **0100 0000** Valeur décimale : 64
- Valeur binaire : **1000 0000** Valeur décimale : 128
- Valeur binaire : **1100 0000** Valeur décimale : 192

Les quatre adresses de sous-réseaux possibles sont donc : 193.55.44.0, 193.55.44.64, 193.55.44.128 et 193.55.44.192. Supposons que l'on choisisse les adresses suivantes :

- Sous-réseau 1 : 193.55.44.0
- Sous-réseau 2 : 193.55.44.64
- Sous-réseau 3 : 193.55.44.128

Le masque de segmentation est ainsi défini :

- Tous les bits appartenant au Net-id valent 1 ;
- Tous les bits de segmentation valent 1 ;
- Tous les bits identifiant la machine sur le sous-réseau valent 0.

Dans l'exemple précédent, l'écriture binaire du masque est : 1111 1111.1111 1111.1111 1111.1100 0000. Donc le masque de sous-réseau est 255.255.255.192.

L'adresse de diffusion sur un sous-réseau est obtenue en attribuant la valeur 1 à tous les bits identifiant la machine sur le sous-réseau. Les adresses de diffusion sur chacun des trois sous-réseaux de l'exemple précédent sont donc :

Tableau 5.3 - Exemple d'adresses de diffusion pour des sous-réseaux

	4 ^{ème} octet : bits identifiant		Valeur décimale du 4 ^{ème} octet	Adresse de diffusion
	Le sous-réseau	La machine		
Sous-réseau 1 : 193.55.44.0	00	11 1111	63	193.55.44.63
Sous-réseau 2 : 193.55.44.64	01	11 1111	127	193.55.44.127
Sous-réseau 3 : 193.55.44.128	10	11 1111	191	193.55.44.191

Il faut noter que la RFC 950 de 1985 interdisait l'utilisation des bits de segmentation « tout à 1 » et « tout à 0 » pour éviter les confusions entre respectivement l'adresse de diffusion sur le réseau et l'adresse du sous-réseau, et l'adresse du réseau et du sous-réseau. En effet, dans l'exemple précédent, l'adresse 193.55.44.0 désigne à la fois un sous-réseau et le réseau tout entier ; d'autre part, l'adresse de diffusion sur le réseau initial, 193.55.44.255 est identique à l'adresse de diffusion sur le sous-

réseau 193.55.44.192. Depuis la méthode CIDR (voir § 5.2.4) et la RFC 1818, ces combinaisons de bits sont autorisées.

5.2.3 Émission, réception et routage d'un datagramme par le protocole IP

Émission

Lors de l'émission d'un datagramme, le protocole IP réalise les opérations suivantes :

- Il complète tous les champs de l'en-tête.
- Il détermine le prochain saut pour le datagramme : c'est l'opération de routage.
- Il vérifie le type d'adressage, à savoir *unicast* (paquet destiné à une unique station) ou *broadcast* (diffusion). Dans le cas de la diffusion, le datagramme est transmis à toutes les stations connectées sur le réseau.
- Si nécessaire, il procède à la fragmentation du datagramme.
- Il transmet le datagramme au pilote de périphérique (*driver*) de niveau liaison approprié.

La fragmentation du datagramme est nécessaire lorsque les données doivent traverser un réseau dont la taille maximale de trame (MTU, *Maximum Transmission Unit*) est supérieure à celle du réseau source. Par exemple, le réseau Ethernet supporte une MTU de 1 500 octets, FDDI accepte 4 352 octets, alors que Token-Ring (IEEE 802.4) en admet 5 000. La fragmentation est donc généralement réalisée dans les passerelles ou *gateways*, c'est-à-dire les routeurs interconnectant plusieurs réseaux distincts. Si le bit *Don't Fragment* de l'en-tête IP est activé, le datagramme ne peut en aucun cas être fragmenté : il est alors détruit.

Trois champs de l'en-tête IP sont utilisés pour la fragmentation et le réassemblage :

- **Identification** : il identifie le datagramme original auquel appartient un fragment. Il est unique pour le triplet adresse source/adresse destination/protocole pendant toute la durée de vie du datagramme.
- **Fragment offset** : ce champ localise la position du fragment dans le datagramme original. Il permet au récepteur de réordonner les fragments lors du réassemblage.
- **More fragment** : il identifie le dernier fragment constituant le datagramme original. Grâce à ce champ, le récepteur sait quand il est en possession la totalité des fragments.

Le champ *Data* du datagramme original est découpé en N fragments dont le propre champ *Data* a une longueur inférieure ou égale à la MTU du réseau traversé. En outre, la longueur du champ *Data* du premier fragment est un multiple de 8 octets (la longueur des suivants ne l'est pas obligatoirement).

Chaque fragment reçoit une copie de l'en-tête original, modifié de la sorte :

- le champ *Total length* est égal à la taille totale du fragment (longueur de l'en-tête + longueur du champ *Data*) ;
- le bit *More Fragment* vaut 1, sauf pour le dernier fragment ;

- le champ *Fragment Offset* est égal à 0 pour le premier fragment et au rang du premier octet du champ *Data* en multiple de 8 octets pour les suivants. Par exemple, si chaque fragment transporte 512 octets, le champ *Fragment Offset* du deuxième fragment vaut $512/8 = 64$, celui du troisième vaut 128, etc.
- Le champ *Header Checksum* est recalculé pour chaque fragment.

Prenons l'exemple d'un datagramme transportant 2 048 octets de données, sans options, et devant traverser un réseau Ethernet dont la MTU vaut 1 500 octets. La valeur décimale de chaque champ du datagramme original est donnée dans la figure 5.5. Les champs représentés sur fond blanc ne subissent aucune modification pendant la fragmentation ; seules les valeurs des champs grisés sont modifiées.

La longueur totale de chaque fragment doit être inférieure ou égale à 1 500 octets, donc la longueur du champ *Data* des fragments est limitée à 1 480 octets. Deux fragments au moins sont nécessaires.

Datagramme original			
Bit 0 (MSB)			Bit 31
Version 4	IP Header Length 5	Type Of Service / DSCP-ECN 0	Total length 2068
Identification 100		Flags 0	Fragment offset 0
Time To Live 255	Protocol 17	Header checksum 59338	
Source IP address 192.168.1.1			
Destination IP address 10.0.0.1			
Data 2048 octets de données			

Premier fragment			
Bit 0 (MSB)			Bit 31
Version 4	IP Header Length 5	Type Of Service / DSCP-ECN 0	Total length 1500
Identification 100		Flags 1	Fragment offset 0
Time To Live 255	Protocol 17	Header checksum 51714	
Source IP address 192.168.1.1			
Destination IP address 10.0.0.1			
Data 1480 octets de données			

Deuxième fragment			
Bit 0 (MSB)			Bit 31
Version 4	IP Header Length 5	Type Of Service / DSCP-ECN 0	Total length 588
Identification 100		Flags 1	Fragment offset 185
Time To Live 255	Protocol 17	Header checksum 60633	
Source IP address 192.168.1.1			
Destination IP address 10.0.0.1			
Data 568 octets de données			

Figure 5.5 - Exemple de fragmentation d'un datagramme IP.

Supposons que le datagramme soit découpé en deux fragments, l'un transportant 1 480 octets de données, ce qui est bien un multiple de 8 octets, et l'autre 568 octets.

Le premier fragment a les caractéristiques suivantes :

- le champ *Total length* vaut $20 + 1\,480 = 1\,500$ octets ;
- le bit *More fragment* du champ *Flags* vaut 1 car ce fragment n'est pas le dernier ;
- le champ *Fragment offset* vaut 0.

Le deuxième fragment a les caractéristiques suivantes :

- le champ *Total length* vaut $20 + 568 = 588$ octets ;
- le bit *More fragment* du champ *Flags* vaut 0 car ce fragment est le dernier ;
- le champ *Fragment offset* vaut $1480/8 = 185$.

Réception

À la réception d'un datagramme, hôte et routeur réalisent des opérations différentes. La figure 5.6 contient les diagrammes de traitement des paquets reçus par un hôte et un routeur.

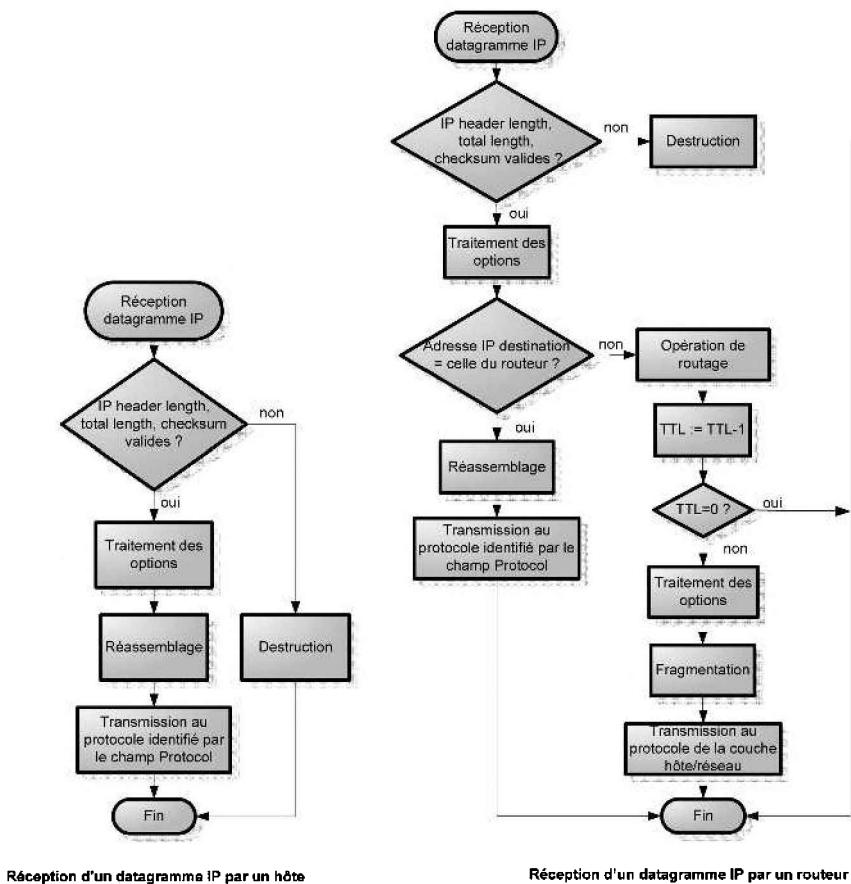


Figure 5.6 - Réception d'un datagramme par un hôte et un routeur.

Parmi les opérations communes, figurent :

- la vérification de la validité des champs IP *Header length*, *Total Length*, et *Header checksum* : le datagramme est détruit en cas d'anomalie ;
- le traitement des options éventuelles ;
- le réassemblage en cas de fragmentation : les champs utilisés par cette action sont *Identification*, *Flags*, et *Fragment offset*.

Contrairement à un hôte, un routeur peut être amené à traiter les options en deux fois, avant ou après l'opération de routage. Par ailleurs, un hôte termine le traitement par la transmission du champ *Data* du paquet réassemblé au protocole de niveau supérieur, identifié par le champ *Protocol* de l'en-tête IP ; un routeur quant à lui retransmet le datagramme vers une autre machine. Il doit procéder en outre au traitement du champ TTL et si nécessaire à la fragmentation du paquet avant de le transmettre au *driver* de l'interface de niveau liaison approprié. Si le TTL s'annule, le routeur en avertit le protocole ICMP qui génère un message d'erreur.

L'opération de routage

On appelle routage d'un datagramme l'opération qui consiste à trouver le chemin de la station destinataire du datagramme à partir de son adresse IP. En effet, si la destination ne se situe pas sur le réseau ou sous-réseau local de la machine source, le paquet doit être dirigé vers un routeur qui le rapproche de son objectif. Chaque routeur doit donc connaître l'adresse du routeur suivant sur le chemin. C'est pourquoi il doit gérer de manière statique ou dynamique une table de routage qui contient tous les réseaux accessibles et une entrée de routage par défaut pour les destinations qui ne sont pas connues directement. Tout équipement IP, hôte ou routeur, possède une table de routage.

La table de routage contient les informations suivantes :

- **Réseau destination** : toutes les adresses des réseaux connus.
- **Masque** : masque de réseau associé à ces destinations.
- **Interface** : la carte réseau par laquelle le paquet sort pour se rapprocher de la destination.
- **Prochain routeur (ou passerelle, gateway)** : le prochain routeur auquel envoyer le paquet pour se rapprocher de la destination.
- **Métrique** : en général, le nombre de routeurs à traverser avant d'atteindre la destination, ou plus généralement le coût du chemin.

La figure 5.7 présente un exemple de table de routage.

La procédure appliquée pour router un datagramme suit ces étapes :

- **Étape 1** : appliquer le(s) masque(s) du (des) réseau(x) local (aux) à l'adresse destination du datagramme ; comparer le résultat à l'entrée Réseau destination correspondante pour déterminer si la destination appartient à un réseau local ; si c'est le cas, faire sortir le datagramme par l'interface liée à ce réseau ; sinon passer à l'étape 2.
- **Étape 2** : appliquer dans l'ordre décroissant les masques contenus dans la table de routage et comparer le résultat à l'entrée Réseau destination correspondante ; si la

destination appartient à l'un de ces réseaux, faire sortir le paquet par l'interface correspondante, et l'envoyer au prochain routeur indiqué dans la table. Si aucune entrée de la table ne contient la destination du datagramme, le détruire.

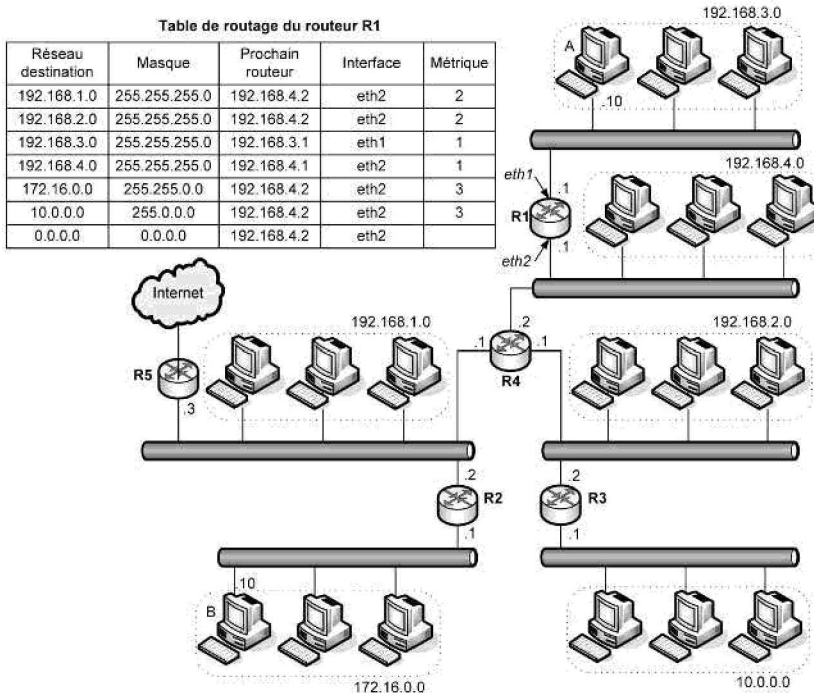


Figure 5.7 - Exemple de table de routage.

En pratique, on définit une route par défaut, caractérisée par l'adresse destination 0.0.0.0 et le masque 0.0.0.0, sur laquelle est envoyé tout paquet dont le réseau de destination n'est pas contenu dans la table.

Voici deux exemples de traitement d'un datagramme par le routeur R1 de la figure 5.8.

- Dans le premier exemple (figure 5.8 a), le routeur R1 reçoit sur l'interface d'adresse 192.168.3.1 un datagramme provenant de la machine A d'adresse 192.168.3.10 à destination de la machine B d'adresse 172.16.0.10. Il applique successivement sur l'adresse destination les masques des quatre premières lignes de la table de routage pour obtenir le réseau de destination recherché. Lorsqu'il applique le masque de la cinquième ligne, le résultat est 172.16.0.0, ce qui correspond à l'entrée destination de la ligne. Il fait donc sortir le datagramme par son interface eth2 et l'envoie à l'interface d'adresse 192.168.4.2 du routeur R4, c'est-à-dire qu'il transmet le datagramme au protocole de niveau liaison en fournissant l'adresse physique de l'interface eth1 de R4. Cette dernière action peut nécessiter l'utilisation du protocole ARP (voir § 5.3.1). Il est important de noter que les adresses IP source et destination sont inchangées.

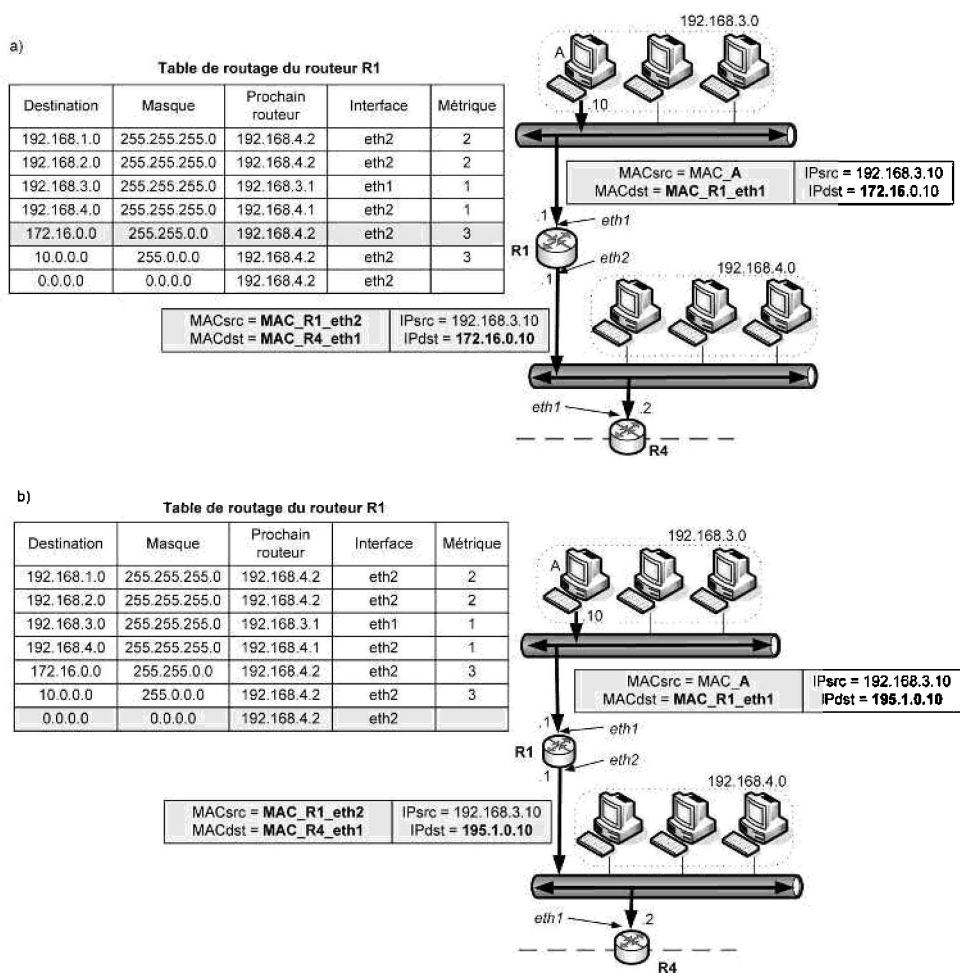


Figure 5.8 - Exemples d'utilisation de la table de routage.

- Dans le deuxième exemple (figure 5.8 b), le routeur R1 reçoit sur l'interface d'adresse 192.168.3.1 un datagramme provenant de la machine A d'adresse 192.168.3.10 à destination de la machine d'adresse 195.1.0.10. Cette destination n'appartient à aucun réseau connu du routeur. Le routeur R1 applique successivement les masques des six premières lignes de la table de routage pour obtenir le réseau de destination recherché. Lorsqu'il applique le masque de la septième ligne, le résultat est 0.0.0.0, ce qui correspond à l'entrée destination de la ligne. Le datagramme est donc traité par la ligne de routage par défaut. Le routeur le fait sortir par son interface eth2 et l'envoie à l'interface eth1 du routeur R4 qui possède l'adresse 192.168.4.2.

5.2.4 Le CIDR

Historique

Les classes d'adresses ont été créées dans les années 1970 sans imaginer la croissance quasi exponentielle qu'allait connaître le réseau Internet. À la fin des années 1980, chaque organisation, publique ou privée, américaine ou non, a manifesté le désir de se connecter au réseau mondial et a demandé l'attribution d'une adresse IP. Or des trois classes créées, c'est la classe B qui était la plus adaptée à la plupart des entreprises et des organismes publics. En effet, la classe A, qui ne contient que 126 réseaux, autorise la connexion de 16 millions de machines, ce qui est totalement disproportionné ; la classe C n'est pas adaptée à la segmentation car elle dispose d'un Host-id trop petit. Grâce à son Host-id de 16 bits, la classe B est la plus appropriée à la segmentation mais ses 65 536 adresses réseaux ont rapidement été épuisées.

C'est ainsi qu'au début des années 1990, l'IETF a constaté les trois problèmes suivants :

- l'épuisement des adresses de la classe B, la plus adaptée à la segmentation ;
- la croissance des tables de routage des routeurs des réseaux d'opérateurs dont la construction et la gestion exigeaient des ressources matérielles, logicielles et humaines trop importantes ;
- la possible saturation de l'espace d'adressage IPv4 tout entier.

La méthode d'adressage et de routage CIDR, *Classless Inter-domain Routing*, a été conçue pour apporter une solution aux deux premiers problèmes.

La réorganisation administrative de l'allocation des adresses

Initialement l'allocation des adresses IP était réalisée par le NIC (*Network Information Center*). L'attribution d'une adresse était conditionnée par la taille de l'organisation qui en faisait la demande, mais ne tenait compte ni de sa position géographique ni de la topologie du réseau. Les adresses étaient donc allouées dans un ordre arbitraire, si bien que les tables de routage des routeurs du cœur étaient très complexes.

En 1992 ont été créées des autorités de gestion géographique des adresses IP : les *Internet Registries*. L'IANA (*Internet Assigned Numbers Authority*) centralise au niveau mondial la gestion des plages d'adresses IP encore libres. Elle alloue des plages d'adresses aux RIR (*Regional Internet Registries*) qui vont eux-mêmes les répartir entre les fournisseurs d'accès, encore appelés *Local Internet Registries* (LIR) ou *Internet Service Providers* (ISP). Les fournisseurs d'accès distribuent les adresses à leurs clients. En 2010, il existe cinq RIR :

- AfriNIC : Afrique.
- APNIC : Asie et Pacifique.
- ARIN : Canada, plusieurs îles des Caraïbes et de l'océan Atlantique, États-Unis.
- LACNIC : Amérique du Sud et Caraïbes.
- RIPE NCC : Europe, Moyen-Orient, une partie de l'Asie centrale.

La répartition des adresses en fonction des RIR en 2010 est illustrée figure 5.9. On constate une grande inégalité au niveau de la répartition entre les continents. La plupart des adresses allouées avant la création des RIR l'ont été à des organismes américains, si bien qu'au total 48 % des adresses IP appartiennent à l'Amérique du Nord. Suivent l'Asie Pacifique avec 13,3 % et l'Europe avec 11,7 %. L'Amérique latine et l'Afrique sont largement moins bien dotées avec respectivement 2,3 % et 0,8 % des adresses (source IANA).

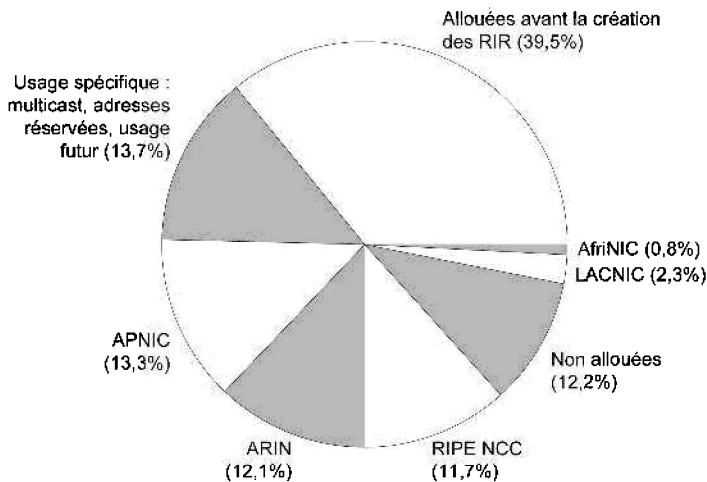


Figure 5.9 - La répartition des adresses IPv4 en 2010 (source IANA).

L'allocation des adresses aux RIR puis aux fournisseurs d'accès se fait par plages contiguës, de manière à alléger les tables de routage par agrégation des routes.

Les préfixes CIDR

La méthode CIDR abandonne la notion figée de classes et de Net-id au profit du « préfixe ». Chaque adresse réseau est représentée par :

- une suite de 4 octets, semblable à l'adresse IPv4 classique ;
- puis le caractère / ;
- et enfin un nombre décimal indiquant le nombre de bits significatifs, c'est-à-dire le nombre de bits valant 1 dans le masque associé au réseau.

Par exemple, le réseau de classe C 192.168.1.0, classiquement associé au masque 255.255.255.0, est défini par le préfixe 192.168.1.0/24 ; le réseau de classe B 172.16.0.0, associé au masque 255.255.0.0, est défini par la notation CIDR 172.16.0.0/16.

Cette gestion des adresses présente deux avantages :

- la possibilité d'agréger les routes dans les tables de routage ;
- une meilleure utilisation des adresses, adaptées aux besoins des clients, sans gaspillage des ressources.

L'agrégation des routes

Dans un premier exemple, supposons qu'un fournisseur d'accès ait attribué les adresses 200.100.32.0/24 et 200.100.33.0/24 à deux de ses clients (voir figure 5.10). Les troisièmes octets des deux adresses ont en commun leurs sept premiers bits. Ces deux adresses peuvent donc être agrégées en 200.100.32.0/23, ce qui correspond au masque 255.255.254.0. Ainsi l'accès à ces deux réseaux peut être résumé en une seule ligne dans la table de routage du routeur R2.

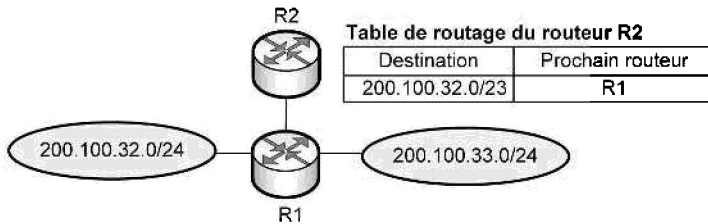


Figure 5.10 - Exemple d'agrégation de routes.

À l'échelle d'un réseau d'opérateur, les gains liés à l'agrégation peuvent être considérables. C'est pourquoi l'IANA attribue aux RIR des blocs d'adresses contigus, que les RIR redistribuent aux fournisseurs d'accès en gardant eux aussi une contiguïté des plages. Par exemple, l'ARIN possède toutes les adresses comprises entre 128/8 et 140/8, le RIPE NCC celles comprises entre 77/8 et 95/8, etc.

Adaptation des adresses aux besoins des utilisateurs

Dans un deuxième exemple, supposons qu'un fournisseur dispose du bloc d'adresses 200.100.64.0/18. Le masque réseau correspondant est 255.255.192.0.

Supposons qu'un client ait besoin de 800 adresses. La méthode d'adressage par classes lui propose deux solutions :

- soit il opte pour une adresse de classe B, mais environ 64 700 adresses sont perdues ;
- soit il prend possession de quatre adresses de classe C et devra définir quatre routes dans ses tables de routage.

Grâce à la méthode CIDR, le fournisseur dispose d'une troisième option, qui consiste à lui assigner le bloc 200.100.68.0/22, correspondant au masque 255.255.252.0. Au total, 1022 ($2^{10}-2$) adresses sont disponibles pour les hôtes, ce qui limite la perte à 222 adresses.

Pour conclure, même si la méthode CIDR améliore considérablement l'efficacité de l'adressage et du routage, certaines difficultés demeurent :

- l'existence d'allocations « historiques » qui ne permettent pas l'agrégation des routes ;
- la gestion du *multi-homing*, c'est-à-dire la possibilité pour une même organisation de posséder des réseaux hébergés par plusieurs ISP ;
- la gestion du trafic.

5.2.5 La translation d'adresses

La translation d'adresses ou NAT (*Network Address Translation*) est nécessaire lorsqu'un réseau utilise une adresse privée, non routable sur Internet (tableau 5.2). Elle nécessite l'utilisation d'un équipement dédié, appelé passerelle NAT ou *gateway*, qui assure la translation entre les adresses publiques identifiant le réseau sur Internet et l'adresse privée des équipements. La RFC 3022 définit deux types de NAT : le NAT basique et le NAPT.

Le NAT basique

La passerelle NAT dispose d'une plage d'adresses publiques. Deux configurations sont possibles :

- il y a autant d'adresses publiques que d'hôtes sur le réseau privé : tous les hôtes peuvent ouvrir simultanément des sessions vers l'extérieur ;
- il y a moins d'adresses publiques que d'hôtes sur le réseau privé : le nombre d'hôtes pouvant ouvrir une connexion avec l'extérieur est limité à la taille de la plage d'adresses publiques.

Dans l'exemple de la figure 5.11, le réseau privé possède 266 machines adressées en 10.0.0.0. L'organisme possède l'adresse publique 193.55.44.0/24 qui permet d'adresser 254 hôtes. La plage d'adresses est donc insuffisante pour autoriser la connexion simultanée de tous les postes privés vers l'extérieur. Lorsque la machine d'adresse 10.0.0.1 initie une session vers un serveur externe, la passerelle NAT lui attribue une adresse libre de sa plage, ici 193.55.44.1. Lorsque la session sera terminée, l'adresse sera libérée et pourra être allouée à une autre machine du réseau privé.

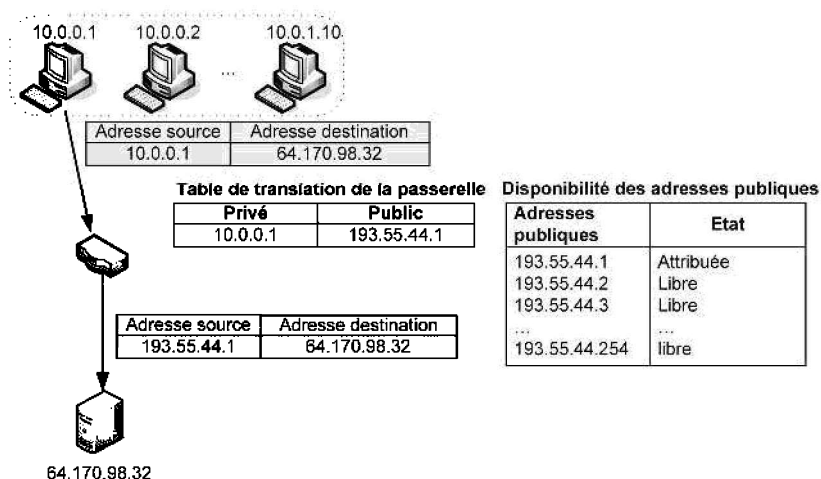


Figure 5.11 - Un exemple de NAT basique.

Le NAPT

La translation NAPT (*Network Address Port Translation*) réalise une translation conjointe de l'adresse source et du port source des datagrammes. Elle est utilisée notamment par les fournisseurs d'accès qui allouent une adresse IP publique et une seule à leurs clients. Ce procédé leur permet d'économiser leur plage d'adresses.

Une communication est entièrement identifiée par le couple formé par l'adresse de la machine et le numéro de port TCP ou UDP de l'application en cours. La passerelle NAPT consigne dans une table de translation les couples adresse-port des communications actives pour identifier la destination du trafic entrant. De manière analogue, il est possible de mémoriser les adresses et les identifiants des requêtes ICMP pour autoriser le trafic ICMP entre le réseau privé et l'extérieur.

La figure 5.12 fournit un exemple de NAPT. Le réseau utilise l'adresse privée 10.0.0/8. Le fournisseur d'accès a alloué à l'organisation l'adresse IP publique 193.55.44.1. Lorsque les machines d'adresses 10.0.0.1 et 10.0.0.2 initient des sessions sur le serveur externe, la passerelle mémorise les adresses source et destination, et les ports source et destination de chaque datagramme. Elle remplace l'adresse IP source par l'adresse IP publique dans les paquets sortants.

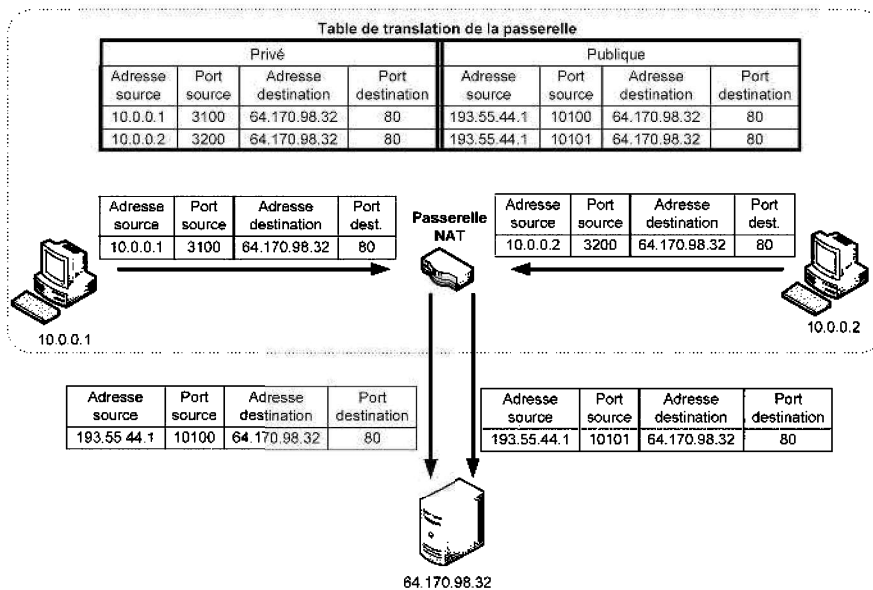


Figure 5.12 - Un exemple de NAPT.

Comme on le constate dans l'exemple de la figure 5.13, une passerelle réalisant du NAPT doit réaliser une translation de port. En effet, il est possible, bien que très improbable, que deux stations du réseau privé ayant ouvert une connexion sur un même serveur externe choisissent le même numéro de port source. Dans cette situation, la passerelle NAT ne peut pas identifier la machine source du trafic. C'est pourquoi le port source de chaque datagramme est remplacé par un numéro de port de manière à créer un nouveau socket unique.

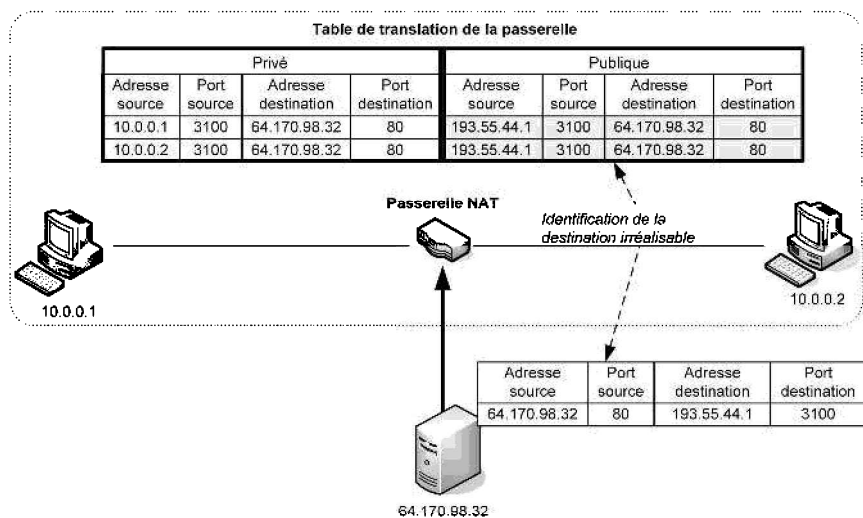


Figure 5.13 - De la nécessité de la translation de port dynamique.

La redirection statique des ports (*mapping*)

La translation d'adresses peut autoriser l'ouverture de connexions depuis l'extérieur à condition d'associer de manière statique le port d'un service défini à une adresse privée.

Supposons que la machine d'adresse 10.0.0.1 de la figure 5.12 héberge le serveur web de l'entreprise. Il est nécessaire de le rendre accessible aux clients extérieurs. Il suffit d'associer le port 80 à l'adresse 10.0.0.1 dans la table de translation. Ainsi la passerelle redirigera les paquets entrants d'adresse destination 193.55.44.1 et de port destination 80 vers le port 80 de la machine 10.0.0.1 (figure 5.14).

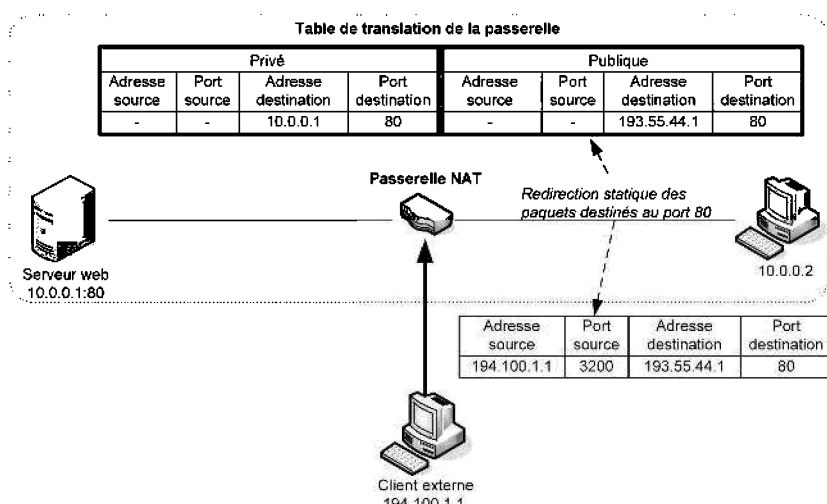


Figure 5.14 - Un exemple de redirection statique de port.

Avantages et inconvénients de la translation d'adresses

Certaines difficultés sont générées par la translation d'adresses :

- En général, seules les connexions sortantes sont permises ; or certaines applications comme le DNS nécessitent des connexions entrantes. Il est donc indispensable de mettre en place une redirection (*mapping*) statique de certains ports.
- Certains protocoles, comme FTP ou RTP, ouvrent dynamiquement des ports sur lesquels une machine extérieure initie une session. La passerelle NAT doit être en mesure d'analyser les échanges pour identifier les ports choisis.
- La modification des adresses et des ports nécessite de recalculer les sommes de contrôles des en-têtes IP, TCP et UDP. Le calcul est cependant assez simple et n'induit pas d'augmentation significative des délais de traitement.
- La translation d'adresses n'est pas supportée par certains protocoles comme IPsec et SNMP. En effet, la modification de l'en-tête IP fait échouer les mécanismes d'authentification et de contrôle d'intégrité du protocole IPsec : la sécurité des données doit donc être réalisée entre les passerelles NAT, et non de bout en bout. De même, la phase d'authentification du protocole SNMP qui utilise l'en-tête IP peut échouer.
- Le choix de l'adresse privée utilisée en interne est libre : des collisions peuvent donc survenir lorsque deux organismes relient leurs réseaux par un VPN.

Mais les avantages sont nombreux :

- La translation d'adresses contribue à limiter la pénurie d'adresses IP. L'utilisation de NATP permet d'attribuer à un organisme une adresse *unicast* à la place d'une adresse réseau.
- Lorsqu'un organisme change de fournisseur d'accès, il n'est pas obligé de modifier le plan d'adressage de son réseau.
- Un organisme peut choisir un préfixe adapté à la taille de son réseau sans augmenter le coût de l'adressage.
- La sécurité du réseau est renforcée : le risque d'attaque des hôtes, dont les adresses ne sont pas visibles de l'extérieur, est diminué ; en l'absence de redirection statique des ports, les sessions ne peuvent être ouvertes depuis l'extérieur, ce qui réalise une fonction de filtrage.
- Il est possible d'identifier plusieurs services par une seule adresse publique, alors que les services sont hébergés sur des machines physiques différentes.
- La translation d'adresses permet la coexistence des adressages IPv4 et IPv6.

5.3 LES PROTOCOLES LIÉS À L'ADRESSAGE

Le protocole IP est assisté dans son fonctionnement par d'autres protocoles, notamment les protocoles ARP et ICMP. Le protocole DHCP est un protocole de niveau applicatif mais il est fortement lié à l'adressage IP, il est donc défini dans le § 5.3.4.

5.3.1 Le protocole ARP

Le protocole ARP (*Address Resolution Protocol*), défini dans la RFC 826, a pour rôle :

- de fournir l'adresse MAC d'une station dont l'adresse IP est connue ;
- de détecter les conflits d'adressage sur un réseau local.

Il est implémenté dans les hôtes et les routeurs. La connaissance de l'adresse physique de la station de destination est en effet nécessaire au protocole de niveau liaison de la machine émettrice.

Lorsqu'une machine a besoin de connaître l'adresse MAC d'une autre station, elle émet une requête ARP qui a pour adresse physique l'adresse de diffusion et pour adresse IP de destination celle de la machine cible. La requête est donc lue par toutes les machines du réseau local. La station qui reconnaît son adresse IP répond par un paquet de réponse ARP *unicast*.

Dans l'exemple de la figure 5.15, la machine d'adresse IP 10.0.0.1 veut envoyer des données à la station d'adresse 10.0.0.2 dont elle ignore l'adresse MAC. Elle diffuse une requête ARP dont l'adresse MAC de destination est l'adresse MAC de diffusion FF-FF-FF-FF-FF-FF, et l'adresse IP de destination est celle de la cible, 10.0.0.2. La station visée répond par un paquet unicast, destiné à la machine 10.0.0.1 qui a généré la requête.

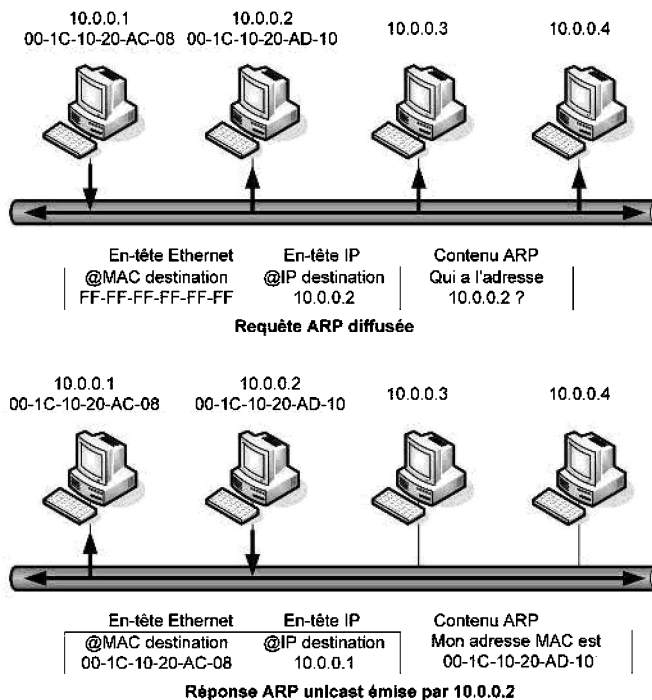


Figure 5.15 - Exemple d'échange ARP.

Les résolutions ARP sont stockées en cache (mémoire temporaire) dans les machines de manière à limiter le nombre d'échanges. Les caches doivent être mis à jour régulièrement car les stations sont susceptibles de changer d'adresse IP en cas d'adressage dynamique. La RFC préconise un intervalle de mise à jour minimum d'une minute ; en pratique, il est généralement de l'ordre de 20 minutes. À chaque entrée du cache est associée une temporisation dont l'expiration entraîne l'effacement des données.

Il est possible de mettre à jour le cache par observation des requêtes ARP circulant sur le réseau, en recopiant directement les adresses MAC source et IP source des en-têtes. Cette mise à jour automatique permet de limiter le trafic ARP mais peut être source d'attaque (ARP *spoofing*).

Le format du paquet ARP est donné dans la figure 5.16 :

- **Type de réseau** : identifie le protocole de la couche liaison. Ex. : Ethernet est associé à la valeur 1, ATM à la valeur 19.
- **Type de protocole** : identifie le protocole de la couche Internet. Ex. : IP est identifié par la valeur hexadécimale 0x800.
- **Type d'opération** : indique s'il s'agit d'une résolution d'adresse logique en adresse physique (1 pour une requête ARP, 2 pour une réponse ARP) ou l'inverse (RARP, valeurs : 3 pour une requête RARP, 4 pour une réponse RARP).

L'adresse physique du récepteur prend la valeur nulle dans une requête ARP.

16	16	8	8	16				
Type de réseau	Type de protocole	Taille de l'adresse physique	Taille de l'adresse logique	Type d'opération	Adresse physique de l'émetteur	Adresse logique de l'émetteur	Adresse physique du récepteur	Adresse logique du récepteur

Figure 5.16 - Le format du paquet ARP.

Le protocole ARP est aussi utilisé pour la détection des adresses redondantes sur le réseau local, comme décrit dans la RFC 5227. En effet, une configuration erronée du serveur DHCP ou une saisie manuelle inexacte peuvent attribuer la même adresse IP à plusieurs postes et rendre impossible leurs communications sur le réseau.

La procédure de test est appliquée à chaque changement de connectivité sur le réseau, par exemple par un équipement nouvellement branché sur un réseau Ethernet, ayant rejoint une cellule sur un réseau WiFi ou encore sortant du mode veille.

Dans une première étape, l'équipement qui veut tester l'unicité de son adresse IP diffuse des requêtes ARP appelées « *Probe ARP* » dont l'adresse MAC source est la sienne, l'adresse IP source est nulle (pour ne pas corrompre les caches en cas de mise à jour dynamique) et l'adresse IP cible est l'adresse à tester. Si l'équipement ne reçoit pas de réponse, il considère que l'adresse IP n'est pas attribuée et passe à

l'étape suivante. Sinon un message d'erreur est envoyé à l'entité gérant l'attribution des adresses, c'est-à-dire le serveur DHCP ou l'utilisateur en cas de configuration manuelle.

Dans une deuxième étape, l'équipement annonce au réseau qu'il a obtenu une adresse IP. Il diffuse des requêtes ARP appelées « *ARP Announcement* » contenant son adresse IP. Ainsi les équipements pratiquant la mise à jour dynamique des caches créeront une entrée pour la station. De plus, cette requête permet de mettre à jour les mémoires des stations qui auraient conservé une association obsolète pour cette adresse IP.

Il faut noter qu'il est possible de visualiser sur un réseau des réponses ARP en mode diffusion. Non recommandés mais tolérés par la RFC, ces datagrammes sont émis par la station qui veut vérifier l'unicité de son adresse IP. Dans cette situation, ils ne répondent à aucune requête préalablement émise : on les appelle par conséquent « ARP gratuit ». Même si aucune règle n'interdit la diffusion de réponses ARP, certains équipements sur lesquels la RFC est mal implémentée détruisent ce type de datagrammes qu'ils considèrent comme erronés ; d'autres ignorent les réponses à des requêtes qu'ils n'ont pas émises.

5.3.2 Le protocole ICMP

Le protocole ICMP (*Internet Control Message Protocol*), décrit dans la RFC 792, assiste le protocole IP dans la gestion du trafic. Il est implémenté dans les hôtes et les routeurs. Il définit deux types de messages, concernant les erreurs ou des demandes d'information.

Pour éviter l'encombrement du réseau par des messages ICMP, la RFC précise qu'aucun message ICMP ne doit être envoyé en réponse à un message ICMP. En pratique, cette règle connaît des exceptions, notamment en ce qui concerne les messages d'écho et certains messages d'erreur.

Le protocole ICMP est un protocole de la couche Internet à part entière ; cependant le paquet ICMP est encapsulé dans un en-tête IP. Son format est présenté dans la figure 5.17.

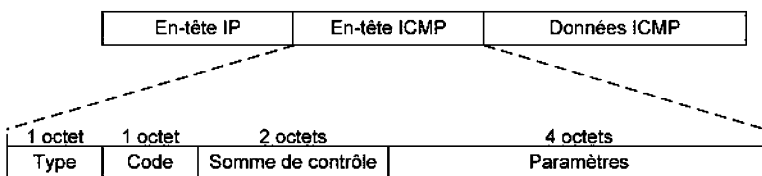


Figure 5.17 - Le format du paquet ICMP.

Le champ **Type** indique la nature du message ICMP (destination inaccessible, demande d'écho, réponse à une demande d'écho, etc.) ; il est complété par le champ **Code**. Le champ **Somme de contrôle** permet la détection d'erreur sur l'en-tête ICMP. Le champ **Paramètres** contient des informations supplémentaires qui peuvent être nécessaires à certains types de messages comme un identifiant pour la demande d'écho par exemple. Les **Données** transportent dans un message d'erreur la copie partielle du datagramme qui a généré l'anomalie ; dans le message d'écho et sa réponse, leur contenu est quelconque.

Les messages d'erreur

Un message ICMP d'erreur contient l'en-tête IP et le début du champ de données du datagramme à l'origine de l'erreur ; la taille du paquet ICMP ne doit cependant pas dépasser 576 octets. Les différents types d'erreurs encore utilisés sont donnés dans le tableau 5.3.

Tableau 5.3 – Les messages d'erreur ICMP

Type	Signification
3	Destination unreachable : destination inaccessible. Par exemple, réseau de destination inaccessible (code 0), hôte de destination inaccessible (code 2), fragmentation nécessaire mais bit Don't Fragment positionné (code 3), etc.
5	Redirect : émis par un routeur indiquant à la source qu'elle devrait utiliser une autre passerelle pour atteindre la destination. Le routeur achemine cependant le datagramme vers la destination.
11	Time exceeded : durée de vie du datagramme dépassée. Émis par exemple par un routeur obtenant un TTL nul après décrémentation.
12	Parameter problem : émis pour tout problème non couvert par les autres messages ICMP.

L'utilisation des messages ICMP d'erreur comporte un risque d'inondation du réseau en cas d'anomalie sur un hôte ou sur un réseau. C'est pourquoi aucun message ICMP d'erreur n'est émis sur réception d'un message de diffusion ou de *multicast*, ni en réponse à un message ICMP d'erreur. Enfin, seul le premier fragment donne lieu à l'émission d'un paquet d'erreur en cas de fragmentation.

En outre, l'envoi de messages d'erreur contribue à la congestion du réseau en consommant de la bande passante et utilise les ressources mémoire et CPU des routeurs. C'est pourquoi il est possible de configurer un routeur de manière à limiter la fréquence d'émission de tels messages.

Les messages de demande d'information

Les messages d'information encore utilisés et leurs codes sont fournis dans le tableau 5.4.

Tableau 5.4 – Les messages ICMP d'information et leurs codes

Type	Code	Signification
8	0	Echo request : le datagramme écho teste la connectivité d'un équipement. Sa taille est limitée 576 octets. Il est utilisé notamment par la commande ping.
0	0	Echo reply : le datagramme de réponse à une demande d'écho contient les mêmes données que la requête.
13		Timestamp request : analogue à une demande écho, ce datagramme porte l'heure et la date d'émission.
14		Timestamp reply : analogue à une réponse d'écho, ce datagramme porte l'heure et la date d'émission de la requête par la source, de réception de la requête par le destinataire, et d'émission de la réponse.

5.3.3 Les commandes de diagnostic réseau *ping* et *trace-route*

La RFC 1574 propose des outils permettant d'obtenir des informations sur la connectivité d'un réseau.

La commande ping

La commande *ping* (*Packet Internet Groper*) permet de tester la connectivité d'un équipement situé sur le même réseau ou sur un réseau distant. Deux modes de fonctionnement sont possibles : dans le premier, le protocole utilisé est ICMP ; dans le deuxième, la commande repose sur le port d'écho du protocole de niveau transport UDP.

La première manière d'exécuter la commande ping repose sur les datagrammes ICMP *echo request* et ICMP *echo reply* pour tester la connectivité d'un hôte ou d'un routeur (figure 5.18) :

- L'émetteur génère un paquet ICMP *Echo request unicast* à destination de l'équipement dont il souhaite tester la connectivité. Le contenu des données ICMP est quelconque.
- Le récepteur répond par un paquet ICMP *Echo reply* dont le contenu est identique à celui de la requête.

L'opération est généralement répétée plusieurs fois afin de réaliser des statistiques. Sur les systèmes Windows, quatre paquets sont émis par défaut ; sur les systèmes Unix, des paquets sont générés tant que l'utilisateur n'arrête pas manuellement la commande.

Les informations suivantes sont fournies :

- pour chaque paquet, le délai d'aller-retour ou RTT (*Round Trip Time*), c'est-à-dire le temps écoulé entre l'émission de la requête et la réception de la réponse ;
- les délais d'aller-retour moyen, minimum et maximum calculés sur l'ensemble des paquets émis ;
- un code d'erreur lorsque le message reçu par la source est un message d'erreur.

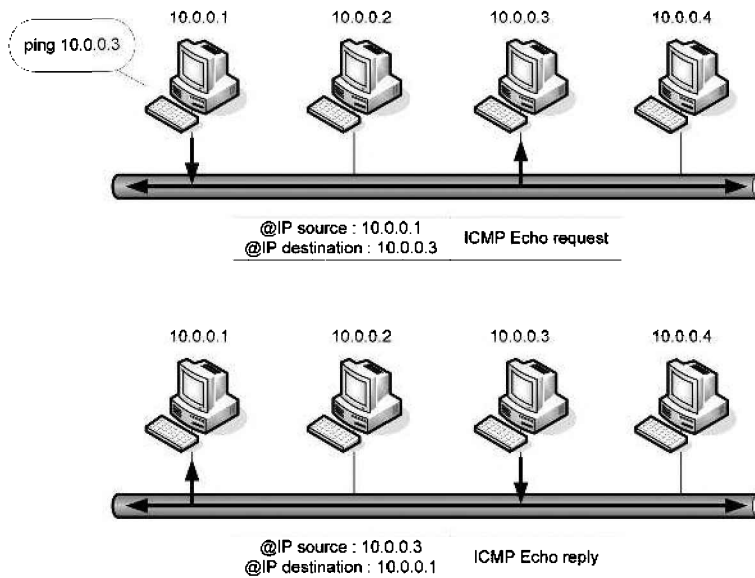


Figure 5.18 - Le fonctionnement de la commande ping.

D'autres renseignements comme la taille et le TTL des paquets reçus et le taux de pertes peuvent aussi être précisés.

La figure 5.19 un exemple d'exécution de la commande *ping* sur un système d'exploitation Windows. Réalisée sur un réseau local, la commande renvoie un délai moyen de 80 ms et un TTL de 52 signifiant que 12 routeurs ont été traversés pour atteindre la destination puisque le TTL initial valait 64.

```

C:\>ping 217.146.186.51

Envoi d'une requête 'ping' sur 217.146.186.51 avec 32 octets de données :

Réponse de 217.146.186.51 : octets=32 temps=80 ms TTL=52
Réponse de 217.146.186.51 : octets=32 temps=80 ms TTL=52
Réponse de 217.146.186.51 : octets=32 temps=79 ms TTL=52
Réponse de 217.146.186.51 : octets=32 temps=81 ms TTL=52

Statistiques Ping pour 217.146.186.51:
    Paquets : envoyés = 4, reçus = 4, perdus = 0 (perte 0%),
    Durée approximative des boucles en millisecondes :
        Minimum = 79ms, Maximum = 81ms, Moyenne = 80ms
    
```

Figure 5.19 - Un exemple d'exécution de la commande *ping*.

Une autre implémentation de la commande *ping* utilise le protocole UDP sur le port 7 qui est réservé au mode écho. Cette implémentation limite le risque d'échec de la commande ; en effet, si de nombreux routeurs sont configurés pour ignorer les datagrammes ICMP *echo request*, la plupart d'entre eux répondent aux échos UDP.

La commande traceroute

La commande *traceroute* a pour objectif de déterminer le chemin suivi depuis la source jusqu'au destinataire. Comme la commande *ping*, elle utilise soit le protocole ICMP, soit le protocole UDP.

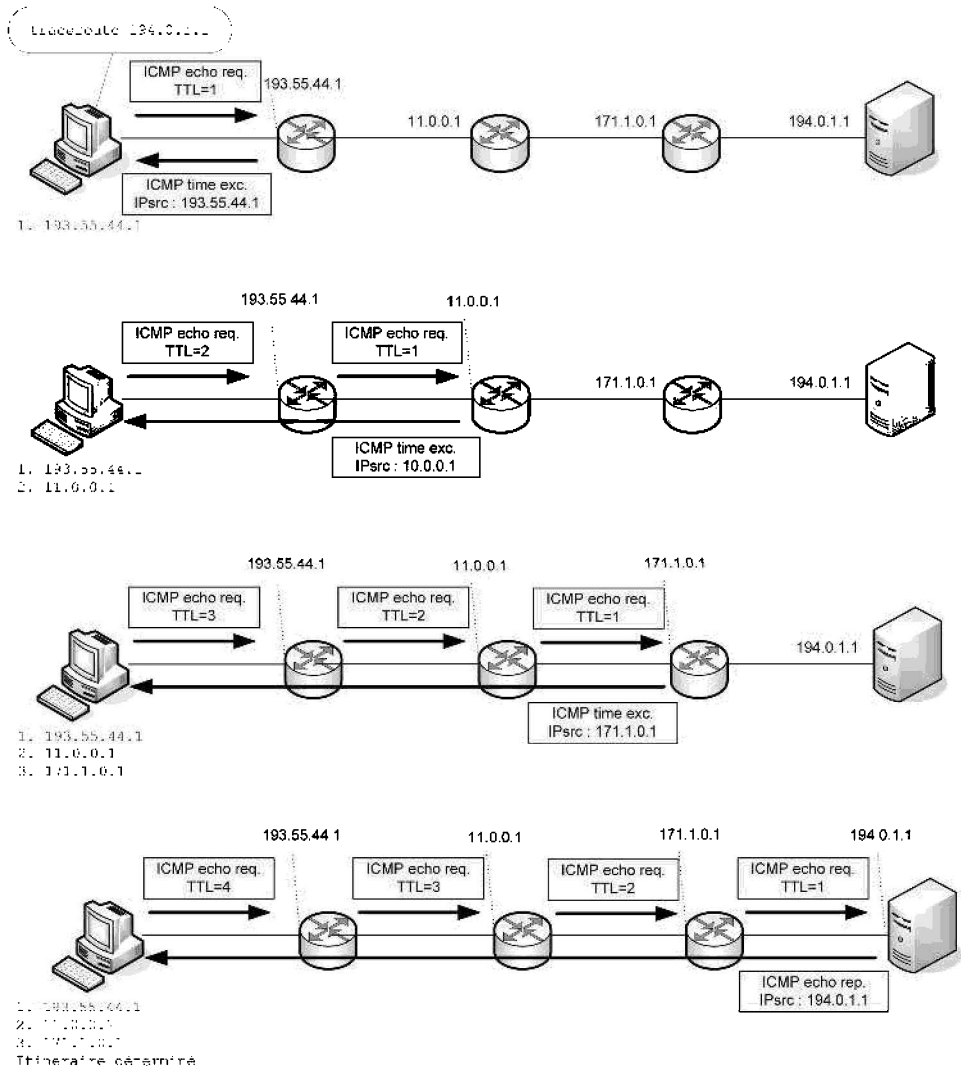


Figure 5.20 - Le fonctionnement de la commande traceroute.

Dans l'implémentation utilisant ICMP, les étapes sont les suivantes (figure 5.20) :

- La station source émet un premier paquet ICMP *echo request* dont l'adresse destination est celle du destinataire final et dont le TTL vaut 1. En décrémentant le TTL, le premier routeur sur le chemin obtient une valeur nulle et en avertit la source par un datagramme ICMP *time exceeded*. En lisant le champ adresse IP

source de ce paquet, la source apprend l'identité du premier routeur traversé et mesure également le RTT jusqu'à ce premier routeur.

- Puis la source émet un deuxième paquet ICMP *echo request* vers le destinataire final dont le TTL vaut 2. Cette fois-ci, c'est le deuxième routeur sur le chemin qui obtient un TTL nul et génère un datagramme ICMP *time exceeded* vers la source. L'identité du deuxième routeur est ainsi découverte ainsi que le RTT.
- La source répète cette opération (émission d'une requête d'écho en incrémentant d'une unité le TTL à chaque envoi), jusqu'à ce qu'elle reçoive un paquet ICMP *echo reply* provenant du destinataire final.

En pratique, ce sont à chaque fois trois paquets qui sont émis avec le même TTL, pour maximiser la probabilité de recevoir une réponse et fournir une moyenne statistique sur les RTT. La commande *tracert* fournit également à l'utilisateur une identification de chaque routeur qui peut être locale et non conforme au nom de domaine.

La figure 5.21 présente un exemple d'exécution de la commande *tracert* sur un système d'exploitation Windows. Sur ce système, la commande *tracert*, notée *tracert*, utilise le protocole ICMP. On peut constater la disparité des temps de réponse reçus : ainsi le septième paquet obtient successivement des RTT égaux à 49, 33 et 36 ms, ce qui peut provenir de la variation de la charge du réseau ou du routeur considéré.

```

c:\ Invite de commandes
Microsoft Windows XP [version 5.1.2600]
(C) Copyright 1985-2001 Microsoft Corp.

C:\Documents and Settings\quidelleur>tracert 74.125.39.147

Détermination de l'itinéraire vers fx-in-f147.1e100.net [74.125.39.147]
avec un maximum de 30 sauts :

  1  <1 ms  <1 ms  <1 ms  void.univ-mlv.fr [10.1.0.1]
  2  <1 ms  <1 ms  <1 ms  195.220.83.5
  3  <1 ms  <1 ms  <1 ms  v1148-gi0-3-marne.noc.renater.fr [193.51.182.38]

  4  2 ms   2 ms   1 ms   gi0-2-ina.noc.renater.fr [193.51.180.129]
  5  2 ms   2 ms   1 ms   gi0-8-jussieu-rtr-021.noc.renater.fr [193.51.180
.149]
  6  2 ms   2 ms   5 ms   te0-1-0-3-paris2-rtr-001.noc.renater.fr [193.51.
189.225]
  7  49 ms  33 ms  36 ms  te0-3-4-0-paris1-rtr-001.noc.renater.fr [193.51.
189.51]
  8  2 ms   2 ms   2 ms   ge3-0-0-dcr2.par.cw.net [195.10.54.65]
  9  11 ms  10 ms  10 ms  xe-0-0-0-xcr1.fra.cw.net [195.2.9.213]
 10  11 ms  11 ms  11 ms  72.14.198.109
 11  11 ms  11 ms  11 ms  209.85.248.12
 12  11 ms  11 ms  11 ms  209.85.254.112
 13  13 ms  18 ms  17 ms  209.85.254.134
 14  11 ms  11 ms  11 ms  fx-in-f147.1e100.net [74.125.39.147]

Itinéraire déterminé.
C:\Documents and Settings\quidelleur>
    
```

Figure 5.21 - Un exemple d'utilisation de la commande *tracert*.

Le fonctionnement basé sur UDP est similaire : le segment UDP est encapsulé dans un paquet IP dont le TTL est incrémenté progressivement. Le paquet émis par les routeurs est un paquet ICMP *Time exceeded*.

5.3.4 Le protocole DHCP

DHCP (*Dynamic Host Configuration Protocol*) est un protocole de configuration dynamique d'hôte qui permet d'allouer à la demande des adresses IP aux machines se connectant au réseau. Il présente les avantages suivants :

- une gestion centralisée des adresses IP ;
- les ordinateurs clients ne requièrent pas de configuration IP manuelle ;
- le nombre d'adresses IP disponibles peut être supérieur au nombre de machines du réseau.

Un serveur DHCP est configuré dans le réseau, il possède une table d'adresses IP valides localement et attribue dynamiquement une adresse IP disponible à une nouvelle machine se connectant au réseau. La base de données du serveur DHCP contient les informations suivantes :

- une table d'adresses IP valides et des adresses IP réservées qui seront affectées manuellement ;
- des paramètres de configuration valides pour tous les clients du réseau (masques, adresses particulières...) ;
- la durée des baux (le bail définit la période de temps durant laquelle l'adresse IP attribuée peut être utilisée).

Le processus d'attribution dynamique d'une adresse IP se déroule en quatre étapes (figure 5.22) :

- **découverte** (*discover*) : le client envoie une trame de diffusion sur le réseau vers un serveur DHCP (l'adresse IP du client en attente d'attribution est l'adresse réservée 0.0.0.0) ;
- **offre** (*offer*) : tous les serveurs DHCP répondent au client en lui faisant une offre ;
- **demande** (*request*) : le client répond à un serveur DHCP en lui précisant qu'il accepte l'offre proposée ;
- **accusé de réception** (*ACK*) : le serveur DHCP confirme le bail avec sa durée et les options associées.

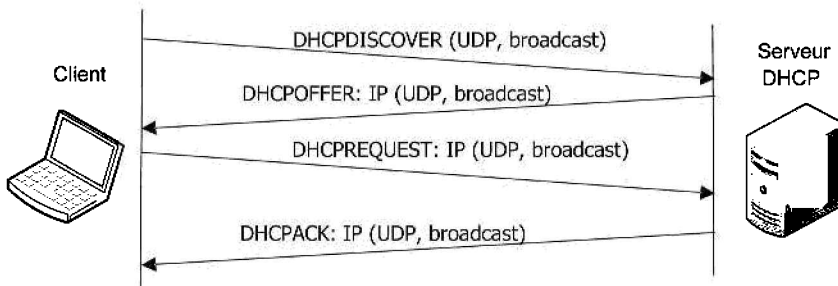


Figure 5.22 - Échange DHCP.

La figure 5.23 montre une capture de trame correspondant à la phase *offer* du serveur DHCP. Le protocole de niveau 4 est UDP avec des numéros de port égaux à

67 côté serveur et 68 côté client (voir section suivante). L'adresse IP offerte est ici 10.2.150.184. L'adresse Ethernet du client est également précisée dans l'en-tête DHCP.

```

⊕ETHERNET: ETYPE = 0x0800 : Protocol = IP: DOD Internet Protocol
⊕IP: ID = 0xD863; Proto = UDP; Len: 341
⊕UDP: IP Multicast: Src Port: BOOTP Server, (67); Dst Port: BOOTP Client (68)
=DHCF: Offer (xid=7E1F6EF7)
  DHCP: Op Code (op) = 2 (0x2)
  DHCP: Hardware Type (htype) = 1 (0x1) 10Mb Ethernet
  DHCP: Hardware Address Length (hlen) = 6 (0x6)
  DHCP: Hops (hops) = 0 (0x0)
  DHCP: Transaction ID (xid) = 2115985143 (0x7E1F6EF7)
  DHCP: Seconds (secs) = 0 (0x0)
⊕DHCF: Flags (flags) = 0 (0x0)
  DHCP: Client IP Address (ciaddr) = 0.0.0.0
  DHCP: Your IP Address (yiaddr) = 10.2.150.184
  DHCP: Server IP Address (siaddr) = 10.2.150.105
  DHCP: Relay IP Address (giaddr) = 0.0.0.0
  DHCP: Client Ethernet Address (chaddr) = 00010297EB1F
  DHCP: Server Host Name (sname) = <Blank>
  DHCP: Boot File Name (file) = DOSUNDI.0
  DHCP: Magic Cookie = 99.130.83.99
⊕DHCF: Option Field (options)

```

Figure 5.23 - Exemple d'analyse DHCP.

5.4 LE MULTICAST IP

Le *multicast*, encore appelé *envoi de groupe* ou *transmission multipoint*, consiste à émettre le même datagramme vers un groupe limité de machines. Contrairement au mode diffusion (*broadcast*), un datagramme de *multicast* n'est pas destiné à la totalité des hôtes d'un réseau : il s'adresse à quelques machines qui n'appartiennent pas nécessairement au même réseau mais qui font partie d'un même groupe, identifié par une adresse IP.

Le *multicast* est utilisé par les applications nécessitant la transmission d'une même donnée vers de multiples destinations : radio et télévision en ligne, retransmission d'événements, enseignement à distance, diffusion d'informations à une communauté, etc.

Comparativement à la transmission *unicast*, le *multicast* permet d'économiser les ressources de la source et du réseau. Tandis qu'une source *unicast* émet ses datagrammes autant de fois qu'il existe de destinations, la source *multicast* génère un unique paquet. Les routeurs l'acheminent en limitant sa transmission aux réseaux qui contiennent un membre du groupe ou qui doivent être traversés pour en atteindre un, ce qui limite la congestion du réseau. Les routes suivies par les datagrammes forment un arbre dont la racine est la source (figure 5.24).

Le *multicast* est un mode de fonctionnement complexe qui nécessite une méthode d'adressage, des protocoles de construction des groupes, de routage et de signalisation spécifiques.

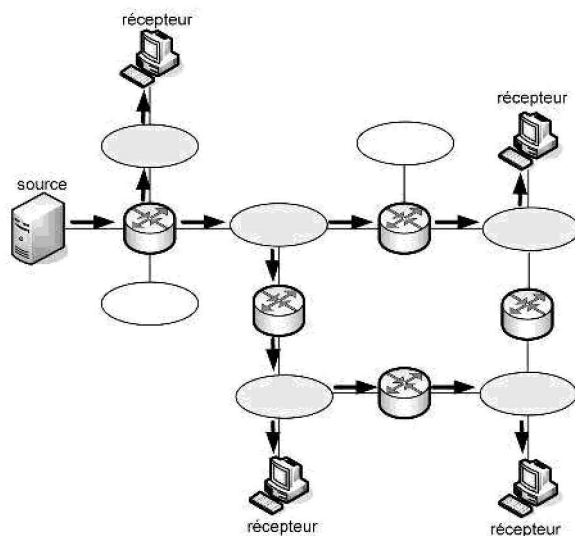


Figure 5.24 - Exemple d'arbre de routage multicast.

5.4.1 Les adresses *multicast* IPv4

Les adresses de classe D sont réservées au *multicast*. Elles se caractérisent par les bits de poids fort 1110 et définissent la plage d'adresses 224.0.0.0 à 239.255.255.255. Elles sont uniquement utilisées comme adresse de destination. Contrairement aux adresses *unicast* qui sont administrées par les RIR, les adresses multicast sont attribuées directement par l'IANA.

Les adresses multicast sont divisées en plusieurs catégories suivant leur utilisation :

- **Les adresses de lien local** concernent la plage 224.0.0.0 à 224.0.0.255. Elles sont utilisées par les protocoles de routage ou de maintenance de la topologie dont le trafic ne sort pas du réseau local (tableau 5.5).

Tableau 5.5 - Exemples d'adresses multicast locales

Adresse multicast	Désignation
224.0.0.1	Tous les hôtes et routeurs multicast du réseau
224.0.0.2	Tous les routeurs multicast du réseau
224.0.0.5	Tous les routeurs OSPF
224.0.0.9	Tous les routeurs RIP2
224.0.0.22	Tous les routeurs IGMP

- **Les adresses de portée globale**, dites *globally scoped*, 224.0.1.0 à 238.255.255.255, sont attribuées aux applications dont le trafic sort du réseau

local. Ce sont les adresses publiques utilisées pour le trafic *multicast* sur Internet. L'adresse 224.0.1.1 est par exemple réservée pour le protocole NTP (*Network Time Protocol*).

- **Les adresses GLOP** sont contenues dans la plage 233/8 et sont attribuées aux organisations possédant un numéro de système autonome (voir § 5.6.2). Les 16 bits constituant les deuxième et troisième octets de l'adresse sont égaux au numéro du système autonome. Par exemple, France Telecom possède le système autonome AS3215. En binaire, 3215 s'écrit 0000 1100 1000 1111. Le deuxième octet prend donc la valeur décimale 12 et le troisième la valeur 143. Le système autonome dispose de l'adresse de multicast 233.12.143/24.
- **Les adresses de portée administrative** (*administratively scoped address*), 239/8, sont utilisées pour le *multicast* à l'intérieur d'une organisation. Ce sont des adresses privées. Le trafic destiné à l'une de ces adresses ne peut sortir du réseau local.
- **Les adresses SSM** (*Source Specific Multicast*) concernent la plage 232/8. Dans cette configuration, le récepteur choisit de recevoir le trafic d'une unique source parmi toutes les sources émettant vers le groupe. Par exemple, un conférencier peut choisir de ne recevoir que le trafic provenant de certains interlocuteurs.

5.4.2 Les adresses *multicast* de niveau 2

Comme la couche réseau, la couche liaison doit définir un adressage de groupe pour que les transmissions *multicast* soient possibles sur le réseau local. L'adressage IEEE 802.3 a réservé l'OUI (identifiant constructeur) 01:00:5E à l'IANA qui utilise la moitié du bloc disponible pour l'adressage *multicast* (voir chapitre 7). La plage d'adresses MAC *multicast* s'étend donc de 01:00:5E:00:00:00 à 01:00:5E:7F:FF:FF.

L'adresse MAC associée à un groupe multicast est construite en recopiant les 23 derniers bits de l'adresse IP dans les 23 derniers bits de l'adresse MAC. L'adresse MAC obtenue n'est pas unique. En effet, puisque la valeur 5E est assignée au troisième octet de l'adresse MAC, les bits 5 à 9 de l'adresse IP sont ignorés, si bien que $2^5 = 32$ adresses IP de groupe partagent la même adresse MAC.

Considérons par exemple l'adresse de groupe 239.100.200.1. L'adresse MAC correspondante est 01:00:5E:64:C8:01 comme le montre la figure 5.25.

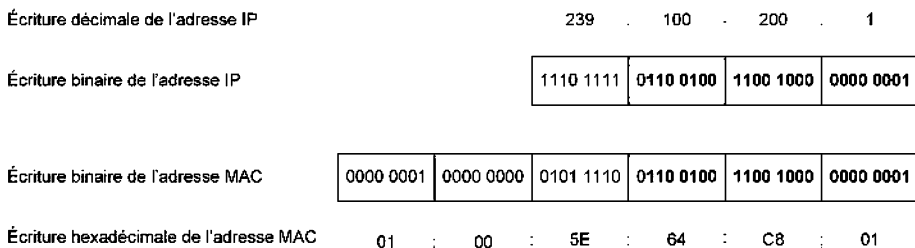


Figure 5.25 – Un exemple de construction de l'adresse MAC de multicast.

5.4.3 Le protocole IGMP

Lorsqu'un hôte rejoint ou quitte un groupe *multicast*, il doit le déclarer auprès du routeur *multicast* : le protocole IGMP (*Internet Group Management Protocol*) remplit cette fonction dans les réseaux IPv4. En 2010, c'est la version 3 du protocole (RFC 3376) qui est la plus utilisée.

Les messages IGMP sont encapsulés dans des datagrammes IP. Ils y sont identifiés par le champ *Protocol 2* et portent un TTL égal à 1 qui garantit un usage local.

Les messages IGMP

Le protocole IGMP définit deux types de messages :

- Le message *Membership Query*, utilisé par les routeurs pour s'informer sur l'état des groupes.
- Le message *Version 3 Membership Report* généré par les membres pour informer le routeur de leur état d'appartenance au groupe.

En outre, d'autres messages issus des versions précédentes du protocole sont supportés pour assurer l'interopérabilité.

Le fonctionnement du protocole IGMP

Lorsqu'un équipement veut rejoindre un groupe, il émet spontanément un message *Membership Report* à destination de l'adresse IP du groupe visé. Ce message est répété plusieurs fois pour palier les pertes éventuelles de paquets. Il émet de la même façon un message *Report* lorsqu'il décide de quitter un groupe.

Des messages *Membership Query* sont émis périodiquement afin que les routeurs mettent à jour leurs informations sur la constitution des groupes. Pour économiser la bande passante, un seul routeur *multicast* est autorisé à émettre ces requêtes IGMP sur le réseau : il est appelé le *querier* IGMP et est élu au démarrage. Il appartient à tous les groupes existant sur le réseau.

Les messages *Query* sont émis à destination de l'adresse 224.0.0.1. Les terminaux IGMP répondent par un message *Membership Report* dont l'adresse destination, 224.0.0.22, désigne tous les routeurs du réseau. Les routeurs gardent en mémoire la liste des terminaux appartenant à chaque groupe. Lorsque le dernier membre d'un groupe annonce qu'il le quitte, le routeur arrête immédiatement la transmission des flux sur cette adresse.

La version 3 du protocole IGMP a introduit la notion de filtrage de source, qui permet à un terminal de préciser, pour une adresse de groupe donnée, les sources dont il accepte le trafic. Les routeurs retransmettent uniquement les trafics provenant de sources qui sont acceptées par les terminaux, ce qui diminue la charge du réseau.

5.5 LE PROTOCOLE IPv6

La croissance intense de l'Internet dans les années 1990 a mené à une saturation des adresses IPv4 et une taille démesurée des tables de routage. À l'époque, l'IETF a

décidé de remplacer le protocole IPv4 par le protocole IPv6 qui propose un espace d'adressage quasi inépuisable et corrige les failles du protocole IPv4 du point de vue de la qualité de service, de la mobilité et de la sécurité. La substitution d'IPv6 à IPv4 devait être progressive. Une phase transitoire était prévue, pendant laquelle des techniques palliant la pénurie d'adresses et le problème de taille des tables de routage ont été développées :

- l'agrégation des routes par la méthode CIDR ;
- l'adressage privé associé au NAT ;
- l'attribution dynamique des adresses par les fournisseurs d'accès à leurs clients via le service DHCP.

En 2010, aucune certitude n'existe quant au futur remplacement d'IPv4 par IPv6. Les deux technologies coexistent et il n'est pas certain que le protocole IPv4 disparaisse un jour.

Les adresses IPv6 sont essentiellement allouées en Europe (51 % en 2009). En effet, la Commission européenne a lancé en 2008 un plan d'action visant à connecter en IPv6 au moins 25 % des utilisateurs en 2010. Le développement est aussi important en Asie (18 %) où les pays ayant rejoint l'Internet tardivement ont brûlé l'étape IPv4, et en Amérique du Nord (21 %). La figure 5.26 montre la répartition des adresses IPv6 allouées entre différents RIR en juin 2009 (source IANA).

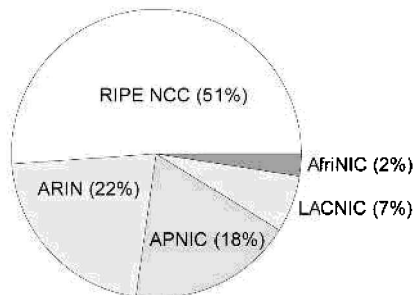


Figure 5.26 - Répartition des adresses IPv6 entre les RIR en juin 2009 (source IANA).

5.5.1 L'adressage IPv6

Les adresses IPv6 sont codées sur 128 bits, ce qui permet d'adresser $2^{128} = 3,4 \cdot 10^{38}$ machines. La page disponible est donc inépuisable.

Trois types d'adresses sont définis : *unicast*, *anycast* *multicast*. L'adresse de *broadcast* n'est pas définie car la diffusion est réalisée au moyen des adresses *multicast*. Les différents types d'adresses sont reconnaissables à la valeur de leurs bits de poids fort, comme le montre le tableau 5.6.

L'adresse non spécifiée « tout à zéro » `::/128` est similaire à l'adresse IPv4 `0.0.0.0` : elle est utilisée par une machine ne connaissant pas encore son adresse. L'adresse `::1/128` est l'adresse de bouclage (*loopback*), dont la fonction est identique à l'adresse IPv4 `127.0.0.1`.

Tableau 5.6 – Les préfixes associés aux types d'adresses IPv6

Type adresse	Prfixe binaire	Notation
Non spécifiée	00...0 (128 bits)	::/128
Bouclage	00...01 (128 bits)	::1/128
Multicast	1111 1111	FF00 ::/8
Unicast de lien local	11111 1101 0	FE80::/10
Unicast locale unique	1111 1100	FC00::/7
Unicast global	Tous les autres cas	

Notation

Il existe trois manières de noter une adresse IP.

- La notation la plus courante est $x:x:x:x:x:x$ où x représente la valeur hexadécimale des mots obtenus en regroupant les bits de l'adresse 16 par 16. x est donc codé sur quatre symboles hexadécimaux maximum. Voici par exemple l'écriture d'une adresse IPv6 : ABCD:EF01:2345:6789:ABCD:EF01:2345:6789.
- Certains types d'adresses comportent plusieurs mots nuls successifs. Pour simplifier la représentation, il est possible de ne pas écrire les zéros en les remplaçant par les caractères « :: ». Ainsi l'adresse 2010:ABC:0:0:0:80:301D:E54F admet une représentation plus compacte qui est 2010:ABC::80:301D:E54F. Évidemment cette substitution est réalisable pour une seule série de mots nuls. Par exemple, l'adresse 2010:ABC:0:0:5:0:0:E54F peut être représentée par 2010:ABC::5:0:0:E54F ou 2010:ABC:0:0:5::E54F, mais en aucun cas par 2010:ABC::5::E54F, puisqu'il est impossible de connaître le nombre de mots nuls symbolisés par chaque substitution.
- Enfin dans les environnements mixtes IPv4-IPv6, il peut être commode de noter une adresse IP sous la forme $x:x:x:x:x:d.d.d.d$ où x représente la valeur hexadécimale des six mots de 16 bits de plus haut rang, et d la valeur décimale des 4 octets de plus faible poids. Par exemple, l'adresse 0:0:0:0:FFFF:129.144.52.38 combine des nombres hexadécimaux et décimaux.

La norme IPv6 reprend la notion de préfixe définie dans la méthode CIDR pour l'IPv4, à savoir « adresse/préfixe ». La notation 2010:ABC:0:0:5:0:0:E54F /60 indique par exemple que la machine possédant cette adresse appartient au sous-réseau identifié par les 60 premiers bits.

Les différentes adresses unicast

Il existe plusieurs types d'adresses *unicast* : les adresses IPv4 mappées, les adresses *unicast* globales, les adresses *unicast* de lien local, et les adresses *unicast* locales uniques.

Pour assurer la coexistence des protocoles IPv6 et IPv4, des adresses **IPv4 mappées** ont été créées. Il s'agit d'adresses IPv6 construites à partir de l'adresse

IPv4 d'un équipement. Elles sont de la forme `::FFFF :a.b.c.d` où a.b.c.d est l'adresse IPv4, par exemple `::FFFF :193.55.44.1`.

Les autres adresses unicast sont respectivement :

- Les **adresses unicast globales** : elles identifient de manière unique une interface sur Internet. On peut les comparer aux adresses publiques IPv4. Leur format a connu plusieurs versions mais depuis 2003, elles sont composées de trois parties : un préfixe de routage global (*global routing prefix*), alloué par le RIR et identifiant le site (actuellement, seul le préfixe `2000 ::/8` a été alloué par l'IANA aux RIR) ; l'identifiant du sous-réseau (*subnet ID*), définissant un sous-réseau ou un lien sur ce site et structuré par l'administrateur du site, sans intervention du RIR ; et pour finir l'identifiant d'interface (*interface-id*).
- Les **adresses unicast de lien local** sont utilisées au démarrage. Elles sont automatiquement attribuées aux interfaces et sont utilisées par les protocoles de configuration d'adresse globale, de découverte de voisins et de découverte de routeurs. Leur portée se limite au lien, c'est-à-dire l'ensemble d'interfaces connectées entre elles, sans passer par l'intermédiaire d'un routeur.
- Les **adresses unicast locales uniques** sont des adresses non routables sur Internet et utilisées uniquement à l'intérieur d'un lien ou d'un sous-réseau. Elles sont comparables aux adresses privées IPv4 à la différence qu'elles sont (presque) uniques : il est donc possible d'interconnecter deux réseaux utilisant ce type d'adresses sans conflit d'adressage, par exemple au moyen d'un VPN. Ces adresses comportent un champ *Global-id* de 40 bits qui est généré de manière aléatoire par l'organisation. La probabilité pour que deux valeurs identiques soient obtenues est inférieure à $2 \cdot 10^{-12}$. Ce système peu contraignant assure la création d'adresses (presque) uniques sans l'intervention d'un organisme de supervision.

Leur format est représenté sur la figure 5.27. Les 64 derniers bits de ces adresses unicast constituent l'identifiant d'interface, *interface-id*, construit directement à partir de l'adresse de niveau liaison de l'équipement. Pour une adresse MAC, il est obtenu en inversant le bit U de l'OUI (voir chapitre 7) et en insérant les octets `0xFF` et `0xFE` au milieu de l'adresse. Un exemple est présenté sur la figure 5.28.

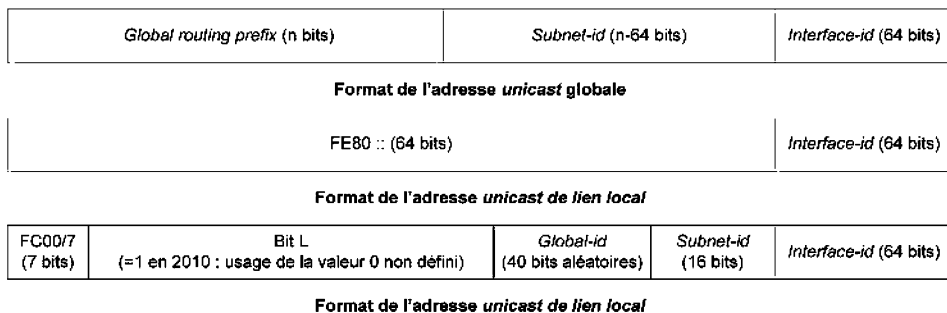


Figure 5.27 – Format des adresses unicast IPv6.

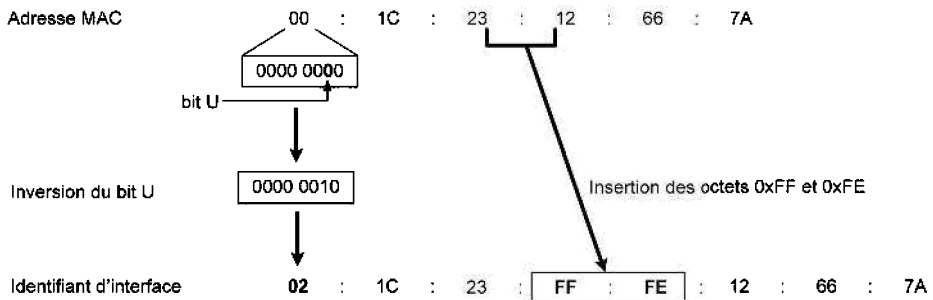


Figure 5.28 - Exemple de construction de l'identifiant d'interface de l'adresse IPv6 à partir de l'adresse MAC.

Les adresses anycast

Une adresse *anycast* est attribuée à plusieurs interfaces qui n'appartiennent pas au même équipement. Les paquets destinés à cette adresse sont acheminés jusqu'à l'interface « la meilleure » au sens du protocole de routage. C'est la métrique du protocole de routage qui définit le sens de « meilleure interface » : il peut s'agir de l'interface la plus proche mais aussi de la plus fiable par exemple.

Les adresses *anycast* peuvent être utilisées pour identifier les routeurs d'un fournisseur d'accès, d'un sous-réseau particulier, ou les routeurs offrant un accès à un domaine spécifique. Elles sont aussi employées sur certains réseaux moins étendus, comme les réseaux de capteurs, où les données recueillies doivent être émises vers l'équipement collecteur le plus proche ou le plus apte à les recevoir.

5.5.2 Le format du datagramme IPv6

Le format du datagramme IPv6 est présenté dans la figure 5.29. L'en-tête IPv6 a été simplifié pour réduire le coût du traitement dans les équipements. Il est constitué de huit champs, contre douze dans le protocole IPv4 :

- **Version** (4 bits) : ce champ identifie la version du protocole IP utilisée, ici 6.
- **Traffic Class** (8 bits) : similaire au champ TOS du datagramme IPv4, la classe de trafic est renseignée par le protocole de la couche supérieure et indique la classe et le niveau de priorité des données encapsulées. Des expérimentations sont en cours pour améliorer son efficacité : son format devrait donc être amené à évoluer.
- **Flow Label** (20 bits) : le label de flux est attribué par la source aux trafics qui nécessitent un traitement spécifique dans les routeurs du point de vue de la qualité de service. Un " flux " identifie les données échangées entre une source et son ou ses destinataire(s).
- **Payload Length** (16 bits) : Il s'agit de la longueur en octets des champs du datagramme autres que ceux de l'en-tête, à savoir les en-têtes d'extension (*Extension Headers*) et les données.

- **Next Header** (8 bits) : ce champ identifie le prochain en-tête encapsulé dans l'en-tête IPv6. Il utilise notamment les valeurs du champ *Protocol* de l'en-tête IPv4 pour identifier le protocole encapsulé dans le datagramme.
- **Hop Limit** (8 bits) : comme le TTL du paquet IPv4, ce champ est décrémenté d'une unité par chaque équipement faisant suivre le paquet. Lorsqu'il vaut zéro, le datagramme est détruit.
- **Source Address** (128 bits) : il s'agit de l'adresse IPv6 de l'équipement qui a généré le datagramme.
- **Destination Address** (128 bits) : ce champ contient l'adresse du récepteur visé par le datagramme. Si un en-tête d'extension *Routing* est présent, il ne s'agit pas forcément du destinataire final du paquet.

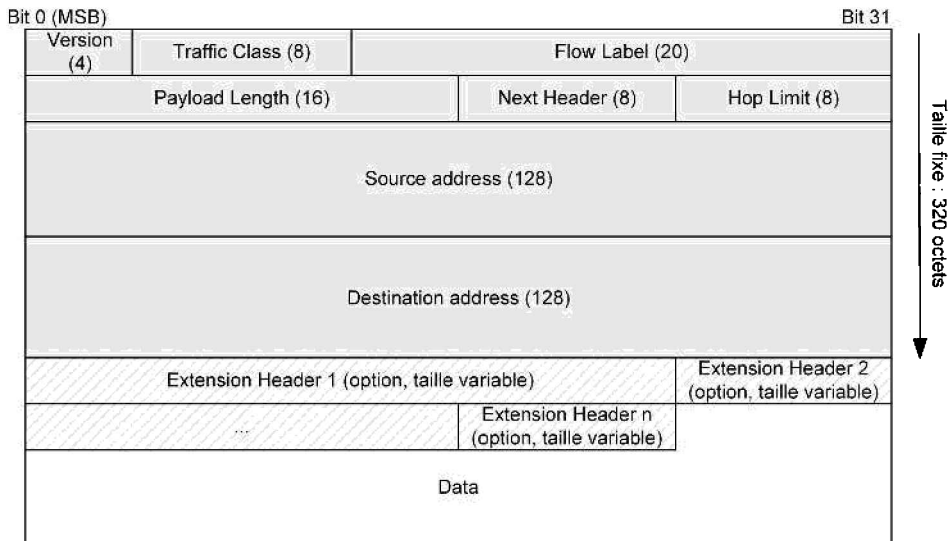


Figure 5.29 - Format du datagramme IPv6.

Contrairement à IPv4, la longueur de l'en-tête IPv6 est fixe, ce qui facilite et accélère son traitement. Il est néanmoins possible d'inclure des options à l'aide des en-têtes d'extension (*Extension Header*) dont la présence est signalée par le champ *Next Header*. La plupart des en-têtes d'extension sont examinés uniquement par la destination du paquet, et non par les routeurs sur le chemin, ce qui réduit le coût du traitement.

5.5.3 Les améliorations du protocole IPv6

La fragmentation à la source

Le protocole IPv6 nécessite que les protocoles de niveau liaison sur le chemin supportent une MTU de 1 280 octets minimum. Dans le protocole IPv4, n'importe quel routeur sur le chemin a la possibilité de fragmenter les datagrammes si le protocole de niveau liaison ne supporte pas une MTU de taille suffisante. La RFC 2460 préconise d'éviter la fragmentation par les routeurs : c'est la source IPv6 qui est responsable de la fragmentation des données issues des couches supérieures. Avant d'émettre, elle peut appliquer le protocole *Path MTU Discovery* qui lui permet de connaître la MTU sur le chemin ; si l'application le supporte, elle peut adapter directement la taille de ses paquets à l'émission. Le réassemblage est réalisé par la destination.

La découverte du voisinage

Le protocole ICMPv6 inclut plus de fonctionnalités que le protocole ICMP des réseaux IPv4. Associé au protocole *Neighbor Discovery* (ND), il se substitue au protocole ARP et permet la découverte du voisinage.

Encapsulé dans un datagramme IP, le message ICMPv6 possède la même structure que le message ICMP pour l'IPv4. Comme lui, il définit deux types de messages, erreur et information, mais propose aussi des messages supplémentaires utilisés par le protocole *Neighbor Discovery*. Ce protocole permet aux équipements d'obtenir des informations sur leur voisinage. Il regroupe notamment plusieurs fonctions qui étaient auparavant réalisées par les protocoles ARP et ICMP comme : la gestion des adresses (autoconfiguration et résolution des adresses physiques en adresses IP), la découverte des caractéristiques du lien (routeurs présents, préfixes, voisins actifs, valeur de la MTU, valeur du *Hop Limit*...) et enfin la gestion du routage (détermination du prochain saut, redirection du trafic sur un meilleur chemin).

L'autoconfiguration des adresses

La configuration automatique des équipements est un avantage d'IPv6 sur IPv4. Elle est réalisée au moyen du protocole *Neighbor Discovery*. Deux modes d'autoconfiguration existent, sans états et avec états :

- Dans le **mode sans états**, un équipement peut générer une adresse de lien local ou une adresse globale et vérifier son unicité sur le lien par le protocole ND. Cette configuration ne nécessite ni intervention manuelle, ni serveur spécifique mais exploite des informations locales et des informations émises par les routeurs. Elle est adaptée aux réseaux où seule l'unicité de l'adresse importe.
- Dans le **mode avec états**, le réseau est équipé d'un serveur DHCPv6 qui fournit l'adresse IP mais aussi d'autres informations optionnelles comme le nom de domaine, l'adresse des serveurs DNS, etc.

Les deux méthodes peuvent coexister. Dans une telle situation, le serveur DHCPv6 sert à fournir des informations supplémentaires (serveurs DNS, nom de domaine, etc.) mais les adresses IP sont construites automatiquement par les équipements.

La gestion de la mobilité

Le protocole IPv6 fournit nativement des mécanismes permettant à un équipement d'être accessible même lorsqu'il n'est pas connecté sur son réseau d'origine (réseau mère ou *home network*) et sans interruption des communications. Ces mécanismes sont très proches de ceux qui ont été développés pour la gestion de la mobilité dans IPv4 (protocole Mobile IP, décrit dans les RFC 3344 et 4721).

Un équipement IPv6 mobile possède au moins deux adresses :

- L'adresse mère ou *home address*, est construite à partir du préfixe du réseau mère de l'équipement. Un équipement est toujours accessible via son adresse mère qu'il soit rattaché à son réseau mère ou à un autre réseau appelé réseau étranger (*foreign network*).
- L'adresse temporaire ou *care-of address* est utilisée pour localiser le mobile lors de son déplacement sur un réseau étranger. Cette adresse possède le préfixe du réseau étranger. L'équipement l'acquiert par les mécanismes d'autoconfiguration avec ou sans états.

La gestion de la mobilité impose que le réseau mère soit équipé d'une machine spécifique, l'agent mère ou *home agent*, qui enregistre les adresses temporaires et redirige le trafic vers le mobile lorsqu'il est connecté à un réseau étranger. Lorsqu'il est connecté à un réseau étranger, deux méthodes de communication s'offrent au mobile.

Dans la première méthode, appelée *tunneling bidirectionnel*, l'équipement d'extrémité n'a pas besoin de connaître l'adresse temporaire du mobile, ni même de supporter les fonctions de mobilité. Il envoie les datagrammes à l'adresse mère du mobile. Les paquets sont interceptés par l'agent mère qui les fait suivre vers l'adresse temporaire. Pour plus de sécurité, un tunnel est mis en place entre l'agent mère et le mobile : les adresses visibles sont celles de l'agent mère et l'adresse temporaire ; les données sont chiffrées par le protocole IPSec. La sécurité est essentielle dans la mesure où le chemin pour atteindre le mobile peut traverser des réseaux inconnus. Les paquets émis par le mobile vers son correspondant empruntent aussi le tunnel. Cette configuration est illustrée sur la figure 5.30. Les inconvénients de cette méthode sont :

- la surexploitation de l'agent mère qui redirige tout le trafic émis par ou vers le mobile ;
- l'accroissement des délais de transmission dans la mesure où le chemin choisi n'est pas nécessairement le plus court ;
- la surcharge du réseau mère et même de l'Internet.

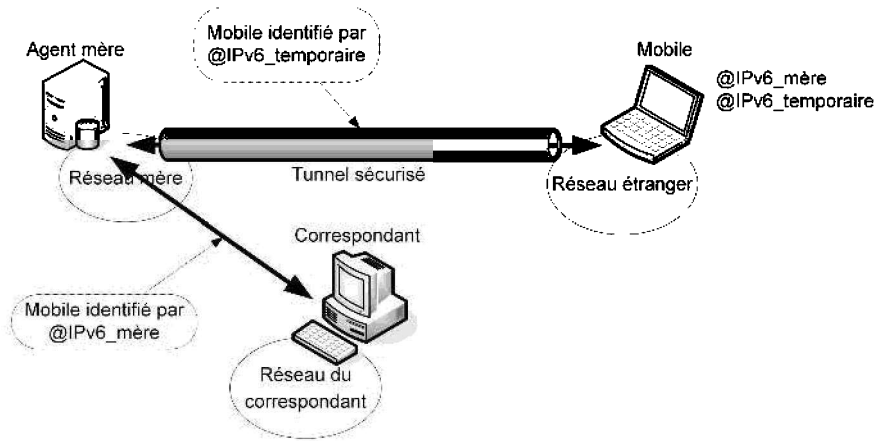


Figure 5.30 - Gestion de la mobilité IPv6 par tunneling bidirectionnel.

La deuxième méthode, dite *optimisation de routage*, résout ces problèmes en permettant au mobile de transmettre son adresse temporaire au correspondant. Ce dernier adresse les paquets directement au mobile sur son adresse temporaire, sans solliciter l'agent mère. Pour cela, il doit, comme l'agent mère, maintenir une table des associations pour tous les mobiles avec lesquels il entretient une communication. De plus, le mobile doit informer de sa mobilité l'agent mère et tous ses correspondants en envoyant des messages *binding* de mise à jour. Le fonctionnement de cette méthode est illustré sur la figure 5.31.

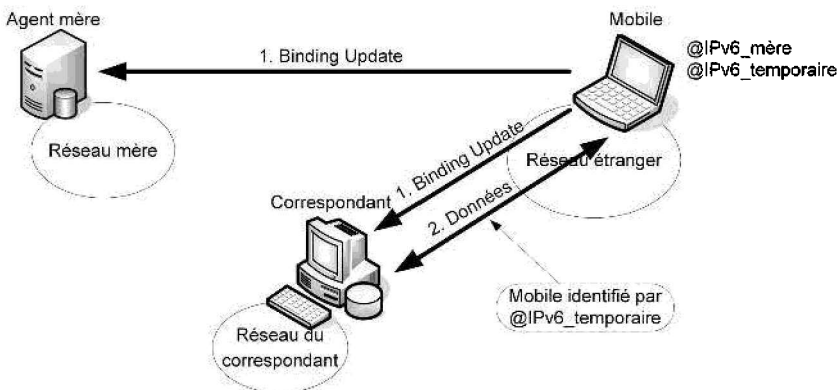


Figure 5.31 - Gestion de la mobilité IPv6 par optimisation de routage.

5.6 LE ROUTAGE

Le routage IP décrit dans le § 5.2.3 correspond à un **routage statique** dans lequel la table est établie une fois pour toutes. Ce type de routage simple peut être utilisé pour

un réseau local composé de sous-réseaux avec une connexion externe (cas de la figure 5.7).

Pour des réseaux plus denses et notamment sur le réseau cœur de l'Internet, il est nécessaire de mettre à jour régulièrement les tables de routage pour suivre les évolutions du réseau (un routeur est saturé, un chemin plus court est trouvé...). Il s'agit dans ce cas de **routage dynamique** dans lequel la table est mise à jour périodiquement à l'aide de protocoles spécifiques. Les routeurs envoient régulièrement la liste des réseaux ou des sous-réseaux que l'on peut atteindre par eux, ce qui permet aux autres routeurs de mettre à jour leurs tables de routage. Ils évaluent dynamiquement la meilleure route vers chaque réseau ou sous-réseau. Les algorithmes de routage utilisés dans ces protocoles de mise à jour dynamique sont décrits dans le paragraphe suivant.

5.6.1 Algorithmes de routage

Deux types d'algorithmes de routage dynamique existent :

- **les algorithmes à vecteurs de distance** (*Distance-Vector*) pour lesquels les informations échangées permettent pour chaque routeur de retenir la plus courte distance (le plus petit nombre de sauts) pour atteindre une destination ;
- **les algorithmes à état des liens** (*Link-State*) basés sur la transmission d'une carte complète des liens possibles entre les routeurs, ceux-ci doivent ensuite localement calculer les meilleures routes pour une destination.

Algorithmes à vecteur de distance

Ils sont basés sur l'algorithme de Bellman-Ford :

- un routeur diffuse régulièrement à ses voisins les routes qu'il connaît ;
- une route est composée d'une adresse destination, d'une adresse de routeur et d'une métrique indiquant le nombre de sauts nécessaires (la distance) pour atteindre la destination ;
- un routeur qui reçoit ces informations compare les routes reçues avec ses propres routes connues et met à jour sa table de routage :
- si une route reçue comprend un plus court chemin ;
- si une route reçue est inconnue.

Dans l'exemple donné figure 5.32, le routeur A reçoit à un instant donné le vecteur contenant les routes connues par le routeur voisin J. Le routeur A examine chaque route transmise et effectue si nécessaire une mise à jour de sa table de routage. Ainsi, l'entrée pour atteindre le réseau 4 est modifiée car le routeur J connaît une route plus courte. Le nombre de sauts transmis est de 3, le routeur A ajoute 1 saut pour aller jusqu'à J. Une nouvelle entrée pour atteindre le réseau 21 est également ajoutée.

Ce type d'algorithme que l'on retrouve dans le protocole **RIP** (*Routing Information Protocol*) a l'avantage de la simplicité pour des réseaux limités mais présente plusieurs inconvénients parmi lesquels :

- la taille des informations de routage est proportionnelle au nombre de routeurs interconnectés, donc les informations échangées sont volumineuses et peuvent saturer le réseau ;
- la métrique de distance est difficilement utilisable sur des réseaux étendus car elle présente une grande lenteur de convergence (beaucoup d'échanges sont nécessaires avant d'obtenir des valeurs de distance optimisées et stables) ;
- des bouclages peuvent exister, éventuellement à l'infini (le routeur A transmet une route erronée au routeur B qui la retransmet à A avec un coût augmenté de 1...);
- il ne peut y avoir de chemins multiples.

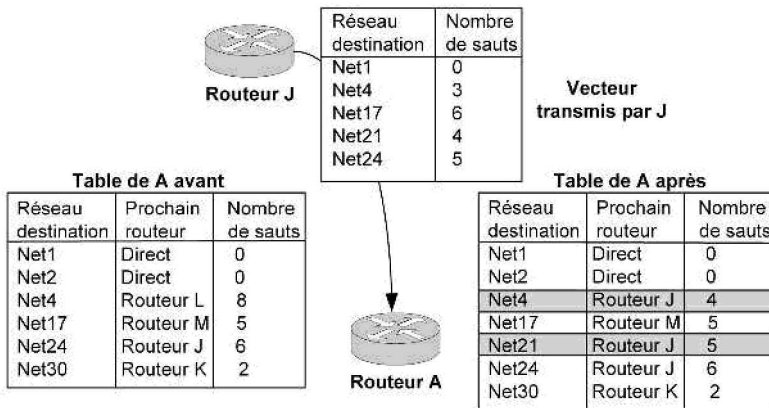


Figure 5.32 - Exemple d'application de l'algorithme *Vector-Distance*.

Algorithmes à état des liens

Ils sont basés sur la technique du plus court chemin SPF, (*Shortest Path First*) :

- les routeurs maintiennent une carte complète du réseau et calculent les meilleurs chemins localement en utilisant cette topologie ;
- les routeurs ne communiquent pas la liste de toutes les destinations connues (contrairement aux algorithmes - *Distance - Vector*) ;
- un routeur basé sur l'algorithme SPF teste périodiquement l'état des liens qui le relie à ses voisins, puis diffuse périodiquement ces états (*Link-State*) à tous les autres routeurs du domaine ;
- les messages diffusés ne spécifient pas des routes mais simplement l'état (*up, down*) entre deux routeurs ;
- lorsqu'un message parvient à un routeur, celui-ci met à jour la carte de liens et recalcule localement pour chaque lien modifié, la nouvelle route selon l'algorithme de Dijkstra (*shortest path algorithm*) qui détermine le plus court chemin pour toutes les destinations à partir d'une même source.

La figure 5.33 montre un exemple d'application de cet algorithme. Tous les routeurs possèdent à un instant donné la même table des liens. Si le routeur A veut envoyer un paquet vers le routeur C, il calcule le plus court chemin vers C et sélectionne le meilleur chemin.

tionne en conséquence le routeur B pour lui envoyer le paquet ; B trouve à son tour le plus court chemin vers C qui est direct.

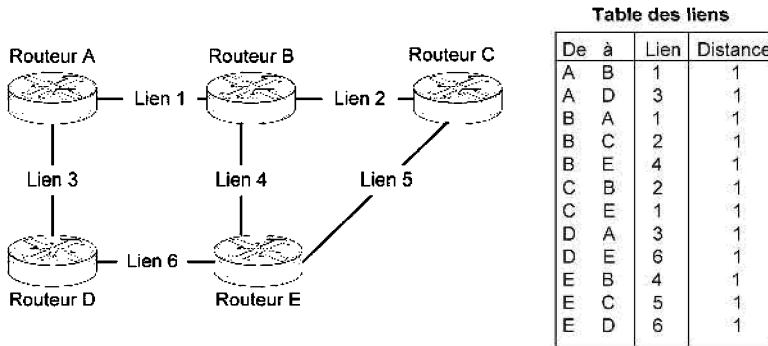


Figure 5.33 - Exemple d'application de l'algorithme *Link-State*.

Ce type d'algorithme utilisé dans le protocole **OSPF** (*Open Shortest Path First*) présente un certain nombre d'avantages :

- la convergence est rapide et sans boucle ;
- les chemins multiples sont possibles ;
- les métriques ne sont pas limitées à la distance ;
- chaque routeur calcule ses routes indépendamment des autres ;
- les messages diffusés sont inchangés d'un routeur à l'autre et permettent un contrôle aisé en cas de dysfonctionnement ;
- les messages ne concernent que les liens directs entre routeurs et ne sont donc pas proportionnels au nombre de réseaux dans le domaine.

En conclusion, les algorithmes *Link-State* sont plus complexes mais plus performants et mieux adaptés au facteur d'échelle que les algorithmes *Distance-Vector*.

Le protocole RIP

RIP (RFC 1058) est un protocole à vecteur de distance qui utilise une technique de diffusion *broadcast* périodique. Les transferts se font à l'aide de datagrammes UDP émis toutes les 30 secondes. La distance évaluée (la métrique) est le nombre de sauts exprimé comme un nombre entier variant de 1 à 15 ; la valeur 16 correspond à l'infini. Si une route n'est pas annoncée au moins une fois en 3 minutes, la distance correspondante devient « infinie ».

Les messages au format RIP (figure 5.34) commencent par un mot de 32 bits comportant le code de la commande et un numéro de version, suivi par un ensemble de couples adresse/métrique occupant cinq mots de 32 bits.

Les messages peuvent être de deux types :

- une requête (champ commande à 1) permet de demander à l'autre routeur d'envoyer tout ou partie de sa table de routage ;
- une réponse (champ commande à 2) contient tout ou partie de la table de routage de la machine émettrice.

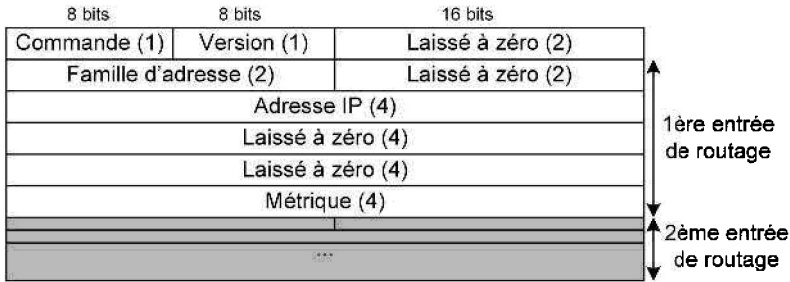


Figure 5.34 - Format des messages RIP.

Chacun des couples adresse/métrique permet la mise à jour des tables de routage du routeur recevant le message suivant l'algorithme de *Belman-Ford* décrit précédemment ; le champ « famille d'adresse » est par défaut à 2 pour les adresses IP. Le message RIP peut comporter jusqu'à 25 entrées de routage de 20 octets chacune (la taille totale du message reste inférieure à 512 octets).

Suivant l'état du routeur, différentes séquences sont mises en œuvre :

- *Initialisation*. Le routeur envoie sur chacune de ses interfaces une requête pour demander la table complète des routeurs connectés (le champ « *address family* » est à 0 et la métrique à 16).
- *Requête reçue*. Pour une requête d'initialisation, la table de routage intégrale est transmise. Sinon, pour chaque route demandée, la métrique en cours est renvoyée (16 pour une route inconnue).
- *Réponse reçue*. Le routeur peut mettre à jour sa table de routage en ajoutant, modifiant ou détruisant les différentes entrées.
- *Mises à jour périodiques*. Toutes les 30 s une partie ou l'intégralité de la table est envoyée aux routeurs adjacents par diffusion (*broadcast*) ou sur une liaison point à point entre deux routeurs.
- *Mises à jour déclenchées*. Lorsque la métrique d'une route varie, les entrées concernées sont transmises aux routeurs voisins.

Une deuxième version de RIP (RIP2, RFC 2453) propose un ensemble d'améliorations : le routage par sous-réseau, le support de CIDR, l'authentification des messages et la transmission multipoint. Elle utilise les espaces vides prévus dans le format des messages de la première version.

RIP est géré par tous les routeurs et sa simplicité permet une implémentation rapide. Les risques d'erreur sont limités et le résultat global satisfaisant si la topologie du réseau reste simple et les liaisons fiables. Mais pour des réseaux complexes, chaque changement de topologie n'est corrigé que lentement (convergence lente). Pendant le temps nécessaire au calcul, le réseau est dans un état intermédiaire où il peut y avoir des boucles pouvant causer des congestions temporaires.

La figure 5.35 présente une analyse de message RIP relevée sur un réseau *Token-Ring* (on note la présence d'une sous-couche LLC). Le port UDP 520 correspondant à RIP est utilisé pour la source et la destination. Il s'agit d'une réponse et le premier

couple adresse/métrieque est détaillé : deux sauts sont nécessaires pour atteindre le réseau 192.168.14.0 à partir du routeur 192.168.49.254.

```

Frame 17 (554 bytes on wire, 554 bytes captured)
Token-Ring
Logical-Link Control
Internet Protocol, Src Addr: 192.168.49.254 (192.168.49.254), Dst Addr: 255.255.255.255
User Datagram Protocol, Src Port: router (520), Dst Port: router (520)
Routing Information Protocol
  Command: Response (2)
  Version: RIPv1 (1)
  IP Address: 192.168.14.0, Metric: 2
    Address Family: IP (2)
    IP Address: 192.168.14.0 (192.168.14.0)
    Metric: 2
  IP Address: 192.168.15.0, Metric: 2
  IP Address: 192.168.16.0, Metric: 3
  IP Address: 192.168.17.0, Metric: 2
  IP Address: 192.168.18.0, Metric: 2
  IP Address: 192.168.19.0, Metric: 2

```

```

0000 10 40 ff ff ff ff ff ff 6c 00 19 ca 1d 85 aa aa  .@.....1.....
0010 03 00 00 00 08 00 45 00 02 14 f5 2a 00 00 20 11  ....E.....*..
0020 b1 08 c0 a8 31 fe ff ff ff ff 02 08 02 08 02 00  ....1.....
0030 00 00 02 01 00 00 00 02 00 00 c0 a8 0e 00 00 00  ....-.....
0040 00 00 00 00 00 00 00 00 00 02 00 02 00 00 c0 a8  ....-.....
0050 0f 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 02 00 02  ....-.....

```

Figure 5.35 - Exemple d'analyse RIP.

Le protocole OSPF

OSPF (RFC 2328) est un protocole à état des liens globalement plus efficace que RIP et qui tend à remplacer ce dernier pour le routage interne. En revanche les calculs locaux peuvent être assez lourds et les formats des messages ainsi que les échanges sont relativement complexes.

OSPF utilise l'algorithme SPF (*Shortest Path First*) afin d'élire la meilleure route, celle présentant le coût cumulé le plus faible sur l'ensemble de ses liens, vers une destination donnée. Dans l'exemple décrit à la figure 5.34, il s'agit d'atteindre le réseau local 192.168.10.0 à partir du routeur R1. Avec le protocole RIP, la route la plus courte en nombre de sauts passe par R5. Si certains liens présentent un débit plus élevé que d'autres, le choix de RIP n'est pas forcément pertinent. Le protocole OSPF attribue un coût à chaque lien afin de privilégier l'élection de certaines routes. Dans l'exemple, la métrique choisie est le débit. Suivant la table des liens et les coûts associés, la route OSPF passera par R2, R3 et R4 avec un coût total de 13 (1+1+1+10) et un débit minimum de 10 Mbit/s sur toute la route.

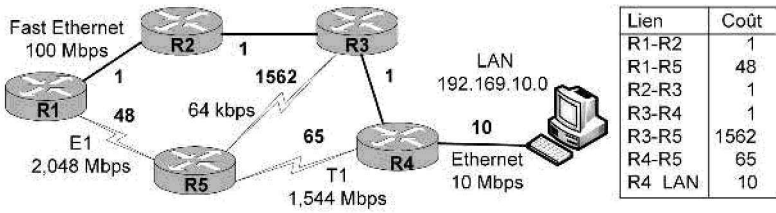


Figure 5.36 - Exemple de coûts sur des liens OSPF.

Un réseau OSPF est divisé en plusieurs zones (*Areas*) qui se connectent à une *Area* centrale de distribution, *Area 0*, appelé aussi le *backbone*. À terme, tous les routeurs auront la même base de données sur l'état des liens de tous les autres routeurs appartenant à la même *Aera*. Avant de pouvoir effectuer leur travail de routage à l'intérieur de cette même zone, les routeurs OSPF doivent préalablement remplir un certain nombre de tâches décrites ci-dessous.

- 1. *Établir la liste des routeurs voisins à l'aide de messages hello*

Des paquets de données *hello* sont envoyés périodiquement (par défaut toutes les 10 s) sur chaque interface du routeur où le processus de routage dynamique a été activé. L'adresse multicast 224.0.0.5 est utilisée (voir § 5.4.1), tout routeur OSPF se considère comme destinataire. Les paquets *hello* permettent à chaque routeur de s'annoncer auprès de ses voisins (deux routeurs sont dits voisins s'ils ont au moins un lien en commun) et d'intégrer leurs adresses IP dans une base de données appelée « base d'adjacences » (*adjacencies database*), en vérifiant que le lien est bien symétrique. Ce processus est généralisé à l'ensemble des routeurs de la zone qui à terme connaîtront les adresses IP de tous leurs voisins.

- 2. *Élire le routeur désigné*

Dans une zone OSPF, il est nécessaire d'élire un routeur désigné (DR, *Designated Router*) qui servira de référent pour la base de données topologique (la carte des liens) représentant le réseau. Cette élection répond à trois objectifs :

- réduire le trafic lié à l'échange d'informations sur l'état des liens (il n'y a pas d'échange entre tous les routeurs mais entre chaque routeur et le DR) ;
- améliorer l'intégrité de la base de données topologique (cette base de données doit être unique) ;
- accélérer la convergence, c'est-à-dire le temps mis pour que tous les routeurs aient la même table complète et à jour (point faible de RIP).

Par convention, le DR est celui qui a la priorité (*Router Priority*) la plus élevée, celle-ci est codée sur 8 bits et fixée par défaut à 1 sur tous les routeurs OSPF. L'administrateur codera une valeur supérieure sur le routeur qu'il veut privilégier. L'élection du DR se fait à l'aide d'échange de paquets *hello* qui contiennent l'adresse et la valeur de priorité du routeur-émetteur.

- 3. *Découvrir les routes*

Pour constituer la base de données topologique, les routeurs doivent communiquer les liens qu'ils connaissent. Sur une interface sans DR (liaison point à point par exemple), les mises à jour OSPF sont envoyées directement au voisin. Sur une interface avec un DR, les routeurs « non DR » envoient leurs mises à jour au DR en utilisant l'adresse *multicast* 224.0.0.6. Le DR relaie les mises à jour à tous les routeurs OSPF en utilisant l'adresse *multicast* 224.0.0.5.

Dans un premier temps, le routeur émetteur (le plus souvent le DR) commence par transmettre un résumé de sa base de données topologique via des paquets de données appelés DBD (*DataBase Description*). Plus précisément, ces paquets

contiennent un extrait des enregistrements LSA (*Link State Advertisement*) qui comprend essentiellement l'identificateur du lien et un numéro de séquence. Ce numéro permet de déterminer l'ancienneté des informations reçues. Si les LSA reçus sont plus récents que ceux dans sa base topologique, le routeur récepteur demande une information plus complète par un paquet LSR (*Link State Request*). Le routeur émetteur répond par des paquets LSU (*Link State Update*) contenant l'intégralité du LSA demandé et notamment le coût du lien ou des liens si le routeur en possède plusieurs (figure 5.37). Au bout d'un certain nombre d'échanges de LSA, chaque routeur possèdera la table complète d'état des liens à un instant donné. Un changement d'état sur un lien est ensuite signalé si besoin par le routeur possédant l'interface correspondante.

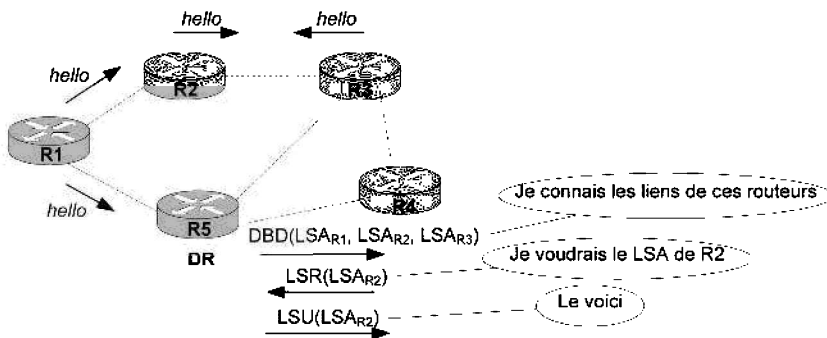


Figure 5.37 - Exemple de construction de la topologie OSPF.

La figure 5.38 donne la structure des principaux paquets OSPF. L'en tête commun comprend les champs :

- **Type de paquet OSPF** : Hello (1), DBD (2), LS Request (3) (requête d'état des liaisons), LS Update (4) (mise à jour d'état des liaisons), LS ACK (5) (accusé de réception d'état des liaisons) ;
- ID du routeur d'origine (son adresse IP) ;
- ID de la zone d'origine du paquet (*Area*) ;
- Des champs pour l'authentification du message.

Le paquet DBD dont le rôle est de donner un extrait de la table des liens contient les champs :

- *Interface MTU* donne la taille maximum des paquets IP que l'interface du routeur peut envoyer sans fragmentation ;
- *Options* indique les options supportées par le routeur OSPF ;
- *Flags* donne des informations sur l'échange du DBD (premier paquet de la séquence, provient du DR...) ;
- *DD Sequence Number* pour numéroté les paquets DBD ;
- *LSA Header* est l'en-tête du LSA avec les champs suivants :
 - ◊ *LS Age* est le nombre de secondes écoulée depuis que le LSA a été créé ;
 - ◊ *LS Type* indique le type de lien que le LSA décrit (Routeur-LSAs, Network-LSA...) ;

- *Link State ID* identifie le lien, généralement sous forme d'une adresse IP ;
- *Advertising Router* est l'adresse IP du routeur émetteur (généralement le DR) ;
- *LS Sequence Number* pour la mise à jour des LSA.

Le paquet LSU contient les *LSA Header* et le corps du LSA qui dépend fortement du type de LSA mais qui contient toujours l'information principale pour chaque LSA, c'est-à-dire le coût du ou des liens (*Metric*), voir exemple de la figure 5.36.

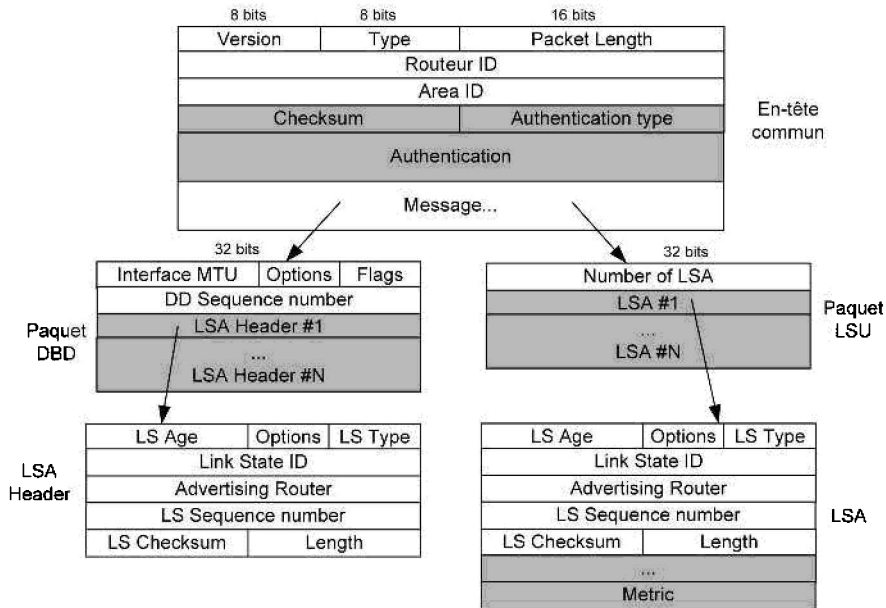


Figure 5.38 - Format des paquets DBD et LSU.

• 4. Sélectionner les bonnes routes

Chaque routeur possédant la table à jour des liens est capable de calculer au besoin la nouvelle route vers une destination selon l'algorithme de Dijkstra (*shortest path algorithm*).

• 5. Maintenir la base topologique

Quand un changement survient sur un lien, les routeurs doivent avertir leurs voisins. Les paquets *hello* sont envoyés par défaut toutes les 10 s : au bout de 40 s de silence, un lien sera considéré comme non actif. Le routeur envoie alors un paquet LSU contenant l'information du nouvel état du lien au DR (224.0.0.6) qui feront passer le message aux autres routeurs (224.0.0.5). Une fois reçu le LSU, les routeurs mettent à jour leur base de données d'état des liens. Si aucun changement d'état n'intervient dans le réseau, les informations seront quand même mises à jour périodiquement, la période d'existence par défaut des LSA est fixée à 30 min.

La figure 5.39 montre un exemple d'analyse OSPF pour un paquet de type LSU comprenant deux LSA. L'information provient du DR 10.3.3.3 et est destinée à tous les routeurs non DR (224.0.0.5). Le type du premier LSA (*Router-LSA*) indique que

le LSA décrit les états de toutes les interfaces du routeur, dans ce cas, l'identificateur du lien (*Link State ID*) a même valeur que celle du routeur à l'origine du LSA (*Advertising Router*). Le premier LSA décrit sept liens avec pour chacun, le type de lien, l'identificateur et le coût (*metric*).

```

# Frame 38 (202 bytes on wire, 202 bytes captured)
# Ethernet II, Src: Cisco_35:F5:B5 (00:10:7b:35:f5:b5), Dst: IPv4mcast_00:00:05 (01:00:5e:00:00:05)
# Internet Protocol, Src: 192.168.23.2 (192.168.23.2), Dst: 224.0.0.5 (224.0.0.5)
# Open Shortest Path First
# OSPF Header
  OSPF version: 2
  Message Type: LS Update (4)
  Packet Length: 168
  Source OSPF Router: 10.3.3.3 (10.3.3.3)
  Area ID: 0.0.0.1
  Packet Checksum: 0xdc6c [correct]
  Auth Type: Null
  Auth Data (none)
# LS Update Packet
  Number of LSAs: 2
  # LS Type: Router-LSA
    LS Age: 1 seconds
    Do Not Age: False
    # Options: 0x22 (DC, E)
      Link-State Advertisement Type: Router-LSA (1)
      Link state ID: 10.3.3.3
      Advertising Router: 10.3.3.3 (10.3.3.3)
      LS sequence Number: 0x80000006
      LS checksum: 0xcccc6
      Length: 108
    # Flags: 0x00 ( )
      Number of Links: 7
      # Type: Transit ID: 192.168.23.2 Data: 192.168.23.2 Metric: 10
      # Type: PTP ID: 10.2.2.2 Data: 192.168.12.2 Metric: 64
      # Type: Stub ID: 192.168.12.0 Data: 255.255.255.0 Metric: 64
      # Type: PTP ID: 10.1.1.1 Data: 192.168.2.2 Metric: 64
      # Type: Stub ID: 192.168.2.0 Data: 255.255.255.0 Metric: 64
      # Type: Stub ID: 10.3.3.3 Data: 255.255.255.255 Metric: 1
      # Type: Stub ID: 10.0.250.12 Data: 255.255.255.255 Metric: 1
  
```

Figure 5.39 – Exemple d'analyse d'un paquet LSU.

5.6.2 Routage sur Internet

Les systèmes autonomes

Pour l'Internet, qui est constitué d'interconnexions de réseaux, une organisation hiérarchique doit être établie au niveau du routage (figure 5.40) :

- le routage à l'intérieur de systèmes autonomes AS, (*Autonomous System*) qui correspondent à un domaine de routage lié à un découpage de l'Internet et sous la responsabilité d'une autorité unique (un AS est identifié par un numéro unique attribué par l'ICANN) ;

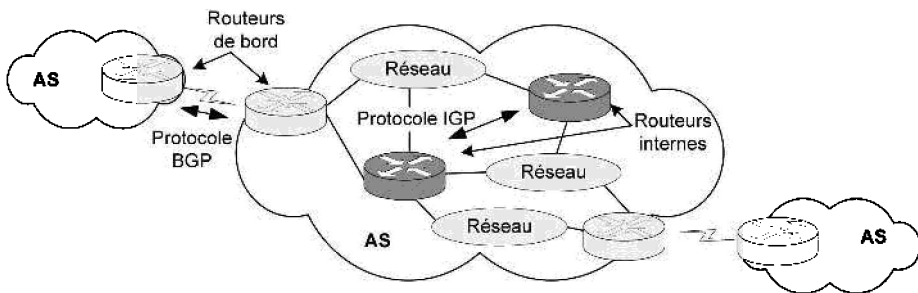


Figure 5.40 – Organisation hiérarchique du routage.

- le routage d'interconnexion entre les AS.
Ces deux niveaux de routage font appel à des protocoles spécifiques :
- les protocoles de routage interne **IGP** (*Interior Gateway Protocols*) telles que RIP et OSPF qui concernent les routeurs internes ;
- les protocoles de routage externe comme **EGP** (*Exterior Gateway Protocols*) ou **BGP** (*Border Gateway Protocol*) utilisés par les routeurs externes ou routeurs de bord (*border routers*).

Le protocole BGP

BGP (RFC 4271) est utilisé par les routeurs de bord des AS pour échanger de grandes quantités d'informations sur les réseaux qu'ils connaissent et pour lesquels ils proposent du transit (figure 5.39). Des attributs associés à ces réseaux internes sont également échangés pour permettre par exemple d'éviter les boucles ou d'élire la meilleure route. Contrairement aux protocoles de routage interne, BGP n'utilise pas de métrique classique mais base les décisions de routage sur la succession d'AS et de réseaux internes du chemin, sur les attributs de ces réseaux internes et sur un ensemble de règles de sélection définies par l'administrateur de l'AS. BGP est un protocole à vecteur de chemin (*path vector*).

Pour échanger les données de routage entre AS, deux types de partage (*peering*) entre deux routeurs voisins BGP (*peers*) existent (figure 5.41) :

- *customer-provider peering* : il s'agit d'une relation asymétrique dans laquelle un client (un domaine de routage) achète une connectivité à l'Internet auprès d'un FAI (un autre domaine de routage). Dans ce cas, le client envoie ses routes internes et les routes apprises de ses propres clients au fournisseur. Ce dernier annonce ces routes sur tout l'Internet. Le fournisseur annonce à son client toutes les routes qu'il connaît et le client est capable en principe d'atteindre n'importe quelle adresse sur l'Internet.
- *shared-cost peering* : il s'agit d'une relation symétrique où deux domaines de routage acceptent d'échanger gratuitement leurs paquets à travers un point d'interconnexion. Chaque *peer* BGP envoie à l'autre ses propres routes et celles de ses clients. Le point d'interconnexion sera utilisé par chaque *peer* BGP pour atteindre les destinations des clients de l'autre.

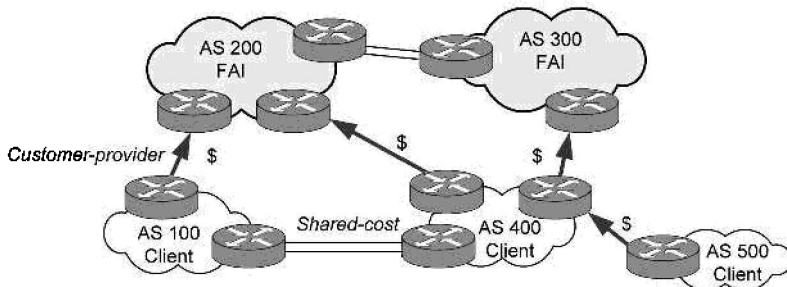


Figure 5.41 - Les deux types de partage BGP.

D'un point de vue protocolaire, la connexion entre deux routeurs *peers* est initiée par l'un des deux routeurs en utilisant TCP sur le port 179 (BGP est le seul protocole de routage à utiliser TCP comme protocole de transport). Ensuite, les différentes phases du protocole BGP sont les suivantes :

- Chaque routeur BGP échange avec ses voisins des messages *Open* pour ouvrir et négocier les paramètres de la session BGP (numéros d'AS respectifs, capacités de chacun des *peers*...) ;
- Les routeurs BGP échangent les informations concernant l'accessibilité des préfixes IP (réseaux destinations) qu'ils connaissent par l'intermédiaire de messages *Update*. Ces informations contiennent des attributs comme l'adresse du prochain nœud (attribut *Next_hop*), la liste des AS du chemin (attribut *AS_Path* : liste ordonnées des AS traversés) ou des contraintes sur les routes internes (attribut *Local_Preference* : métrique destinée aux routeurs externes pour privilégier certaines routes internes). Les routeurs BGP vont alors pouvoir prendre leurs décisions de routage et construire un graphe formé d'AS (sans boucle) sur lequel une politique de routage pourra être appliquée pour contraindre ou favoriser certains chemins suivant les attributs reçus et les restrictions ou préférences locales (voir exemple décrit à la figure 5.42).
- Après avoir échangé la totalité des informations de routage, les routeurs BGP ne transmettent que les modifications (nouvelles routes ou retrait de routes) par des messages *Update*.
- Des messages *Keepalive* sont transmis périodiquement pour maintenir ouverte la session BGP.
- Des messages *Notification* sont utilisés pour fermer une session BGP suite à une erreur.

Dans l'exemple décrit par la figure 5.42, les contraintes suivantes sont mises en place par l'administrateur de l'AS 100 dans les routeurs R3 et R4 :

- pour arriver au réseau 172.30.0.0/22 depuis l'extérieur, il faut forcément passer par R4 ;
- pour aller du réseau 10.2.0.0/16 au réseau 172.18.0.0/20, il n'y a pas de possibilité de passage par l'AS 100 ;

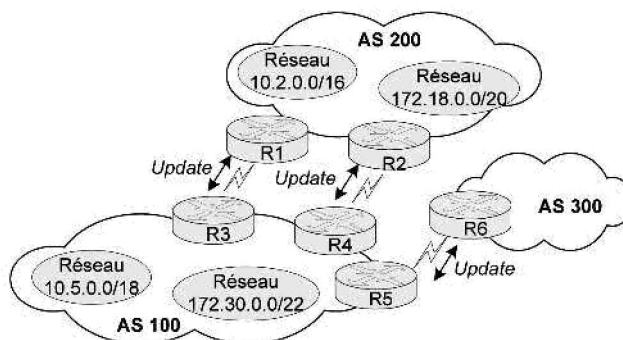


Figure 5.42 - Exemple de contraintes de routage BGP.

- tous les paquets venant de l'AS 200 à destination de l'AS 300 passe par R4 ;
- tous les paquets à destination de l'AS 200 venant de l'AS 300 passent par R3.

D'un point de vue fonctionnel, BGP se rapproche d'avantage d'un protocole à vecteur de distance que d'un protocole à état des liens mais avec des différences importantes :

- mémorisation de toutes les routes vers toutes les destinations ;
- le chemin suivi est décrit explicitement à l'aide de la liste des AS traversés ;
- les attributs des réseaux internes traversés permettent de donner un poids au chemin vers une destination (*path vector*) ;
- pas de transmission périodique des meilleures routes, mais uniquement des modifications ;
- construction de routes sans boucle.

Le format des principaux paquets est décrit à la figure 5.43, l'en-tête commun est composé :

- d'un champ *Marker* de 16 octets qui permet d'authentifier les messages BGP entrants et de détecter une perte de synchronisation entre deux routeurs BGP ;
- d'un champ *Type* d'un octet qui définit le type de message envoyé (1 : *Open* ; 2 : *Update* ; 3 : *Notification* ; 5 : *Keepalive*).

```

# Frame 16 (270 bytes on wire, 270 bytes captured)
# Ethernet II, Src: dellComp_23:c5:95 (00:c0:4f:23:c5:95), Dst: cisco_35:0e:1c (00:00:0c:35:0e:1c)
# Internet Protocol, Src: 192.168.0.15 (192.168.0.15), Dst: 192.168.0.33 (192.168.0.33)
# Transmission Control Protocol, Src Port: eIateLink (2124), Dst Port: bgp (179), Seq: 49, Ack: 49, Len: 216
# Border Gateway Protocol
  # UPDATE Message
    Marker: 16 bytes
    Length: 98 bytes
    Type: UPDATE Message (2)
    Unfeasible routes length: 0 bytes
    Total path attribute length: 72 bytes
  # Path attributes
    # ORIGIN: INCOMPLETE (4 bytes)
    # AS_PATH: {500, 500} 65211 (13 bytes)
      # Flags: 0x40 (well-known, transitive, complete)
      type code: AS_PATH (2)
      Length: 10 bytes
      # AS path: {500, 500} 65211
        # AS path segment: {500, 500}
          path segment type: AS_SET (1)
          Path segment length: 2 ASs
          Path segment value: 500 500
        # AS path segment: 65211
          path segment type: AS_SEQUENCE (2)
          Path segment length: 1 AS
          Path segment value: 65211
      # NEXT_HOP: 192.168.0.15 (7 bytes)
      # LOCAL_PREF: 100 (7 bytes)
      # ATOMIC_AGGREGATE (3 bytes)
      # AGGREGATOR: AS: 65210 origin: 192.168.0.10 (9 bytes)
      # COMMUNITIES: 65215:1 790:4 340:250 (15 bytes)
      # ORIGINATOR_ID: 192.168.0.15 (7 bytes)
      # CLUSTER_LIST: 192.168.0.250 (7 bytes)
    # Network layer reachability information: 3 bytes
      # 172.16.0.0/16
        NLRI prefix length: 16
        NLRI prefix: 172.16.0.0 (172.16.0.0)
  
```

Figure 5.43 – Format des paquets BGP.

Pour le paquet *Open*, les champs suivant sont utilisés :

- *My Autonomous System* donne le numéro d'AS de l'émetteur ;
- *Hold Time* indique le temps pendant lequel le récepteur doit rester à l'écoute (nombre maximum de secondes entre la réception successive de messages *Keepalive* et/ou *Update* envoyés par l'émetteur) ;

- *BGP Identifier* est l'adresse IP assignée au routeur BGP émetteur ;
- *Options* pour des paramètres optionnels pouvant servir notamment à l'authentification des routeurs BGP.

Pour le paquet *Update*, les champs définissent les routes et leurs attributs :

- *Withdrawn Routes Length* donne en octets la taille du champ *Withdrawn Routes* ;
- *Withdrawn Routes* contient la liste des préfixes d'adresses IP pour les routes devenues impraticables ;
- *Total Path Attributes Length* indique la taille totale en octets du champ *Path Attributes* ;
- *Path Attributes* est un champ de taille variable qui donne le type et la valeur des différents attributs de chemin ;
- *Flags* permet de spécifier le type d'attribut (*Optionnel, Transitif, Partiel*) ;

Les principaux attributs sont :

- *Origin* : valeur 0 pour une adresse apprise à l'aide d'un protocole interne ; valeur 1 pour une adresse apprise depuis l'extérieur par BGP ; valeur 2 pour une adresse incomplète (utilisé pour les routes statiques) ;
- *AS_Path* : sa valeur donne la suite des numéros d'AS ajoutés par chaque routeur traversé ;
- *Next_hop* : sa valeur est l'adresse du prochain routeur pour parvenir à une destination ;
- *Multiple_Exit_Discriminator* : sa valeur est une métrique utilisée pour choisir un point d'entrée sur un AS voisin ;

```

Frame 16 (270 bytes on wire, 270 bytes captured)
  Ethernet II, Src: DellComp_23:c5:95 (00:c0:4f:23:c5:95), Dst: Cisco_35:0e:1c (00:00:0c:35:0e:1c)
  Internet Protocol, Src: 192.168.0.15 (192.168.0.15), Dst: 192.168.0.33 (192.168.0.33)
  Transmission Control Protocol, Src Port: etalink (2124), Dst Port: bgp (179), Seq: 49, Ack: 49, Len: 216
  Border Gateway Protocol
    UPDATE Message
      Marker: 16 bytes
      Length: 98 bytes
      Type: UPDATE Message (2)
      Unfeasible routes length: 0 bytes
      Total path attribute length: 72 bytes
      Path attributes
        ORIGIN: INCOMPLETE (4 bytes)
        AS_PATH: {500, 500} 65211 (13 bytes)
          Flags: 0x40 (well-known, Transitive, Complete)
          Type code: AS_PATH (2)
          Length: 10 bytes
          AS path: {500, 500} 65211
            AS path segment: {500, 500}
              Path segment type: AS_SET (1)
              Path segment length: 2 ASs
              Path segment value: 500 500
            AS path segment: 65211
              Path segment type: AS_SEQUENCE (2)
              Path segment length: 1 AS
              Path segment value: 65211
          NEXT_HOP: 192.168.0.13 (7 bytes)
          LOCAL_PREF: 100 (7 bytes)
          ATOMIC_AGGREGATE (3 bytes)
          AGGREGATOR: AS: 65210 origin: 192.168.0.10 (9 bytes)
          COMMUNITIES: 65215:1 790:4 340:250 (13 bytes)
          ORIGINATOR_ID: 192.168.0.15 (7 bytes)
          CLUSTER_LIST: 192.168.0.250 (7 bytes)
        Network layer reachability information: 3 bytes
          172.16.0.0/16
            NLRI prefix length: 16
            NLRI prefix: 172.16.0.0 (172.16.0.0)
  
```

Figure 5.44 – Exemple de message BGP Update.

- *Local_Preference* : sa valeur est une métrique utilisée pour donner une préférence à une route interne ;
- *Network Layer Reachability Information* (NLRI) est un champ de taille variable qui contient la liste des préfixes d'adresses IP (les réseaux qui peuvent être atteints par le routeur émetteur). Les attributs de chemin sont appliqués à toutes les destinations contenues dans le champ NLRI.

La figure 5.44 montre un exemple d'analyse BGP pour un paquet de type *Update* envoyé vers un routeur Cisco. Les attributs de chemin indiquent qu'il s'agit d'une adresse statique (*Incomplete*), que la route vers la destination 172.16.0.0 (NLRI) passe par le routeur émetteur (l'adresse du *Next_hop* est égale à celle du routeur émetteur : 192.168.0.15) et travers les AS 65211 et 500.

5.6.3 Routage et QoS

La QoS au niveau d'IP

Sur Internet, la qualité de service (QoS, *Quality of Service*) peut être gérée au niveau des routeurs et du protocole IP en cherchant un traitement particulier pour certains datagrammes ou certains flux identifiés. Par exemple, tous les paquets IP issus d'une vidéo seront prioritaires dans la file d'attente du routeur. Pour le protocole IP, l'identification, la classification et le traitement des paquets sont réalisés à partir du champ réservé dans l'en-tête pour coder les informations liées à la qualité de service.

La figure 5.45 situe par rapport à IP les différents modèles et protocoles de QoS décrits dans les paragraphes suivants. La QoS est toujours demandée par l'application suivant ses besoins (débit élevé pour la vidéo, contrainte de temps pour la voix...).

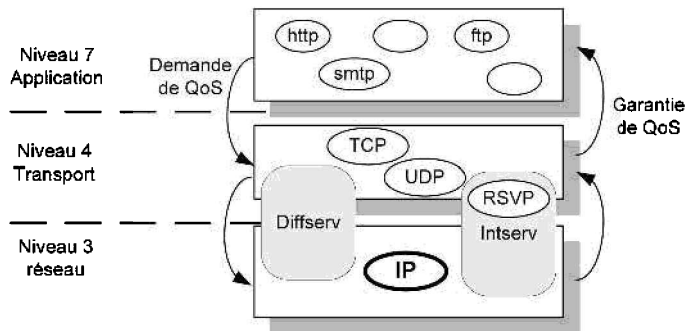


Figure 5.45 - IP et les différents modèles de QoS.

Traitement dans les routeurs

Un routeur QoS intègre une logique spécifique de traitement mettant en œuvre différents algorithmes de traitement des paquets associés à des files d'attente sur ses interfaces de sortie (figure 5.46). La première étape pour le routeur est la classification des paquets. Elle concerne directement IP et peut être réalisée de trois façons :

- à partir du champ TOS de l'en-tête IPv4 ;
- à partir du champ DSCP redéfini dans l'en-tête IPv4 ou défini par défaut dans l'en-tête IPv6 dans un contexte *DiffServ* ;
- à partir d'une définition multichamp intégrant par exemple :
 - les adresses IP source et destination ;
 - le champ TOS ou DCSP ;
 - les ports sources et destination des en-têtes TCP ou UDP, ce qui permet une classification suivant l'application envisagée mais rend plus complexe l'analyse des en-têtes.

Après la classification, les paquets sont traités pour être dirigés vers la file d'attente qui correspond à une priorité donnée ou à un flux particulier. Enfin, l'ordonnanceur gère la transmission des paquets en sortie à partir de l'ensemble des files d'attente. Différentes politiques existent : l'ordonnanceur peut transmettre en priorité les paquets issus des files de haute priorité (*Priority Queuing*) ou réaliser un multiplexage temporel équitable des paquets issus des files organisées par flux, en rajoutant une pondération (*Weighted Fair Queuing*).

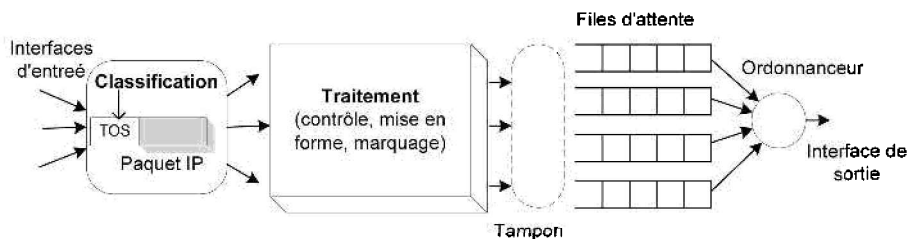


Figure 5.46 - Traitement IP dans un routeur.

Le modèle IntServ (RSVP)

IntServ (*Integrated Services*) est un modèle d'architecture défini par l'IETF (RFC 1633) qui propose de réserver des ressources dans les routeurs intermédiaires avant de commencer à les utiliser. Contrairement au modèle *DiffServ* défini au paragraphe suivant, chaque application est libre de demander une QoS spécifique à ses besoins. Grâce au protocole associé RSVP (*Resource ReSerVation Protocol*), les routeurs intermédiaires vérifient s'ils peuvent accorder cette QoS, et acceptent ou refusent en conséquence la réservation de l'application. Si la réservation est acceptée, l'application est alors assurée d'obtenir des garanties pour le transfert des données, selon ce qui a été négocié (figure 5.47). Par rapport à l'infrastructure classique de l'Internet, le modèle *IntServ* ajoute donc deux contraintes :

- l'identification du flux de données d'une application nécessitant de la QoS ;
- la gestion d'informations d'état supplémentaires dans les routeurs pour traiter ces flux de données QoS.

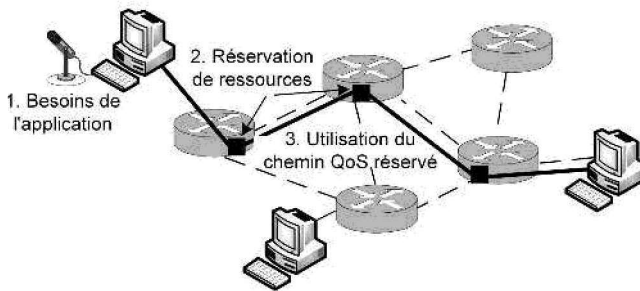


Figure 5.47 - Le modèle « services intégrés ».

Le protocole RSVP (RFC 2205) utilisé par *Intserv* est avant tout un protocole de signalisation situé au niveau 4 du modèle OSI et qui permet de réserver dynamiquement de la bande passante et de garantir un délai pour des applications *unicast* et *multicast*. Il est basé sur la demande de QoS par le récepteur plutôt que par l'émetteur, ce qui permet d'éviter que certaines applications émettrices ne monopolisent des ressources inutilement, au détriment de la performance globale du réseau.

Les routeurs situés sur le chemin du flux des données répondent aux requêtes RSVP, établissent et maintiennent les connexions (les messages RSVP passent de façon transparente les routeurs non RSVP). Contrairement à la réservation d'un chemin statique de type circuit virtuel, les routeurs réservent les ressources de manière dynamique en mémorisant des informations d'état (*soft state*). Quand un chemin n'est plus utilisé, les ressources sont libérées. De même si le chemin est modifié, les tables d'états doivent pouvoir être tenues à jour, ce qui engendre des échanges périodiques entre routeurs.

La réservation dans RSVP s'effectue en deux temps (figure 5.48) :

- Les sources d'information génèrent périodiquement des messages de recherche de chemin QoS nommés **Path** qui se propagent suivant un protocole de routage *unicast* (RIP, OSPF...) ou suivant un arbre de distribution *multicast* à travers les routeurs.

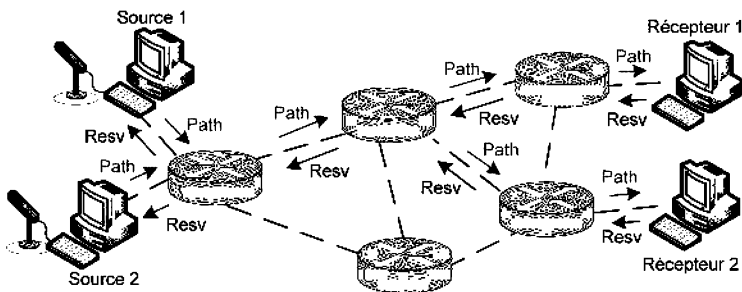


Figure 5.48 - Processus de réservation RSVP.

- Les récepteurs adressés en *unicast* ou *multicast* sont informés des exigences des sources et répondent par des requêtes de réservation **Resv** qui effectuent, dans les

routeurs, les réservations demandées et remontent jusqu'aux sources sélectionnées suivant le chemin inverse.

Intserv présente un certain nombre de points faibles :

- RSVP impose le maintien des informations d'état dans chaque routeur du chemin liant la source au récepteur. Lorsque le nombre de sessions ou de participants à une session augmente (facteur d'échelle), le nombre d'états dans les routeurs et les rafraîchissements entre routeurs deviennent conséquents et mettent en cause la validité du modèle dans les réseaux très denses.
- Tous les routeurs, y compris les routeurs au cœur du réseau travaillant à haut débit, doivent inspecter plusieurs champs de chaque paquet afin de déterminer la réservation associée à ce dernier. Après la classification, chaque paquet est placé dans la file d'attente qui correspond à la réservation. La classification et la gestion de files d'attentes pour chaque flux individuel rendent difficile l'utilisation du modèle *IntServ* dans les réseaux à haut débit.
- Même si RSVP est prévu pour fonctionner avec des routeurs classiques qui ne garantissent pas la réservation de ressources, le processus sera d'autant moins efficace que le nombre de routeurs non-RSVP sera important.

Le modèle DiffServ

Contrairement à *IntServ*, le modèle *DiffServ* (*Differentiated Services*) défini par l'IETF (RFC 2475) ne propose pas de réservation dans les nœuds intermédiaires. Le principe de base consiste à introduire plusieurs classes de service offrant chacune une QoS différente. Suivant les besoins de l'application, chaque flux de trafic se voit donc attribuer une classe de service appropriée.

Cette classification de trafic est effectuée en périphérie du réseau, directement à la source ou sur un routeur d'accès (*Edge Routeur*), selon des critères préconfigurés (adresses IP ou ports TCP/UDP). Chaque paquet est marqué avec un code (DSCP, *DiffServ Code Point*) qui indique la classe de trafic assignée. Les routeurs dans le cœur du réseau (*Core router*) utilisent ce code, transporté dans un champ du datagramme IP, pour déterminer la QoS requise par le paquet et le comportement associé (PHB, *Per Hop Behavior*), comme illustré à la figure 5.49. Tous les paquets ayant le même code reçoivent ainsi le même traitement.

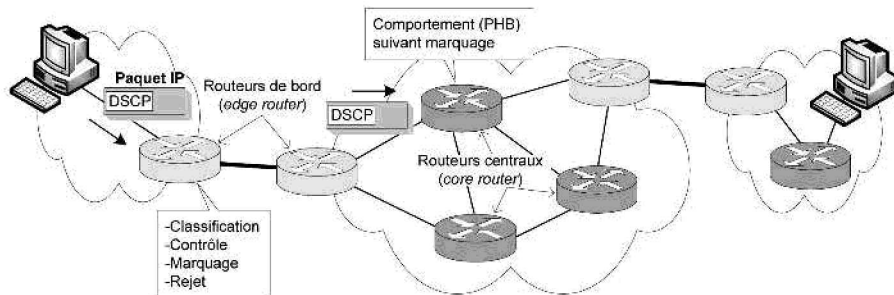


Figure 5.49 – Le modèle « services différenciés ».

Les critères de classification des paquets doivent refléter les besoins réels de l'application source et donc de l'information qu'ils transportent en termes de largeur de bande, sensibilité aux pertes de paquets, sensibilité aux délais et aux variations de délai (gigue). Par exemple, la VoIP, qui justifie à elle seule l'introduction de la QoS, est sensible aux délais ainsi qu'aux variations de délai, beaucoup plus qu'à la perte de paquets.

Le modèle *DiffServ* utilise les champs TOS d'IPv4 ou TC d'IPv6 (voir §§ 5.2.1 et 5.5.2) qui ont été renommés en DSCP (*Differentiated Service Code Point*). La signification de chaque bit de l'octet DSCP est détaillée dans la figure 5.50.

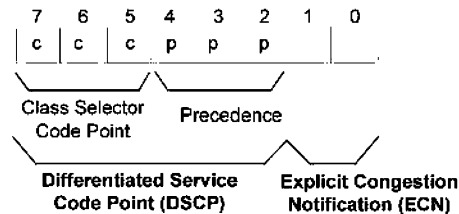


Figure 5.50 - Champ DSCP dans l'octet TOS IPv4 ou TC IPv6.

- *Class Selector* : le sélecteur de classe de type *ccc* (ou *c* a la valeur 0 ou 1) permet de définir les classes principales de services. Celles-ci seront associées aux PHB qui permettront le traitement différencié des flux dans les routeurs intermédiaires. Plus la valeur du sélecteur *ccc* est élevée, plus le flux correspondant sera prioritaire.
- *Precedence* : ce champ étend les sélecteurs de classes à l'aide de 3 bits supplémentaires *ppp* qui permettent de définir des priorités. On obtient ainsi une granularité supplémentaire (8 priorités possibles par sélecteur de classe).
Actuellement, trois comportements PHB sont définis pour *DiffServ* :
- *Explicit Forwarding* (EF) qui propose un traitement accéléré avec des garanties sur la bande passante, le délai, les taux de pertes et la gigue. Le DSCP associé au service EF est égal à 101 110 et correspond à la plus haute priorité ;
- *Assured Forwarding* (AF) qui garantit une haute probabilité d'acheminement des paquets avec davantage d'options. Quatre classes de trafic et trois niveaux de priorités sont définis avec des DSCP allant de 010 010 à 100 110 ;
- *Best Effort* (BE) qui correspond au service par défaut, sans qualité, offert sur Internet (DSCP 000 000).

Parmi les avantages et les inconvénients de *DiffServ*, nous pouvons citer :

- La capacité de limiter les temps de traitement des routeurs intermédiaires, ce qui apporte une réponse aux opérateurs de réseaux qui pouvaient difficilement mettre en application sur l'ensemble de leur infrastructure la complexité induite par *IntServ* et les réservations.
- La normalisation des PHB (comportements) constitue un deuxième point fort de *DiffServ* simplifiant l'interconnexion entre les différents domaines *DiffServ*.

- L'un des points faibles est la nécessité d'établir préalablement un contrat dans tous les équipements du domaine *DiffServ*. Cette contrainte implique une connaissance approfondie des applications pouvant transiter sur le réseau et une politique de QoS centralisée et distribuée par des serveurs spécifiques.

5.6.4 Routage et commutation

Dans la plupart des réseaux locaux ou étendus, les informations sont découpées en paquets ou encore en cellules pour être acheminées vers une destination. Les dispositifs qui permettent ce transfert de réseau en réseau peuvent être des routeurs ou des commutateurs.

Dans le cas des routeurs, l'adresse de destination incluse dans l'en-tête du paquet est analysée et celui-ci est dirigé suivant une table de routage vers l'interface et le routeur adjacent susceptible de rapprocher au mieux le paquet de sa destination. La portée des adresses est ici de « bout en bout ». La figure 5.51 illustre ce principe.

L'un des avantages est la flexibilité, c'est-à-dire la possibilité pour un paquet qui possède l'adresse complète de destination d'être routé suivant différents chemins en fonction de l'encombrement du réseau à un instant donné. Le principal inconvénient est la nécessité pour les routeurs de trouver dans la table de routage la meilleure ligne correspondant au réseau destination et de maintenir leurs tables par des protocoles spécifiques (RIP, OSPF...), opérations pouvant être lentes et gourmandes en ressources pour des réseaux importants.

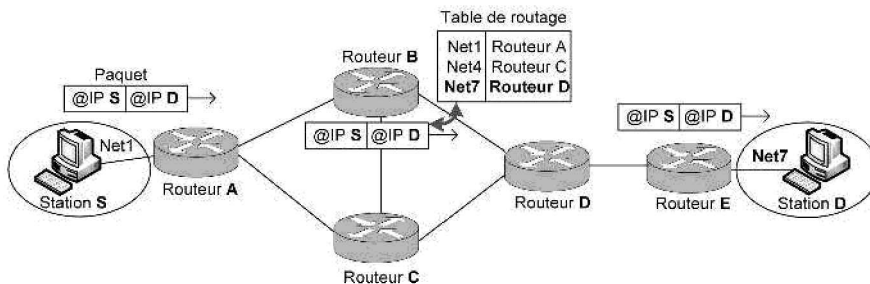


Figure 5.51 - Exemple de routage.

Pour les commutateurs, les paquets ou les cellules qui arrivent sont aiguillés sur une voie de sortie en fonction de l'étiquette ou de la référence portée par l'en-tête suivant une table de commutation (voir la commutation de cellules sur ATM au chapitre 6). La référence est au passage modifiée pour correspondre à l'entrée du prochain commutateur concerné. La portée des références est donc locale et c'est l'ensemble des commutateurs qui forment un circuit virtuel capable d'assurer l'acheminement de bout en bout (figure 5.52).

La taille d'une table de commutation est limitée par rapport à une table de routage car seules les références actives sont stockées et celles-ci prennent moins de place qu'une adresse de routage. Par ailleurs, la commutation est beaucoup plus rapide que le routage dans la mesure où aucune décision n'est nécessaire puisque la voie de

sortie est déterminée une fois pour toutes. L'inconvénient majeur est l'obligation de tracer le circuit virtuel avant l'envoi du premier paquet, ce qui correspond à la pose des références sur les commutateurs traversés par un protocole spécifique de signalisation. Le temps mis par cette signalisation préalable n'est donc amorti que pour des transferts assez nombreux de paquets.

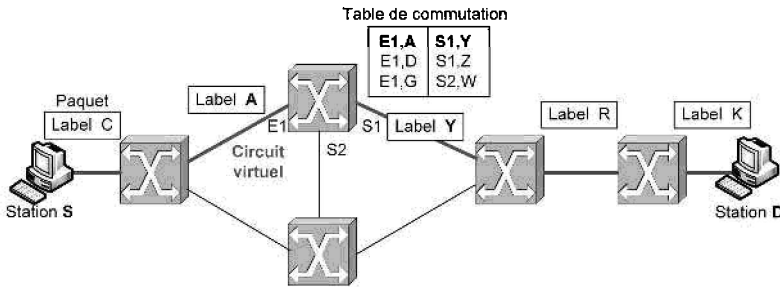


Figure 5.52 - Exemple de commutation.

Ces deux techniques, qui présentent chacune des avantages, coexistent sur le réseau Internet bien que celui-ci soit au départ un réseau routé, puisque basé sur l'adressage IP. La convergence entre ces deux approches est réalisée par de nouveaux dispositifs d'interconnexion de type routeur/commutateur ou LSR (*Label Switch Router*). Les LSR permettent suivant le type d'application de privilégier le routage (par exemple pour de la messagerie où seuls quelques paquets sont nécessaires) ou la commutation (pour un transfert de vidéo nécessitant de nombreux paquets successifs). Le protocole MPLS (*MultiProtocol Label Switching*), décrit dans le paragraphe suivant, a été développé pour permettre aux LSR de fonctionner suivant différents types de commutation.

5.6.5 L'architecture MPLS

Principe

MPLS (*Multiprotocol Label Switching*) est une architecture normalisée par l'IETF (RFC 3031) permettant d'intégrer et d'homogénéiser les différents protocoles de routage et de commutation existant à différents niveaux (Ethernet, IP, ATM, *Frame Relay*...) dans les réseaux d'opérateurs. L'objectif principal étant d'améliorer les délais, et donc la qualité de service dans les équipements intermédiaires en pratiquant une commutation rapide (*switching*) multiniveau basée sur l'identification des étiquettes (*label*) portées par les trames ou les paquets.

MPLS présente les caractéristiques suivantes :

- indépendant des protocoles des couches 2 et 3 ;
- supporte les couches de niveau 2 des réseaux IP, ATM, et Frame Relay ;
- interaction avec les protocoles de réservation et de routage existant (RSVP, OSPF) ;

- possibilité d'associer des profils de trafic spécifiques (FEC, *Forward Equivalence Class*) à des labels.

Dans MPLS, la transmission de données se fait sur des chemins à commutation de label ou **LSP** (*Label Switched Path*). Les LSP correspondent à une séquence de labels à chaque équipement du chemin allant de la source à la destination. Les labels, qui sont des identifiants spécifiques au protocole des couches basses (adresses MAC Ethernet, champs VPI/VCI des cellules ATM...), sont distribués suivant le protocole **LDP** (*Label Distribution Protocol*).

Chaque paquet de données encapsule et transporte les labels pendant leur acheminement. Dans la mesure où les labels de longueur fixe sont insérés au tout début de la trame ou de la cellule, la commutation haut débit est possible.

Les équipements sont chargés de lire les labels et de commuter les trames ou les cellules suivant la valeur de ces labels et des tables de commutation établies au préalable sur le LSP (voir exemple de la figure 5.53). Ces nœuds, suivant leur localisation sur le réseau, sont du type :

- **LSR** (*Label Switch Router*) pour un équipement de type routeur ou commutateur situé au cœur d'un réseau MPLS et se limitant à la lecture de labels et à la commutation (les adresses IP ne sont pas lues par les LSR une fois le chemin tracé).
- **LER** (*Label Edge Routers*) pour un routeur/commutateur à l'extrémité du réseau d'accès ou du réseau MPLS pouvant supporter plusieurs ports connectés à des réseaux différents (ATM, *Frame Relay* ou Ethernet). Les LER jouent un rôle important dans l'assignation et la suppression des labels pour les paquets entrants ou sortants.

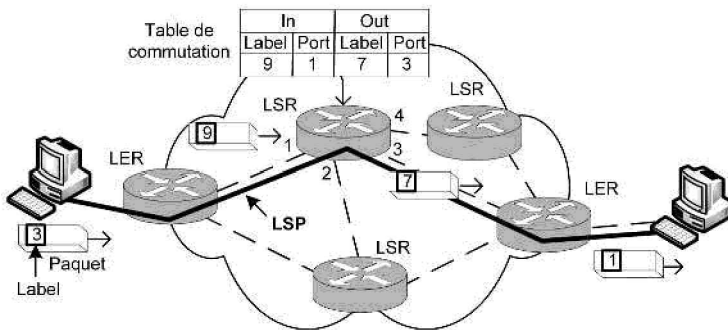


Figure 5.53 - Nœuds et chemin MPLS.

Label et Classes MPLS

Un **label**, dans sa forme la plus simple, identifie le chemin que le paquet doit suivre. Le label est encapsulé et transporté dans l'en-tête du paquet. Une fois qu'un paquet est labellisé, le reste de son voyage est basé sur la commutation de labels. Le routeur qui reçoit le paquet analyse son label et cherche l'entrée correspondante dans sa

table de commutation pour déterminer l'interface de sortie et le nouveau label affecté au paquet. Les valeurs du label ont donc une portée locale et peuvent être liées à une architecture particulière pour déterminer directement un chemin virtuel (de type VCI/VPI pour ATM par exemple). Le format générique d'un label est illustré par la figure 5.54. Il est situé entre les couches 2 et 3 ou directement dans l'en-tête de la couche 2 (adresses MAC pour Ethernet, VCI/VPI dans ATM...).

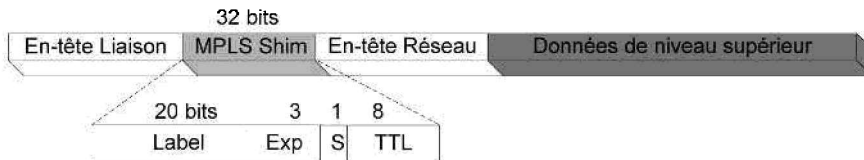


Figure 5.54 - Format de base des labels MPLS.

À côté de la valeur du label, différents champs sont prévus pour rajouter des fonctionnalités :

- le champ expérimental n'est pas normalisé et peut être utilisé pour gérer la QoS, par exemple en lui associant une priorité dans la file d'attente d'un routeur ;
- le bit « *Stack* » prend la valeur 1 lorsque le label se trouve au sommet de la pile dans une interconnexion de réseaux avec plusieurs niveaux de labels (hiérarchie VPI/VCI d'un réseau ATM par exemple) ;
- comme pour IP, le champ TTL (*Time to Live*) permet de prévenir les boucles.

Une classe d'équivalence ou **FEC** (*Forwarding Equivalence Class*) correspond à un groupe de paquets qui ont en commun les mêmes besoins, en termes de préfixes d'adresses ou de QoS. Contrairement aux autres modèles, dans MPLS un paquet est assigné à une FEC une seule fois, lors de son entrée sur le réseau. Chaque LSR se construit une table **LIB** (*Label Information Base*) pour savoir comment un paquet doit être transmis. Les labels sont donc associés à une FEC suivant une logique ou une politique basée sur différents critères : QoS, même préfixe d'adresse source ou destination, paquets d'une même application, appartenance à un VPN (*Virtual Private Network*).

Chemins MPLS

Dans l'exemple de la figure 5.55, la FEC correspond au préfixe d'adresses de destinations 18.1. À l'entrée sur le réseau MPLS, le routeur de bord LER inclut le label correspondant à cette FEC pour le paquet entrant suivant sa table de commutation LIB. Les routeurs centraux LSR ont ensuite pour rôle d'échanger le label toujours suivant la FEC et de commuter le paquet. Le routeur de bord LER sortant assure le retrait du label et le routage du paquet vers la destination. Le chemin LSP tracé correspond, dans l'exemple, à la suite des labels 9-7-1.

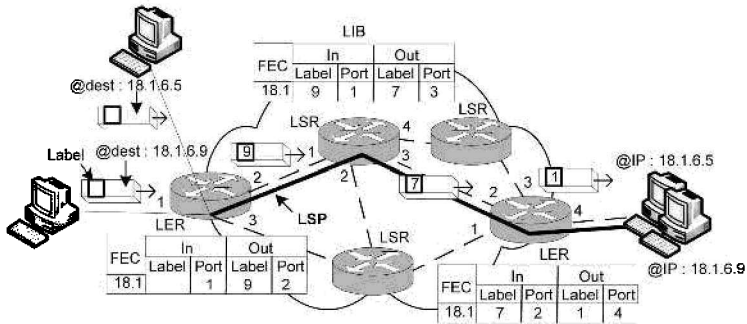


Figure 5.55 - Exemple de commutation MPLS.

Les routeurs de bord LER sont donc obligés de remonter jusqu'au niveau réseau pour analyser les adresses IP et positionner les labels en conséquence. Les routeurs centraux LSR, lorsque les tables ont été positionnées par une signalisation préalable (protocole LPD ou protocole de routage), jouent un simple rôle de commutateur de label (les LSR peuvent être de simples commutateurs ATM). Le processus de tracé du chemin nécessite donc deux niveaux de protocoles :

- un protocole de routage tel OSPF ou BGP chargé de la diffusion des routes et de l'établissement des tables de routage ;
- un protocole de distribution de label tel LDP permettant la mise en place des tables de commutation à partir des tables de routage et des FEC.

5.6.6 Le routage multicast

L'objectif de l'adressage multicast est de permettre à l'expéditeur de ne transmettre qu'un seul paquet qui sera répliqué par les routeurs du chemin pour être transmis vers les destinataires correspondant au groupe multicast (voir § 5.4). Le protocole IGMP décrit au § 5.4.3 permet de résoudre l'adressage et la distribution des paquets multicast à la périphérie du réseau, c'est-à-dire entre le routeur à l'interface du réseau local et les machines concernées de ce réseau local (les PC du LAN s'abonnent à un groupe multicast en envoyant un message contenant l'adresse du groupe souhaité au routeur).

Il est par ailleurs nécessaire d'utiliser des protocoles spécifiques de routage sur l'ensemble du réseau pour trouver un chemin optimum entre une source et des destinations multicast. La figure 5.56 illustre ce problème de routage multicast. Les machines grisées font partie du groupe multicast. Seuls les routeurs R1, R2, R5 et R6, directement reliés aux machines multicast, ont besoin de recevoir le trafic multicast pour le distribuer mais il est impossible de trouver un chemin sans passer par les routeurs R3 et R4. L'objectif du routage multicast est donc de trouver une arborescence de liaisons, si possible optimisée, permettant de connecter les routeurs multicast (dans l'exemple R1, R2, R5 et R6).

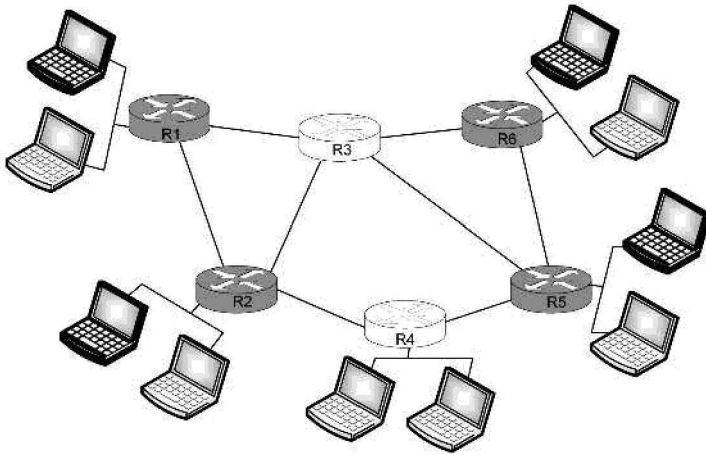


Figure 5.56 - Problème du routage multicast.

Il existe deux approches pour la détermination des arbres de routage multicast : la première est basée sur un arbre partagé entre tous les membres du groupe, la deuxième laisse chaque membre élaborer son arbre personnel.

Routage multicast à base d'arbre partagé

L'objectif est de trouver un arbre au sein du réseau connectant tous les routeurs concernés par le groupe multicast. Dans l'exemple précédent, cet arbre peut passer par le routeur R3 qui assure la connectivité des routeurs multicast R1, R2, R5 et R6. Il s'agit dans ce cas d'un arbre optimisé si l'on tient compte seulement du nombre de sauts pour atteindre les destinations du groupe (figure 5.57-a). Si l'on fait intervenir une autre métrique, comme pour le routage unicast, l'arbre optimum peut être différent. Dans l'exemple décrit figure 5.57-b, le coût total est moindre en passant par R4.

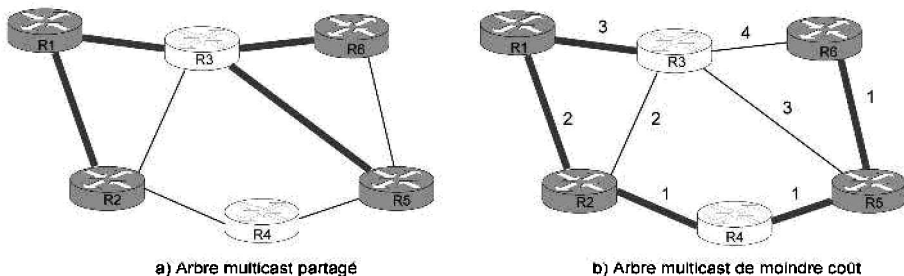


Figure 5.57 - Exemples d'arbres multicast partagés.

La recherche de l'arbre de moindre coût est un problème complexe (« problème de l'arbre de Steiner ») et sa résolution impose un certain nombre de contraintes comme la connaissance de toutes les liaisons du réseau et du changement éventuel

de l'état ou de la valeur de la métrique de ces liaisons. Pour ces différentes raisons, aucun des algorithmes de routage multicast au sein de l'Internet ne l'utilise actuellement.

Routage multicast avec arbre basé sur la source

Ce type de routage utilise l'algorithme de retransmission sur connaissance du chemin inverse (RFP, *Reverse Path Forwarding*). Un routeur recevant un paquet multicast le retransmettra sur ses liaisons sortantes uniquement s'il est arrivé sur la liaison entrante appartenant au plus court chemin vers la source, c'est-à-dire sur le chemin inverse. Pour prendre la décision de retransmettre ou de supprimer le paquet multicast, les routeurs ont seulement besoin de connaître le prochain saut vers la source, celui-ci doit être inclus dans leurs tables de routage.

Dans l'exemple décrit à la figure 5.58, le routeur R2 qui reçoit le paquet de R1 considère qu'il provient du plus court chemin vers la source et retransmet donc le paquet sur toutes ses liaisons sortantes, c'est-à-dire vers R3 et R4. Le routeur R3 supprime le paquet provenant de R2 car ce dernier n'est pas situé sur le plus court chemin vers la source. Finalement les paquets provenant de la source multicast arriveront aux routeurs multicast concernés (R1, R2, R5 et R6) en empruntant le plus court chemin. Il s'agit bien d'un arbre conçu à la source puisque la construction du chemin est basée sur l'adresse de l'expéditeur multicast.

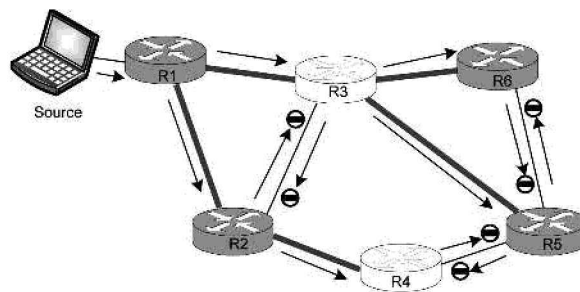


Figure 5.58 - Exemple de retransmission RFP.

Le protocole de routage multicast DVMRP (*Distance Vector Multicast Routing Protocol*) décrit dans la RFC 1075 utilise des arbres multicast basés sur la source. Il est notamment utilisé par le réseau Mbone (*Multicast BackBone*) qui est un réseau multicast à l'échelle d'Internet utilisé pour la vidéoconférence ou la diffusion d'événements multimédia. DVMRP fonctionne avec un algorithme à vecteur de distance pour déterminer si les paquets proviennent des plus courts chemins vers les expéditeurs et pour décider de les retransmettre suivant l'algorithme RFP.

L'autre protocole de routage multicast courant est PIM (*Protocol Independent Multicast*). C'est un protocole plus récent (RFC 2362 et 3973) qui gère le routage sans utiliser un algorithme spécifique de découverte de topologie mais en exploitant les informations de routage issues d'autres protocoles comme BGP.

Résumé

Le protocole **IP** prend en charge l'acheminement des paquets et l'adressage des machines sur le réseau Internet. Deux versions cohabitent : **IPv4** et **IPv6**.

Le routage des datagrammes est réalisé de manière non fiable et sans connexion. Le chemin est déterminé individuellement pour chaque paquet à partir de la table de routage des hôtes et des routeurs.

Le protocole IP est assisté dans son fonctionnement par d'autres protocoles de niveau réseau comme **ICMP** qui fournit des messages d'erreur et d'information, **ARP** qui permet la conversion des adresses IP en adresses physiques et **IGMP** qui gère le *multicast*.

L'allocation des adresses est supervisée par l'**IANA** qui délègue son autorité aux registres régionaux **RIR**. Les fournisseurs d'accès obtiennent directement des RIR leurs pages d'adresses.

À l'origine, les adresses IPv4, codées sur 4 octets, étaient structurées en classes qui déterminaient le nombre de machines adressables par réseau. Cette structure rigide a induit une pénurie des adresses IPv4 et une taille démesurée des tables de routage. Plusieurs solutions provisoires ont été proposées en attendant le déploiement du protocole IPv6. D'une part, les préfixes réseaux de la méthode **CIDR** adaptent la taille du réseau aux besoins des utilisateurs et autorisent l'agrégation des routes dans les tables de routage. D'autre part, les adresses privées, non routables sur Internet, économisent les adresses publiques : elles nécessitent certes la mise en place de passerelles de translation d'adresses (**NAT**) mais masquent avantageusement l'architecture interne du réseau et offrent plus de souplesse de gestion aux administrateurs. Par ailleurs, la segmentation en sous-réseaux a permis d'optimiser l'usage des adresses de classe B qui sont néanmoins presque épuisées aujourd'hui.

La version 6 de protocole IP a été initialement conçue pour remplacer le protocole IPv4 ; finalement les deux versions continueront probablement à cohabiter. Constituées de 128 bits, les adresses IPv6 sont inépuisables. Les plages d'adresses allouées par l'**IANA** et les **RIR** sont contiguës et la méthode CIDR est réemployée, ce qui autorise l'agrégation des routes dans les tables de routage. Le concept de diffusion est remplacé efficacement par le *multicast* et la notion de transmission *anycast* est introduite. La qualité de service, la gestion mobilité et la sécurité sont des fonctionnalités nativement incluses dans le protocole.

Pour mettre à jour périodiquement les tables des routeurs de l'Internet et assurer ainsi qu'une route entre une machine source et une destination sera toujours possible, des protocoles de routage dynamiques doivent être mis en œuvre. Ces protocoles sont basés sur des algorithmes de routage de deux types : les algorithmes à vecteur de distance qui se basent sur le calcul du plus court chemin et les algorithmes à états de lien qui permettent de tenir compte d'autres métriques comme le délai ou la bande passante. Par ailleurs, à l'échelle d'Internet, il est nécessaire d'organiser le routage en créant des systèmes autonomes (AS) avec des protocoles spécifiques au sein de ces **AS** (les IGP comme RIP ou OSPF) et d'autres protocoles permettant de réduire les échanges entre les AS (BGP).

La qualité de service (**QoS**) peut être gérée au niveau du protocole IP et des routeurs en cherchant un traitement privilégié pour certains flux identifiés. Deux approches sont possibles : le modèle *IntServ* propose de réserver des ressources au préalable dans les routeurs suivant les besoins de l'application, le modèle

DiffServ propose d'attribuer des classes de service différentes pour privilégier certains flux dans les routeurs suivant les besoins de l'application.

L'architecture **MPLS** permet d'intégrer et d'homogénéiser différents protocoles de routage et de commutation existant à différents niveaux (Ethernet, IP, ATM, *Frame Relay*...) dans les réseaux d'opérateurs. L'objectif principal est d'améliorer les délais dans les équipements intermédiaires en pratiquant une commutation rapide multiniveau basée sur l'identification des étiquettes portées par les trames ou les paquets.

QCM

5.1 Si l'on change la carte réseau de son ordinateur, on doit changer d'adresse IP ?

- a. Vrai
- b. Faux

5.2 Quels sont les protocoles dont les paquets sont encapsulés dans un datagramme IP ?

- a. ICMP
- b. ARP
- c. IGMP

5.3 Quels champs de l'en-tête IPv4 sont susceptibles d'être modifiés par les routeurs sur le chemin ?

- a. TTL
- b. Flag
- c. Adresse IP source
- d. Adresse IP destination
- e. Header checksum

5.4 Laquelle de ces trames possède nécessairement une adresse physique destination de diffusion ?

- a. Une requête d'écho ICMP.
- b. Une requête ARP.
- c. Un message IGMP *Membership Report*.

5.5 Parmi les rôles du protocole ARP, on trouve :

- a. Détecter les adresses IP redondantes.
- b. Fournir l'adresse MAC correspondant à une adresse IP.
- c. Envoyer des messages d'erreur et d'information aux équipements IP.
- d. Faire découvrir à un équipement son voisinage sur le réseau local.

5.6 Lesquelles de ces adresses ne peuvent pas figurer dans le champ adresse IP source d'un datagramme IP ?

- a. Une adresse de diffusion.
- b. Une adresse multicast.
- c. L'adresse nulle.
- d. L'adresse de bouclage.

5.7 Qu'est-ce qui caractérise une adresse *anycast* ?

- a. Elle n'existe pas dans le protocole IPv4.
- b. Elle peut figurer dans le champ adresse IP source d'un datagramme IP.
- c. Elle sert d'adresse destination à un paquet destiné à une machine et une seule d'un groupe.
- d. Elle a le même préfixe qu'une adresse *unicast*.

5.8 Laquelle de ces caractéristiques s'applique au protocole IPv4 mais pas au protocole IPv6 ?

- a. Il définit des adresses de diffusion.
- b. Il permet la segmentation.
- c. Il peut fractionner les paquets.
- d. Il détermine une adresse MAC à partir d'une adresse IP grâce au protocole ARP.
- e. Il ne génère pas de messages d'erreurs mais laisse cette tâche au protocole ICMP.

5.9 Laquelle de ces caractéristiques s'applique au protocole IPv6 mais pas au protocole IPv4 ?

- a. Il permet l'autoconfiguration IP des machines.
- b. Son en-tête définit un champ pour la qualité de service.
- c. Il définit des adresses *anycast*.
- d. Il gère nativement la mobilité des équipements.
- e. Il ne vérifie pas l'intégrité de la SDU.

5.10 Qu'est-ce qui caractérise les algorithmes de routage à vecteur de distance ?

- a. Ils permettent des chemins multiples.
- b. Ils sont basés sur le plus petit nombre de sauts.
- c. Ils évitent les bouclages.
- d. Les informations échangées entre routeurs peuvent être très importantes.

5.11 Qu'est-ce qui caractérise les algorithmes de routage à état des liens ?

- a. Les routeurs maintiennent une carte complète du réseau.
- b. Les routeurs communiquent la liste de toutes les destinations connues.
- c. Les métriques ne sont pas limitées à la distance.
- d. Les calculs de route sur chaque routeur peuvent être longs.

5.12 Concernant le protocole RIP, quelles sont les affirmations exactes ?

- a. Les tables sont mises à jour suivant l'algorithme Bellman-Ford.
- b. L'algorithme de routage est à vecteur de distance.
- c. Il est nécessaire d'envoyer un paquet par mise à jour de routage.
- d. Il fonctionne au-dessus de TCP.

5.13 Concernant le routage avec QoS sur Internet :

- a. Il est intégré de base à l'Internet et ne nécessite pas de routeurs spécifiques.
- b. Le modèle *DiffServ* utilise le protocole RSVP pour faire de la réservation dans les routeurs.
- c. Le modèle *IntServ* utilise le marquage des paquets grâce à l'en-tête IP.
- d. Les besoins de QoS dépendent de l'application.

5.14 L'architecture MPLS :

- a. Permet d'échanger plus rapidement les tables entre les routeurs.
- b. Permet d'améliorer les délais sur Internet.
- c. Utilise les labels des trames ou des paquets pour gérer les commutations.
- d. Est incompatible avec les commutateurs ATM.

QCM

5.1 Voici des adresses IP : 132.15.34.255 ; 10.255.255.1 ; 127.0.0.3 ; 213.4.0.12 ; 172.30.0.0 ; 193.55.44.255 ; 125.1.1.1 ; 224.0.0.1. Indiquez leur classe ; précisez si elles peuvent être attribuées à un hôte ; donnez l'adresse du réseau correspondant et l'adresse de diffusion sur ce réseau.

5.2 Combien de réseaux peut-on adresser en utilisant une adresse de classe A ? de classe B ? de classe C ? Dans chaque cas, combien de machines peut-on adresser dans le réseau ?

5.3 Combien de machines peut-on adresser dans le réseau 172.16.128.0/20 ?

5.4 Une entreprise possède l'adresse IP 133.34.0.0. L'administrateur décide de segmenter le réseau en trois sous-réseaux : l'un pour l'administration, l'un pour le laboratoire de recherche et le dernier pour la production.

- a. Combien de bits du *Host-id* doit-il réserver au minimum pour les sous-réseaux ? Précisez le masque correspondant.
- b. Combien de machines peut-on mettre par sous-réseau ?
- c. Choisissez trois adresses possibles pour les sous-réseaux et donnez leur notation CIDR
- d. Donnez l'adresse de diffusion sur chaque sous-réseau et la plage d'adresses disponible pour adresser les machines de chaque sous-réseau.

5.5 Pourquoi est-il nécessaire que le protocole IP permette de faire de la fragmentation alors que le protocole TCP réalise de la segmentation ?

5.6 Un paquet IP de taille 2 000 octets, sans options, transportant un segment TCP, quitte un réseau FDDI pour entrer sur un réseau Ethernet. La version du protocole utilisée est IPv4. On précise que la MTU d'Ethernet vaut 1 500 octets et celle de FDDI 4 352 octets.

a. Donnez la taille des datagrammes IP qui circuleront sur le réseau Ethernet après fragmentation. On supposera que le premier fragment IP a la taille maximale autorisée. Précisez la taille du segment IP encapsulé dans chaque fragment.

b. Donnez la valeur des champs *Flags* et *Fragment offset* de chaque fragment.

5.7 Donnez la table de routage du routeur R3 de la figure 5.7. On notera eth0 l'interface d'adresse IP 192.168.2.2 et eth1 celle d'adresse 10.0.0.1.

5.8 Un organisme possède la plage d'adresses 210.30.0.0/20. Il souhaite l'utiliser pour adresser deux réseaux d'interconnexion et trois réseaux locaux possédant respectivement 250 machines, 100 machines et 60 machines. On précise que les réseaux d'interconnexion ont besoin chacun de deux adresses machine. Proposez un plan d'adressage permettant d'économiser la plage d'adresses.

5.9 Un réseau local, composé de 35 machines, utilise un système de translation d'adresses NAT. Combien de connexions TCP simultanées peuvent être réalisées sur le même serveur externe dans ces deux cas :

a. Le serveur dispose d'une seule adresse IP publique.

b. Le serveur dispose d'une plage de 254 adresses publiques.

5.10 Un réseau local utilise l'adresse IP 10.0.0.0. La passerelle par défaut possède l'adresse IP 10.0.0.254. La machine d'adresse 10.0.0.1 réalise des commandes *ping* sur la machine d'adresse 10.0.0.2, puis sur la machine d'adresse 193.50.159.88. Le cache ARP de la machine 10.0.0.1 est vide dans les deux cas. Donnez les adresses MAC source et destination et les adresses IP source et destination des trames ARP et ICMP émises et reçues dans les deux cas. On note les adresses MAC des différentes machines de la façon suivante : l'adresse IP 10.0.0.1 est associée à l'adresse MAC MAC1, 10.0.0.2 à MAC2, 10.0.0.254 à MAC254 ; 193.50.159.88 est notée MACext.

5.11 Quelle est l'adresse MAC de *multicast* associée à l'adresse IP 238.25.10.1 ?

5.12 Un groupe de machines utilise l'adresse IP de *multicast* 238.25.10.1. Donnez l'adresse IP source des messages *IGMP Membership Query* et *IGMP Membership Report*.

5.13 Donnez les écritures abrégées possibles de l'adresse IPv6 2000:AFC:0:0:30C1:0:0:B34A.

5.14 Donnez l'identifiant d'interface de l'adresse *unicast* globale IPv6 de la machine d'adresse MAC 00-1D-65-A2-66-71.

5.15 Un algorithme à vecteur de distance tel celui de RIP est utilisé dans un réseau. Donner la mise à jour de la table de routage du routeur P après réception du vecteur émis par le routeur K.

Table de routage du routeur P avant réception du vecteur issu de K

Réseau destination	Nombre de sauts	Prochain routeur
R1	0	Direct
R3	0	Direct
R5	7	M
R18	4	N
R25	5	K
R31	1	R
R43	1	K

Vecteur émis par le routeur K

Réseau destination	Nombre de sauts
R1	3
R5	4
R18	3
R22	3
R25	3
R31	3
R43	4

5.16 Le réseau suivant est composé de cinq routeurs :

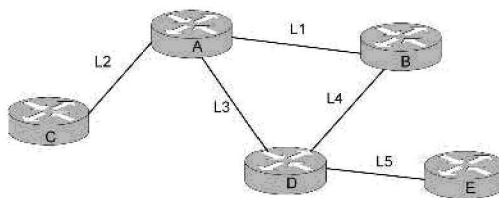


Figure 5.59

- Établir la base de donnée commune si un algorithme de type « état des liens » tel celui de OSPF est utilisé.
- Quel est le chemin de A vers E ?
- Quel est le chemin le plus rapide si les liaisons A-D et D-E sont à 2 Mbps et si les liaisons A-B et B-D sont à 4 Mbps ?
- Que se passe-t-il en cas de rupture de la liaison 1 ? Comment évolue la table ? Que devient le chemin de A vers E ?

QCM – Corrigé

5.1 b)

5.2 a)

5.3 a) b) e)

5.4 b)

5.5 a) b)

5.6 a) b)

5.7 a) c) d)

5.8 a) d)

5.9 a) c) d)

5.10 b) d)

5.11 a) c) d)

5.12 a) b)

5.13 d)

5.14 b) c)

Exercices – Corrigé

5.1

Adresse	Classe	Attribuable un hôte ?	Adresse du réseau	Adresse de diffusion
132.15.34.255	B	Oui	132.15.0.0	132.15.255.255
10.255.255.1	A	Oui	10.0.0.0	10.255.255.255
127.0.0.3	A	Non : adresse de bouclage	127.0.0.0	Non utilisée
213.4.0.12	C	Oui	213.4.0.0	213.4.0.255
172.30.0.0	B	Non : adresse de réseau	172.30.0.0	172.30.255.255
193.55.44.255	C	Non : adresse de diffusion	193.55.44.0	193.55.44.255
125.1.1.1	A	Oui	125.0.0.0	125.255.255.255
224.0.0.1	D	Non : adresse de multicast	Non définie	Non définie

5.2 Une adresse de classe A possède un *Net-id* de 7 bits ce qui permet d'adresser $2^7 = 128$ réseaux, auxquels il faut exclure les réseaux d'adresse 0.0.0.0 et 127.0.0.0 (réservés). En pratique, il existe donc 126 adresses réseaux de classe A utilisables. Il reste 24 bits pour l'adressage des hôtes donc $2^{24} - 2 = 16\,777\,214$ machines peuvent être adressées par réseau.

Une adresse de classe B possède un *Net-id* de 14 bits ce qui permet d'adresser $2^{14} = 16\,384$ réseaux. Il reste 16 bits pour l'adressage des hôtes donc $2^{16} - 2 = 65\,534$ machines peuvent être adressées par réseau.

Une adresse de classe C possède un *Net-id* de 21 bits ce qui permet d'adresser $2^{21} = 2\,097\,152$ réseaux. Il reste 8 bits pour l'adressage des hôtes donc $2^8 - 2 = 254$ machines peuvent être adressées par réseau.

5.3 Dans le réseau 172.16.128.0/20, $32-20 = 12$ bits sont réservés pour l'adressage des hôtes. On peut donc adresser $2^{12} - 2 = 4\,094$ machines sur ce réseau.

5.4

a) Pour adresser trois sous-réseaux il est nécessaire de disposer de 2 bits au minimum. La valeur binaire du troisième octet du masque est donc 1100 0000, ce qui vaut 192 en décimal. Par conséquent le masque est 255.255.192.0

b) Il reste $16 - 2 = 14$ bits pour adresser les hôtes. On peut donc adresser 16 382 machines par sous-réseau.

c) Le choix se fait sur la valeur des deux bits de segmentation. Choisissons par exemple les bits 00, 01 et 10. Les trois adresses de sous-réseaux correspondantes sont : 133.34.0.0/18, 133.34.64.0/18 et 133.34.128.0/18. (On aurait aussi pu sélectionner le bit 11 qui correspond au sous-réseau d'adresse 133.34.192.0/18).

d) L'adresse de diffusion se construit en mettant tous les bits de l'adressage machine à 1. Ainsi l'adresse de diffusion sur le sous-réseau 133.34.0.0/18 est 133.34.63.255 ; sur le sous-réseau 133.34.64.0/18, elle vaut 133.34.127.255 ; enfin sur le sous-réseau 133.34.128.0/18, elle est égale à 133.34.191.255.

La plage d'adresses disponible est :

- ♦ sur le sous-réseau 133.34.0.0/18 : 133.34.0.1 133.34.63.254.
- ♦ sur le sous-réseau 133.34.64.0/18 : 133.34.64.1 133.34.127.254.
- ♦ sur le sous-réseau 133.34.128.0/18 : 133.34.128.1 133.34.191.254.

5.5 Les données issues de la couche application sont successivement encapsulées dans des segments TCP, des paquets IP et des trames. Elles sont segmentées par la source pour qu'à chaque niveau (transport, réseau, liaison) la taille de la PDU reste inférieure à la MTU. Le dimensionnement des PDU est donc adapté au réseau local. Or lors de leur acheminement, les données peuvent traverser des réseaux dont les protocoles de niveau liaison supportent une MTU inférieure à celle du réseau local, Il incombe alors au protocole IP de réaliser la fragmentation nécessaire.

5.6 Le paquet IP initial mesure 2 000 octets qui se répartissent en 20 octets d'en-tête IP et 1 980 octets de segment TCP.

a) Le premier datagramme IP mesure au total 1 500 octets : il transporte $1\,500 - 20 = 1\,480$ octets de segment TCP. Le deuxième fragment transport 20 octets d'en-tête IP et $1\,980 - 1\,480 = 500$ octets de segment TCP.

b) Le champ *flags* du premier fragment vaut 1 : il indique que d'autres fragments suivent. Celui du deuxième fragment vaut 0 car il est le dernier.

c) Le champ *Fragment Offset* du premier fragment vaut 0, celui du deuxième vaut $1\,480/8 = 185$.

5.7 La table de routage du routeur R3 est :

Destination	Masque	Prochain routeur	Interface	Métrieque
192.168.1.0	255.255.255.0	192.168.2.1	eth0	2
192.168.2.0	255.255.255.0	192.168.2.2	eth0	1
192.168.3.0	255.255.255.0	192.168.2.1	eth0	3
192.168.4.0	255.255.255.0	192.168.2.1	eth0	2
172.16.0.0	255.255.0.0	192.168.2.1	eth0	3
10.0.0.0	255.0.0.0	10.0.0.1	eth1	1
0.0.0.0	0.0.0.0	192.168.2.1	eth0	

5.8 Les réseaux d'interconnexion ont besoin de deux adresses d'hôte. Il faut cependant prévoir l'adresse de diffusion et l'adresse réseau. Par conséquent les réseaux d'interconnexion ont besoin de supporter quatre adresses d'hôte : il leur faut 2 bits d'adressage machine. Le préfixe de ces réseaux est donc /30. Pour économiser la plage d'adresses, la distinction entre les deux réseaux d'interconnexion doit se faire sur le sixième bit du dernier octet. Les adresses des réseaux d'interconnexion sont donc 210.30.0.0/30 (adresses machines 210.30.0.1 et 210.30.0.2) et 210.30.0.4/30 (adresses machines 210.30.0.5 et 210.30.0.6).

Le troisième réseau local, que nous noterons LAN3, doit adresser 60 machines. Il a donc besoin de 62 adresses (qui incluent l'adresse de diffusion et l'adresse réseau). 6 bits d'adressage machine lui suffisent : le préfixe est /26. On peut donc choisir l'adresse 210.30.0.64/26 pour le LAN3. La plage d'adresses utilisables pour les machines s'étend de 210.30.0.65 à 210.30.0.127.

Le deuxième réseau local, noté LAN2, doit adresser 100 machines. Il a besoin de 102 adresses. 7 bits d'adressage machine lui suffisent, son préfixe est /25. L'adresse 210.30.0.128/25 convient au LAN2. La plage disponible pour les machines est 210.30.0.129 à 255.

Le premier réseau local, noté LAN1, doit adresser 250 machines. Il a besoin de 252 adresses. 8 bits d'adressage machine lui suffisent, son préfixe est /24. L'adresse 210.30.1.0/24 peut être attribuée au LAN1. La plage utilisable s'étend de 210.30.1.1 à 210.30.1.254.

5.9 Le serveur NAT distingue les connexions TCP vers un même serveur à partir du couple adresse-port client.

- Si le serveur dispose d'une seule adresse IP publique, les couples diffèrent uniquement par leur port. Les numéros de ports sont codés sur 16 bits : les 1 024 premiers sont réservés aux services normalisés. Le serveur dispose donc de $2^{16} - 1\ 024 = 64\ 512$ ports, ce qui correspond au nombre de connexions simultanées TCP vers un même serveur. Il s'agit ici d'une valeur théorique car le serveur serait saturé bien avant d'ouvrir la 64 512^e connexion.
- Si le serveur dispose d'une plage de 254 adresses publiques, il peut créer $254 \times 64\ 512 = 16\ 386\ 048$ couples adresse-port distincts. C'est aussi le nombre de connexions TCP simultanées possibles (théoriques) vers un même serveur.

5.10 Les adresses portées par les différentes trames sont résumées ci-dessous. Lorsque la machine d'adresse 10.0.0.1 envoie un *ping* vers celle d'adresse 10.0.0.2, elle a besoin de connaître l'adresse physique de la machine 10.0.0.2 car elles sont toutes les deux sur le même réseau local. Par contre, lorsque c'est la machine d'adresse 193.50.159.88 qui est visée, la trame doit être envoyée au routeur ; c'est donc l'adresse physique de la passerelle par défaut qui est recherchée.

Événement	Trame	Adresse MAC source	Adresse MAC destination	Adresse IP source	Adresse IP destination
Ping émis vers 10.0.0.2	Requête ARP	MAC1	FF-FF-FF-FF-FF-FF	10.0.0.1	10.0.0.2
	Réponse ARP	MAC2	MAC1	10.0.0.2	10.0.0.1
	Requête ICMP	MAC1	MAC2	10.0.0.1	10.0.0.2
	Réponse ICMP	MAC2	MAC1	10.0.0.2	10.0.0.1
Ping émis vers 193.50.159.88	Requête ARP	MAC1	FF-FF-FF-FF-FF-FF	10.0.0.1	10.0.0.254
	Réponse ARP	MAC254	MAC1	10.0.0.254	10.0.0.1
	Requête ICMP	MAC1	MAC254	10.0.0.1	193.50.159.88
	Réponse ICMP	MAC254	MAC1	193.50.159.88	10.0.0.1

5.11 Les trois premiers octets de l'adresse MAC valent 01:00:5E. Les 23 derniers bits de l'adresse IP sont copiés dans les 23 derniers bits de l'adresse MAC. Ainsi l'adresse MAC de multicast est 01:00:5E:19:0A:01.

5.12 L'adresse IP destination du message *IGMP Membership Query* est 224.0.0.1, quelle que soit l'adresse de groupe. De même, celle du message *IGMP Membership Report* est 224.0.0.22.

5.13 L'adresse 2000:AFC:0:0:30C1:0:0:B34A peut aussi s'écrire 2000:AFC::30C1:0:0:B34A ou 2000:AFC:0:0:30C1::B34A.

5.14 Il faut donner la valeur 1 au bit U : le premier octet est donc 02. Il faut de plus insérer les octets FF et FE au milieu de l'adresse. Finalement l'identifiant d'interface est 02-1D-65-FF-FE-A2-66-71.

5.15

Table de routage du routeur P après réception du vecteur issu de K

Réseau destination	Nombre de sauts	Prochain routeur
R1	0	Directe
R3	0	Directe
R5	5	K
R18	4	K
R22	4	K
R25	4	K
R31	1	R
R43	5	K

5.16

a)

Chemin	Lien	Distance
A-B	L1	1
A-C	L2	1
A-D	L3	1
B-D	L4	1
D-E	L5	1

b) Deux chemins de A vers E sont possibles : A-B-D-E et A-D-E

c) La liaison D-E limite dans les 2 cas le débit 2 Mbps.

d) En cas de rupture de la liaison 1, la table devient :

Chemin	Lien	Distance
A-C	L2	1
A-D	L3	1
B-D	L4	1
D-E	L5	1

Un seul chemin de A vers E est possible : A-D-E

LES LIAISONS ENTRE LES SYSTÈMES

6

6.1 LIAISON SÉRIE ET MODES D'EXPLOITATION

6.1.1 Constitution d'une liaison série

La communication entre deux équipements informatiques réalise une liaison constituée des éléments suivants :

- deux ETTD (Équipement terminal de traitement de données) ou DTE (*Data Terminal Equipment*), l'un à chaque extrémité de la liaison. Ces équipements génèrent les données ; ce sont par exemple un ordinateur, une imprimante, etc. Ils intègrent un contrôleur de liaison.
- une ligne de transmission, c'est-à-dire un support de transmission, comme une liaison RTC, une liaison *Ethernet Carrier Grade*, une liaison ADSL, etc. ;
- deux ETCD (Équipement de terminaison de circuit de données, ou DCE, *Data Communication Equipment*) qui adaptent les données issues de l'ETTD au support de transmission (modulation, codage) et gèrent la liaison (établissement, maintien et libération de la ligne) ; par exemple, un modem est un ETCD.

La figure 6.1 représente une liaison de données. On appelle « liaison de données » l'ensemble des éléments matériels et logiciels réalisant les fonctions nécessaires à l'acheminement des données. La liaison gère le circuit de données et s'occupe de la correction et de la détection des erreurs. L'interface entre l'ETTD et l'ETCD, ou jonction, permet à l'ETTD de contrôler le circuit de données (établissement et libération, initialisation de la transmission, etc.).

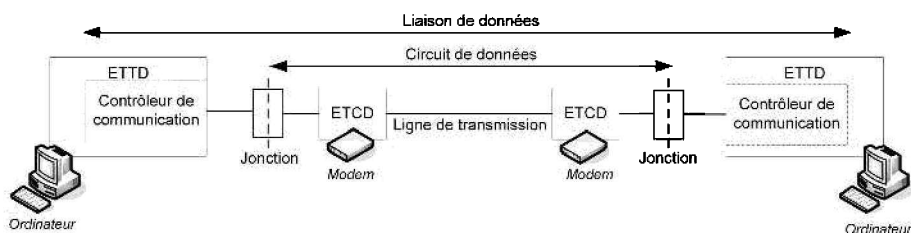


Figure 6.1 - Liaison de données.

On appelle « liaison série » une liaison dans laquelle les bits issus de l'ETTD sont émis l'un après l'autre sur le support. C'est le mode de transmission utilisé sur une

liaison de données. À l'intérieur des ETTD, en revanche, les données circulent en parallèle, c'est-à-dire sur plusieurs fils : si n fils sont disponibles, n bits sont transmis simultanément, en un coup d'horloge. Ce type de transmission permet des débits élevés mais est efficace sur de courtes distances seulement. En effet, le phénomène de diaphonies, c'est-à-dire le rayonnement électromagnétique du signal d'un fil sur les autres, perturbe les communications.

Il est donc nécessaire de réaliser une conversion parallèle/série lors de la transmission des données issues d'un ordinateur. Les données sur la liaison série sont émises au rythme de l'horloge de l'émetteur. Pour lire les données, le récepteur doit connaître la fréquence de l'horloge émettrice, ce qui peut être réalisé de deux façons :

- Dans une **transmission synchrone**, le signal d'horloge est transmis par l'émetteur. Il peut être transporté par un fil supplémentaire, reconstitué à partir du spectre du signal de données, ou encore reconstitué à partir de caractères de synchronisation insérés au début des trames.
- Dans une **transmission asynchrone**, le récepteur possède une horloge interne qu'il doit synchroniser sur la séquence de bits reçue.

6.1.2 Modes d'exploitation

Le mode d'exploitation désigne le sens dans lequel peuvent circuler les informations sur la liaison. Il dépend du type de réseau. Il existe trois modes d'exploitation illustrés sur la figure 6.2 :

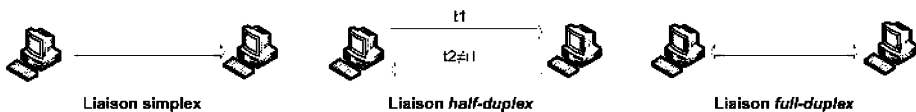


Figure 6.2 - Modes d'exploitation d'une liaison.

- Dans le **mode simplex** ou *unilatéral*, les données circulent dans un sens uniquement. C'est le mode utilisé par la télévision ou la radio par exemple.
- Dans le **mode half-duplex**, encore appelé, semi-duplex ou bidirectionnel à l'alternat, les données peuvent circuler dans les deux sens, mais pas simultanément. C'est le principe du talkie-walkie. Les réseaux en mode diffusion comme l'Ethernet sur bus fonctionnent en *half-duplex*.
- Enfin, dans le **mode full-duplex**, aussi nommé duplex intégral ou bidirectionnel simultané, les données peuvent circuler dans les deux sens simultanément. Le téléphone et Internet réalisent des communications *full-duplex*.

6.2 LIAISONS SÉRIE LOCALES

Les premières liaisons séries locales comme RS232 ont été conçues pour des applications peu consommatrices de débit. Il s'agissait en effet de connecter à l'ordina-

teur quelques périphériques comme le clavier, la souris, l'écran, l'imprimante, etc. Les années 1990 ont vu naître du matériel numérique grand public bien plus consommateur en débit (scanner, appareils photos, caméras, disques durs, lecteur DVD, etc.) pour lequel il a été nécessaire de développer des interfaces plus rapides et capables de raccorder un grand nombre de périphériques simultanément. Deux normes prédominent désormais : USB et FireWire.

6.2.1 Liaison USB

La norme USB (*Universal Serial Bus*) a été conçue en 1995. Deux versions de la norme existent. La norme USB 1.1 concerne les périphériques nécessitant un débit peu élevé, comme les claviers, souris, scanners, imprimantes, haut-parleurs, etc. Elle propose deux débits : 1,5 Mbit/s pour la vitesse lente (*low speed*) et 12 Mbit/s pour la vitesse pleine (*full speed*). La deuxième version, USB 2.0, a été développée au début des années 2000 pour concurrencer FireWire ; elle propose une vitesse haute (*high speed*) de 480 Mbit/s. La norme USB 2.0 est rétrocompatible avec la norme USB 1.1 : en cas d'interconnexion de périphériques ne supportant pas les mêmes normes, le transfert s'effectue automatiquement au débit le plus faible. Les deux normes permettent l'interconnexion de 127 périphériques maximum en *Hot Plug'n Play*, c'est-à-dire par raccordement sans débrancher l'hôte ni installer manuellement de *drivers*. Le mode veille est implémenté dans les deux normes : l'inactivité d'un périphérique pendant 3 ms provoque le passage en veille.

6.2.2 Câblage et connectique

Hôte et périphériques sont interconnectés par un bus. Plusieurs bus peuvent être interconnectés par des hubs pour former un arbre. Deux types de connecteurs, A et B peuvent équiper le matériel. Le type A (*downstream*) équipe l'unité centrale et les sorties du hub ; le type B (*upstream*) se trouve en entrée du hub et sur les périphériques. En outre, des connecteurs Mini USB de type B peuvent équiper les périphériques de petite taille, comme les appareils photos ou les téléphones mobiles. Ils sont utilisés par la fonction OTG de la norme USB2, décrite ci-après.

Les broches 1 (Vbus) et 2 (GND) servent à la télé-alimentation des périphériques par l'hôte, et les broches 2 et 3 (D- et D+) sont utilisées pour le transport de l'information. La transmission du signal de données est différentielle : le signal $s(t)$ transportant le message codé en NRZI (voir § 6.4.1) est émis sur la broche 3, tandis que le signal opposé, $-s(t)$, est émis sur la broche 2. Le récepteur réalise la soustraction $(D+) - (D-)$ pour retrouver le message. Ce mode de transmission permet d'éliminer les bruits additifs (voir § 7.1.1).

Les cordons de liaison sont de type AB et ont une longueur maximale de 5 m. Ils sont constitués de 4 fils, deux pour l'alimentation des périphériques (Vbus et GND) et deux pour les signaux sur paire torsadée (figure 6.3).

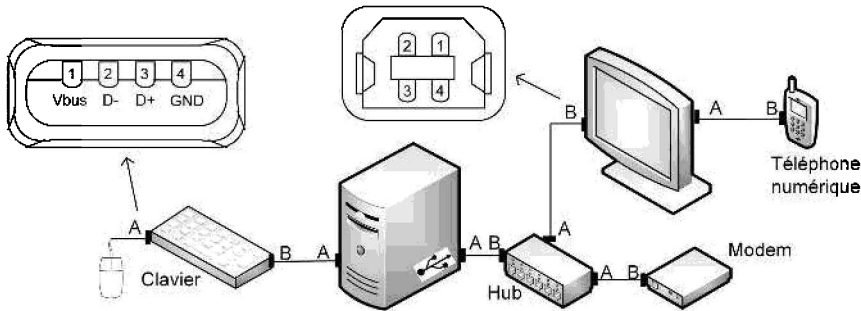


Figure 6.3 - Topologie et connectique USB.

6.2.3 Réalisation du Hot Plug n' Play

Lorsqu'un périphérique est connecté, l'hôte le repère par la modification de la tension entre les broches 2 et 3. Il l'alimente par les broches 1 et 2 puis lui envoie un signal d'initialisation pendant 10 ms. L'équipement s'attribue temporairement l'adresse par défaut (adresse 0) en attendant que l'hôte lui délivre une adresse unique sur le bus, codée sur 7 bits. L'hôte charge ensuite le pilote approprié.

Le débit supporté par le périphérique est déduit des niveaux de tension des broches 2 et 3 : D- vaut 3,3 V pour la vitesse lente et D+ est égal à 3,3 V pour la vitesse pleine. Les équipements supportant la vitesse haute commencent par se connecter en vitesse pleine (12 Mbit/s) avant d'émettre un signal de fréquence variable indiquant la demande de vitesse haute (480 Mbit/s).

6.2.4 Protocole de transmission sur le bus

Sur le bus, l'hôte joue le rôle du maître et attribue la parole aux périphériques esclaves par un mécanisme de jeton. L'accès au support est géré cycliquement : toutes les ms, l'hôte émet un signal de début de séquence. Pendant la séquence, il adresse à chaque périphérique qu'il souhaite interroger un « jeton » (*Token*) l'autorisant à transmettre ses paquets de données (*Data*). Les données correctement reçues sont acquittées par le destinataire via un paquet d'état (*Handshake*).

L'hôte gère le partage de la bande passante et définit pour cela quatre types de transferts :

- Les transferts en bloc concernent la transmission de gros volumes de données insensibles aux délais et générées sporadiquement, comme celles issues des scanners, des appareils photos, etc. Des retransmissions sont effectuées en cas d'erreur. Seuls les modes pleine vitesse et haute vitesse sont utilisés.
- Les transferts de commande sont réalisés par l'hôte pour configurer l'état d'un périphérique, par exemple lorsqu'il lui attribue son adresse. Des retransmissions sont réalisées en cas d'erreur.
- Les transferts d'interruption sont générés par les périphériques lorsqu'ils doivent avertir l'hôte d'un événement. C'est par exemple le type de transfert réalisé par

une souris lors d'un clic sur un bouton. Les équipements sont interrogés périodiquement par l'hôte à propos de leurs interruptions.

- Les transferts isochrones concernent les données sensibles à la latence, comme la vidéo et le son, et qui ont lieu périodiquement. Leur bande passante est garantie. Ces données ne sont pas retransmises en cas d'erreur et sont émises uniquement dans les modes pleine vitesse et haute vitesse.

L'hôte attribue d'abord la bande passante aux transferts isochrones et d'interruption (80 % maximum en haute vitesse, 90 % minimum en basse vitesse). Puis il alloue la bande nécessaire aux transferts de commande. Enfin, les transferts en bloc utilisent la bande restante.

6.2.5 Fonction On The Go

La norme USB 2 prévoit un mode de fonctionnement sans hôte, appelé OTG (*On The Go*). Cette configuration est nécessaire pour les transferts entre deux périphériques, entre un appareil photo et une imprimante par exemple. Pour cette fonctionnalité, des prises mini A et B, des câbles mini USB et des câbles convertisseurs mini-standard sont définis. Dans le cas d'une connexion OTG-OTG, c'est le type de prise, mini A ou B, qui permet de déclarer lequel des deux périphériques OTG prend provisoirement le rôle d'hôte. Un renversement des rôles est possible suite à une étape de négociation entre les deux systèmes OTG (protocole HNP).

6.3 LIAISON FIREWIRE

FireWire est le nom commercial attribué par Apple à une liaison série interconnectant des équipements audio et vidéo grands consommateurs de débit et sensibles aux délais. L'IEEE l'a standardisée en 1995 sous le nom de norme IEEE 1394. Les débits proposés sont élevés : de 100 Mbit/s pour le mode S100 à 3,2 Gbit/s pour le mode S3200. 63 équipements peuvent être interconnectés simultanément sans nécessiter la présence d'un hôte. Le raccordement est réalisé en *Hot Plug'n Play*.

6.3.1 Câblage et connectique

Le câble est constitué de 6 fils entourés d'un blindage :

- deux paires torsadées blindées servent à la transmission différentielle des signaux et à la synchronisation ;
- deux câbles fournissent l'alimentation.

Des câbles quatre fils sont utilisés pour connecter des équipements qui possèdent leur propre alimentation électrique.

La topologie du système est flexible. Elle peut être constituée de bus, de liaisons P2P, de chaîne, d'étoile, ou d'un mélange. La structure finale est celle d'un arbre. Un segment ne doit pas dépasser 4,5 m et une chaîne est limitée à 72 m (figure 6.4).

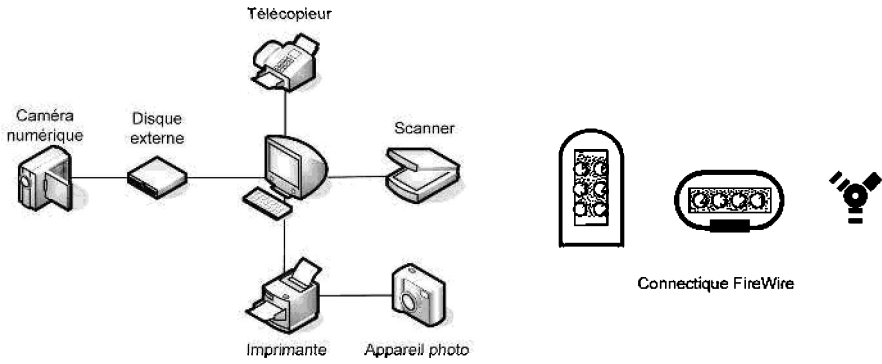


Figure 6.4 - Topologie et connectique FireWire.

6.3.2 Gestion de la bande passante

FireWire définit deux types de transferts :

- Les transferts isochrones concernent des communications ayant des exigences sur le débit et la latence. Aucune adresse de destination n’est portée par ces paquets. Ces transferts sont associés à un numéro de canal ; chaque équipement lit le numéro de canal et copie les données qui le concernent.
- Les transferts asynchrones contiennent les données sans exigences de QoS. Ils sont réalisés en mode fiable.

Le partage de la bande est réalisé temporellement. Un cycle d’émission de 125 µs est défini. Il est découpé en 6 144 unités de temps. Les échanges isochrones bénéficient de 80 % du cycle maximum, tandis que 25 µs au minimum sont réservées aux transferts asynchrones (figure 6.5).

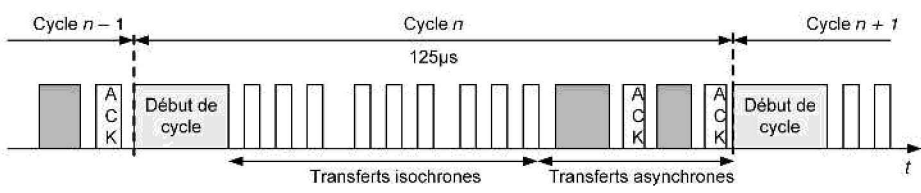


Figure 6.5 - Partage de la bande passante dans FireWire.

6.3.3 Gestion de la topologie

Chaque équipement possède une adresse de 16 bits dont 10 identifient le bus et 6 l’équipement. $2^6 - 1 = 63$ équipements maximum sont connectés à un même bus car il existe une adresse de diffusion. Les adresses sont attribuées dynamiquement lors de la configuration du bus.

Le réseau est structuré en arbre. À l'initialisation, un nœud racine est choisi. Les informations de topologie (adresses, vitesse de fonctionnement) sont distribuées dans l'arbre. Elles sont mises à jour à chaque connexion ou déconnexion d'un équipement.

Plusieurs fonctions sont supportées par des nœuds spécifiques :

- Le nœud racine fait office de maître de cycle (*Cycle_Master*) : il génère les paquets de début de cycle afin que les échanges isochrones soient possibles.
- Le gestionnaire des ressources isochrones (*Isochronous Resource Manager*) enregistre les allocations de bande réalisées.
- Le gestionnaire du bus (*Bus Manager*) est optionnel : il gère la répartition de l'énergie entre les équipements, il peut choisir le meilleur nœud racine et le gestionnaire des ressources isochrones, il mémorise la topologie du système.

6.4 LIAISONS SÉRIE DISTANTES

Les liaisons série distantes permettent de raccorder un équipement ou un réseau local à un réseau d'opérateur par l'intermédiaire d'une liaison physique ou d'un ensemble de liaisons mises bout à bout. Les technologies et les protocoles associés sont présentés dans ce paragraphe.

6.4.1 PPP

Le protocole PPP (*Point-to-Point Protocol*) permet l'encapsulation de datagrammes IP sur des liaisons point à point, c'est-à-dire entre deux ETCD distants. Il s'interface avec plusieurs protocoles de niveau 1 et 2, comme ATM et Ethernet et peut travailler avec n'importe quelle jonction ETTD/ETCD sur une liaison duplex synchrone ou asynchrone. Il sert par exemple au transport des données informatiques dans une liaison usager-FAI par modem (figure 6.6). Dans ce contexte, il est le plus souvent remplacé par sa version sécurisée PPTP (voir § 8.5.1).

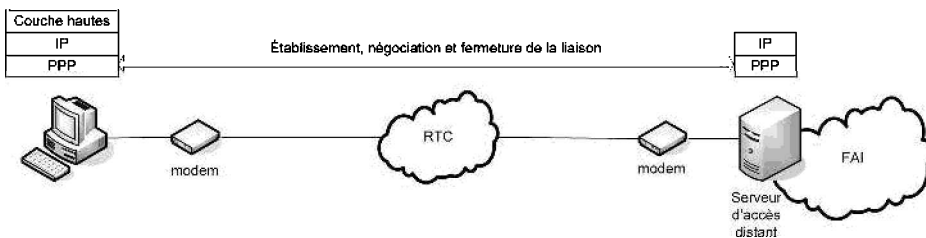


Figure 6.6 - Liaison usager - FAI par le protocole PPP.

Le protocole PPP réalise trois fonctionnalités, pour lesquelles il est assisté par d'autres protocoles :

- l'encapsulation des datagrammes de niveau 3 dans une trame ;

- l'établissement et la maintenance de la connexion avec négociation des paramètres et test de la qualité de la ligne grâce au protocole LCP (*Link Control Protocol*) ;
- l'adaptation à chaque protocole de niveau réseau supporté grâce aux protocoles NCP (*Network Control Protocols*). À l'heure actuelle, le seul protocole NCP utilisé est celui réalisant l'adaptation pour IP (IPCP pour *IP Control Protocol*).

Le format de la trame PPP est celui de la trame HDLC (*High-Level Data Link Control*), protocole normalisé par l'ISO. Il est représenté sur la figure 6.7. Le champ *flags* identifie le début de la trame. Le champ *Address* contient une adresse fixe par défaut car PPP ne définit pas de système d'adressage. La valeur du champ *Control* indique que le service rendu est conforme à la couche LLC 1 (sans connexion ni acquittement, voir § 2.5.2). Le champ *Protocol* contient le numéro normalisé (*Assigned Number*) identifiant le protocole de niveau réseau transporté dans la trame. Le champ *Data* contient de 0 à 1 500 octets de données par défaut ; cette valeur maximale peut être modifiée dans la phase de négociation. Enfin, le champ *FCS* (*Frame Check Sequence*) contient un code détecteur d'erreurs ; par défaut il mesure 2 octets, mais il peut être fixé à 4 octets après négociation.

1 octet	1 octet	1 octet	2 octets	variable	2 ou 4 octets
Flag 01111110	Address 11111111	Control 00000011	Protocol	Data	FCS

Figure 6.7 - Format de la trame PPP.

Les quatre étapes d'une connexion PPP sont les suivantes :

- le protocole LCP ouvre la connexion et négocie les paramètres de la communication (taille des données, choix du protocole d'authentification, longueur du champ FCS, etc.) ;
- optionnellement, la qualité de la ligne est estimée afin de vérifier que le transport des datagrammes est réalisable ;
- les négociations concernant le protocole NCP sont réalisées ; le protocole NCP fragmente les datagrammes et contrôle leur transmission dans les trames ;
- à la fin de la session, le protocole LCP clôt la connexion.

6.4.2 PDH, SONET et SDH

Jusqu'en 1970, le réseau téléphonique était entièrement analogique. Les signaux étaient multiplexés en fréquence sur le support. Lors de la numérisation du réseau, la technique PDH (*Plesiochronous Digital Hierarchy*) a été mise au point pour transporter les échantillons de voix par une technique de multiplexage temporel. Elle est décrite dans la norme G.703 de l'ITU-T. Le terme « plésiochrone » signifie « presque synchronisé ». En effet, les équipements émetteur et récepteur ne sont pas nécessairement en parfait synchronisme.

Les échantillons de voix d'un usager sont prélevés à la fréquence de 8 kHz et sont codés sur 8 bits. Le signal numérique résultant possède un débit de 64 kbit/s. Ces échantillons sont multiplexés dans une trame de 32 canaux, dont deux sont réservés à la synchronisation et à la signalisation : cette trame de base, de débit 2,048 Mbit/s (32×64 kbit/s), est appelée groupement primaire. Le niveau d'une trame est appelé « ordre ». En Europe, 4 trames d'ordre primaire sont elles-mêmes regroupées en une trame secondaire ; on parle alors de « supertrame ». Quatre trames secondaires sont multiplexées en trames tertiaires, elles-mêmes multiplexées en trames d'ordre 4, etc. Le multiplexage se fait donc de manière hiérarchique. À partir du niveau 2, le multiplexage est réalisé bit à bit. En Europe, l'ordre n est noté TN n ; il est transporté sur une ligne dite « ligne En ». Aux USA, l'ordre est appelé DS- n et la ligne T n . La figure 6.8 illustre le multiplexage PDH.

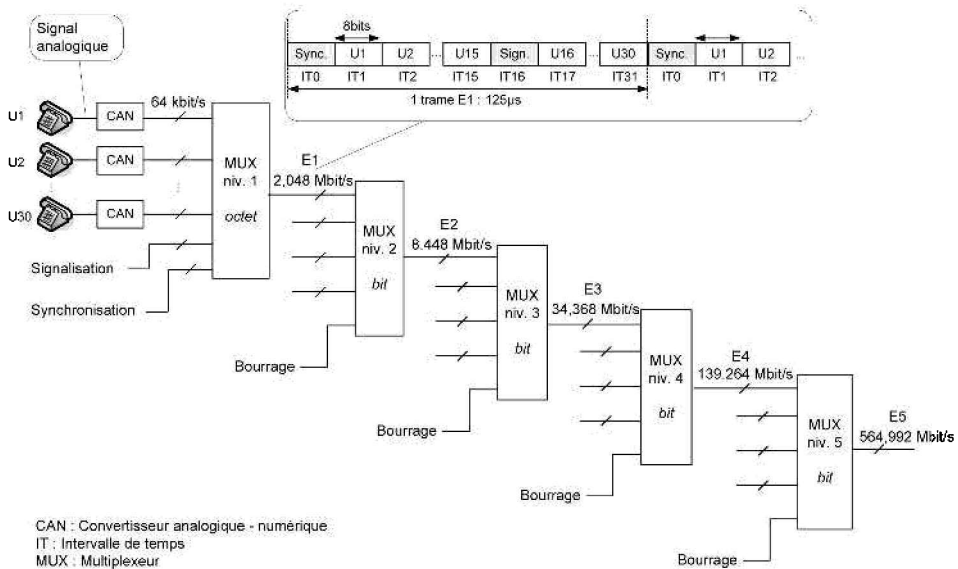


Figure 6.8 - Multiplexage hiérarchique PDH

À partir de l'ordre 2, les débits deviennent importants, et des informations de synchronisation doivent être ajoutées sous forme de bits de bourrage appelés bits de justification pour compenser les dérives d'horloge ; c'est pourquoi le débit d'ordre 2 est plus de quatre fois supérieur à celui de l'ordre 1 par exemple.

Les débits indiqués sur la figure 6.8 sont les débits bruts sur les liens. Compte tenu des informations de signalisation et de synchronisation, les débits utiles sont inférieurs. La précision est indiquée en partie par million (ppm). Le tableau 6.1 présente un récapitulatif des débits en Europe et aux États-Unis. Il faut remarquer que les USA utilisent des structures de trames et des débits différents.

Tableau 6.1 – Multiplexage PDH en Europe et aux États-Unis

Europe						États-Unis					
Ordre Ligne	Nbre de voies utiles	Débit brut	Débit utile	Précision ± ppm		Ordre Ligne	Nbre de voies utiles	Débit brut	Débit utile	Précision ± ppm	
Base	1	64 kbit/s	64 kbit/s	100		Base	1	64 kbit/s	64 kbit/s	100	
TN1 E1	30	2,048 Mbit/s	1,920 Mbit/s	50		DS-1 T1	24	1,544 Mbit/s	1,536 Mbit/s	50	
TN2 E2	120 (4xTN1)	8,448 Mbit/s	7,680 Mbit/s	30		DS-1C T1	48 (2xDS-1)	3,152 Mbit/s	3,072 Mbit/s		
TN3 E3	480 (4xTN2)	34,368 Mbit/s	30,720 Mbit/s	20		DS-2 T2	96 (2xDS-1C)	6,312 Mbit/s	6,144 Mbit/s	30	
TN4 E4	1920 (4xTN3)	139,264 Mbit/s	122,880 Mbit/s	15		DS-3 T3	672 (7xDS-2)	44,736 Mbit/s	43,008 Mbit/s	20	
TN5 E5	7680 (4xTN4)	564,992 Mbit/s	491,520 Mbit/s	0		DS-3C T3C	1344 (2xDS-3)	91,053 Mbit/s	86,016 Mbit/s		
						DS-4 T4	4032 (3xDS-3C)	274,175 Mbit/s	258,048 Mbit/s		
						DS-4C T4C	8064 (2xDS-4)	655,12 Mbit/s	516,096 Mbit/s		

La technologie PDH présente plusieurs inconvénients :

- Dans une trame PDH, la position des bits constituant une voie usager ou une trame au sein d'une supertrame n'est pas connue. Pour isoler une voie ou une trame, il est nécessaire de démultiplexer la supertrame jusqu'au niveau recherché. Pour extraire un flux et le remplacer par un autre, il est de même nécessaire de réaliser une série de démultiplexages et multiplexages successifs.
- En outre, peu d'informations de gestion et de maintenance sont portées par les trames, si bien qu'il est difficile d'évaluer la qualité des données reçues et impossible de localiser le commutateur en panne en cas de défaillance.
- Enfin les débits d'ordre supérieur ne sont pas multiples du débit de base, ce qui multiplie le nombre d'horloges nécessaires.

Ces défauts sont corrigés par la technique SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*), décrite dans la recommandation G.707 de l'ITU-T pour l'Europe. Cette technologie est issue des travaux des laboratoires Bellcore débutés en 1984 sous le nom de SONET (*Synchronous Optical NETWORK*) ; les SONET sont normalisés par l'ANSI aux États-Unis. Les technologies SDH et SONET sont utilisées dans les réseaux hauts débits comme ATM pour fournir une structure de trame et transporter des cellules ATM ou des paquets IP sur des liaisons point à point généralement en fibre optique. Les avantages de ces technologies hiérarchiques par rapport à PHD sont nombreux :

- un transport synchrone des flux, dits « affluents » ;
- la possibilité de multiplexer des canaux de débits différents au sein d'une même trame ;
- des débits maximaux plus élevés ;
- la capacité à insérer et extraire des flux sans réaliser plusieurs multiplexages et démultiplexages successifs ;
- un multiplexage par octet et non par bit ;
- des débits multiplexés multiples du débit de base, ce qui réduit le nombre d'horloges nécessaires dans le système.

La technique SDH travaille sur deux niveaux : le niveau inférieur, appelé LO (*Low Order*) et le niveau supérieur, HO (*High Order*). Les deux niveaux peuvent incorporer des flux synchrones ou plésiochrones. La construction hiérarchique de la trame SDH nommée STM (*Synchronous Transport Mode*) s'effectue ainsi (figure 6.9) :

- **Au niveau inférieur LO** est réalisé le multiplexage des affluents de plus faible débit (inférieur à 6 Mbit/s) :
 - ◇ N_{LO} octets successifs d'un affluent sont stockés dans un conteneur C_{LO} (*Container*) ;
 - ◇ Le conteneur C_{LO} est incorporé dans un conteneur virtuel VC_{LO} (*Virtual Container*) qui ajoute des octets de service nommés « surdébit » pour la justification (nécessaire si l'affluent à un débit inférieur au débit de base) ;

- ♦ Les conteneurs virtuels VC_{LO} sont eux-mêmes insérés dans une unité d'affluents TU (*Tributary Unit*), dans laquelle on dit qu'ils « flottent » : leur position n'est pas fixe, mais est repérée par un pointeur contenu dans l'unité TU ;
- ♦ Les unités TU sont multiplexées octet par octet dans des zones TUG (*Tributary Unit Group*). Les TUG peuvent être eux-mêmes multiplexés dans des TUG d'ordre supérieur.

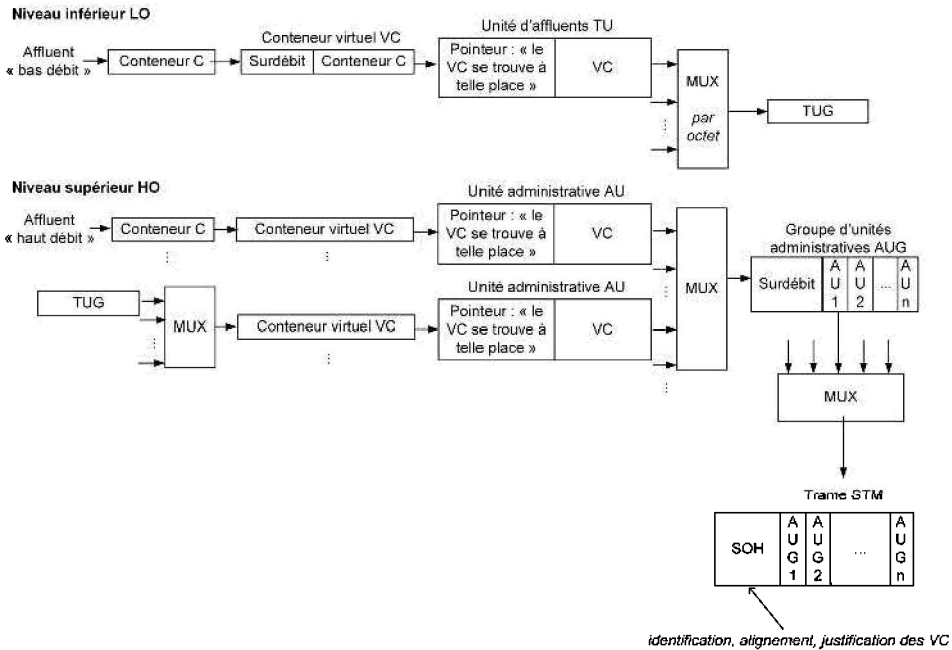


Figure 6.9 - Constitution d'une trame SDH

- **Au niveau supérieur HO**, les affluents de plus grands débits sont multiplexés (34 Mbit/s et plus)
 - ♦ N_{HO} octets successifs d'un affluent sont stockés dans un conteneur C_{HO} de capacité supérieure à celle d'un C_{LO} ;
 - ♦ Les conteneurs C_{HO} et des zones TUG sont intégrés à des conteneurs virtuels VC_{HO} qui ajoutent du surdébit ;
 - ♦ Les conteneurs virtuels VC_{HO} flottent dans des unités administratives AU (*Administrative Unit*) ;
 - ♦ Les unités AU sont multiplexées dans des groupes d'unités administratives AUG (*Administrative Unit Group*) qui contiennent les informations de justification et d'alignement pour chaque conteneur virtuel qu'ils transportent.
 - ♦ Les AUG se trouvent à un endroit fixe de la trame STM et leurs informations (identification, alignement et justification des VC) se trouvent à un endroit connu dans le surdébit de la STM nommé SOH (*Section OverHead*).

Les débits des affluents et la taille des conteneurs sont donnés dans le tableau 6.2.

Tableau 6.2 - Débits des affluents et taille des conteneurs

Niveau	LO			HO	
	Débit max. (Mbit/s)	1,6	2,176	6,784	48,384
Conteneur	C-4 2 340 octets	C-3 756 octets	C-2 106 octets	C-12 34 octets	C-11 25 octets

Les trames STM sont constituées d'un ou plusieurs AUG. La notation STM-n signifie que la trame est constituée de n AUG. La plus petite unité de transport, STM-1 correspond à un débit brut de 155,52 Mbit/s. Le tableau 6.3 présente les débits des différentes STM et leur correspondance américaine SONET.

Dans la norme américaine, la trame est appelée STS-n (*Synchronous Transport Signal level n*) ou OC-n (*Optical Carrier level n*) lorsque le support est une fibre optique. Le plus petit débit SONET est égal à 51,84 Mbit/s ; ce débit n'est pas normalisé par l'ITU_T mais des liaisons existent et sont abusivement appelées « STM-0 ». Les liaisons SONET et SDH peuvent être interconnectées sans difficulté, contrairement aux technologies PDH américaines et européennes.

Tableau 6.3 - Débits SDH et SONET

Appellation SDH	Appellation SONET	Débit brut en Mbit/s
« STM-0 » (non normalisée)	STS-1 ou OC-1	51,84
STM-1	STS-3 ou OC-3	155,52
	STS-9 ou OC-9	466,56
STM-4	STS-12 ou OC-12	622,08
	STS-18 ou OC-18	933,12
STM-8	STS-24 ou OC-24	1 244,16
STM-8	STS-36 ou OC-36	1 866,24
STM-16	STS-48 ou OC-48	2 488,32
STM-32	STS-96 ou OC-96	4 976,64
STM-64	STS-192 ou OC-192	9 953,28
	STS-256 ou OC-256	13 271,04
STM-128	STS-384 ou OC-284	19 906,56
STM-256	STS-768 ou OC-768	39 813,12
STM-512	STS-1536 ou OC-1536	79 626,24
STM-1024	STS-3072 ou OC-3072	159 252,48

La plupart des réseaux métropolitains SONET utilisent une topologie d'anneau sur fibre optique. L'anneau est généralement doublé pour permettre un basculement des communications sur un autre lien en cas de panne ; le temps de rétablissement est limité à 50 ms. Conçue pour le transport de la voix, cette technologie multiplexe les flux temporellement : elle réalise donc de la commutation de circuits et non de paquets, si bien qu'elle n'est pas la meilleure solution pour le transport des données informatiques.

6.4.3 ATM

Origines et usage

Les premiers travaux sur la norme ATM (*Asynchronous Transfer Mode*) ont débuté à la fin des années 1980, dans les laboratoires américains Bell Labs et au CNET à Lannion (Centre national d'études des Télécommunications, ancien nom d'Orange Labs, division recherche et développement de France Telecom). Cette architecture de réseau était destinée à regrouper sur un même support les données informatiques acheminées par les réseaux à commutation de paquets (X.25, *Frame Relay*), la voix transportée par les réseaux à commutation de circuits (RTC, Réseau Téléphonique Commuté ou Réseau Numérique à Intégration de Services, RNIS) et la vidéoconférence présente sur le RNIS.

Le RNIS fut le premier réseau supportant ces trois types d'applications simultanément. Les données informatiques et téléphoniques (ou de visioconférence) étaient transportées sur une ligne unique depuis l'utilisateur jusqu'à l'opérateur ; elles étaient alors redirigées respectivement vers un réseau à commutation de paquets et un réseau à commutation de circuits. Les débits disponibles étaient multiples, de 64 kbit/s et limités à 2 Mbit/s. La ligne utilisée pour relier le client au RTC n'était pas utilisable : une nouvelle liaison devait être posée entre le client et l'opérateur. Par son coût et l'insuffisance des débits proposés, le RNIS fut un échec commercial.

La technologie ATM fut conçue comme un RNIS large bande dans l'objectif de :

- supporter tout type d'applications (données, voix, vidéo) sur un même réseau ;
- offrir le même service de bout en bout quels que soient les réseaux (LAN, MAN, WAN) ;
- supporter de très hauts débits (jusqu'à 622 Mbit/s sur les réseaux publics) ;
- garantir à chaque usager une qualité de service en termes de débit, de délai, de gigue et de pertes ;
- utiliser les infrastructures physiques déjà existantes, c'est-à-dire les supports (câble coaxial, paire torsadée, fibre optique) et éventuellement le format des trames (PDH, SONET/SDH).

Le transport des données est réalisé par **commutation de cellules**. Le fonctionnement de la norme repose sur la notion de **contrat** entre l'utilisateur et le réseau : l'utilisateur s'engage à respecter un profil de trafic ; en échange, le réseau lui garantit un niveau de qualité de service.

Les normes de l'ATM ont été éditées par l'ITU-T (*International Telecommunication Union – Telecommunications standardization sector*). L'ATM Forum, créé en 1991, était un comité technique international constitué d'industriels visant à promouvoir le déploiement de la technologie ATM en garantissant l'interopérabilité des produits. En 2005, l'ATM Forum a fusionné avec le *MPLS and Frame Relay Alliance*, qui est désormais inclus dans le *Broadband Forum* (www.broadbandforum.org).

Présentée dans les années 1990 comme la solution pour la convergence des réseaux de voix et de données, la norme ATM n'a pas rempli complètement son objectif. Elle se voulait utilisable de bout en bout, du réseau local au réseau d'opérateur, mais sa grande complexité a constitué un frein à son développement dans le LAN. Conçue par des chercheurs du monde des télécommunications et non du monde IP, la norme ne facilite pas non plus l'interfaçage avec IP. Dans les années 2000, les opérateurs ont manifesté un désintérêt pour la norme : en 2006, le cœur de réseau et les accès ATM de Renater ont été remplacés par la technologie POS (*Packet Over Sonet*) et par des liens GigaEthernet. De même les offres de réseau privé virtuel mondial de France Telecom, initialement basées sur de l'ATM, exploitent désormais des technologies MPLS au cœur et Ethernet sur les accès. Aujourd'hui la technologie MPLS (voir § 5.6.5), basée sur la commutation de labels et nativement interopérable avec le protocole IP, a donc succédé à l'ATM qui subsiste essentiellement dans les réseaux de collecte des liaisons DSL (*Digital Subscriber Line*).

Le modèle ATM

Le modèle ATM est constitué de trois couches, réparties sur trois plans (figure 6.10) : le plan usager prend en charge les données de l'utilisateur et la gestion des erreurs, le plan de contrôle réalise le suivi des communications (établissement, libération, surveillance) et le plan de gestion s'occupe de la supervision, l'exploitation et l'administration du réseau (gestion des performances et des pannes).

Les trois couches de l'architecture ATM ne correspondent pas strictement aux couches basses du modèle OSI :

- **La couche AAL** (*ATM Adaptation Layer*) adapte les flux d'information à la structure des cellules (segmentation et réassemblage des paquets), réalise la classification des trafics et gère les erreurs et la resynchronisation (correction de la gigue). C'est une couche de bout en bout.
- **La couche ATM** assure l'acheminement des cellules : établissement des chemins et des circuits virtuels, multiplexage et démultiplexage des cellules, contrôle de flux. Elle vérifie la conformité du trafic de l'utilisateur avec le contrat et met en œuvre les dispositifs correctifs nécessaires au respect de la qualité de service exigée.
- **La couche physique** définit les caractéristiques du signal et du support : nature du support (optique ou électrique), débit, synchronisation, détection d'erreur, etc.

Il existe deux types d'interfaces qui définissent chacune leur format de cellule et leur signalisation : l'interface usager-réseau appelée UNI (*User to Network Interface*) et l'interface réseau/réseau nommée NNI (*Network to Network Interface*)

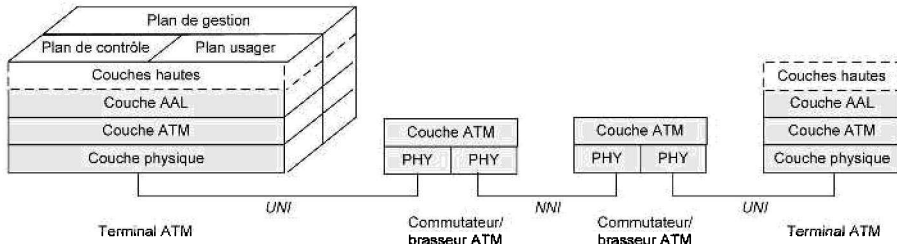


Figure 6.10 - Modèle en couches ATM.

La figure 6.11 présente le format de la cellule ATM. La cellule possède une taille fixe de 53 octets dont cinq constituent l'en-tête. Les champs de l'en-tête diffèrent selon l'interface :

- **GFC** (*Generic Flow Control*), 4 bits : ce champ est utilisé sur l'interface UNI pour réaliser du contrôle de flux en local. Sur l'interface NNI, les 4 bits font partie du champ VPI.
- **VPI** (*Virtual Path Identifier*), 8 bits sur UNI, 12 bits sur NNI : le VPI identifie un chemin virtuel (voir figure 6.14).
- **VCI** (*Virtual Channel Identifier*), 16 bits : le VCI identifie un circuit virtuel aussi appelé canal virtuel ou circuit virtuel (voir figure 6.14).
- **PT** (*Payload Type*), 3 bits : ce champ identifie la nature de la charge utile (contrôle, gestion, usager).
- **CLP** (*Cell Loss Priority*), 1 bit : les cellules dont le bit CLP vaut 1 sont détruites en priorité en cas de congestion. Ce bit est positionné par les terminaux ou les commutateurs sur les cellules des trafics de faible priorité ou non respectueux de leur contrat.
- **HEC** (*Header Error Control*) : c'est un code détecteur d'erreur sur l'en-tête. Toute cellule possédant un en-tête erroné est détruite.

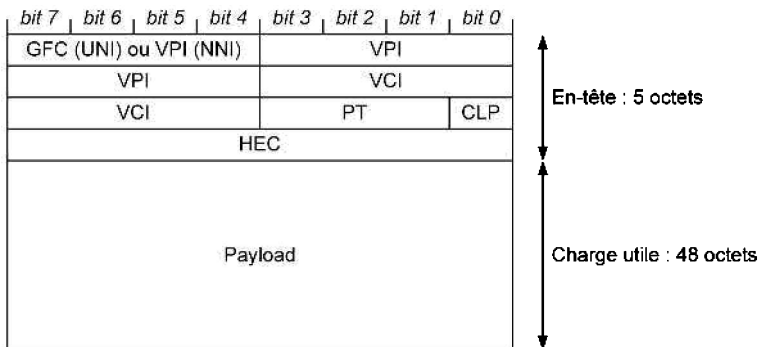


Figure 6.11 - Format de la cellule ATM.

Transmission asynchrone des flux

La norme ATM réalise de la commutation de cellules de **taille fixe** (53 octets) : la réalisation *hardware* des fonctions bas niveau (assemblage, désassemblage et commutation) est possible, ce qui accélère les traitements dans les commutateurs et simplifie la gestion de la mémoire.

Le support de transmission est partagé par **multiplexage temporel asynchrone** : l'attribution des intervalles de temps aux applications n'est pas fixe mais la bande passante est allouée dynamiquement. La durée d'un intervalle de temps est égale à la durée d'émission d'une cellule. Des cellules vides apparaissent en l'absence de trafic, mais le gaspillage de bande et la gigue sont limités par la petite taille de la cellule. L'usage de **priorités** dans les files d'attente permet de limiter la gigue subie et d'assurer un débit moyen presque constant aux flux temps réel. Les communications sont réalisées en **mode connecté**, ce qui permet de respecter l'ordonnancement des cellules.

Dans l'exemple de la figure 6.12 trois applications émettent des flux vers le multiplexeur temporel asynchrone : des données téléphoniques qui ont la plus haute priorité, de la vidéo compressée au débit variable et des données informatiques de plus faible priorité. Les échantillons de voix subissent une gigue très faible et bénéficient d'un débit constant. La gigue subie par les données informatiques est importante, mais sans conséquence sur les performances de l'application. Peu de cellules vides sont générées ; en commutation de circuits, de nombreux intervalles de temps alloués aux données informatiques auraient été gaspillés du fait du caractère sporadique de la génération de ces flux (voir l'absence de transmission entre les cellules 6 et 7).

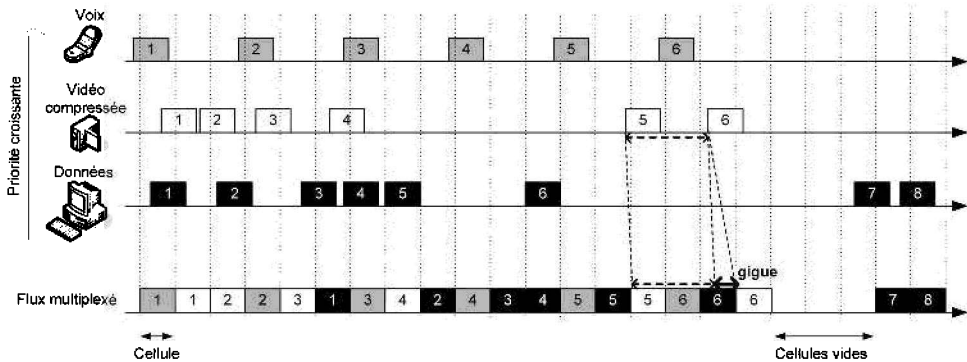


Figure 6.12 - Multiplexage temporel asynchrone des flux.

La classification des flux et le contrôle du trafic

Pour respecter le niveau de qualité de service exigé par les applications, celles-ci doivent être classifiées. La classification des flux est réalisée dans la couche AAL, à l'entrée du réseau ATM. Il existe quatre classes de trafic ATM :

- **CBR** (*Constant Bit Rate*) : ce service fournit des garanties sur la bande passante, les délais et la gigue. Il est destiné aux trafics de voix, de vidéo non compressée, d'émulation de circuit téléphonique.
- **VBR** (*Variable Bit Rate*) : la bande passante est garantie. L'acheminement peut être isochrone, avec un délai maximum garanti (flux *VBR Real Time*) ou non isochrone (flux *VBR Non Real Time*). La vidéo compressée est concernée par cette classe.
- **ABR** (*Available Bit Rate*) : la bande passante n'est pas garantie, l'application utilise la bande disponible ; un contrôle de flux est réalisable.
- **UBR** (*Unspecified Bit Rate*) : il s'agit d'un service de type *best-effort*.

La bande passante est allouée prioritairement aux classes CBR, puis VBR. Les trafics ABR et UBR utilisent la bande restante, comme l'illustre la figure 6.13.

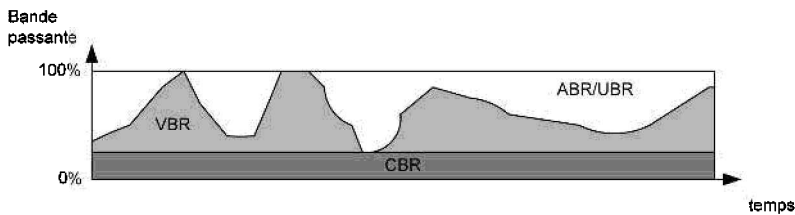


Figure 6.13 - Répartition de la bande passante entre les classes de trafic ATM.

Ces classes de trafic correspondent à 5 couches AAL, d'AAL1 à AAL5 qui insèrent un en-tête spécifique dans les 48 octets de charge utile de la cellule.

Les applications ainsi classées doivent respecter un **contrat** afin qu'un flux ne perturbe pas la qualité de service due aux autres trafics. La vérification de la conformité au contrat est réalisée par les équipements à la périphérie du réseau. L'application s'engage à respecter un débit crête borné (PCR, *Peak Cell Rate*), un débit d'émission moyen des cellules borné (SCR, *Sustainable Cell Rate*), une taille maximale pour les rafales (*bursts*), c'est-à-dire le nombre de cellules émises continuellement au débit crête (MBS, *Maximum Burst Size*) et enfin un débit minimal (MCR, *Minimum Cell Rate*). En échange, le réseau fournit des garanties sur le taux de pertes de cellules (CLR, *Cell Loss Ratio*), la latence (CTD, *Cell Transfer Delay*) et la gigue (CDV, *Cell Delay Variation*). Le tableau 6.4 présente un récapitulatif des classes de trafic et des services fournis par le réseau.

Trois procédures sont mises en œuvre à l'intérieur du réseau pour vérifier la conformité du trafic :

- **Le contrôle d'admission des connexions** (CAC, *Connection Admission Control*) désigne les actions réalisées par le réseau à l'initialisation d'une connexion pour vérifier que la demande peut être acceptée sans nuire aux connexions déjà existantes. Il s'agit de vérifier que le réseau possède les ressources disponibles pour supporter une communication supplémentaire.

Tableau 6.4 – Classes de trafic et paramètres de contrôle

Classe de trafic	Adaptation	Caractéristiques du trafic			Paramètres descriptifs	Garanties du réseau			FC	Application type
		Synchro source/ destination	Débit	Mode		Pertes (CLR)	Délai (CTD)	Gigue (CDV)		
CBR	AAL1	Forte	Constant	Connecté	PCR	X	X	X	—	Voix et vidéo non compressées, émulation de circuit
rt-VBR	AAL2	Forte	Variable	Connecté	PCR, SCR, MBS	X	X	X	—	Voix et vidéo compressées
nrt-VBR	AAL2	Faible	Variable	Connecté	PCR, SCR, MBS	X	X	X	—	Diffusion vidéo ou audio sans interactivité
ABR	AAL3/4	Faible	Variable	Connecté ou non	PCR, MCR	X	—	—	X	Données, interconnexion de réseaux locaux
UBR	AAL5	Faible	Variable	Non connecté	PCR	—	—	—	—	Données, interconnexion de réseaux locaux

- **Le contrôle des paramètres d'utilisation** (UPC, *Usage Parameter Control*) est réalisé à l'entrée du réseau, dans l'interface UNI, et au cœur du réseau, sur les interfaces NNI. Il consiste à vérifier le respect du contrat de trafic par l'utilisateur. Les cellules non conformes peuvent être détruites (*traffic policing*) ou remises en forme de manière à respecter le contrat (*traffic shaping*).
- **La remontée d'information** (FC, *Feedback Control*) désigne les actions réalisées conjointement par le réseau et les applications pour adapter les trafics à la disponibilité des ressources.

Chemins et circuits virtuels

La norme ATM fonctionne en mode connecté : à l'initialisation d'une communication, un chemin doit être déterminé de la source vers la destination avant le début des échanges ; il est suivi par toutes les cellules pendant la durée de la connexion. La route est tracée à l'aide de chemins virtuels et de circuits virtuels indiqués dans l'en-tête des cellules.

Un chemin virtuel (VP, *Virtual Path*) transporte les cellules appartenant à plusieurs connexions mais suivant le même trajet dans le réseau. Un circuit virtuel (VC, *Virtual Channel*) quant à lui identifie les cellules appartenant à une même communication ; il est aussi nommé canal virtuel ou voix virtuelle. Chemins et circuits virtuels sont illustrés sur la figure 6.14 où quatre communications, identifiées par des numéros de VC distincts, suivent deux à deux le même chemin virtuel. Les chemins et les circuits peuvent être permanents ou commutés, c'est-à-dire créés et détruits à la demande.

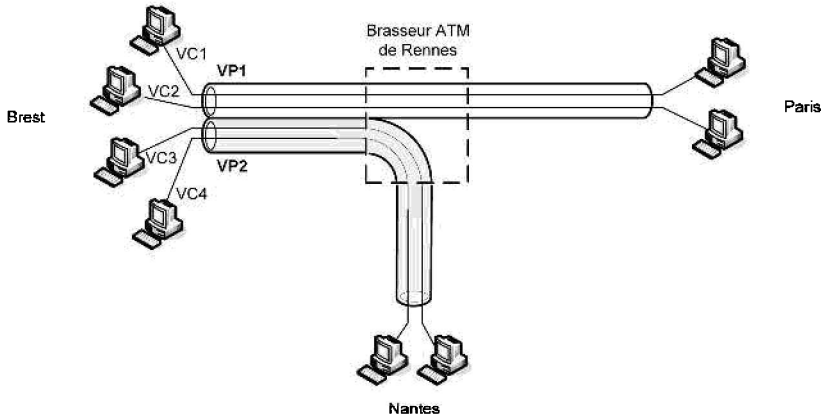


Figure 6.14 - Chemins et circuits virtuels.

Le chemin et le circuit virtuels suivis par une cellule sont identifiés par des numéros portés dans l'en-tête, les VPI (*Virtual Path Identifier*) et les VCI (*Virtual Channel Identifier*). La portée de ces numéros est locale. Une connexion virtuelle (VCC, *Virtual Channel Connection*) est donc constituée d'une suite de couples VPI/VCI.

Deux types d'équipements gèrent les chemins et les circuits virtuels :

- Un commutateur ATM gère les chemins et les circuits virtuels ; en sortie du commutateur, le VPI et le VCI d'une cellule peuvent être modifiés.
- Un brasseur ATM gère uniquement les chemins virtuels : seul le VPI d'une cellule est modifié en sortie. Le brasseur travaille donc plus rapidement qu'un commutateur et se situe au cœur du réseau.

Brasseurs et commutateurs possèdent une table de commutation permettant de déterminer pour chaque cellule reçue le port de sortie et les nouvelles valeurs de VPI/VCI. Ces tables sont remplies dynamiquement, à l'aide d'un protocole de routage exécuté à l'initialisation de la connexion. Deux protocoles interviennent au démarrage d'une communication :

- Le protocole de signalisation UNI, version 4.0 actuellement, est utilisé sur les interfaces usager-réseau. Il réalise la négociation des paramètres de qualité de service, définit l'AAL et caractérise le profil du trafic.
- Au cœur du réseau, sur les interfaces NNI, le protocole PNNI (*Private Network Node Interface*) recherche un chemin vers la destination ; il vérifie la disponibilité des ressources et sélectionne les nœuds respectant la QoS exigée par l'application. PNNI est un algorithme de routage hiérarchique de type état des liens (*link-state*, voir § 5.6.1).

Sur l'exemple de la figure 6.15, trois connexions sont représentées. Les connexions entre les stations S1 et S5, et S2 et S4 suivent le même chemin virtuel car leurs sources et leurs destinations sont respectivement rattachées au même commutateur ; la connexion entre S1 et S3 quant à elle suit un autre chemin virtuel.

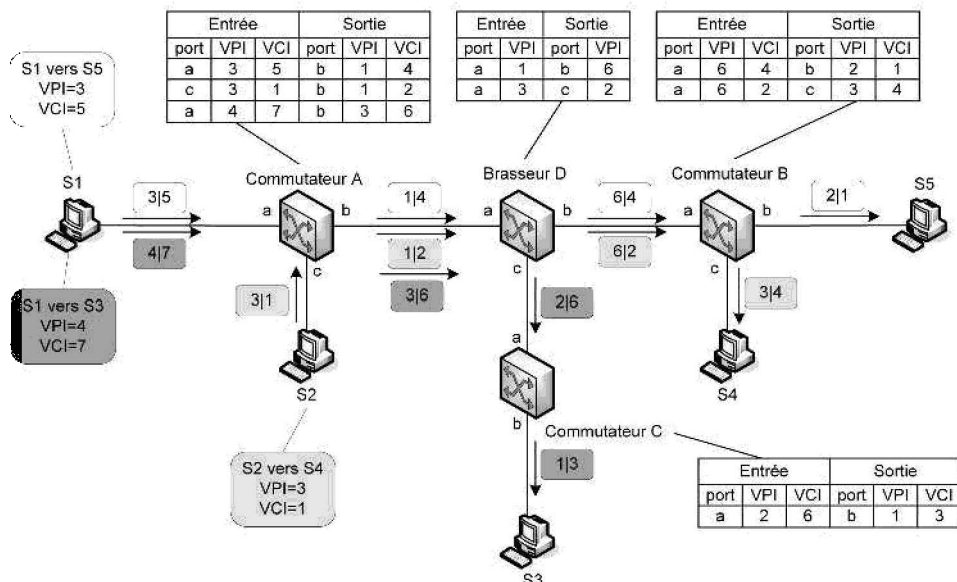


Figure 6.15 - Commutation des cellules sur un réseau ATM.

On peut constater que la table de commutation du brasseur situé au cœur du réseau est de taille réduite par rapport à celles des commutateurs : cet équipement nécessite moins de ressources mémoire et ses temps de traitement sont inférieurs.

Supports de transmission physiques

La norme ATM a été conçue pour s'adapter aux supports physiques existants. Elle ne définit donc pas de support spécifique. Les media peuvent être optiques ou électriques, et transporter les informations directement sous forme de cellules ou dans une structure de trames, comme sur les liens PDH et SDH. Les débits et les distances supportés varient suivant le support utilisé. L'ITU-T et l'ATM Forum ont édité des spécifications décrivant la manière d'implémenter une architecture ATM sur les supports. Le tableau 6.5 présente quelques spécifications de l'ATM Forum qui révèlent la variété des supports, des débits, des formats et des distances supportées. Ces spécifications sont accessibles sur le site du Broadband Forum.

Tableau 6.5 - Exemples de spécifications de l'ATM Forum pour la couche physique

Spécification	Date	Débit (Mbit/s)	Structure	Support	Distance
AF-PHY-0064.000	1996	2,048	PDH(E1)	Câble coaxial ou paire torsadée	Non spécifiée
AF-PHY-0047.000	1995	155,52	SONET (STS-3c)	Paire torsadée UTP3	100 m
AF-PHY-0046.000	1996	622,08	SONET (STS-12c) SDH STM-4	Fibre monomode ou multimode	Jusqu'à 15 km
AF-PHY-0162.000	2001	997,685	Cellules	Fibre monomode ou multimode, paire torsadée	Non spécifiée
AF-PHY-0128.000	1999	2488	Cellules	Fibre monomode ou multimode	Jusqu'à 80 km
AF-PHY-0133.001	2003	9953	SONET (STS-192c)	Fibre monomode	Jusqu'à 120 km

6.4.4 Ethernet classe opérateur

La norme Ethernet (IEEE 802.3, voir chapitre 7) est la norme dominante des réseaux locaux filaires. Conçue dans les années 1970, elle est fiable et maîtrisée de nos jours. De nombreux équipements à bas coût sont disponibles. De très hauts débits sont désormais supportés dans les LAN : la dernière normalisation de l'IEEE permet des connexions à 10 Gbit/s et dans un avenir proche des transferts à 100 Gbit/s devraient être possibles. Ces atouts incitent les fournisseurs d'accès à utiliser la norme Ethernet pour le raccordement de leurs clients dans le réseau de collecte et les opérateurs de transport dans les services de VPN (voir § 8.3.6). Ce nouvel Ethernet est nommé

Ethernet classe opérateur, ou *Carrier Ethernet* ou encore *Ethernet Carrier Grade*. Ainsi, alors que la technologie Ethernet se limitait initialement au réseau local, elle peut maintenant être utilisée de bout en bout, chez l'utilisateur et au cœur du réseau d'opérateur.

La norme initiale doit cependant subir des améliorations pour répondre aux besoins des FAI parmi lesquelles :

- La contrainte du facteur d'échelle : alors qu'Ethernet a été conçu pour des réseaux locaux supportant un nombre limité de machines, les FAI raccordent des milliers d'abonnés et doivent disposer d'un espace d'adressage suffisant.
- La disponibilité de la ligne : elle doit être équivalente à celle des réseaux de télécommunications. La disponibilité du RTC par exemple est égale à 99,999 %. Il est donc nécessaire d'introduire des procédures de contrôle et de maintenance du réseau et de rétablissement en cas de panne. Le protocole *Spanning Tree* utilisé pour construire les chemins dans des réseaux commutés Ethernet ne fournit aucune garantie sur le temps de rétablissement.
- La qualité de service : certains services, comme la téléphonie, ont des exigences fortes de QoS. Or aucun mécanisme de QoS n'est prévu dans Ethernet ; on procède généralement à un surdimensionnement du réseau pour supporter de telles applications, solution coûteuse et non viable pour les opérateurs. L'Ethernet classe opérateur se doit donc de rajouter des fonctionnalités pour la garantie de la qualité de service. En outre, le support d'un SLA (*Service Level Agreement*), c'est-à-dire d'un contrat entre le réseau et le client, doit être réalisable.

Fondé en 2001, le *Metro Ethernet Forum* (MEF) est une association d'industriels et d'opérateurs qui supervise le développement et le déploiement de l'Ethernet classe opérateur dans un souci d'interopérabilité. Les spécifications techniques élaborées concernent les réseaux métropolitains, qu'ils soient nativement basés sur des architectures Ethernet ou non (SONET/SDH, MPLS, ATM...). Le MEF a défini cinq critères que doivent respecter les réseaux Ethernet de classe opérateur :

- **Des services standardisés** : conservation des équipements déjà existants chez le client ; convergence des services de voix, vidéo et données ; disponibilité de nombreux services caractérisés par leur granularité, leurs débits et leurs offres de QoS ; mise en place de lignes point à point et de LAN virtuels.
- **L'adaptation au facteur d'échelle** : support de milliers de clients, d'infrastructures physiques différentes, de débits granulaires allant de 1 Mbit/s à 10 Gbit/s.
- **La fiabilité et la robustesse** : détection et réparation des pannes en des temps équivalents à ceux des réseaux de télécommunications (50 ms).
- **La qualité de service** : support de différents critères de QoS (débit moyen, délai, gigue, perte) et de contrat client/opérateur (SLA).
- **La gestion des services** : supervision centralisée du réseau comparable à celle des réseaux de télécommunications.

En pratique, les solutions utilisées actuellement reprennent des technologies existantes (MPLS, VLAN) et suivent un principe commun : la création d'un chemin avant l'émission des trames et la réservation des ressources pour garantir la QoS.

Elles permettent des connexions point à point et multipoint : ainsi on nomme *Ethernet Virtual Private Line (EVPL)*, *Virtual Leased Line (VLL)*, ou *Virtual private wire (VPW)* une connexion point à point entre deux sites distants et *Virtual Private LAN Service (VPLS)* une connexion multipoint. La liaison ainsi créée est appelée couramment *pseudo-wire*. La figure 6.16 présente le principe d'une EVPL et d'un VPLS à partir d'un réseau Ethernet sur MPLS.

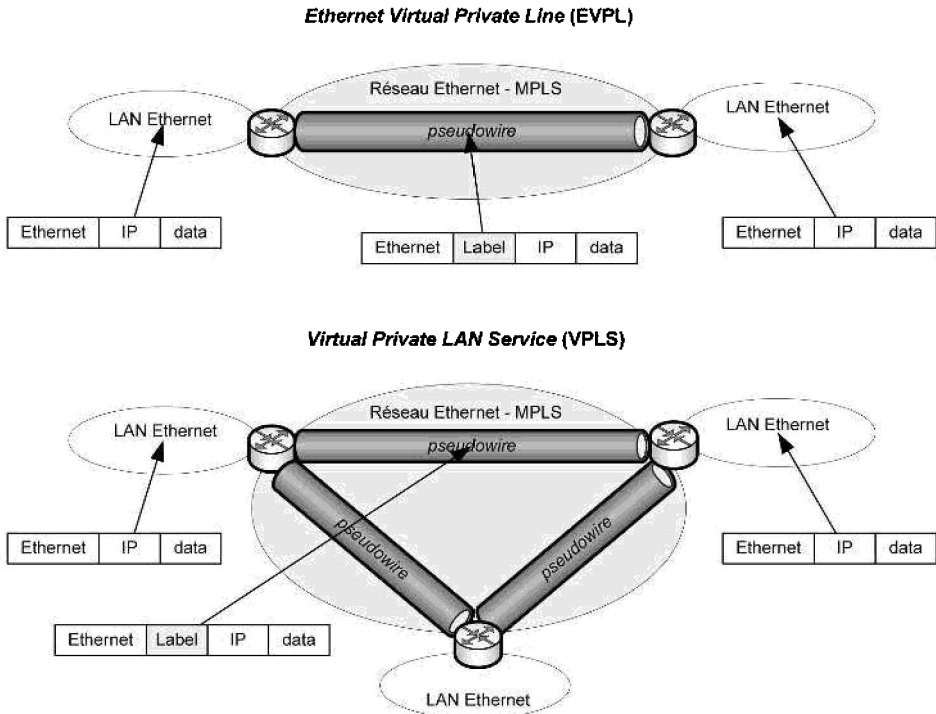


Figure 6.16 - Connexions Ethernet classe opérateur point à point et multipoint.

Une première solution consiste à exploiter les réseaux MPLS déjà très répandus chez les opérateurs. Ils sont couramment employés pour créer des VPN IP entre des sites distants, comme dans l'offre Olean de France Telecom par exemple. Ils présentent l'avantage de comporter des mécanismes d'ingénierie de trafic et de QoS. Le protocole MPLS, décrit dans le chapitre 5, réalise la commutation des trames Ethernet sur des chemins établis à l'initialisation de la connexion. Ces chemins sont construits par un protocole de niveau 3, comme IP ; les ressources nécessaires à la classe du trafic sont réservées pendant toute la durée des échanges. La commutation se base sur un champ rajouté dans l'en-tête de la trame à l'entrée du réseau, le label. Dans ce contexte, l'ITU-T et l'IETF collaborent pour mieux adapter l'Ethernet sur MPLS aux besoins des opérateurs de transport. Ainsi, MPLS-TP (*MPLS Transport Profile*), décrit dans la RFC 5654, propose des fonctionnalités de maintenance et d'administration du réseau (*Operations Administration and Management, OAM*).

Par ailleurs, certains opérateurs privilégient l'utilisation de réseaux virtuels Ethernet à grande échelle sur le modèle des VLAN conçus pour les réseaux locaux (voir chapitre 7). Les GVLAN (*Generalized VLAN*) ou PVT (*Provider VLAN Transport*) réalisent ainsi la construction d'un réseau privé pour chaque liaison, ce qui permet de réserver le débit nécessaire au trafic au cœur du réseau d'opérateur. La contrainte essentielle de cette méthode est liée au grand nombre de VLAN qui doivent être disponibles pour raccorder l'ensemble des clients. Plusieurs normes IEEE sont consacrées aux VLAN pour les fournisseurs :

- **La norme IEEE 802.1ad**, dite *Provider Bridges* (PB) ou *Q in Q*, définit deux niveaux de VLAN, celui du client identifié par un C-Tag (*Customer Tag*) de 12 bits, et celui du fournisseur, le S-Tag (*Service-Tag*) aussi codé sur 12 bits. Le client a donc la possibilité de créer ses propres VLAN sur des sites distants. Cependant, le nombre de VLAN disponibles pour le fournisseur est limité à 4094, ce qui restreint d'autant son nombre de clients. En outre, cette norme utilise les adresses MAC des équipements pour commuter les trames : à l'échelle d'un réseau d'opérateur, les tables de commutation deviennent gigantesques.
- **La norme IEEE 802.1ah**, dite *Provider Backbone Bridges* (PBB) ou *MAC in MAC*, résout les problèmes précédents. À l'entrée du réseau, les trames IEEE 802.1ad sont encapsulées dans un en-tête PBB qui contient les adresses identifiant les commutateurs de bord (*edge switch*) des réseaux source et destination, respectivement nommées *Backbone Destination MAC Address* (B-DA) et *Backbone Source MAC Address* (B-SA). Seules les adresses des commutateurs de bord doivent être connues ; les adresses des équipements des clients sont ignorées. Ainsi la taille des tables de commutation reste raisonnable. Par ailleurs, deux nouveaux identifiants sont ajoutés dans l'en-tête, sur le modèle des S-Tag et C-Tag des réseaux PB. Le *Backbone Service Instance Identifier* (I-SID), codé sur 24 bits, permet d'identifier plus de 16 millions de clients ou services différents. Le *Backbone VLAN ID* (B-VID) identifie le PBB sur 12 bits. Ainsi seuls les nœuds du bord ont besoin de connaître les PBB ; les commutateurs de cœur utilisent le B-VID comme les commutateurs PB utilisent le S-Tag. C'est pourquoi les commutateurs conçus pour les PB sont utilisables dans le cœur de réseau PBB, ce qui ne nécessite pas d'investissement supplémentaire lors du passage de la technologie PB à la technologie PBB.
- **La technologie *Provide Backbone Bridge Traffic Engineering* (PBB-TE)**, aussi dénommée *Provider Backbone Transport* (PBT), est définie dans la norme IEEE 802.1Qay en cours de ratification. Elle améliore l'infrastructure PBB de plusieurs manières. D'une part, elle se passe des fonctions d'apprentissage des adresses MAC par diffusion et du protocole STP (*Spanning Tree Protocol*) et exploite une gestion centralisée du réseau dans laquelle les tables de commutation sont mises à jour via des commandes de gestion. D'autre part, elle utilise les messages CCM (*Connectivity Check Messages*) de la norme IEEE 802.1ag pour tester la qualité de la liaison de bout en bout. En cas de panne, le trafic est basculé en moins de 50 ms vers un chemin de secours préétabli, selon le mécanisme « de capacité de survie » décrit dans la recommandation G.8031 de l'ITU-T.

Chapitre 6 • Les liaisons entre les systèmes

Les formats des diverses trames sont résumés dans la figure 6.17 et le fonctionnement des trois PVT est illustré sur la figure 6.18.

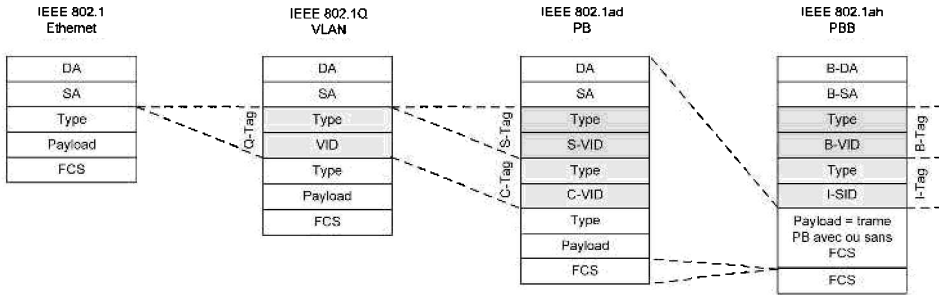


Figure 6.17 - Format des diverses trames Ethernet sur VLAN.

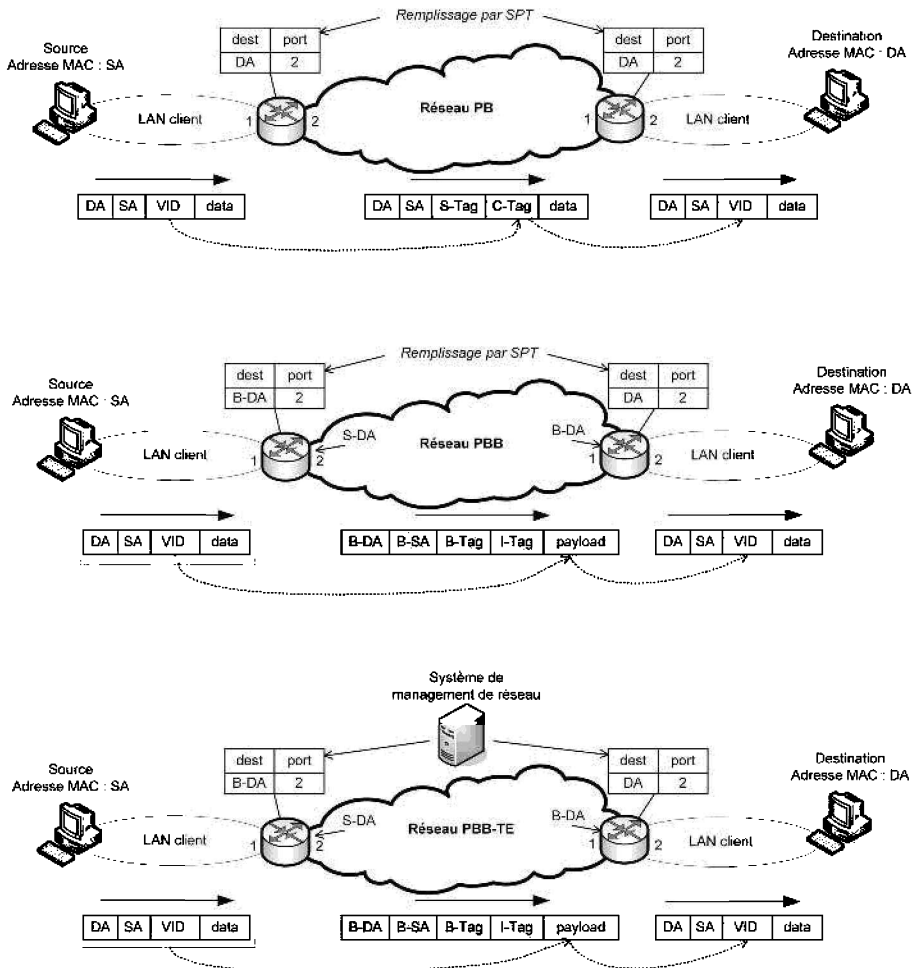


Figure 6.18 - Principe des technologies PB, PBB et PBB-TE.

Enfin, la technologie *Resilient Packet Ring* (RPR) ou norme IEEE 802.17 implémente de la commutation Ethernet sur une topologie physique d'anneau double couramment utilisée dans les réseaux métropolitains, comme les technologies SONET et FDDI. Les débits supportés vont de 155 Mbit/s à 10 Gbit/s. Les deux anneaux sont nommés *ringlets* (figure 6.19). La norme RPR réalise une meilleure exploitation du support de transmission que la technologie SONET. En effet, dans cette dernière, les données traversent nécessairement tous les équipements constituant l'anneau avant d'être retirées par l'émetteur. La norme RPR, quant à elle, pratique la réutilisation spatiale (*spatial reuse*). La circulation des trames est interrompue dès réception par la destination, si bien que le support est immédiatement disponible pour une nouvelle transmission. Contrairement aux réseaux SONET conçus pour le transport de la voix en mode circuit, la norme RPR supporte tout type de flux (voix, vidéo et données). Trois classes de trafic sont définies : la classe A pour les données ayant des contraintes fortes sur le débit, la latence et la gigue, la classe B pour les données nécessitant une bande passante garantie mais plus tolérantes sur les critères temporels, et la classe C pour le trafic de type *best-effort*. La norme IEEE 802.17 n'emploie pas le protocole *Spanning Tree* ; des algorithmes spécifiques sont utilisés pour découvrir la topologie logique du réseau et le rétablir en 50 ms en cas de panne. La trame Ethernet possède de nouveaux champs, notamment un TTL et des informations pour la maintenance des anneaux, ce qui nécessite du matériel dédié et peut augmenter les coûts. La norme G.8032 de l'ITU-T, dite *Ethernet Ring Protection Switching* (ERPS) a été conçue en 2008 pour la découverte de la topologie et le rétablissement du réseau en 50 ms ; elle permet notamment l'interconnexion de plusieurs anneaux.

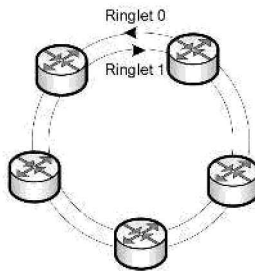


Figure 6.19 - Topologie d'un réseau RPR.

6.5 TECHNIQUES DE TRANSMISSION

Lors de la transmission du signal, il est nécessaire de respecter certaines règles :

- Le spectre du signal émis doit être compris dans la bande passante du support physique pour qu'il soit reçu correctement ;
- Le gaspillage de bande passante doit être limité pour que le support de transmission soit exploité correctement.

Il faut donc implémenter des mécanismes pour adapter les signaux au support et rentabiliser l'utilisation du support. Ceci peut être réalisé par un codage et une modulation adaptés et une technique de multiplexage permettant de transporter simultanément sur un même support plusieurs signaux.

Deux techniques de transmission des signaux numériques existent. Dans la transmission en bande de base, le signal numérique est transmis directement sur la ligne qui ne doit pas mesurer plus d'une centaine de mètres. Un codage en ligne est appliqué : il permet d'adapter la largeur du spectre et d'introduire éventuellement des mécanismes de synchronisation et de détection d'erreur. Dans la transmission en bande transposée appelée aussi transmission large bande, le signal numérique est transformé en signal analogique par modulation. Ce signal est plus résistant au bruit et aux distorsions que le signal en bande de base, ce qui autorise les transmissions sur de longues distances.

6.5.1 Codage en ligne

Les codes en ligne sont appliqués aux signaux en bande de base. Le code optimal respecterait les propriétés suivantes :

- D'une part le spectre du signal codé doit avoir une valeur moyenne nulle. En effet, la valeur moyenne augmente la puissance d'émission sans transporter d'information utile. Bien plus, une composante continue non nulle peut être nuisible à certains systèmes télé-alimentés ou comportant des transformateurs.
- D'autre part le spectre doit s'annuler vers la fréquence nulle de manière à perdre peu de puissance en traversant des supports de transmission de type passe-bande.
- Par ailleurs, le spectre doit avoir un support étroit : il passe ainsi sans dommage dans un filtre passe-bande et facilite le multiplexage.
- En outre, le code doit présenter de nombreuses transitions de manière à ce que le récepteur puisse synchroniser son horloge sur le signal reçu.
- Un code dont le spectre possède des raies à la fréquence d'émission ou à ses multiples est avantageux car il est possible de récupérer le signal d'horloge par filtrage pour synchroniser le récepteur sur l'émetteur.
- Enfin le code peut inclure une méthode de détection d'erreur.

Les codes bivalents et trivalents

Les codes les plus utilisés dans les réseaux actuels sont présentés ci-dessous. Leurs représentations temporelles et leurs spectres sont illustrés sur les figures 6.20, 6.21 et 6.22.

Dans un code binaire ou bivalent, les bits sont codés sur deux niveaux physiques symétriques : +V et -V. Les plus couramment utilisés sont les codes NRZ, NRZI, Manchester et Manchester différentiel.

Le code Non Retour à Zéro (NRZ) est le plus intuitif. Le niveau logique 1 est représenté par un niveau physique +V et le bit 0 par un niveau physique -V. Le premier lobe de sa densité spectrale de puissance contient 90 % de la puissance moyenne du signal ; sa largeur est $1/T$ où T est la durée d'un bit. Il n'est pas adapté

aux transmissions sur des supports de type passe-bande ou passe-haut du fait de la puissance non négligeable de son spectre aux basses fréquences. En outre, la perte du rythme d'horloge est possible en présence de longues suites de 0 ou de 1 successifs.

Le code Non Retour à Zéro inversé (NRZI) est proche du code NRZ. Une transition en début de bit est réalisée pour un « 1 » logique alors que le 0 logique est caractérisé par une absence de transition. Contrairement au code précédent, l'information n'est pas portée dans le niveau physique mais dans la transition du signal. Ce code s'affranchit donc des problèmes de polarité des fils, ce qui facilite les branchements entre l'émetteur et le récepteur. Son spectre est semblable à celui du code NRZ. C'est notamment le code utilisé dans la norme Fast-Ethernet sur fibre optique (100Base-FX).

Le code de Manchester ou code biphase réalise des transitions au milieu des bits : le 1 logique débute par un niveau physique $+V$, tandis que le 0 logique commence par le niveau physique $-V$. Il existe une version différentielle du code de Manchester, dans laquelle la transition en milieu de bit est maintenue, mais seul le niveau logique 0 contient une transition en début de bit. Le code de Manchester différentiel évite les problèmes liés à la polarité des fils. Ces deux codes sont très avantageux pour la synchronisation : grâce aux transitions réalisées à chaque bit, le récepteur ne peut pas perdre le rythme d'horloge. La faible puissance portée par les basses fréquences autorise leur utilisation sur des supports de type passe-haut. En revanche, leur spectre est large ($2/T$). Le code de Manchester est par exemple celui utilisé par l'Ethernet 10 Mbit/s, mais a été abandonné dans les versions de débit supérieur en raison de son occupation spectrale trop importante.

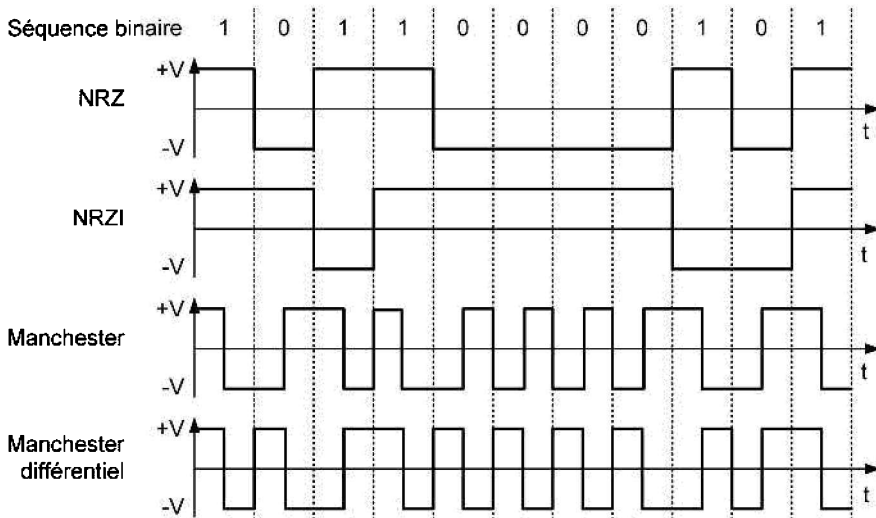


Figure 6.20 - Représentations temporelles de codes en ligne bivalents.

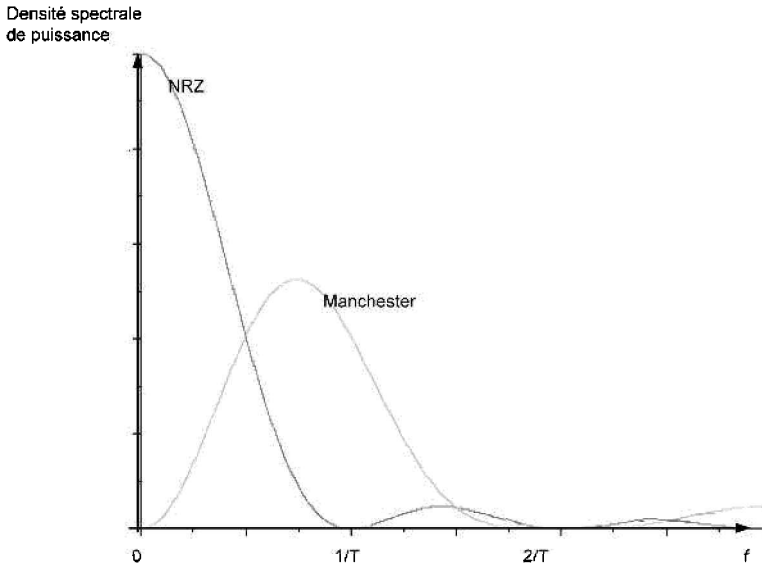


Figure 6.21 - Densités spectrales de puissance de codes en ligne bivalents.

Dans le code MLT-3 (*Multi Level Transmission*), qui est un code ternaire ou trivalent, le niveau logique 1 est codé successivement par les niveaux physiques +V, 0, -V, 0, +V, etc. (figure 6.22). Le niveau logique 0 est représenté par une absence de transition. Une perte de synchronisation est possible lors de longues suites de zéros, mais l'avantage de ce code est son spectre particulièrement étroit. En effet, l'essentiel de la puissance est concentré dans les basses fréquences et la largeur de bande requise est inférieure à $1/T$ où T est la durée d'un symbole. C'est notamment le code utilisé dans la norme Fast-Ethernet 100BASE-TX.

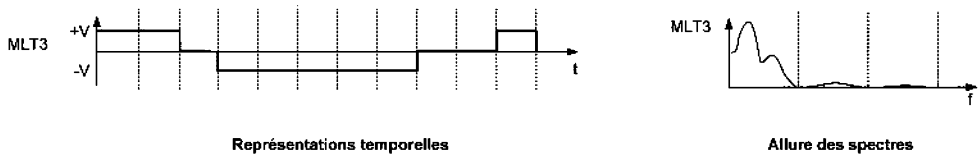


Figure 6.22 - Représentation temporelle et allure du spectres du code MLT3.

Codages et pré-codages à transformation de valence

Certains codages modifient la valence du signal : n bits utiles sont codés par m symboles, avec $m \neq n$. On choisit m supérieur à n lorsque l'on souhaite protéger le message contre les erreurs et faciliter la synchronisation. L'occupation spectrale est alors augmentée. Au contraire, en choisissant m inférieur à n , on obtient un débit de symboles inférieur au débit binaire, augmentant ainsi l'efficacité spectrale du codage.

Comme son nom l'indique, le pré-codage $nBmB$, est réalisé avant le codage en ligne (NRZ, Manchester, etc.). La séquence binaire est découpée en blocs constitués de n bits et chaque bloc est codé sous forme d'un bloc de m bits où $m > n$. Comme il existe plus de mots de pré-codage que de mots dans le code initial, on choisit parmi les pré-codages disponibles les mots permettant de détecter voire de corriger les erreurs de transmission et ceux qui présentent beaucoup de transitions entre les 0 et les 1 de manière à faciliter la synchronisation. Ce pré-codage se réalise au prix d'une diminution du débit utile : si D est le débit brut sur la ligne, le débit utile vaut

$D \times \frac{n}{m}$. La largeur de bande passante est en outre accrue. La norme Fast Ethernet

100BASE-TX utilise des paires torsadées de catégories 5 et de bande passante 100 MHz. Elle utilise le pré-codage 4B5B car le risque d'erreur lié à la désynchronisation est important à ce débit. Le débit utile est égal à 100 Mbit/s tandis que le débit brut vaut 125 Mbit/s. Pour économiser la bande passante, le codage en ligne n'est pas le code de Manchester utilisé dans l'Ethernet 10BASE-T qui nécessiterait 250 MHz de bande passante. Le codage utilisé est le code MLT-3 pour lequel les 100 MHz de bande disponible sont suffisants. La figure 6.23 présente un exemple de pré-codage de mots binaires selon la norme Fast-Ethernet.

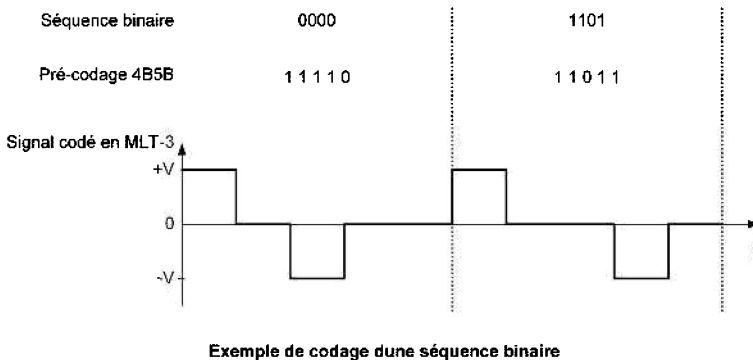


Figure 6.23 - Exemple de pré-codage 4B5B dans l'Ethernet 100BASE-TX.

Les codes $nBmQ$ représentent des mots de n bits par m symboles quaternaires. Leur objectif est d'économiser la bande passante. Le code 2B1Q est utilisé dans les technologies de boucle locale SDSL et HDSL. Il associe à 2 bits successifs un niveau de tension parmi quatre : $-3V$; $-V$; $+V$; $+3V$. La bande passante requise est divisée par deux comparativement au code bipolaire, ce qui limite les diaphonies et l'atténuation qui augmentent avec la fréquence. La figure 6.24 présente un exemple de codage 2B1Q. Il faut remarquer que la répartition des bits sur les différents niveaux physiques est réalisée de manière à ce qu'une erreur de lecture entre deux niveaux physiques adjacents ne produise qu'un bit seul erroné. Par exemple, si le récepteur interprète le niveau physique $-3V$ associé au dicit 00 comme $-V$ associé à 01, seul le deuxième bit du dicit est erroné. Il est en effet plus facile de corriger une erreur que deux.

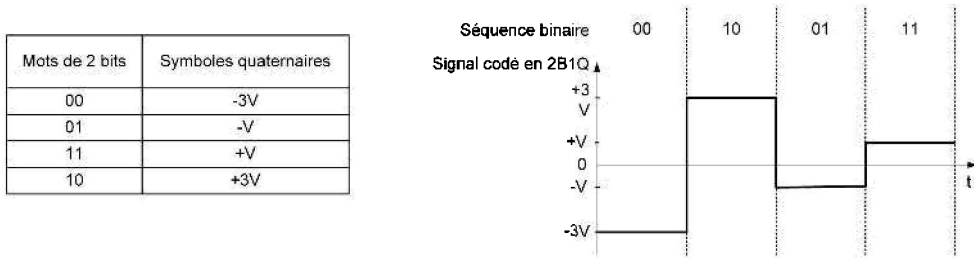


Figure 6.24 - Codage 2B1Q.

6.5.2 Les modulations

Définitions

La modulation est une opération spectrale dont le but est d'adapter le spectre d'un signal au support de transmission. L'opération de modulation utilise deux signaux :

- Le signal portant l'information à transmettre, appelé **signal modulant** : $m(t)$. Il peut être analogique ou numérique. Seules les modulations numériques sont présentées dans ce chapitre.
- Le signal porteur, aussi appelé « **porteuse** » : $p(t) = A \times \sin(2\pi Ft + \varphi)$.

Moduler la porteuse consiste à faire varier en fonction du signal modulant $m(t)$ une ou plusieurs caractéristiques de la porteuse $p(t)$:

- l'amplitude A (« modulation d'amplitude ») ;
- la fréquence F (« modulation de fréquence ») ;
- la phase φ (« modulation de phase ») ;
- l'amplitude A et la phase φ (« modulation d'amplitude et de phase »).

Le résultat de cette opération est le **signal modulé**, noté $s_{mod}(t)$; le spectre $S_{mod}(f)$ du signal modulé est différent du spectre $S(f)$ du signal modulant (largeur de bande, fréquence centrale, amplitude du spectre, etc.). La bande de fréquence contenant le spectre du signal modulant est appelée la **bande de base**, celle du signal modulé est la **bande de transmission**. La démodulation est l'opération inverse, c'est-à-dire la reconstitution du signal modulant à partir des caractéristiques du signal modulé. Les deux opérations sont illustrées sur la figure 6.25. L'équipement qui les réalise est le **modem** (modulateur/démodulateur).

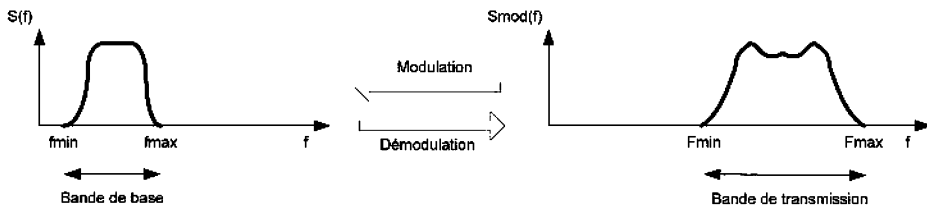


Figure 6.25 - Effets de la modulation et de la démodulation sur le spectre.

Les modulations d'amplitude, de phase et d'amplitude et de phase admettent une représentation trigonométrique, la **constellation**. Chaque état (symbole) de la porteuse (amplitude / phase) est représenté par un point :

- dont la distance au centre du repère est égale à l'amplitude de la porteuse ;
- qui forme un angle avec l'axe des abscisses égal à la phase de la porteuse

La figure 6.26 donne la représentation temporelle et la constellation d'une modulation d'amplitude et de phase. Dans cet exemple, le modulant est un message binaire dont les bits sont regroupés 3 par 3. Les huit mots binaires possibles sont représentés chacun par un état de la porteuse, ou **symbole**, caractérisé par une valeur de phase et d'amplitude.

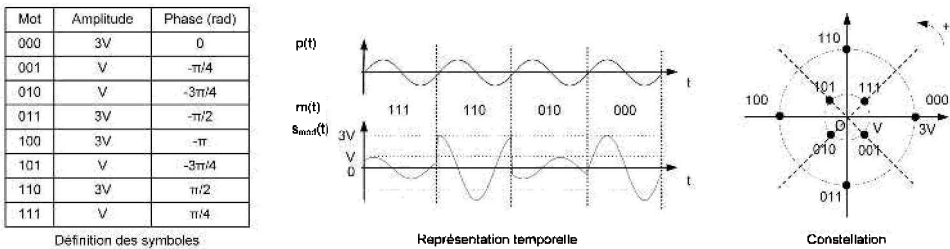


Figure 6.26 - Exemple de constellation.

Le débit de symbole D_s est exprimé en bauds. 1 baud correspond à 1 symbole/s. Une modulation à M états ou M symboles est dite **M-aire**. M est appelé la **valence** de la modulation. Le débit de symboles et le débit binaire sont liés par la relation : $D_b = \log_2(M) \times D_s$.

Dans l'exemple de la figure 6.26, il existe huit symboles, chacun transportant 3 bits. Le débit binaire est donc trois fois supérieur au débit de symbole. C'est ce que vérifie la relation $D_b = \log_2(8) \times D_s$.

Les performances d'une modulation sont liées :

- à son occupation spectrale (ou largeur de bande de transmission) que l'on souhaite minimiser pour économiser la bande disponible ;
- au taux d'erreur binaire qui doit être minimal.

En règle générale, les propriétés des modulations sont les suivantes :

- Plus les points de la constellation sont éloignés de l'origine, plus la transmission est consommatrice de puissance.
- Plus une modulation comporte d'états, plus son efficacité spectrale est importante. En effet, un même symbole transporte plus de bits. Pour une même occupation spectrale, le débit binaire est accru.
- Mais plus une modulation comporte d'états, plus elle est sensible au bruit. En effet, à puissance consommée donnée, les points sont plus rapprochés sur la constellation et la marge d'erreur est plus faible.

La modulation de phase PSK

La modulation à saut de phase ou *Phase Shift Keying* (PSK) est, avec la modulation QAM, la plus utilisée pour transporter des informations numériques. Elle consiste à faire varier la phase φ de la porteuse $p(t) = A.\sin(2\pi Ft + \varphi)$ selon le signal utile $m(t)$ de telle sorte que chaque point de la constellation est séparée des points adjacents par un angle de $\frac{\pi}{\log_2(M)}$. Lorsque la modulation n'a que deux états, on parle de

modulation BPSK (*Binary PSK*). Lorsque la valence vaut 4, la modulation est appelée QPSK (*Quadrature PSK*).

La figure 6.27 donne les représentations temporelles et les constellations de modulations PSK à 2, 4 et 8 états. On constate que de débit binaire augmente avec le nombre d'états mais que la marge d'erreur entre les points adjacents diminue ($\pi/2$ en 4-PSK et $\pi/4$ en 8-PSK).

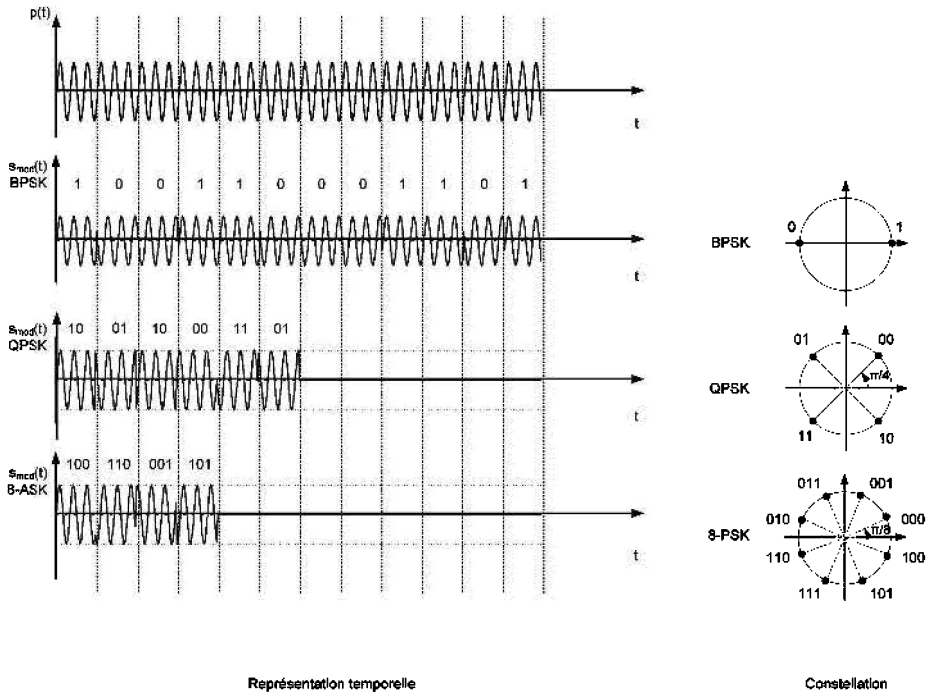


Figure 6.27 - Constellation de la modulation PSK.

Les modulations PSK sont des modulations **cohérentes** : le déphasage d'un symbole est relatif à celui de la porteuse de référence. Il existe aussi des modulations PSK **non cohérentes ou différentielles** : dans ce cas, le déphasage d'un symbole est relatif au symbole précédent. Les constellations des deux types de modulation sont identiques. La figure 6.28 donne la représentation temporelle de deux signaux modulés en BPSK cohérente et différentielle. La modulation différentielle ne néces-

site pas un synchronisme parfait avec la porteuse, difficilement réalisable en pratique. Néanmoins, elle est susceptible de générer des rafales d'erreurs : chaque symbole étant codé par rapport au précédent, une erreur sur l'un entraîne une erreur sur le suivant. Par conséquent, elle consomme plus de puissance que la modulation cohérente.

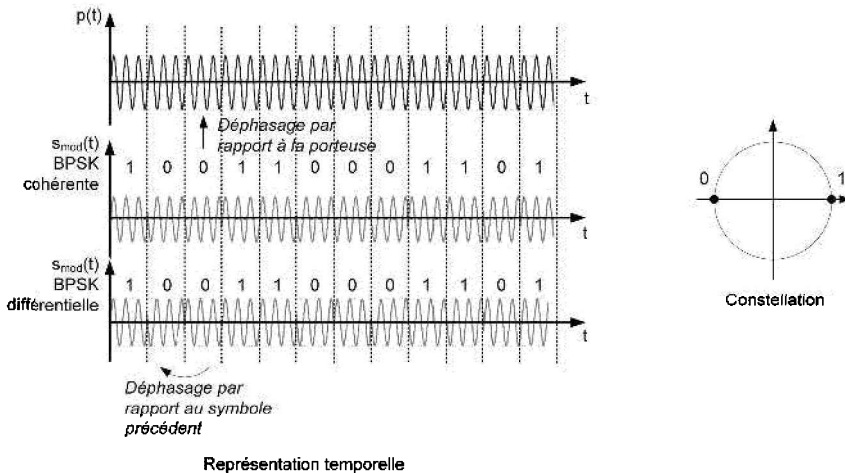


Figure 6.28 - Modulations cohérente et différentielle.

La modulation PSK est notamment utilisée pour les transmissions par satellite. Ainsi la première génération de télévision numérique par satellite (DVB-S) utilisait la modulation QPSK. La deuxième, (DVS-S2) exploite plusieurs modulations dont la QPSK et la 8-PSK.

La modulation PSK est aussi exploitée dans plusieurs applications au sein de la modulation OFDM, présentée dans le paragraphe d). Par exemple, la norme Wi-Fi IEEE 802.11a, emploie la BPSK sur les sous-porteuses pour les débits de 6 et 9 Mbit/s.

La modulation d'amplitude en quadrature de phase QAM

La modulation QAM (*Quadrature Amplitude Modulation*) ou MAQ (Modulation d'Amplitude en Quadrature de phase) consiste à faire varier l'amplitude A et la phase φ de la porteuse $p(t) = A \times \sin(2\pi Ft + \varphi)$ selon le signal utile $m(t)$ en respectant les critères suivants :

- la valence M est une puissance de 2 : $M=2^{2n}$;
- chaque point de la constellation a une abscisse de la forme $(2p+1) \times V$ et une ordonnée de la forme $(2q+1) \times V$.

La figure 6.29 présente les constellations de plusieurs modulations QAM. Il faut noter que la modulation 4-QAM est identique à la modulation QPSK.

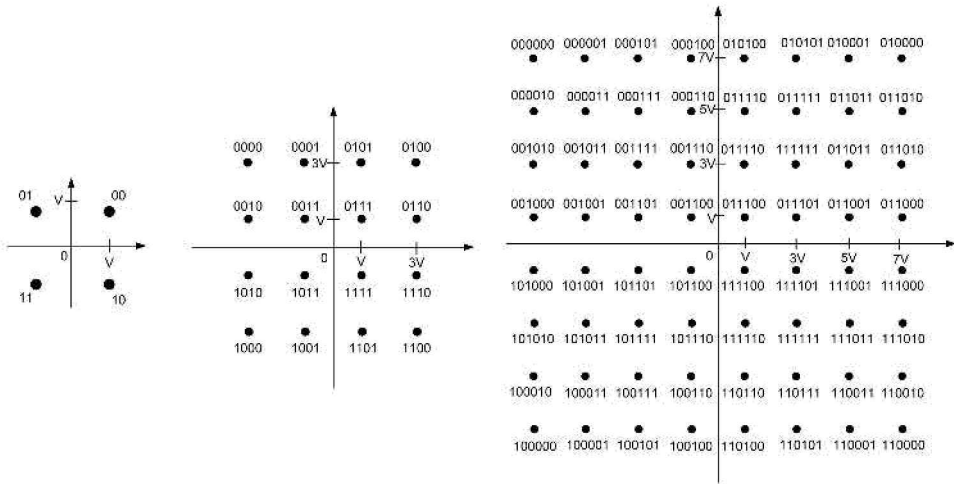


Figure 6.29 - Constellation de la modulation QAM.

La représentation temporelle d'un signal modulé en en 4-QAM et en 16-QAM est fournie sur la figure 6.30. Il s'agit de modulations non cohérentes. Le déphasage est réalisé de manière différentielle.

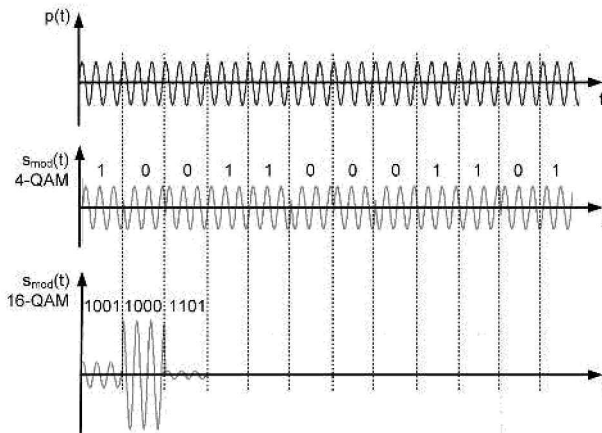


Figure 6.30 - Représentation temporelle de signaux modulés en 4-QAM et 16-QAM.

Il est possible d'utiliser des constellations non carrées, lorsque la valence ne s'écrit pas sous la forme 2^{2n} . C'est par exemple le cas d'une modulation de valence 32, dont un symbole transporte 5 bits. Dans ce cas, on se base sur une constellation carrée à laquelle on retire les points les plus énergétiques, c'est-à-dire les plus éloignés de l'origine du repère. La figure 6.31 montre comment est constituée la constellation de la modulation 32-QAM à partir de la constellation de la modulation 64-QAM.

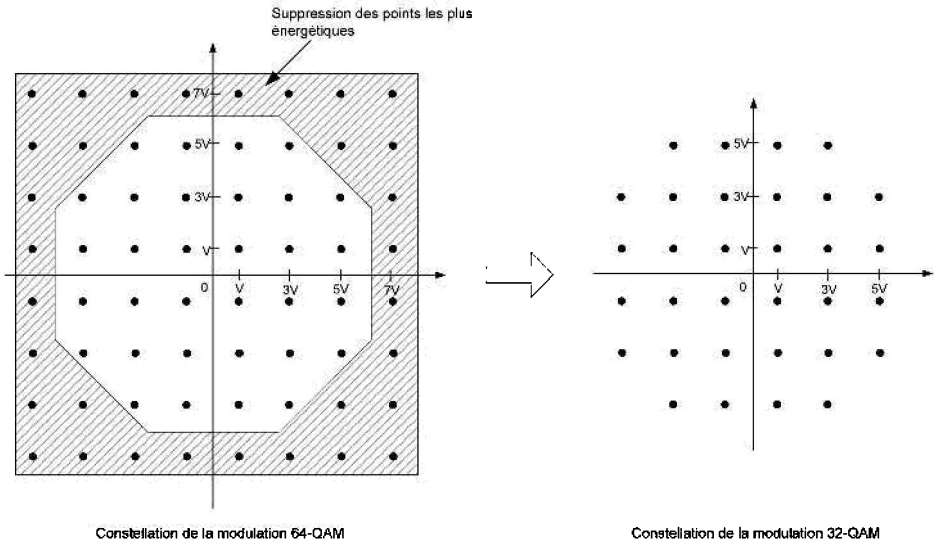


Figure 6.31 - Construction de la constellation de la modulation 32-QAM.

La modulation QAM autorise une valence plus élevée que la modulation PSK tout en gardant des points suffisamment espacés pour limiter la probabilité d'erreur. De plus, pour une puissance moyenne donnée, la modulation QAM espace davantage les points de la constellation ce qui permet une économie d'énergie.

La modulation QAM est très utilisée. En pratique, on exploite des valences allant de $M = 4$ à $M = 256$. Parmi les applications l'employant, on peut citer :

- Les modems V.90 et V.92 dans le sens montant pour les connexions à Internet via le RTC (modulation 16-QAM et 64-QAM) ;
- La télévision numérique terrestre (TNT) sur les sous-porteuses OFDM : 4-QAM, 16-QAM, 64-QAM pour la première norme (DVB-T), tandis que la deuxième norme (DVB-T2) utilise aussi la 256-QAM.
- Le Wi-Fi sur les sous-porteuses de l'OFDM dans les normes IEEE 802.11a (16-QAM pour les débits de 24 et 36 Mbit/s, 64-QAM pour les débits de 48 et 54 Mbit/s) et IEEE 802.11n (16-QAM pour les débits de 54 et 81 Mbit/s, 64-QAM pour les débits de 108, 121,5 et 135 Mbit/s).

Longtemps codage et modulation ont été réalisés indépendamment. Cependant, il peut être judicieux d'associer les deux pour attribuer dynamiquement les mots binaires aux symboles de la constellation de manière à diminuer la probabilité d'erreur. C'est le cas des **Modulations Codées en Treillis (MCT)** ou *Trellis Coded Modulations (TCM)*. Dans ces modulations, l'attribution des bits aux points de la constellation intègre un code convolutif, c'est-à-dire un code correcteur d'erreurs dans lequel le codage d'un symbole dépend des symboles précédemment codés. Les symboles sont attribués aux points de la constellation de manière à maximiser la distance entre deux symboles successifs, ce qui a pour conséquence de diminuer la probabilité d'erreur.

La modulation OFDM

La modulation OFDM (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*) est une modulation « *multiporteuses* » :

- La bande de fréquences disponible pour l'émission est découpée en N sous-bandes étroites ;
- La séquence binaire est partagée en N blocs qui modulent chacun l'une des N sous-porteuses et sont transmis simultanément.
- Son fonctionnement est illustré sur la figure 6.32. Ainsi si le débit de symboles sur une sous-porteuse vaut D_s , le débit de symbole total est $N \times D_s$.

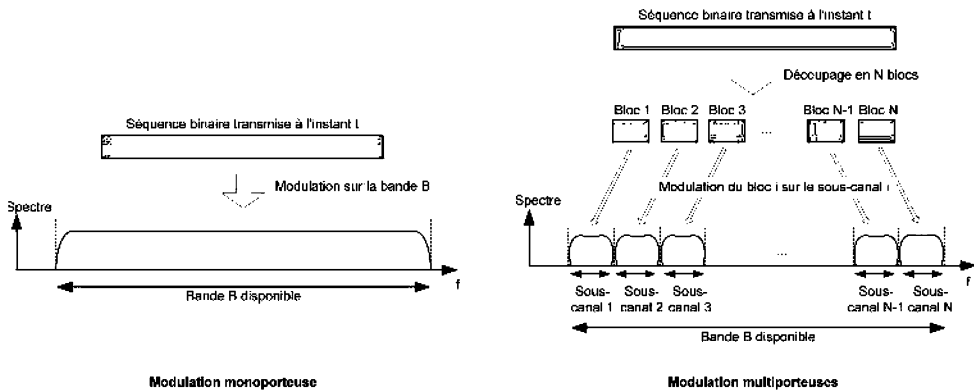


Figure 6.32 - Principe d'une modulation multiporteuses.

Ce découpage de la bande en sous-bandes simplifie avantageusement l'égalisation du canal, c'est-à-dire la correction des distorsions en amplitude et en phase introduites par le support de propagation. En effet, si les bandes sont suffisamment étroites, la réponse fréquentielle du canal est quasiment constante. Au contraire, dans une modulation monoporteuse, le canal de transmission est généralement large et les harmoniques du signal émis subissent des gains et des déphasages différents, ce qui induit une égalisation complexe.

L'une des difficultés des transmissions multiporteuses est le possible chevauchement des spectres des différentes sous-bandes : ce phénomène, appelé **interférence entre canaux** (IEC) peut entraîner des erreurs lors du décodage des symboles par le récepteur. C'est pourquoi la modulation OFDM utilise des sous-porteuses dites « orthogonales » dont les réponses fréquentielles se chevauchent certes, mais de façon non destructive. Le récepteur est capable d'isoler le signal de chaque sous-porteuse et de reconstituer l'information émise car la transmission se réalise sans interférence entre canaux.

À titre d'exemple, les réponses fréquentielles de sous-porteuses orthogonales sont représentées sur la figure 6.33 ; il s'agit de fonctions du type sinus cardinal de pseudo-période T_s égale à la durée d'un symbole. Les sous-porteuses sont espacées de $1/T_s$: leur spectre s'annule à la fréquence centrale d'une autre sous-porteuse, ce qui garantit l'absence d'IEC.

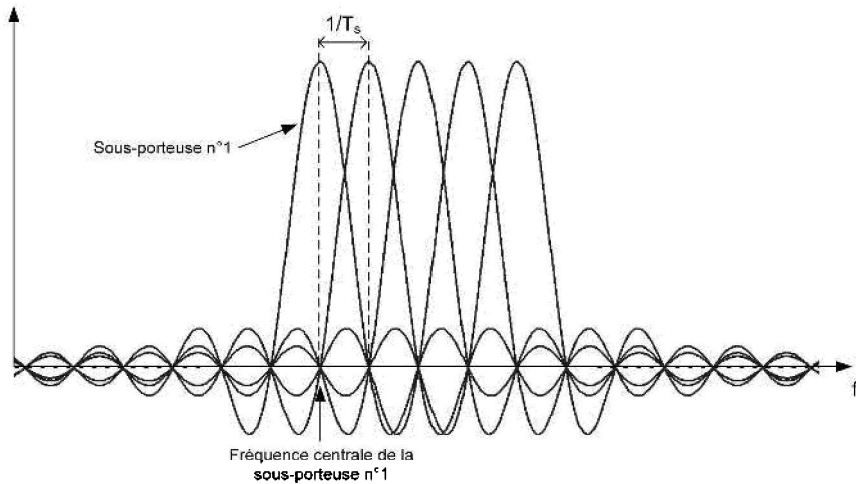


Figure 6.33 - Exemples de spectre de sous-porteuses orthogonales.

L'interférence entre symboles (IES) est un phénomène causé par la limitation de la bande passante du support de transmission. Le spectre d'une impulsion carrée étant infini, sa troncature déforme l'impulsion qui tend à « s'étaler » et à se mélanger aux impulsions précédentes et suivantes (figure 3.34).

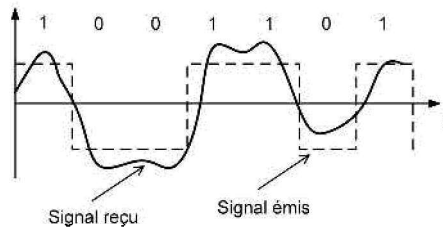


Figure 6.34 - Interférence entre symboles.

Dans la modulation OFDM, ce phénomène est évité par l'introduction d'un intervalle de garde (figure 6.35) qui consomme certes de la bande passante mais diminue la probabilité d'erreur. En général, l'intervalle de garde est égal au quart de la durée du symbole. Dans certaines implémentations de la modulation OFDM, l'intervalle de garde est remplacé par un préfixe cyclique qui est une recopie de la fin du symbole.

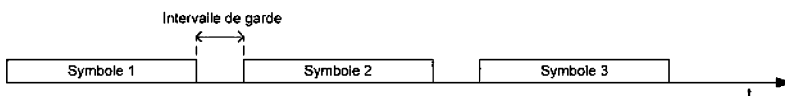


Figure 6.35 - Intervalles de garde de la modulation OFDM.

Les modulations utilisées sur chaque sous-porteuses sont des modulations PSK ou QAM, cohérentes ou différentielles. Ainsi, le DAB (*Digital Audio Broadcasting*) exploite une modulation DQPSK, tandis que la télévision numérique hertzienne et le WiFi dans les extensions IEEE 802.1a, g et n emploient des modulations QAM. Dans le WiMax, réseau sans fil d'accès à la boucle locale, les sous-porteuses sont modulées en PSK ou QAM. Enfin, l'OFDM est également la modulation employée dans les systèmes de téléphonie mobiles de quatrième génération.

6.5.3 Les techniques de multiplexage

Le multiplexage consiste à transmettre plusieurs signaux sur un même support ; le récepteur a la capacité d'isoler les signaux à la réception pour les traiter individuellement. Le multiplexage est employé pour réaliser des accès multiples, c'est-à-dire le partage du support de transmission entre plusieurs usagers. Beaucoup d'applications de la vie courante emploient des techniques de multiplexage : la télévision, la radiodiffusion, la téléphonie fixe et mobile, etc. Plusieurs techniques de multiplexage existent : le multiplexage fréquentiel, le multiplexage temporel, le multiplexage par code et le multiplexage par longueurs d'onde.

Dans le multiplexage fréquentiel, aussi nommé MRF (Multiplexage par répartition en fréquence) ou FDM (*Frequency Division Multiplexing*), la bande de fréquences disponible est partagée en sous-bandes, chacune servant à transporter un signal. Les signaux sont modulés de sorte que leur spectre entre dans la sous-bande qui leur a été attribuée. Le récepteur isole le signal qu'il veut traiter à l'aide d'un filtre passe-bande. En pratique, il est nécessaire de laisser des intervalles de garde entre les différents canaux pour éviter l'interférence entre les spectres des signaux des canaux adjacents et faciliter la construction du filtre. Ce multiplexage est réalisable sur les signaux analogiques et numériques. La figure 6.36 représente le spectre de la transmission de quatre signaux par multiplexage en fréquence. Ce type de multiplexage était autrefois utilisé au cœur du réseau téléphonique commuté (RTC) mais a été remplacé par le multiplexage temporel. Il est toujours employé dans la diffusion de la télévision et de la radio analogiques.

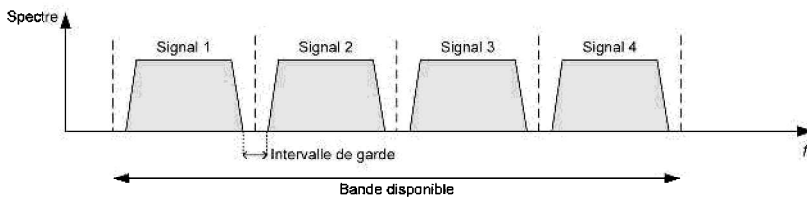


Figure 6.36 - Multiplexage fréquentiel.

Le multiplexage temporel, ou MRT (Multiplexage à répartition dans le temps) ou encore TDM (*Time Division Multiplexing*), consiste à attribuer périodiquement un

intervalle de temps à une communication donnée, comme illustré dans la figure 6.37. Ce type de multiplexage est utilisé pour transmettre des signaux analogiques et numériques. Il est notamment employé au cœur du réseau téléphonique RTC, dans le système PDH (voir § 6.3.2).

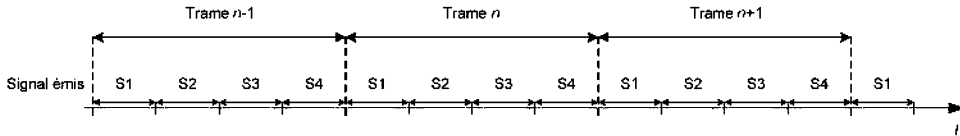


Figure 6.37 - Multiplexage temporel.

Il est possible de coupler les deux types de multiplexage précédents. Ainsi, dans le système de téléphonie mobile GSM, la bande de fréquences disponible est partagée en canaux. Chaque canal est attribué périodiquement à un usager qui y émet pendant un intervalle de temps. La figure 6.38 illustre le partage de la bande de fréquences et du temps entre 16 utilisateurs différents.

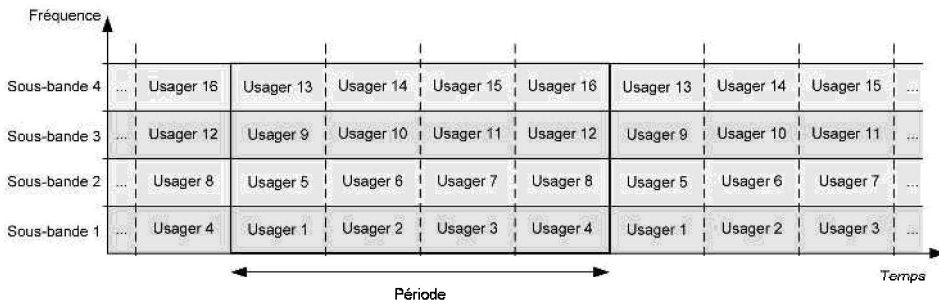


Figure 6.38 - Multiplexage temps/fréquence.

Un autre moyen de partager le support entre plusieurs usagers consiste à attribuer à chacun un code : il s'agit de la technique *Code Division Multiple Access* (CDMA), ou Accès Multiple par Répartition en Code (AMRC). Tous les usagers émettent dans la même bande de fréquence simultanément. Les codes sont des séquences binaires aux propriétés mathématiques bien particulières dont le débit est très supérieur au débit du signal numérique utile. Le message binaire de l'utilisateur i , noté m_i , est multiplié par son code c_i , ce qui donne une nouvelle séquence binaire s_i : $s_i = m_i \times c_i$. Le spectre de la nouvelle séquence numérique s_i est beaucoup plus large que celui du signal initial m_i , c'est pourquoi on parle d'« étalement de spectre » (voir figure 6.39). L'avantage d'un spectre large est qu'en cas de bruit dans une bande de fréquences donnée, seule une étroite partie du spectre est affectée ; si l'on utilise un code correcteur d'erreurs, la transmission n'est pas dégradée. L'amplitude du signal étalé s_i est très faible ; le signal émis est noyé dans le bruit.

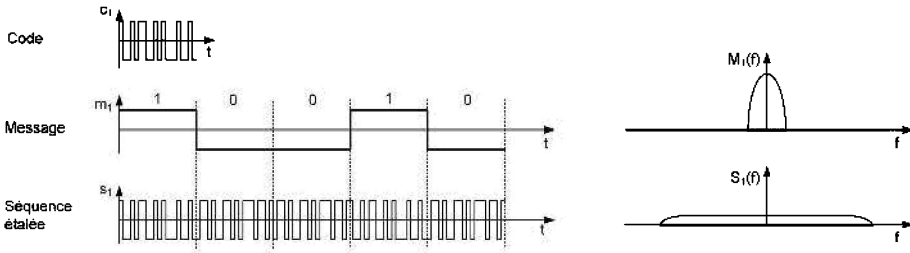


Figure 6.39 - Étalement de spectre.

Le récepteur i reçoit donc un signal r_i constitué de la séquence s_i additionnée aux séquences binaires s_k des autres utilisateurs et de bruit b :

$$r_i = s_i + \sum_{k \neq i} s_k + b = m_i \times c_i + \sum_{k \neq i} m_k \times c_k + b$$

Pour isoler le message m_i , il lui suffit de multiplier le signal r_i reçu par le code c_i . En effet, les codes utilisés respectent ces deux propriétés : $c \times c = 1$ et si $c \neq c'$, $c \times c' = 0$. Le résultat de la multiplication est donc le message m_i :

$$r_i \times c_i = m_i \times \underbrace{c_i \times c_i}_1 + \sum_{k \neq i} m_k \times \underbrace{c_k \times c_i}_0 + \underbrace{b \times c_i}_0 = m_i$$

La figure 6.40 synthétise le fonctionnement du multiplexage CDMA. On peut remarquer que cette technique présente l'avantage de rendre la transmission discrète et confidentielle : d'une part le spectre du signal est noyé dans le bruit et difficilement repérable, d'autre part si les codes utilisés sont secrets, il n'est pas possible de décoder le message d'un tiers. Il est en revanche nécessaire de bien synchroniser l'émetteur sur le récepteur pour démultiplexer le signal. La technique de multiplexage CDMA est employée par le système de téléphonie UMTS et le système de géolocalisation GPS.

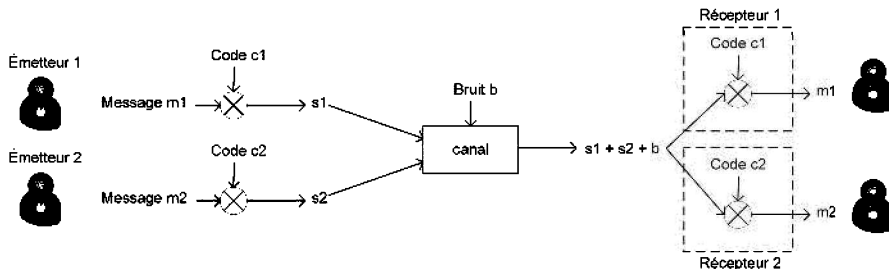


Figure 6.40 - Multiplexage par codes.

Enfin, le multiplexage par longueur d'onde ou WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) est utilisé dans les systèmes de transmission optiques. La longueur d'onde d'un signal lumineux est définie par $\lambda = cf$ où c est la célérité de la lumière et f la fréquence de l'onde. Dans la transmission WDM, chaque signal est modulé sur une longueur d'onde différente ; à la réception, la longueur d'onde est isolée par un équipement optique réalisant une fonction analogue au filtrage d'un signal électrique. Les longueurs d'ondes utilisées doivent être suffisamment espacées : par exemple, la recommandation G.692 de l'ITU-T préconise un espacement de 0,39 ou 0,78 nm (correspondant à des fréquences de 100 et 50 GHz) entre les porteuses pour l'accès multiple sur les liens SDH de type STM-16 (voir § 6.1.4). On parle de WDM dense (DWDM, *Dense WDM*) lorsque les longueurs d'ondes sont encore plus rapprochées. La recommandation G.694.1 propose ainsi un intervalle de 0,1 nm (12,5 GHz) entre les porteuses.

6.6 TECHNOLOGIES DE LA BOUCLE LOCALE

La boucle locale désigne l'ensemble des liaisons permettant de raccorder un client au commutateur de son fournisseur d'accès. Initialement la boucle locale était constituée de liaisons téléphoniques ; les clients acheminaient leurs données via un modem V.90 ou V.92 à des débits ne dépassant pas les 56 kbit/s. La boucle locale a beaucoup évolué à la fin des années 1990 :

- Des technologies très variées sont désormais disponibles : sans fil, filaire sur des supports optiques ou électriques.
- Le très haut débit, à partir de 50 Mbit/s, est nécessaire pour le support de nouvelles applications : téléphonie, transfert de données informatiques, mais aussi télévision, radio, interconnexion de réseaux locaux distants, etc.
- Des transferts symétriques, ou du moins un débit conséquent pour la voie montante, sont demandés. Les données émises par l'utilisateur dans des applications usuelles comme la messagerie, ou la consultation de pages web sont peu volumineuses. Au contraire, les applications de type *peer-to-peer* et les jeux en réseau qui ont connu ces dernières années un succès considérable exigent de hauts débits sur la voie *upstream*.
- Le nombre des usagers raccordés est bien plus important aujourd'hui qu'il y a 20 ans. Les commutateurs de rattachement doivent supporter ces clients toujours plus nombreux.

Au troisième trimestre 2009, il existait 19,9 millions d'accès à Internet par réseau fixe en France. La répartition entre les accès bas débit (56 kbit/s), haut débit et très haut débit est présentée sur la figure 6.41. Les accès haut débit connaissent toujours une croissance importante (10 % par an environ) tandis que l'essor des accès très hauts débits, permis par la fibre optique, est considérable (+78 % entre 2008 et 2009).

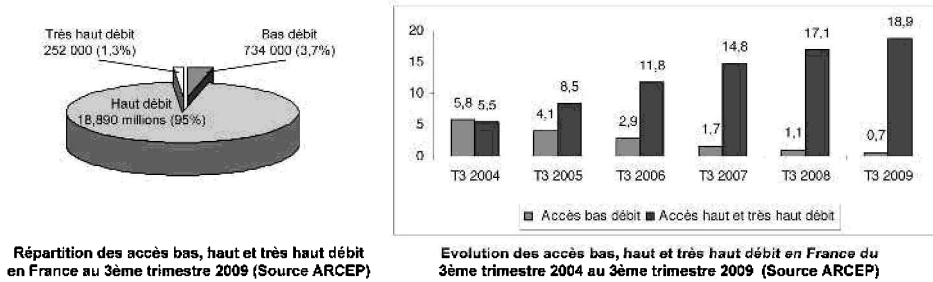


Figure 6.41 – Répartition et évolution des accès en France.

6.6.1 Les technologies xDSL

Définition

Les technologies xDSL (*Digital Subscriber Line*) exploitent la paire torsadée initialement installée pour la téléphonie pour un accès haut ou très haut débit à Internet. Bien que la bande passante disponible d'un câble téléphonique soit de l'ordre d'1 MHz, seule la bande [300 ; 3 400] Hz était exploitée en téléphonie classique. Cet intervalle de fréquences étroit avait été choisi pour permettre le multiplexage fréquentiel d'un grand nombre d'utilisateurs sur le cœur du réseau. Par ailleurs, la qualité obtenue en limitant ainsi le spectre vocal était suffisante pour une application téléphonique.

Dans les années 1990, le développement d'applications gourmandes en débit a rendu nécessaire l'introduction du haut débit dans la boucle locale.

Le re-câblage de la boucle locale en fibre optique a été envisagé mais cette solution était très coûteuse car elle nécessitait de gros travaux de génie civil et l'utilisation d'équipements optoélectroniques onéreux. La demande était à l'époque insuffisante pour que les opérateurs espèrent rentrer dans leurs frais.

L'utilisation de la totalité de la bande passante de la paire de cuivre installée sur tout le territoire était un choix plus pertinent à l'époque car il permettait d'exploiter des infrastructures déjà existantes.

Plusieurs technologies xDSL existent. Elles se distinguent par :

- La symétrie ou non des débits. La liaison est dite symétrique si les données émises par l'utilisateur vers le réseau (voie montante ou *upstream*) ont le même débit que celles émises par le réseau vers l'utilisateur (voie descendante ou *downstream*).
- Le nombre de paires de cuivre utilisées.
- Le codage, les modulations et la technique de multiplexage employés.

Les performances de chaque technique dépendent de la longueur de la ligne, des caractéristiques du câble utilisé et de l'environnement électromagnétique.

Le dégroupage

Suite à une décision de la Commission Européenne, le décret 2000-881 du 12 septembre 2000 a mis fin au monopole sur la boucle locale de l'opérateur histori-

que, France Telecom. Le « dégroupage » contraint France Telecom à autoriser à ses concurrents l'accès aux paires de cuivre et au répartiteur, c'est-à-dire au local qui concentre les câbles des usagers avant le commutateur. Les opérateurs tiers doivent bénéficier d'une autorisation (article L.33-1 du code des Postes et télécommunications) et doivent en contrepartie rémunérer France Telecom pour l'usage de son matériel. Les tarifs et les conditions d'accès au répartiteur sont fixés par l'ARCEP (Autorité de Régulation des Communications Électroniques et des Postes).

Les premières lignes dégroupées ont vu le jour fin 2001. Deux types de dégroupage sont possibles (figure 6.42) :

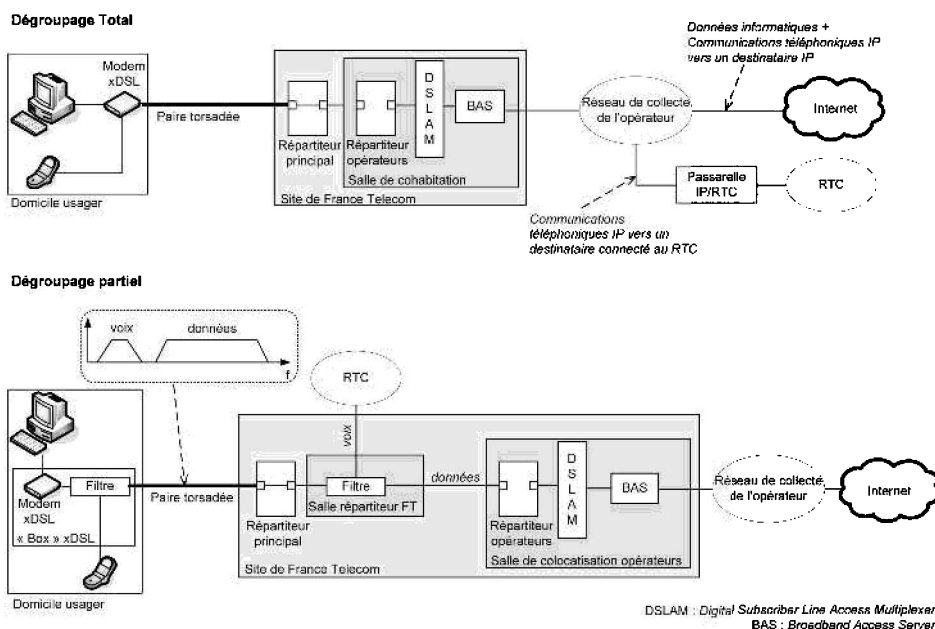


Figure 6.42 - Dégroupage total et dégroupage partiel.

- Dans le cas du **dégroupage total**, France Telecom met à disposition de l'opérateur concurrent la totalité de la bande de fréquences de la paire torsadée. Le client ne souscrit pas d'abonnement auprès de l'opérateur historique. En février 2010, un opérateur doit payer 60 € de frais d'accès et un abonnement mensuel de 9 € par client.
- Dans le cas du **dégroupage partiel**, l'opérateur accède uniquement aux données de la bande de fréquences haute, c'est-à-dire aux données numériques montantes et descendantes. Il gère leur acheminement et les services associés de bout en bout, depuis le domicile du client jusqu'à son réseau. La voix téléphonique, contenue dans la bande de fréquences [300 ; 3 400] Hz, reste gérée par France Telecom qui l'achemine sur le RTC. La séparation des données téléphoniques et Internet est réalisée par un filtre placé dans le répartiteur. Le client doit souscrire deux abonnements, l'un pour la téléphonie classique chez l'opérateur historique,

l'autre pour Internet chez un opérateur tiers. Le dégroupage partiel est moins coûteux pour les opérateurs que le dégroupage total. En février 2010, un opérateur doit payer 60 € de frais d'accès et un abonnement mensuel de 1,80 € par client.

On parle d'accès *bitstream* lorsque la liaison exploitée par le fournisseur alternatif ne lui appartient pas mais est louée à France Telecom ou à un autre opérateur.

Côté fournisseur, les modems reliés aux extrémités des lignes d'une même région géographique sont regroupés par le DSLAM (*DSL Access Multiplexer*). À sa sortie les données sont orientées vers le réseau du fournisseur d'accès choisi par l'utilisateur à l'aide du serveur BAS (*Broadband Access Server*). L'authentification du client est réalisée à l'entrée du réseau du FAI par un serveur de type RADIUS.

Au troisième trimestre 2009, le nombre de lignes dégroupées s'élevait à 7,5 millions en France, ce qui représente 21 % des lignes fixes. Le dégroupage partiel recule au profit du dégroupage total puisque 81 % des lignes dégroupées le sont totalement.

Grâce au dégroupage, de nouvelles offres de type *triple-play* ont vu le jour : téléphonie illimitée, accès à l'Internet et télévision sont proposées à l'utilisateur par le biais d'un seul abonnement. La téléphonie sur IP, mise à disposition par le dégroupage total, concernait 30 % des lignes fixes au troisième trimestre 2009, tandis que les abonnements uniques au RTC ne cessent de décroître et ne représentaient plus que 54 % des abonnements à cette période.

Problèmes physiques des technologies xDSL

Plusieurs phénomènes physiques peuvent perturber les transmissions sur la paire torsadée téléphonique et limiter le débit accessible, comme l'atténuation linéique sur les câbles, les diaphonies, le bruit, la distorsion...

L'**atténuation** ou **affaiblissement** du signal sur la paire torsadée provient de l'effet joule : le câble de cuivre traversé par un courant dissipe de l'énergie sous forme de chaleur. Les pertes croissent avec la distance de transmission et la fréquence d'émission ; elles sont d'autant plus élevées que la section du câble de cuivre est fine. Par ailleurs, les défauts de connectique génèrent un affaiblissement supplémentaire. On peut considérer qu'une ligne est de bonne qualité lorsque l'atténuation est inférieure à 20 dB. L'ARCEP définit une méthode de calcul théorique de l'atténuation linéique à la fréquence de référence 300 kHz. À l'affaiblissement dû à la connectique estimé à 1,5 dB s'ajoutent des pertes égales à :

- 15 dB/km pour un calibre de 4/10 mm ;
- 12,4 dB/km pour un calibre de 5/10 mm ;
- 10,3 dB/km pour un calibre de 6/10 mm ;
- 7,9 dB/km pour un calibre de 8/10 mm.

Ainsi l'atténuation sur une ligne de 5 km constituée d'un câble de calibre 4/10 vaut : $15 \times 5 + 1,5 = 76,5$ dB, tandis qu'elle vaut $7,9 \times 5 + 1,5 = 41$ dB sur un câble de calibre 8/10, soit presque la moitié.

L'atténuation en dB varie en $f^{1/2}$. Supposons une transmission sur un câble de calibre 4/10. À la fréquence 200 kHz, l'atténuation linéique vaut 15 dB. À la

fréquence double, 600 kHz, elle vaut donc $15 \times \left(\frac{600 \cdot 10^3}{200 \cdot 10^3} \right)^{1/2} = 21,2$ dB. Doubler

la fréquence induit une perte supplémentaire de 6,2 dB.

En raison de l'affaiblissement linéique, le débit est d'autant plus faible que l'utilisateur est éloigné du répartiteur.

Les **diaphonies** ou *cross-talk* sont les perturbations générées par un câble sur les câbles voisins lorsqu'il est traversé par un courant. En effet, le champ électromagnétique engendré par le courant induit un courant perturbateur sur les fils voisins qui dégrade le rapport signal à bruit. Deux types de diaphonies existent : les paradiaphonies ou NEXT (*Near-End crossTalk*) sont produites par un émetteur situé du même côté de la ligne que le récepteur, tandis que les télédiaphonies ou FEXT (*Far-End crossTalk*) proviennent d'un émetteur situé à l'autre extrémité de la ligne (figure 6.43).

Les deux phénomènes augmentent avec la fréquence : les paradiaphonies varient en $f^{1,5}$, ce qui correspond à une perte de 15 dB par décade, tandis que les télédiaphonies croissent en f^2 , induisant une perte de 20 dB par décade. En pratique, les télédiaphonies subissent l'affaiblissement de la ligne, si bien que les paradiaphonies sont plus destructrices. Les diaphonies interviennent dans le répartiteur qui concentre les lignes des abonnés. Plus il raccorde de lignes, plus les perturbations sont importantes et le débit disponible faible.

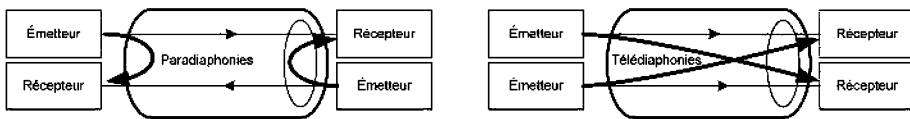


Figure 6.43 - Diaphonies.

En outre, le débit peut être affecté par le bruit (impulsif ou de fond) et les phénomènes de distorsion d'amplitude et de phase à l'intérieur des câbles. Un câble téléphonique ancien et dégradé, la présence d'équipements émettant dans la même gamme de fréquence (par exemple, la radio amateur et la radio AM dans la bande utilisée par l'ADSL) sont deux exemples de facteurs dégradant le rapport signal à bruit.

Notons enfin que les anciennes lignes téléphoniques étaient équipées de bobines de pupinisation destinées à couper les fréquences supérieures à 4 kHz et à rendre constante la réponse fréquentielle de la paire dans la bande [300 ; 3 400] Hz. La mise en place d'une liaison ADSL nécessite donc la dépupinisation de la ligne.

L'ADSL et ses variantes

C'est en 1999 que l'ITU-T a ratifié la recommandation G992.1 normalisant en Europe la technologie de la première norme ADSL (*Asynchronous digital Subscriber Line*) dite **ADSL Full Rate**. Aux États-Unis, elle est définie dans la norme ANSI T1.413. Les débits sont asymétriques. Selon la norme, les débits maximums doivent valoir 6,144 Mbit/s sur la voie descendante et 640 kbit/s sur la voie montante. En pratique les débits 8 Mbit/s dans le sens descendant et 1,5 Mbit/s dans le sens montant sont accessibles. La distance de transmission est limitée à 5 km environ. L'ADSL emploie des paires torsadées non pupinisées « classiques » de divers calibres, de bande passante 1,104 MHz et présentant les défauts courants des lignes téléphoniques (diaphonies, bruit).

Le multiplexage des informations est fréquentiel (voir § 6.4.3) : le canal [300 ; 3 400] Hz est réservé à la téléphonie analogique ; la bande [25 ; 140] kHz constitue le canal montant et l'intervalle [150 kHz ; 1,104 MHz] transporte la voie descendante. Il est possible de téléphoner tout en accédant à Internet. Un filtre séparateur, nommé POTS (*Plain Old Telephone Service*) **splitter**, réalise la séparation entre le signal téléphonique et les données numériques dans le répartiteur et chez l'utilisateur. Il est constitué d'un filtre passe-bas pour isoler les données téléphoniques et d'un filtre passe-haut pour les données informatiques.

Les 1,104 MHz de bande passante disponibles sur la paire torsadée sont divisés en 256 canaux séparés de 4,3125 kHz :

- Le premier canal est réservé au transport de la voix analogique ;
- Les canaux 1 à 5 ne sont pas exploités mais servent d'intervalles de garde entre la voix et les données numériques ;
- Au-delà de 25 kHz, les canaux sont réservés pour les données montantes et descendantes : la voie montante emploie les canaux 6 à 32 et la voie descendante les suivants.

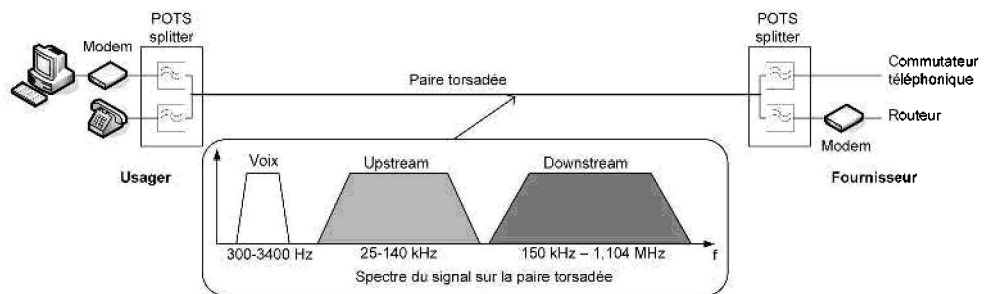


Figure 6.44 - Partage de la bande ADSL.

Le spectre du signal sur la ligne et l'installation chez l'utilisateur et le fournisseur sont présentés sur la figure 6.44.

Les signaux subissent une modulation multiporteuse DMT (*Discrete MultiTone*). Le débit de symboles d'une sous-porteuse vaut 4 kbauds. Chaque symbole peut

transporter de 8 à 15 bits, codés en treillis optionnellement. Le code de *Reed Salomon* est utilisé pour corriger les erreurs. La modulation utilisée est de type QAM ; la constellation peut être carrée ou non suivant le nombre de bits par symbole.

Une phase d'initialisation est nécessaire pour déterminer le nombre de canaux par voie, la valence de la modulation et la puissance d'émission. Les canaux dont le rapport signal à bruit est insuffisant peuvent être inhibés et le nombre de bits transportés par symbole croît avec le rapport signal à bruit sur le canal, comme illustré sur la figure 6.45.

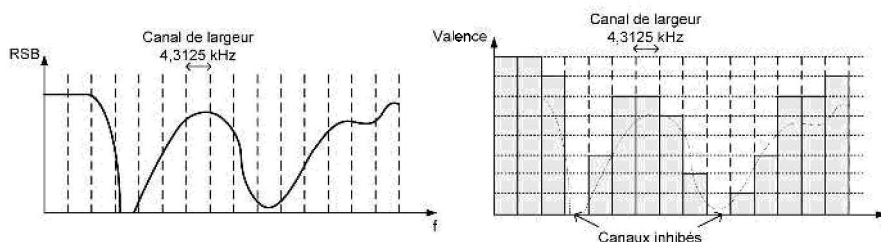


Figure 6.45 - Valence par sous-porteuse selon le rapport signal à bruit.

Ce mode de fonctionnement, qui sépare les bandes de fréquence dans les sens montant et descendant, est appelé mode sans recouvrement de spectre. Il existe une version avec recouvrement de spectre, dans laquelle la bande de la voie montante est incluse dans celle de la voie descendante qui commence donc à 25 kHz. Un circuit annulateur d'écho est alors nécessaire pour séparer les données. Ce mode de fonctionnement est bien moins utilisé en pratique car moins performant et plus complexe.

Cette première version de l'ADSL permet théoriquement d'atteindre des débits de 8 Mbit/s maximum sur les lignes de meilleure qualité, de calibre 4/10 lorsque le client est à une distance négligeable du répartiteur. Le débit chute avec la distance entre le client et le point de rattachement : au-delà de 5 km la ligne n'est plus éligible. Ainsi des zones dites blanches existent dans les régions rurales essentiellement. C'est pourquoi diverses variantes de l'ADSL *Full Rate* ont donc été mises au point afin d'augmenter le débit disponible et d'accroître les longueurs des lignes éligibles.

La norme **ADSL2**, définie dans la recommandation G.992.3 en 2005, autorise en pratique des débits de 10 Mbit/s dans le sens descendant et 1 Mbit/s dans le sens montant (la norme exige au minimum des débits de 8 Mbit/s et 800 kbit/s). Plusieurs améliorations ont rendu possibles ces performances, comme l'utilisation de modulations codées en treillis, l'amélioration du gain des codes de *Reed Salomon* employés, la diminution de la part des en-têtes (jusqu'à 4 kbit/s au lieu des 32 kbit/s de l'ADSL *Full Rate*) et une gestion de la puissance d'émission limitant les diaphonies. De plus, la technologie ADSL2 s'adapte à la variation de l'état des canaux : elle adapte dynamiquement l'attribution des bits et la puissance émise dans les sous-porteuses et réattribue les débits par sous-porteuses sans changer le débit global.

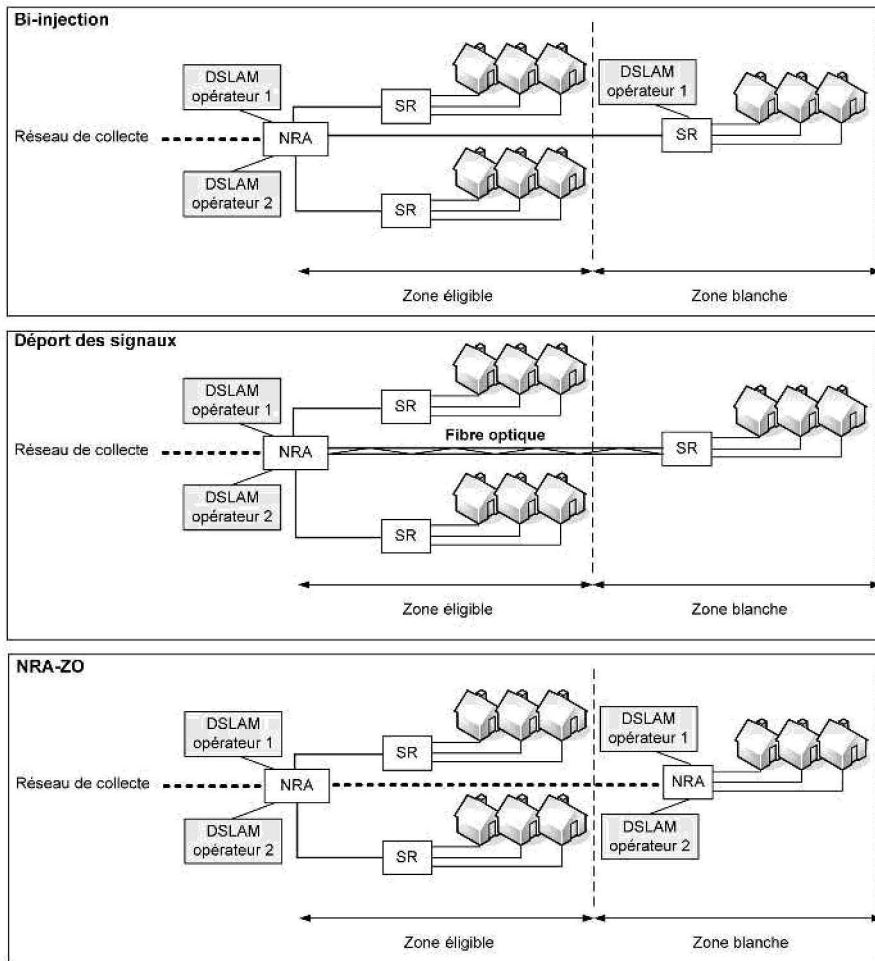
La technologie **READSL2** (*Reach extended ADSL2*) est une annexe de la norme ADSL2 conçue pour fournir un débit descendant de 512 kbit/s aux abonnés éloignés du répartiteur d'une distance limitée à 10 km. L'allongement de la distance supportée est réalisé par une augmentation de la puissance d'émission dans la bande [140 ; 550] kHz dans le sens descendant et [25 ; 100] kHz dans le sens montant. Cette technique est applicable sur des lignes ayant un affaiblissement maximal de 75 dB entre le répartiteur et l'abonné à la fréquence de référence 300 kHz, au lieu des 70 dB nécessaires pour l'ADSL et l'ADSL2+.

Si la norme **ADSL2+** prévoit un débit descendant de 16 Mbit/s et montant de 800 kbit/s, elle autorise en pratique un débit maximal de 27 Mbit/s dans le sens descendant et 1,5 Mbit/s dans le sens montant dans les conditions optimales de distance et de bruit. Cette norme est autorisée par l'ARCEP en France depuis 2004 et est définie dans la recommandation G.992.5 de l'ITU-T. Elle repose sur l'utilisation d'une bande de fréquence étendue, jusqu'à 2,208 MHz sur la paire torsadée et emploie 512 porteuses au lieu des 256 utilisées dans l'ADSL *Full Rate* et l'ADSL2.

Plusieurs solutions sont envisageables pour couvrir les zones blanches, c'est-à-dire les zones géographiques trop éloignées du répartiteur pour être éligibles à l'une des normes précédentes. Ces zones sont contenues dans la « sous-boucle » locale : délocalisée, elles sont équipées d'un sous-répartiteur, lui-même raccordé à un répartiteur. Ces propositions sont encore à l'étude et ont fait l'objet d'une consultation publique par l'ARCEP fin 2009 :

- La méthode de **bi-injection** préconise l'installation des DSLAM indifféremment dans le répartiteur et le sous-répartiteur. Il est à craindre que les opérateurs présents uniquement dans le répartiteur ne soient plus compétitifs.
- Le **déport des signaux** consiste à multiplexer les flux sortant du sous-répartiteur pour les acheminer sur une fibre optique vers le répartiteur. Dans cette solution, les équipements des opérateurs restent localisés dans le répartiteur, ce qui est moins coûteux. Ce serait en outre une première étape vers le déploiement de la fibre optique jusqu'à l'utilisateur (FTTH).
- Enfin la solution **NRA-ZO** (Nœud de Raccordement des Abonnés en Zone d'Ombre) est une technique soutenue par France Telecom et de nombreuses collectivités pour permettre le raccordement des zones géographiques isolées. Elle réalise un **réaménagement** de la boucle locale : le DSLAM est installé au niveau du sous-répartiteur, tandis que la collecte de la voix reste localisée dans le répartiteur. Le sous-répartiteur devient donc un répartiteur à part entière et la sous-boucle locale accède au statut de boucle locale ; les opérateurs alternatifs interviennent directement dans le sous-répartiteur. Ce procédé présente l'inconvénient d'être coûteux pour les opérateurs.

Ces trois solutions sont illustrées sur la figure 6.46.



NRA : Nœud de Raccordement d'Abonnés
SR : Sous-répartiteur

Figure 6.46 - Couverture des zones blanches.

La technologie VDSL

La technologie VDSL (*Very High bit-rate DSL*) permet des débits symétriques ou asymétriques bien plus élevés que ceux proposés par l'ADSL mais cette amélioration se fait au prix d'une réduction des distances de transmission.

La première version de la norme est décrite dans la recommandation G993.1 : elle propose des débits de plusieurs dizaines de Mbit/s et exploite la paire torsadée initialement installée pour le RTC sur une bande de fréquences de 12 MHz. Théoriquement, le débit maximal descendant approche 50 Mbit/s et le débit montant 30 Mbit/s. La distance maximale supportée vaut environ 1,5 km. Afin d'étendre la portée du système, une fibre optique peut être installée dans le réseau d'accès cuivré via un coffret de raccordement (FTTCab, *Fibre To The CABinet*) comme le montre la

figure 6.47 ou dans le commutateur local (FTTEx, *Fiber To The Exchange*). Les données montantes et descendantes sont multiplexées en fréquence sur 4 canaux. Les plans de fréquence varient suivant la région géographique considérée ; en Europe il s'agit du plan B. Plusieurs modulations sont supportées mais c'est généralement la modulation DMT qui est adoptée. Les données peuvent être entrelacées optionnellement et subissent un codage de *Reed Salomon* pour la correction des erreurs. Pour limiter l'effet des diaphonies, un système d'ajustement de la puissance d'émission en fonction de la longueur de la ligne est implémenté.

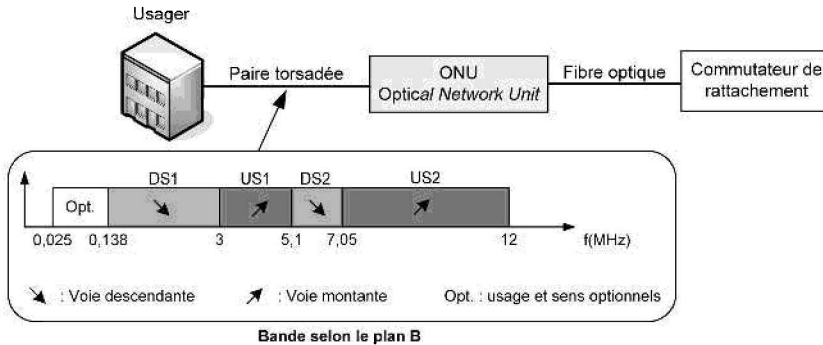


Figure 6.47 - Infrastructure VDSL dans le cas du FTTCab

La recommandation G993.2 définit la technologie VDSL2 : des débits symétriques et asymétriques allant jusqu'à 200 Mbit/s au total (voie montante et voie descendante cumulées) sont prévus sur une largeur de bande de 30 MHz pour une portée de 2,5 km. Cette norme reprend les atouts des techniques ADSL2 et VDSL1. Elle utilise notamment la modulation DMT et impose le codage en treillis.

6.6.2 La boucle locale radio : WiMax

La technologie *WiMax* (*Worldwide Interoperability for Microwave Access*) est normalisée par l'IEEE sous l'appellation IEEE 802.16. Elle a pour objectif de fournir une connexion Internet haut débit aux zones non couvertes par les technologies filaires usuelles (xDSL, FTTx, câble). Les débits sont symétriques et atteignent en théorie 70 Mbit/s sur une portée de 50 km. La norme IEEE 802.16 couvre les accès fixes depuis le domicile de l'utilisateur et les accès depuis un mobile dont la vitesse est théoriquement limitée à 120 km/h.

Plusieurs bandes de fréquences sont utilisables et divers variantes existent, qui ont chacune des critères de fonctionnement propres concernant :

- la contrainte d'une vue directe entre l'émetteur et le récepteur (LOS, *Light Of Sight*) ou non (NLOS, *Non Light Of Sight*) ;
- la modulation choisie : QAM, OFDM ou OFDMA ;
- la technique de multiplexage des voies montantes et descendantes (FDD ou TDD) ;
- le support ou non de la technologie MiMo (*Multiple-Input Multiple-Output*).

Les modulations QAM et OFDM sont décrites dans le § 6.4.2. La modulation OFDMA est une version de la modulation OFDM permettant les accès multiples au support. En effet, la bande de transmission disponible est partagée en N_c canaux. Chaque canal transporte N_p sous-porteuses. Chaque utilisateur se voit attribuer pendant un intervalle de temps un ensemble des N_p sous-porteuses, adjacentes ou non (figure 6.48). La répartition des porteuses n'est pas fixe dans le temps : à chaque intervalle de temps, les sous-porteuses peuvent être attribuées à un nouvel utilisateur.

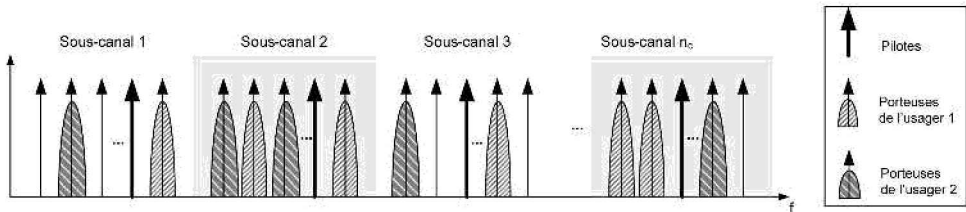


Figure 6.48 - Principes de la modulation OFDMA.

Le mécanisme MiMo exploite les trajets multiples des signaux émis pour reconstituer l'information. Plusieurs antennes d'émission et/ou de réception sont employées. Un récepteur dispose donc de plusieurs versions d'un même signal qui ont subi des atténuations et des déphasages différents selon les trajets suivis : il les exploite afin de reconstituer le signal d'origine.

Le tableau 6.6 présente les diverses couches physiques supportées par la norme 802.16. Il faut y ajouter la variante WirelessHUMAN (*High-speed Unlicensed MAN*) définie pour les bandes sans licence entre 2 et 11 GHz.

Tableau 6.6 - Variantes de la norme IEEE 802.16

Variante	Bande de fréquences	Modulations	Multiplexage des voies	NLOS/LOS	MiMo
WirelessMAN SC (<i>Single Carrier</i>)	10 à 66 GHz	Monoporteuse : QPSK, 16-QAM, 64-QAM	FDD TDD	LOS	Non supporté
WirelessMAN OFDM	Au-dessous de 11 GHz	OFDM : BPSK, QPSK, 16-QAM ou 64-QAM sur les sous-porteuses	FDD TDD	NLOS	Non supporté
WirelessMAN OFDMA	Au-dessous de 11 GHz	OFDM : QPSK, 16-QAM ou 64-QAM sur les sous-porteuses	FDD TDD	NLOS	Supporté

Parmi les usages du Wimax, on distingue :

- Les accès nomades dans les zones urbaines, à l'image des *hotspots* WiFi déjà proposés par les opérateurs. WiMax présente l'avantage d'avoir une portée supérieure à WiFi si bien que la couverture des villes pourrait être réalisée avec un nombre restreint de stations de base.
- Les accès fixes dans les zones blanches, c'est-à-dire les zones rurales trop éloignées des répartiteurs pour bénéficier d'un accès filaire par ADSL, câble ou fibre optique.

L'ARCEP a débuté la délivrance des licences WiMax dans la bande des 3,5 GHz en France en 2006. Deux opérateurs privés ou publiques (conseils généraux) ont été pourvus dans chaque département. On constate un retard considérable dans le déploiement puisque seuls 19 % des sites prévus ont été équipés en 2009 (source ARCEP). En effet, la technologie WiMax fait face à de nouveaux concurrents comme le NRA-ZO, le satellite, la téléphonie mobile haut débit en zones blanches, et les *hotspots* WiFi dans les espaces urbains. Le marché des zones blanches est peu rentable pour les opérateurs privés et la plupart des déploiements réalisés le sont grâce au financement des collectivités. En avril 2008, l'ARCEP a d'ailleurs exclu le WiMax du marché pertinent du haut et du très haut débit. On peut supposer que WiMax restera une technologie d'appoint dans les zones isolées ; elle peut être une technologie de rechange pour les opérateurs filaires qui souhaitent élargir leur clientèle sans installer d'infrastructure filaire coûteuse.

6.6.3 Le réseau câblé

Dans cette technique, l'utilisateur est raccordé au réseau de son fournisseur par un câble coaxial. C'est une technologie utilisée dans les milieux urbains exclusivement.

À l'origine, le réseau câblé était destiné à la diffusion de la télévision. S'il s'est très bien implanté aux États-Unis dans les années 1980, son essor en France a été limité aux grandes agglomérations suite à diverses complications et difficultés économiques.

Plusieurs infrastructures de raccordement existent ; elles sont représentées sur la figure 6.49. Initialement, l'utilisateur était raccordé au réseau de collecte par un arbre coaxial équipé d'amplificateurs tous les 150 m pour compenser l'atténuation du support. Puis l'infrastructure mixte fibre optique/câble coaxial, nommée technologie HFC (*Hybrid Fiber Coax*) a été développée ; elle tend désormais à disparaître au profit de l'infrastructure FTTLA. Dans la technologie HFC, les usagers sont interconnectés par des câbles coaxiaux réalisant une topologie d'arbre ; le sommet, appelé « nœud fibre » (*Fiber Node*) est une unité de réseau optique (ONU, *Optical Network Unit*) qui réalise la conversion des signaux électriques en signaux optiques et inversement. Le nœud fibre est raccordé à la tête de réseau, *Head-end Controller* (HC), rattachée au réseau de distribution par une fibre optique sur laquelle voies montante et descendante sont multiplexées en WDM (voir § 6.4.3) ou par deux fibres optiques dont chacune achemine une voie.

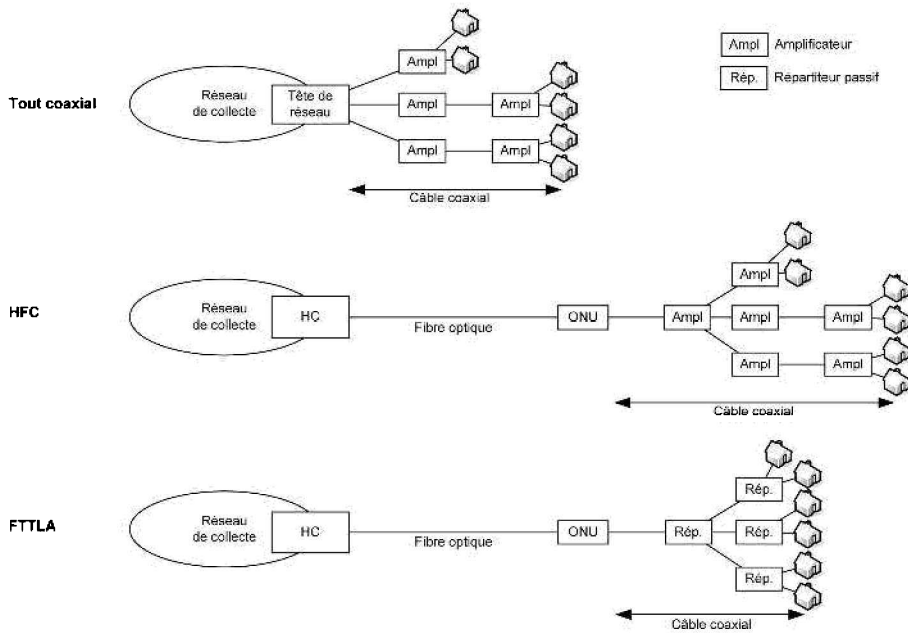


Figure 6.49 - Différentes infrastructures de réseau câblé

L'un des inconvénients de ces infrastructures est le partage de la bande passante disponible par les usagers raccordés au même arbre. Plus le nombre d'usagers actifs est important, plus le débit disponible est faible.

Sur le câble, téléphonie, télévision et données sont multiplexées en fréquence (figure 6.50). La bande de fréquence disponible est de l'ordre de 800 MHz :

- la bande [5 ; 45] MHz est allouée à la voie montante ;
- la bande [50 ; 450] MHz est utilisée par la télévision analogique ou numérique ;
- la bande [450 ; 750] MHz est exploitée par les données descendantes.

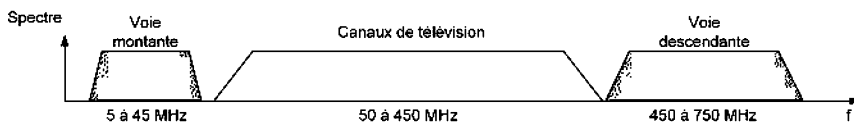


Figure 6.50 - Partage de la bande de fréquence sur le réseau câblé

La couche MAC et la couche physique sont définies par deux normes :

- Le standard MCNS-DOCSIS (*Multimedia Cable Network System - Data Over Cable Service Interoperability Specification*), surtout utilisé en Amérique du Nord, et quelques câblo-opérateurs européens.
- La norme IEEE 802.14.

La couche physique est identique pour les deux standards : les modulations QPSK, 16-QAM, 64-QAM et 256-QAM sont employées. La structure des trames

diffère : tandis que la norme IEEE 802.14 utilise exclusivement des cellules ATM, DOCSIS les rend optionnelles et les remplace par des paquets de taille variable.

Dans les deux cas, le partage du support est réalisé par multiplexage temporel (figure 6.51). Le temps est partagé en cycles appelés *clusters* au début desquels les usagers émettent des demandes de réservation ; en cas de collision, l'algorithme du BEB (*Binary Exponential Backoff*) est appliqué (voir le chapitre 7 pour la description de cet algorithme). Les données sont ensuite émises dans les intervalles de temps (*slots*) réservés.

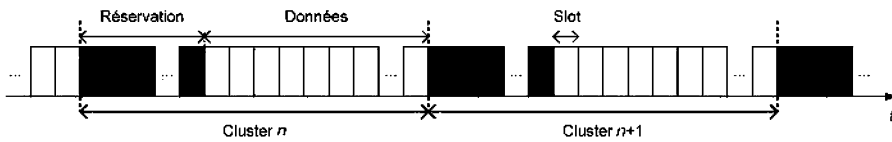


Figure 6.51 - Multiplexage temporel de la voie montante sur le réseau câblé

À l'heure actuelle, le réseau câblé a atteint ses limites. Seules les grandes agglomérations en sont équipées. Les câblo-opérateurs sont propriétaires de leur infrastructure et l'ARCEP a renoncé en 2008 à la mutualisation des supports. En France, il n'existe plus qu'un seul câblo-opérateur, Numéricâble. Cependant si les limites physiques du câble coaxial sont atteintes, le réseau câblé reste une bonne solution de transition vers le très haut débit en attendant le déploiement de la fibre optique jusqu'au domicile de l'utilisateur. À l'heure actuelle, les réseaux câblés évoluent vers des infrastructures FTTLA (*Fiber To The Last Amplifier*) illustrées sur la figure 6.50. Dans cette configuration, la fibre optique est étendue jusqu'au dernier amplificateur qui est remplacé par un nœud optique. L'usage du câble coaxial est limité à une courte distance, entre le pied de l'immeuble et l'appartement de l'utilisateur. Les débits sont aussi accrus par l'usage du standard DOCSIS 3.0 qui réorganise la bande passante (voie descendante entre 50 MHz et 1 GHz, voir figure 6.52) et exploite une couche physique plus performante (modulations codées en treillis, multiplexage *Synchronous-CDMA*).

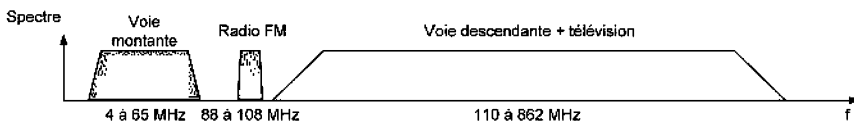


Figure 6.52 - Partage de la bande passante par le standard DOCSIS 3.0.

6.6.4 Les courants porteurs en ligne

La technologie CPL (Courants porteurs en ligne), aussi nommée *Power Line Network (PLN)* ou *Power Line Communication (PLC)*, est couramment utilisée dans les réseaux locaux mais fait aussi l'objet d'une utilisation plus marginale dans la boucle locale. Le premier usage est appelé CPL *indoor*, le deuxième CPL *outdoor*.

Dans cette technologie, les données sont transportées par le réseau de distribution de l'énergie électrique. Elles modulent le signal sinusoïdal d'alimentation électrique dont la fréquence vaut 50 Hz en France.

La « tête de grappe » est le point de collecte de la boucle. Elle est située dans le transformateur haute-basse tension (HTA-BT) et est reliée au réseau de distribution par une liaison haut débit (fibre optique, accès SDSL, etc.). L'infrastructure est représentée sur la figure 6.53. L'utilisateur dispose d'un modem CPL qui est connecté à une prise électrique du domicile. Il partage le débit disponible avec les autres usagers connectés au transformateur.

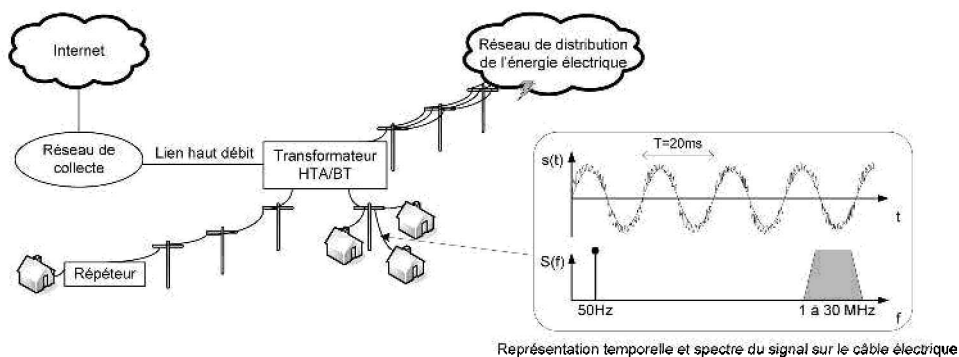


Figure 6.53 - Infrastructure du réseau CPL.

Le déploiement d'un réseau d'accès CPL est coûteux. D'une part, il est nécessaire de disposer des répéteurs tous les 300 m pour combler les atténuations sur câble. D'autre part, le réseau de distribution de l'énergie doit être enterré pour limiter le bruit, ce qui impose des travaux de génie civil. L'installation d'un tel réseau est rentable pour l'opérateur dans la mesure où le nombre d'abonnés est suffisant, ce qui s'oppose à l'intérêt de l'utilisateur dans la mesure où le débit disponible décroît avec le nombre d'utilisateurs. Notons aussi que la collaboration forcée entre deux corps de métier très différents, celui de la distribution de l'énergie et celui des télécommunications, n'est pas nécessairement aisée...

La normalisation du CPL *indoor* et *outdoor* par l'IEEE est en cours. La norme IEEE P1901 est encore à l'état de *draft* (brouillon). Elle est compatible avec le standard non normalisé *HomePLug* qui domine le marché du CPL *indoor*. La bande de fréquences utilisée est comprise entre 1 et 30 MHz (voir le spectre du signal figure 6.51), et les débits théoriques atteignent 200 Mbit/s. Les données subissent une modulation OFDM sur laquelle les sous-porteuses sont traitées par des modulations codées BPSK à 1024-QAM. La distance maximale de transmission autorisée vaut 1,5 km.

La technologie CPL est surtout adaptée aux régions semi-rurales non éligibles à l'ADSL et dans lesquelles la densité de population est suffisante pour rentabiliser l'investissement de l'opérateur. Malgré les travaux de normalisation de l'IEEE et le projet européen Opera (*Open PLC European Research Alliance*) destiné à promouvoir son déploiement, l'accès à Internet par CPL est probablement voué à rester une

solution marginale. L'ARCEP a autorisé son déploiement en avril 2005 mais les réalisations sont encore peu nombreuses ; elles relèvent généralement de l'initiative de communes isolées. En avril 2008, l'ARCEP a exclu la technologie CPL du marché pertinent du haut et du très haut débit.

6.6.5 La fibre optique

L'ensemble des techniques d'accès à Internet utilisant une fibre optique dans la boucle locale est appelé **FITL** (*Fiber In The Loop*). Leur déploiement a longtemps été freiné par le coût du matériel optique qui, s'il est toujours élevé, est désormais amorti par la forte demande de très haut débit du grand public. Les différentes solutions sont les suivantes :

- **FTTN** (*Fiber To The Node* ou *Fiber To The Neighborhood*) : la fibre est tirée entre le réseau de collecte et un local (*cabinet*) situé à quelques kilomètres des utilisateurs. La liaison entre le local et l'utilisateur est réalisée par du câble de cuivre.
- **FTTC** (*Fiber To The Curb*) ou **FTTCab** (*Fiber To The Cabinet*) : en France, cette technique est appelée la « fibre optique jusqu'au trottoir » ; elle est similaire à la précédente, mais le local est plus proche de l'utilisateur (quelques centaines de mètres). La technologie utilisée sur le support de cuivre est par exemple VDSL.
- **FTTB** (*Fiber To The Building*) : la fibre optique atteint le bâtiment. À l'intérieur, la distribution est réalisée par un autre support (paire torsadée, câble coaxial, CPL, WiFi, etc.)
- **FTTH** (*Fiber To The Home*) : la fibre est connectée à la prise du domicile de l'utilisateur. C'est une solution optique de bout en bout.

Ces solutions sont illustrées sur la figure 6.54. La technologie FTTH est la plus efficace. En effet, chaque usager dispose de sa propre fibre optique et n'est donc pas contraint de partager son débit avec d'autres utilisateurs, comme dans les autres structures FTTx.

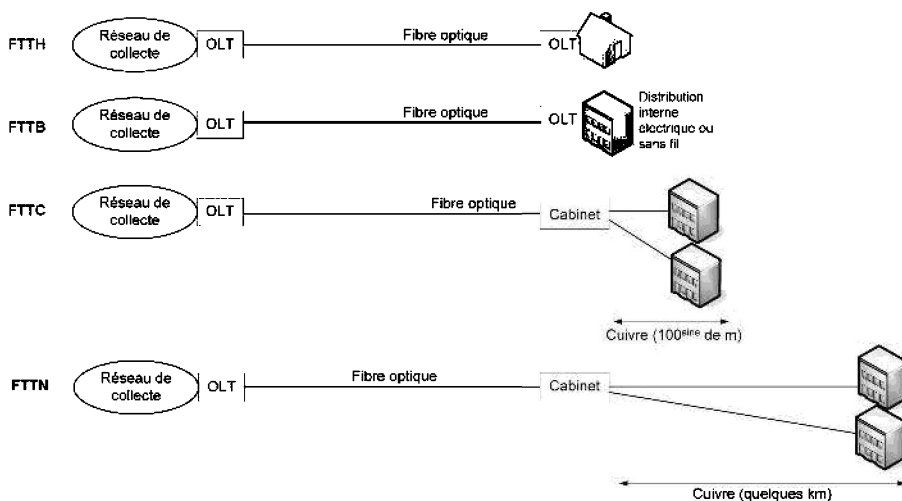


Figure 6.54 - Les différentes technologies FTTx.

Le succès de la fibre optique s'explique par ses nombreux avantages sur les supports métalliques et sans fil :

- les débits supportés valent plusieurs centaines de Mbit/s sur plusieurs dizaines de kilomètre ;
- le signal lumineux ne génère pas de pollution électromagnétique et est insensible aux champs électromagnétiques ;
- l'espionnage du signal est difficile : il nécessite de détourner une partie de la puissance lumineuse ce qui est remarqué par le récepteur.

C'est généralement la norme Ethernet qui est employée dans la boucle locale. Deux infrastructures sont utilisées par les opérateurs : point-à-point et multipoint. Elles sont illustrées sur la figure 6.55.

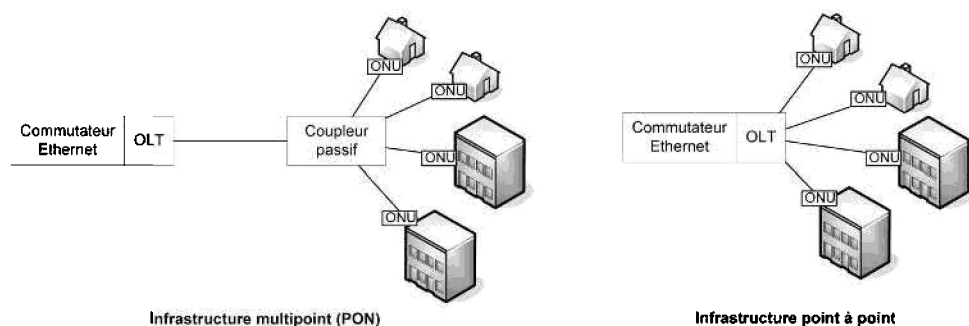


Figure 6.55 - Figure Infrastructures PON et point-à-point.

Les **réseaux PON** (*Passive Optical Network*) proposent des liaisons multipoint. Les fibres optiques des usagers d'un même quartier sont reliées à un coupleur passif. Le coupleur multiplexe les signaux de la voie descendante vers l'OLT (*Optical Link Terminal*) à l'entrée du réseau de collecte ; il les démultiplexe dans le sens descendant. Le débit instantané est donc partagé par tous les usagers reliés au même coupleur et dépend du nombre d'usagers actifs. Plusieurs techniques de multiplexage peuvent être employées. Si les ONU des usagers (*Optical Network Unit*) utilisent la même longueur d'onde, un multiplexage temporel est utilisé ; sinon, un multiplexage en longueur d'onde (WDM, voir le § 6.2.3) est réalisable. Cette dernière solution est plus efficace en termes de débit mais est plus coûteuse.

La **structure point-à-point** constitue une étoile optique : un équipement actif, généralement Ethernet, à l'entrée du réseau d'opérateur, collecte les données des fibres provenant des usagers d'un même quartier. Chaque usager bénéficie donc de la totalité du débit disponible sur sa fibre. C'est la technique utilisée en FTTH.

Les deux types de réseaux optiques sont déployés en France : France Telecom a opté pour un réseau GPON (Gigabit PON) dans lequel des débits symétriques de 2,4 Gbit/s sont partagés par 64 usagers maximum. Free pour sa part choisi un réseau Ethernet point-à-point et propose des débits de 100 Mbit/s sur la voie descendante et 50 Mbit/s sur la voie montante.

Des problèmes matériels sont rencontrés lors du déploiement de la fibre optique. D'une part, il est nécessaire de réaliser des travaux de génie civil pour la pose des supports : ceux-ci réalisent en moyenne 50 % à 80 % du coût total par abonné... D'autre part, il est nécessaire de câbler chaque immeuble et chaque appartement. La problématique est finalement la même que celle du déploiement du RTC au XX^e siècle ! Cependant le RTC a été développé par un organisme d'état qui avait le monopole des télécommunications. Dans le cas de la fibre, la situation est bien différente, dans la mesure où plusieurs opérateurs existent. Il est inenvisageable de laisser chaque opérateur tendre sa propre fibre dans chaque quartier, immeuble et appartement. C'est pourquoi l'ARCEP a imposé la mutualisation du câblage. Ainsi France Telecom qui a déjà déployé un immense réseau de fourreaux, est obligé d'en autoriser l'accès à ses concurrents. Cette décision limitera l'étendue des travaux de génie civil par les opérateurs tiers. En outre, la réglementation impose qu'un opérateur câblant un immeuble doit garantir un accès « ouvert et technologiquement neutre » à ses concurrents qui ont la possibilité de cofinancer le câblage et d'installer leur propre fibre. Les appartements peuvent donc être équipés d'une prise à plusieurs entrées raccordées aux fibres des divers fournisseurs.

Résumé

Une liaison réalise l'interconnexion de deux équipements terminaux, les **ETTD**, par l'intermédiaire d'**ETCD** qui adaptent les signaux aux caractéristiques de la ligne de transmission. Une ligne est caractérisée par son mode d'exploitation : les données peuvent y circuler dans les deux sens simultanément (mode **full-duplex**), dans les deux sens alternativement (mode **half-duplex**) ou dans un seul sens (mode **simplex**).

Deux normes de liaison série locales sont utilisées actuellement, **USB** et **FireWire** (IEEE 1394). Toutes deux autorisent la connexion de périphériques en *hot plug'n play* et partagent la bande passante selon la nature des données, isochrones ou asynchrones. La norme USB permet des transmissions au débit maximal de 480 Mbit/s, tandis que la norme FireWire atteint 3,2 Gbit/s. La norme USB nécessite la présence d'un hôte qui joue le rôle de maître et partage la parole entre les périphériques par un mécanisme à jeton ; le standard *FireWire* quant à lui ne nécessite pas d'hôte et répartit la parole par multiplexage temporel.

Plusieurs normes de liaisons série distantes sont utilisées. Le protocole **PPP** assure ainsi l'encapsulation des données de niveau réseau sur des liaisons point à point ; il est utilisé notamment pour l'encapsulation des données sur la liaison entre l'utilisateur et le FAI. Les normes **PDH** et **SDH (SONET)**, quant à elles, ont été développées initialement pour la téléphonie et réalisent le multiplexage des différentes voies de données dans des trames. La technologie PDH réalise un multiplexage sur plusieurs niveaux et nécessite le démultiplexage complet d'une super-trame pour isoler une voie, tandis que SDH/SONET pallie à cet inconvénient en utilisant des pointeurs dans les trames. La norme **ATM** définit une architecture de réseau basée sur la commutation de cellules sur des circuits et des chemins virtuels. Elle intègre nativement le respect de critères de qualité de service en assignant les flux à des classes de trafic qui subissent un traitement

différencié. Un contrat entre le réseau et le client est établi dans lequel le client s'engage à respecter un profil de trafic et le réseau à respecter ses exigences de **QoS**. Cette architecture de réseau peu adaptée aux paquets IP tend à disparaître au profit des liens Ethernet classe opérateur. Cette technologie prolonge l'usage de la norme de réseaux locaux Ethernet dans le réseau d'accès. Plusieurs techniques existent actuellement : l'une est basée sur l'utilisation des réseaux MPLS, une autre sur les **VLAN** à grande échelle et la dernière repose sur un réseau d'accès de topologie en anneau.

Les signaux transportés sur une liaison série doivent être adaptés au support. La transmission peut être réalisée en **bande de base** sur de courtes distances et en **bande transposée** sur des distances plus étendues. Le **codage en ligne** définit la représentation physique des signaux binaires transmis en bande de base. Il adapte le spectre du signal à la bande passante du support, facilite la synchronisation et permet parfois la détection d'erreurs. Dans une transmission en bande transposée, le message binaire modifie les caractéristiques d'un signal porteur (amplitude, phase, fréquence) : c'est l'opération de modulation. Les modulations se distinguent par leur efficacité spectrale et leur probabilité d'erreur binaire. La plus efficace est une modulation d'amplitude et de phase, la modulation **QAM**. Il existe aussi des modulations multiporteuses, comme l'**OFDM**, qui découpent en bloc le message binaire et transportent chaque bloc sur un canal distinct ; leur efficacité spectrale et leur résistance au bruit sont meilleures que celles des modulations monoporteuses.

Pour transporter plusieurs signaux distincts sur un même support, il faut employer une technique de multiplexage. Dans le multiplexage temporel **TDMA**, chaque signal a accès au support pendant un intervalle de temps, alors que dans le multiplexage fréquentiel **FDMA**, les signaux sont émis simultanément mais sur des bandes de fréquences distinctes. Le multiplexage par code **CDMA** attribue quant à lui à chaque signal un code binaire qui permet d'isoler le message parmi tous ceux émis. Enfin sur les supports optiques, il est possible, par le multiplexage **WDM**, de transmettre chaque signal sur une longueur d'onde différente.

Grâce au dégroupage de la boucle locale, les technologies utilisées sont désormais très diversifiées. Les technologies **xDSL** emploient la paire torsadée déployée pour le RTC ; elles utilisent des modulations et des codages évolués pour fournir des hauts débits sur des distances limitées à quelques kilomètres. La norme **WiMax** définit une technique de transmission sans fil sur une dizaine de kilomètres pour un usage fixe ou mobile, mais son utilisation reste limitée du fait du coût de déploiement et de la concurrence des autres technologies. C'est aussi le cas des courants porteurs en lignes (**CPL**) qui acheminent les données sur le réseau de distribution de l'énergie. Technologie coûteuse, elle peine à se déployer et reste marginale. Les réseaux câblés initialement prévus pour la télévision, sont déployés dans les zones urbaines : les données circulent sur un câble coaxial installé entre le domicile du client et le réseau de collecte. Ils tendent désormais à être remplacés par des réseaux optiques. Diverses technologies **FTTx** existent, qui se distinguent par la portée de la fibre : la technologie FTTH prolonge la fibre optique jusqu'au domicile de l'utilisateur, alors que les autres technologies la déploient jusqu'au quartier ou l'immeuble et emploient un autre support pour la distribution (câble coaxial, paire torsadée, CPL ou sans fil). Les débits fournis par ces technologies peuvent atteindre plusieurs centaines de Mbit/s, ce qui explique leur succès.

QCM

- 6.1** Qu'est-ce qui caractérise un ETDD ?
- a. Il adapte les données aux caractéristiques du support.
 - b. C'est un équipement terminal qui génère des données.
 - c. Il prend en charge l'établissement, le maintien et la fermeture de la liaison.
 - d. Il peut désigner un ordinateur ou une imprimante.
- 6.2** Qu'est-ce qui caractérise la norme USB ?
- a. Elle nécessite la présence d'un équipement hôte.
 - b. Elle permet des transmissions au débit maximum de 3,2 Gbit/s.
 - c. Elle gère le partage de la bande passante.
 - d. Elle utilise une topologie d'arbre.
- 6.3** La norme SDH/SONET
- a. Utilise des pointeurs pour localiser une voie dans une trame.
 - b. A été développée pour le transport de données IP.
 - c. Utilise généralement une topologie d'anneau sur fibre optique.
 - d. Est adaptée pour le transport de données isochrones.
- 6.4** L'architecture ATM
- a. Réalise de la commutation de paquets.
 - b. Est adaptée aux données temps réel et bureautique.
 - c. Utilise toujours le même chemin pour le transport d'un flux.
 - d. Réalise du contrôle d'admission à l'entrée du réseau.
- 6.5** Quelles caractéristiques doit respecter un bon code en ligne ?
- a. Son spectre doit être le plus étroit possible.
 - b. Sa valeur moyenne doit être nulle.
 - c. Son spectre doit s'annuler dans les basses fréquences.
 - d. Son spectre doit contenir des raies aux fréquences multiples de la fréquence d'émission.
- 6.6** Le code de Manchester
- a. A une valeur moyenne nulle.
 - b. Permet le maintien de la synchronisation en toutes circonstances.
 - c. A un spectre de largeur $1/T$ (T est la durée d'un bit).
 - d. Est utilisé dans Ethernet 10BASE-T.
- 6.7** La modulation M-PSK
- a. Est plus résistante au bruit que la modulation QAM.

- b. A une meilleure efficacité spectrale que la modulation QAM.
- c. Est d'autant plus résistante au bruit que M est grand.
- d. Est une modulation monoporteuse.

6.8 La technologie ADSL

- a. Fournit des débits asymétriques.
- b. Est limitée à des distances de transmission de 5 km environ.
- c. Utilise la paire torsadée posée pour le réseau RTC.
- b. Utilise une modulation monoporteuse.

6.9 Qu'est-ce qui caractérise les technologies FTTX ?

- a. Les débits disponibles sont limités à 8 Mbit/s.
- b. Les fourreaux et les fibres sont mutualisés entre les opérateurs.
- c. La distance entre l'utilisateur et le réseau de collecte est limitée à 5 km environ.
- d. Elles sont insensibles à la pollution électromagnétique.

6.10 Dans quelles technologies le débit est-il inversement proportionnel au nombre d'utilisateurs connectés au même commutateur de rattachement ?

- a. ADSL
- b. CPL
- c. FTTH
- d. FTTC



6.1 Considérons une architecture PDH.

- a. Justifiez la valeur du débit en sortie du CAN traitant les données issues du téléphone d'un abonné.
- b. Justifiez le débit sur une ligne E1.
- c. Pourquoi le débit sur une ligne E3 ne vaut-il pas quatre fois le débit d'une ligne E2 ?
- d. En quoi la technologie SDH améliore-t-elle la hiérarchie PDH ?

6.2 Quelle est la couche AAL la plus adaptée au transport des applications suivantes ?

- a. Un courrier électronique dans lequel est insérée une vidéo.
- b. Une visioconférence sur une liaison bas débit.
- c. Une communication téléphonique.

6.3 Le schéma suivant représente un réseau ATM. Trois communications sont établies depuis le terminal A jusqu'au terminal B. Certains numéros de VPI et VCI sont mentionnés.

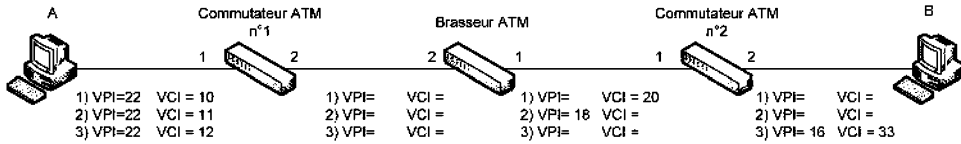


Figure 6.56

- Proposez des valeurs pour les VPI et VCI manquants.
- Donnez les tables de commutation du brasseur et du commutateur en conséquence.

6.4 On souhaite transmettre un signal numérique en bande de base de débit binaire 100 kbit/s sur un support de bande passante [0 ; 150] kHz. On dispose de deux codeurs en ligne : Manchester et NRZ.

- Représentez le signal physique délivré par chaque codeur pour la séquence binaire 1000 0110 1101.
- De ces deux codes, lequel(s) permet(tent) le maintien de la synchronisation quelle que soit la séquence binaire émise ?
- Ces codes sont-ils adaptés au support de transmission ? Expliquez.

6.5 Un réseau Ethernet 100BASE-TX utilise des paires torsadées de bande passante égale à 100 MHz. Les données subissent un pré-codage 4B5B.

- Expliquez pourquoi le code de Manchester n'est pas utilisé dans l'Ethernet 100BASE-TX.
- Calculez le débit de symboles sur une paire torsadée d'un réseau 100BASE-TX.

c. Pour qu'une transmission soit réalisée sans interférence, la largeur de bande du support B et le débit de symboles D_s doivent vérifier la condition : $B \geq \frac{D_s}{2}$.

Calculez la largeur de bande passante minimale requise sur le support pour que la transmission soit réalisée sans interférence entre symboles. Cette condition est-elle satisfaite ?

6.6 La norme Ethernet 100BASE-T4 utilise des paires torsadées de catégorie 3 dont la bande passante vaut 16 MHz. Le trafic est réparti sur 3 paires ; ainsi chaque paire achemine les données au débit binaire utile de 33,333 Mbit/s. Le codage appliqué est le 8B/6T : les données binaires sont groupées en mots de 8 bits représentés physiquement par six symboles pouvant valoir $-V$, 0 et $+V$.

- Expliquez pourquoi le code de Manchester n'a pas été conservé.
- Calculez le débit de symboles sur une ligne.

c. Vérifiez que la transmission sur une paire de catégorie 3 est réalisée sans interférence entre symboles. On précise que la largeur de bande du support B et le débit de symboles D_s doivent vérifier la condition : $B \geq \frac{D_s}{2}$ pour annuler l'interférence entre les symboles.

6.7 On considère une modulation 16-QAM à 100 kbit/s sur un canal de bande passante de 1 MHz.

- Calculez le nombre de bits portés par un symbole.
- Calculez le débit de symboles maximal possible sans interférence entre symboles.
- Calculez le débit de symboles effectif.
- Proposez une répartition des mots de quatre bits sur les points de la constellation minimisant la probabilité d'erreur binaire. Justifiez votre choix.

6.8 La recommandation 992.1 de l'ITU-T définit les caractéristiques d'une connexion ADSL. Elle précise que la voie montante est constituée d'au maximum 31 canaux de données de largeur 4,3125 Hz et que la voie descendante est constituée au maximum de 255 canaux de données de même largeur. Le débit de symboles sur chaque canal vaut 4 kbauds. Nous supposons dans la suite que le nombre maximal de canaux est utilisé sur les deux voies dans le système considéré.

- Dans cette configuration, la téléphonie analogique est-elle supportée ? Les spectres des données montantes et descendantes se chevauchent-ils ? Comment sépare-t-on les deux spectres ?
- La transmission sur un canal est-elle réalisée sans interférence entre symboles ?
- Sachant qu'un symbole peut transporter de 8 à 15 bits, quel est le débit binaire maximal sur la voie montante et sur la voie descendante ? S'agit-il d'un débit binaire brut ou utile ?
- En pratique, quels sont les phénomènes physiques qui limitent le débit ?

6.9 On rappelle que l'ARCEP définit une méthode de calcul théorique de l'atténuation linéique à la fréquence de référence 300 kHz : à l'affaiblissement dû à la connectique estimé à 1,5 dB s'ajoutent des pertes égales à 15 dB/km pour un calibre de 4/10 ; 12,4 dB/km pour un calibre de 5/10 ; 10,3 dB/km pour un calibre de 6/10 ; 7,9 dB/km pour un calibre de 8/10.

- L'ARCEP considère qu'une ligne est de bonne qualité lorsque l'atténuation est inférieure à 20 dB. Quelle est la longueur maximale d'une ligne de bonne qualité de calibre 4/10 ? De calibre 8/10 ?
- Considérons la ligne de bonne qualité de calibre 4/10. Calculez son atténuation à la fréquence 600 kHz.
- Considérons toujours la ligne de bonne qualité de calibre 4/10. Elle est maintenant perturbée par des paradiaphonies à la fréquence 300 kHz dont la puis-

sance est 5 dB. Quelle est la nouvelle atténuation de la ligne à la fréquence de référence ? Que valent les paradiaphonies à la fréquence 600 kHz ?

d. La norme READSL2 est applicable pour des lignes d'atténuation maximale égale à 75 dB. Calculez la distance maximale entre l'abonné et le répéteur pour qu'il soit éligible à READSL, sachant que sa ligne est de calibre 4/10. Même question pour une ligne de calibre 8/10.

QCM – Corrigé

6.1 b), d)

6.2 a), c)

6.3 a), c), d)

6.4 b), c), d)

6.5 a), b), c), d)

6.6 a), b), d)

6.7 d)

6.8 a), b), c)

6.9 b), d)

6.10 b), d)

Exercices – Corrigé

6.1

a) Soient D le débit binaire, N la profondeur de codage et F_e la fréquence d'échantillonnage. Alors $D = N \times F_e = 8 \times 8\,000 \text{ bit/s} = 64 \text{ kbit/s}$

b) On multiplexe les données de 30 utilisateurs, un IT de signalisation et un IT de synchronisation

$$D(E1) = 32 \times 64 \text{ kbit/s} = 2,048 \text{ Mbit/s}$$

c) Il est nécessaire de rajouter des informations de synchronisation car les débits sont élevés.

d) La technologie SDH utilise des pointeurs permettant d'insérer et d'extraire des flux sans réaliser plusieurs multiplexages et démultiplexages successifs. En outre, les débits multiplexés sont des multiples du débit de base, ce qui réduit le nombre d'horloges nécessaires dans le système.

6.2

- a) AAL5
- b) AAL2 (la voix et la vidéo doivent être compressées pour le transport sur un lien bas débit)
- c) AAL1

6.3

a) Du commutateur n° 1 au brasseur, on choisit un numéro de VPI commun aux trois communications, par exemple 23 ; les numéros de VCI sont identiques à ceux en sortie du brasseur car le brasseur traite uniquement les VPI.

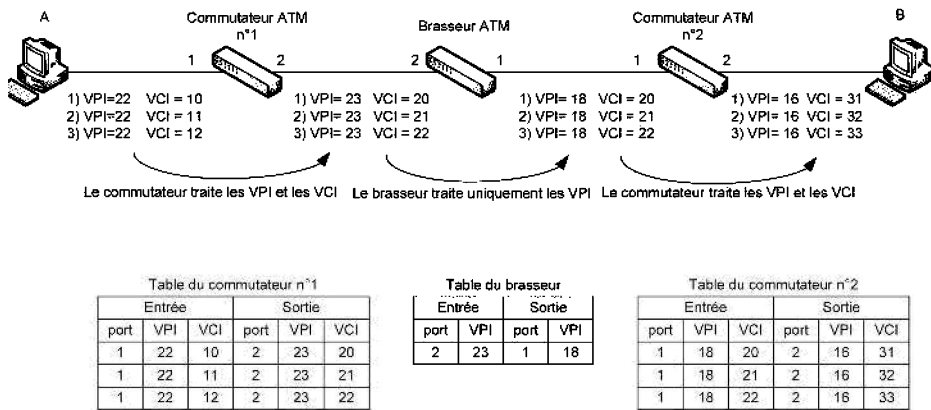


Figure 6.57

b) Les tables correspondant aux choix précédents sont présentées figure 6.57.

6.4

a)

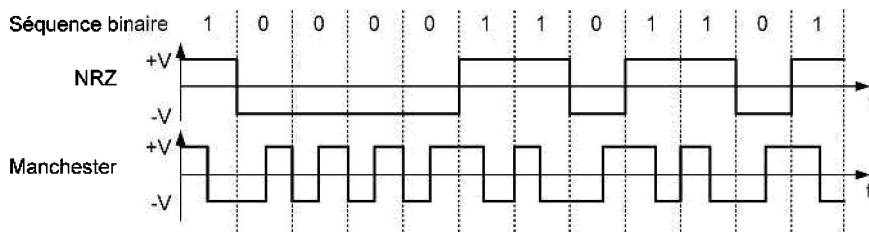


Figure 6.58

b) Seul le code de Manchester permet le maintien de la synchronisation quelle que soit la séquence binaire codée. En effet, il présente une transition en milieu de chaque symbole.

c) Calculons la bande de transmission de chaque code (T_b désigne la durée d'un bit) :

♦ Manchester : $[0 ; 2/T_b] = [0 ; 200]$ kHz

♦ NRZ : $[0 ; 1/T_b] = [0 ; 100]$ kHz

♦ Le code de Manchester est inutilisable car la bande passante du support est trop étroite : le signal compris entre 150 et 200 KHz serait coupé. Le spectre du code NRZ rentre dans la bande passante du support. C'est donc le codage le plus adapté dans ce cas.

6.5

a) Le spectre du signal codé en Manchester a pour largeur $2 \times 100 = 200$ MHz, ce qui est supérieur aux 100 MHz disponibles sur la paire torsadée employée.

b) Le débit de symboles est $D_s = 100 \times 5/4 = 125$ Mbauds.

c) La bande passante du support doit être plus large que $D_s/2$ soit 62,5 MHz. Donc la bande passante disponible sur le support (100 MHz) est suffisante.

6.6

a) La largeur du spectre du code de Manchester est $2/T_b = 2 \times D_b$ soit 200 MHz pour le débit 100 Mbit/s. Cette largeur de bande est bien supérieure aux 16 MHz disponible sur une paire torsadée de catégorie 3.

b) 8 bits sont codés par six symboles. Donc le débit de symboles vaut $D_s = 33,333 \times 6/8 = 25$ Mbauds.

c) La transmission est réalisée sans interférence entre les symboles lorsque la bande passante du support est supérieure à $D_s/2$, soit $25/2 = 12,5$ MHz < 16 MHz. La bande passante de la paire torsadée de catégorie 3 est donc suffisante.

6.7

a) Il y a $M = 16$ symboles dans la constellation. Donc 1 symbole transport $\log_2(16) = 4$ bits.

b) La bande passante du support a pour largeur 1 MHz. Donc le débit de symbole maximal est $D_s = 2 \times 10^6$ bauds = 2 Mbauds.

c) Le débit de symbole effectif est $D_s = D_d / \log_2(M) = 100 \cdot 10^3 / 4$ bauds = 25 kbauds.

d) Voici une possibilité. Il faut que la distance entre deux mots adjacents soit égale à 1 maximum pour limiter la probabilité d'erreur. Ainsi une erreur sur 1 symbole génère un bit erroné et un seul.

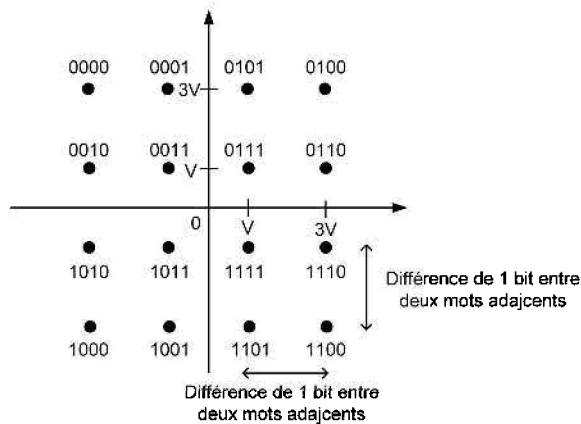


Figure 6.59

6.9

a) Au total, 256 canaux sont définis par la norme. Dans cette configuration, la transmission téléphonique n'est donc pas supportée, et les spectres des voies montantes et descendantes se chevauchent. Il faut utiliser un circuit annulateur d'écho pour les séparer.

b) La transmission sur un canal est réalisée sans interférence entre symboles si sa largeur de bande est supérieure à $D_s/2$ où D_s est le débit de symboles. Ici $D_s/2 = 2$ kHz. La largeur d'un canal vaut 4,3125 MHz donc la transmission se fait sans IES.

c) Le débit binaire maximal est $15 \times 4 = 60$ kbit/s sur une voie. Ainsi, sur la voie montante le débit binaire maximal est 60×31 kbit/s = 1,860 Mbit/s et sur la voie descendante il vaut 60×255 kbit/s = 15,3 Mbit/s. Il s'agit d'un débit brut, puisque certains bits servent à la correction des erreurs.

d) Le débit est limité par les diaphonies, les défauts de la connectique, les bruits externes et les pertes dues à l'effet Joule. Ces dernières sont d'autant plus importantes que le câble est fin et la distance de transmission élevée.

6.10

a) Soit L la longueur de ligne.

♦ Pour le calibre 4/10, L vérifie : $20 = 15 \times L + 1,5$ donc $L = (20-1,5)/15 = 1,23$ km.

♦ Pour le calibre 8/10, L vérifie : $20 = 7,9 \times L + 1,5$ donc $L = (20-1,5)/7,9 = 2,34$ km.

b) L'atténuation en dB varie en $f^{1/2}$. À la fréquence 600 kHz, elle vaut donc :

$$20 \times \left(\frac{600 \cdot 10^3}{300 \cdot 10^3} \right)^{1/2} = 28,3 \text{ dB}$$

c) La nouvelle atténuation vaut donc $20 + 5 = 25$ dB à la fréquence 300 kHz.

♦ Puissance en dB et puissance en watt sont liées par $P_{dB} = 10 \times \log(P_W)$. Donc la puissance en watt des paradiaphonies vaut $10^{0,5} \text{ W}$.

♦ La puissance en watt des paradiaphonies varie en $f^{1,5}$. Par conséquent, à la fréquence 600 kHz, la puissance en watt des paradiaphonies vaut :

$$10^{0,5} \times \left(\frac{600 \cdot 10^3}{300 \cdot 10^3} \right)^{1,5} = 8,94 \text{ W}$$

♦ En dB, elle vaut $10 \times \log(8,94) = 9,5$ dB.

d) Soit L la longueur de ligne.

♦ Pour le calibre 4/10, L vérifie : $75 = 15 \times L + 1,5$ donc $L = (75 - 1,5)/15 = 9,3$ km.

♦ Pour le calibre 8/10, L vérifie : $75 = 7,9 \times L + 1,5$ donc $L = (75 - 1,5)/7,9 = 4,9$ km.

7.1 CARACTÉRISTIQUES DES RÉSEAUX LOCAUX

On appelle réseau local ou LAN (*Local Area Network*) un réseau dont l'étendue est limitée à quelques kilomètres. Il en existe divers types : les réseaux bureautiques (Ethernet, WiFi), les réseaux industriels utilisés dans les chaînes de production en usine comme Modbus, FIP, ou encore Profibus, et les réseaux personnels PAN (*Personal Area Network*) comme Bluetooth, dédiés à l'interconnexion de petits équipements à usage personnel tels le PDA, le téléphone mobile.... Dans ce chapitre, seuls les réseaux bureautiques et les PAN seront présentés.

Outre l'usage qui en est fait, les réseaux locaux se distinguent par leur support de transmission, leur topologie et leur méthode d'accès. Ces caractéristiques déterminent l'étendue du LAN et les débits.

7.1.1 Les supports de transmission

Les réseaux locaux emploient des supports à **propagation guidée** ou des supports à **propagation libre**.

Les réseaux locaux sans fil ou *Wireless LAN (WLAN)* présentent l'avantage d'être facilement et économiquement déployés puisqu'ils se passent de la procédure de câblage. Les supports employés sont les liaisons radio et, dans une moindre mesure, les liaisons infrarouges. Tous deux sont plus sensibles au bruit que les supports filaires et subissent les effets des interférences. La liaison infrarouge a été utilisée dans la première version de la norme WiFi mais est désormais abandonnée. En effet, son fonctionnement est possible uniquement en vue directe : tout obstacle sur le chemin de l'onde coupe la communication. Cette contrainte ne concerne pas les liaisons radio qui exploitent la bande [1 ; 10] GHz.

Les supports à propagation guidée utilisent des câbles. Le signal transmis peut être électrique ou optique. Les supports électriques utilisés par les réseaux locaux sont la paire torsadée et le câble coaxial. La fibre optique est utilisée pour acheminer les ondes lumineuses. Ces trois supports sont présentés ci-après.

La paire torsadée

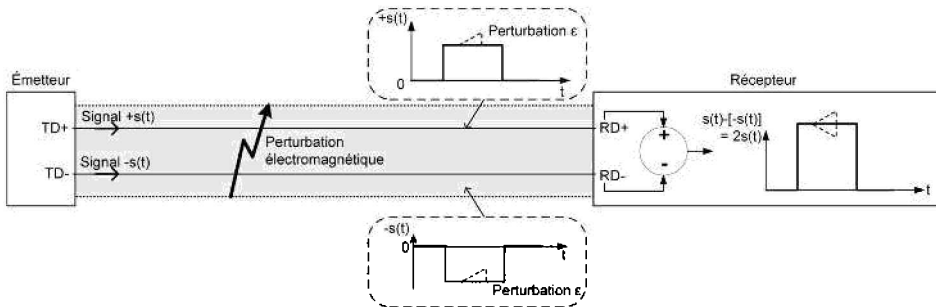
La paire torsadée est « un fil téléphonique ». Elle est constituée de deux conducteurs de cuivre enroulés selon une hélice, la torsade. Les conducteurs sont isolés entre

eux. On trouve plusieurs paires de cuivre dans un câble à paires torsadées. La norme Ethernet utilise notamment une paire torsadée d'impédance égale à 100 Ω.

La transmission d'un signal $s(t)$ sur une paire est réalisée en **mode différentiel** : l'un des fils transporte le signal $s(t)$ et l'autre le signal $-s(t)$. Le récepteur réalise la soustraction entre les deux signaux reçus et en déduit le signal émis. L'avantage de ce mode de transmission est l'élimination des bruits additifs qui perturbent généralement de la même manière les deux fils torsadés, comme le montre la figure 7.1.

La structure torsadée a pour but d'annuler les perturbations électromagnétiques engendrées par les courants d'un fil sur l'autre. En effet, tout câble traversé par un courant électrique génère un champ qui produit un courant parasite sur le câble voisin. En torsadant les fils, les courants parasites générés dans chaque boucle s'annulent entre eux et le phénomène de diaphonie est réduit (figure 7.1.)

Élimination des bruits additifs



Élimination des courants induits

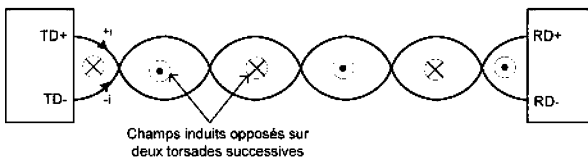


Figure 7.1 - Transmission sur une paire torsadée.

Diverses protections sont employées pour protéger le signal des perturbations extérieures. Dans un câble écranté (câble **FTP**, *Foiled Twisted Pair*), l'ensemble des paires est entouré d'un écran d'aluminium fin. Le blindage, quant à lui, protège chaque paire ou l'ensemble des paires contre les perturbations ; il est constitué d'un « tube » métallisé, efficace contre la perturbation haute fréquence. Les câbles blindés sont appelés **STP** (*Shielded Twisted Pair*). Ceux qui ne possèdent aucune protection sont nommés **UTP** (*Unshielded Twisted Pair*). Blindage et écrantage peuvent être associés de diverses façons : blindage des paires une à une, ou de l'ensemble des paires, écrantage associé au blindage, etc. La figure 7.2 représente la constitution des paires torsadées et les diverses protections possibles.

Les paires torsadées sont associées à des connectiques RJ11 (*Registered Jack 11*) constituées de trois paires pour la téléphonie, et **RJ45** (quatre paires) pour les

7.1 • Caractéristiques des réseaux locaux

réseaux locaux. La figure 7.3 présente un connecteur RJ45 et l'usage de ses broches dans la norme Ethernet.

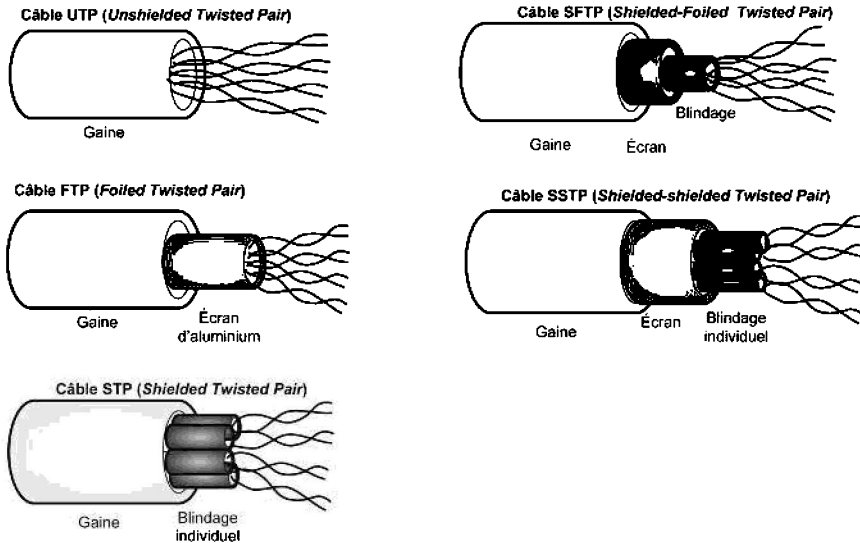


Figure 7.2 - Constitution d'un câble à paires torsadées.

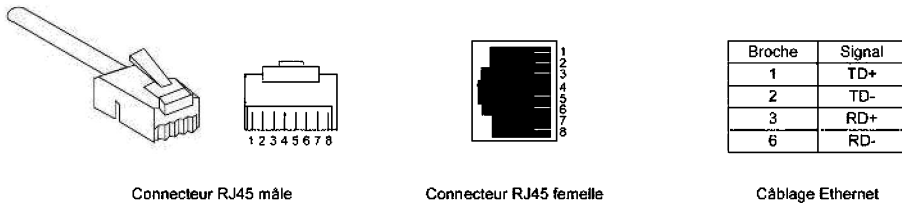


Figure 7.3 - Connectique RJ45.

L'ANSI et l'ISO ont défini des catégories de paires torsadées caractérisées par leur bande passante pour une longueur de transmission de 100 m. Le tableau 7.1 présente les catégories de paires torsadées, leur bande passante et l'usage qui en est fait dans la norme Ethernet.

Tableau 7.1 - Catégories de paires torsadées

Catégorie	Bande passante	Usage dans la norme Ethernet
3	16 MHz	Ethernet 10BASE-T
4	20 MHz	Ethernet 10BASE-T
5 5e	100 MHz	Ethernet 100BASE-TX Ethernet 1000BASE-T
6	250 MHz	
6a	500 MHz	Ethernet 10GBASE-T
7	600 MHz	

La paire torsadée est un support maniable car léger et souple. Moins performante que le câble coaxial, son faible coût et sa souplesse lui ont néanmoins permis de le détrôner dans les réseaux locaux.

Le câble coaxial

Le câble coaxial est constitué de deux conducteurs concentriques : le conducteur extérieur sert de blindage et est relié à la terre ; le conducteur intérieur, appelé âme, est isolé et achemine le signal. Il est centré à l'aide d'un matériau diélectrique. La structure du câble coaxial est représentée sur la figure 7.4. L'impédance du câble utilisé dans les réseaux locaux est 50Ω .

Deux types de connectique existent dans les LAN. La prise vampire raccorde l'équipement au câble par une broche enfoncée dans l'âme. Elle n'est plus utilisée de nos jours et a été remplacée par le connecteur BNC (*British Naval Connector*) qui est soudé ou serti à l'extrémité du câble.

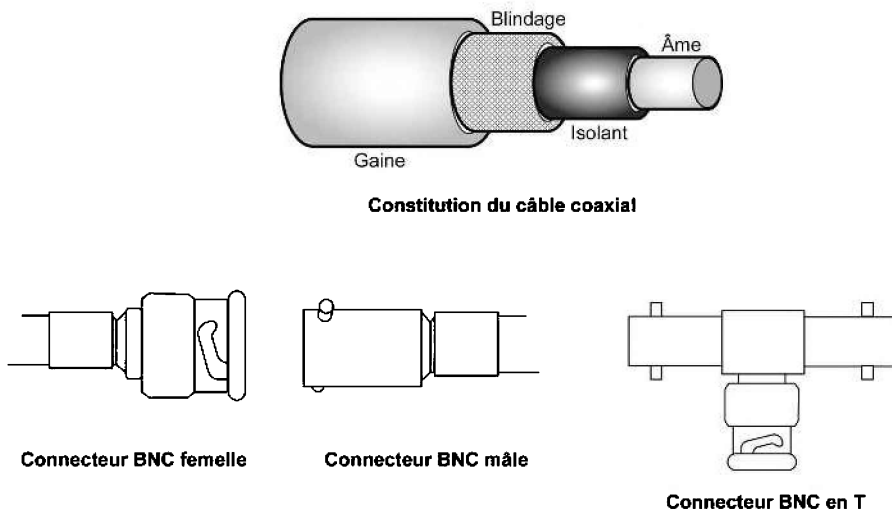


Figure 7.4 - Câble coaxial et connectique BNC.

Le câble coaxial est moins sensible aux perturbations électromagnétiques que la paire torsadée, ce qui lui permet de réaliser des transmissions plus longues, à des débits plus élevés. Il est en revanche plus coûteux, plus lourd et moins maniable, ce qui explique son abandon au profit de la paire torsadée dans les LAN.

La fibre optique

La fibre optique est un guide cylindrique très fin, de quelques micromètres de diamètre, constitué de verre ou de plastique, et entouré d'une gaine et d'une protection. Le cœur possède un indice de réfraction plus élevé que la gaine, si bien que le signal lumineux se réfléchit sur les parois. Il existe deux types de fibres :

- Dans une **fibre monomode**, le rayon lumineux est transporté « en ligne droite ». Il subit moins de dispersion et donc de pertes. Le cœur de la fibre est plus étroit et

nécessite de fortes puissances d'émission. Les diodes générant le signal lumineux sont des diodes laser, onéreuses.

- La **fibre multimodes** permet l'acheminement de plusieurs trajets lumineux. Le signal se réfléchit sur la gaine et subit plus de dispersions que dans une fibre monomode. Les distances et les débits disponibles sont donc moins importants mais cette fibre est moins chère. On distingue les fibres multimodes à gradient d'indice dans lesquelles l'indice du milieu varie progressivement et les fibres à saut d'indice. Ces dernières sont moins performantes car elles génèrent plus de pertes par dispersion.

Ces fibres sont représentées sur la figure 7.5.

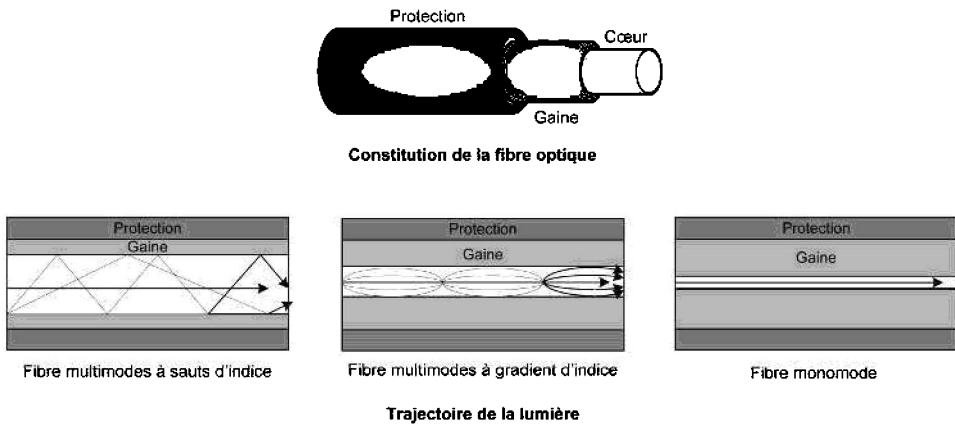


Figure 7.5 - Fibres optiques monomode et multimodes.

Les informations sont transportées sur la fibre optique par modulation de puissance ou de fréquence (longueur d'onde). La modulation OOK (*On Off Keying*) ou modulation en tout ou rien, est souvent utilisée : le bit 1 est représenté par un signal lumineux et le bit 0 par l'absence du signal.

La fibre optique présente de nombreux avantages :

- sa bande passante est beaucoup plus large que celle des supports électriques et son atténuation moindre : elle permet d'atteindre de très hauts débits sur des distances importantes (plusieurs Gbit/s sur plusieurs dizaines de km) ;
- la transmission optique est insensible aux champs électromagnétiques parasites ;
- le support est léger et peu encombrant ;
- la vitesse du signal optique est très supérieure à celle du signal électrique, ce qui réduit le temps de propagation ;
- il est difficile d'espionner le signal en raison de l'absence de rayonnement ; toute interception du signal lumineux diminue la puissance reçue, ce qui permet de détecter l'écoute. C'est donc un support sécurisé.

L'inconvénient essentiel de la fibre optique est le coût élevé de la connectique qui requiert une grande précision. C'est aussi un support fragile dont l'installation est délicate. C'est pourquoi son utilisation dans les réseaux locaux se limite à l'inter-

connexion de réseaux éloignés de quelques kilomètres maximum, à l'intérieur d'un campus par exemple.

7.1.2 Les topologies

La topologie définit la manière dont sont interconnectés physiquement les équipements. Trois topologies sont utilisables dans un réseau local : le bus, l'étoile et l'anneau (figure 7.6). Leurs performances varient selon :

- l'existence d'un point critique, c'est-à-dire un équipement actif dont la panne entraîne une interruption du réseau tout entier ;
- le mode d'insertion et de retrait d'un équipement (avec ou sans coupure du réseau) ;
- la capacité à localiser les pannes facilement ;
- le mode de transmission en **mode diffusion** ou en **mode point à point** : le mode diffusion n'assure pas la confidentialité des données, gaspille la bande passante et augmente la latence du fait des collisions potentielles.

Dans la **topologie de bus**, tous les équipements sont reliés à un même câble sur lequel est diffusé le signal. Le signal se propage jusqu'aux deux extrémités : une adaptation d'impédance est nécessaire pour éviter les réflexions. Plusieurs bus peuvent être interconnectés par des répéteurs, ce qui constitue une topologie d'arbre. Cette topologie était utilisée dans la première norme Ethernet (IEEE 802.3) et dans l'ancienne norme de réseaux locaux *Token Bus* (IEEE 802.4) désormais obsolète.

La **topologie en étoile** repose sur un équipement central qui interconnecte toutes les stations : toutes les trames y transitent. Il peut les répéter sur toutes ses sorties (fonctionnement du *hub*) ou sur la sortie rattachée à leur destination uniquement (fonctionnement du commutateur). Cette topologie est utilisée par la norme Ethernet.

Enfin la **topologie d'anneau** interconnecte les équipements par un câble qui relie les machines deux à deux, de manière à former une boucle. Chaque machine reçoit les données sur l'une de ses interfaces et les recopie sur l'autre à destination de sa voisine. Les données suivent toujours le même sens de transmission sur l'anneau. La norme *Token Ring* (IEEE 802.5) utilisait une topologie d'anneau. Les caractéristiques de chaque topologie sont fournies dans le tableau 7.2.

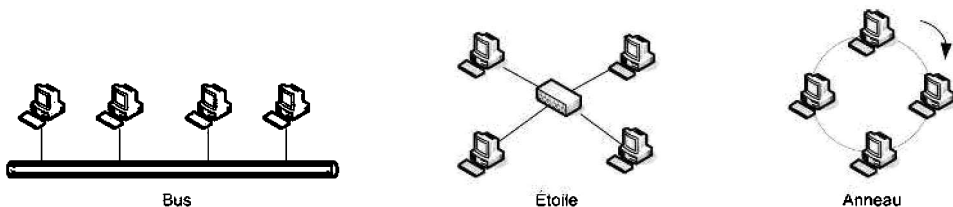


Figure 7.6 - Topologie des réseaux locaux.

Tableau 7.2 – Caractéristiques des topologies de réseaux locaux

Topologie	Point critique	Insertion/retrait de station	Localisation des pannes	Mode de transmission
Bus	Aucun	Avec coupure du réseau	Difficile (réflectométrie)	Diffusion
Étoile	L'équipement central	Sans coupure	Directe	Diffusion (<i>hub</i>) ou point à point (commutateur)
Anneau	Toutes les stations	Avec coupure du réseau	Directe	Diffusion

7.1.3 La méthode d'accès au support

La méthode d'accès désigne la manière dont les équipements d'un réseau local se partagent l'accès au support de transmission. De nombreuses techniques existent :

- **Centralisée / distribuée** : Dans la méthode centralisée, une station primaire est chargée de répartir la parole entre les différents équipements et de résoudre les conflits d'accès éventuels. L'inconvénient essentiel de ce procédé est l'existence d'un point critique : la station primaire. Au contraire, cette fonction est assurée conjointement par l'ensemble des machines dans la méthode distribuée.
- **Statique / dynamique** : Dans une méthode statique, l'accès au support est déterminé à l'initialisation du réseau et reste figé, alors qu'une méthode dynamique fait évoluer l'accès suivant l'état du réseau et les besoins des machines. Le TDMA est par exemple une méthode statique : un intervalle de temps est réservé à une machine cycliquement, qu'elle ait des données à émettre ou non. De la même manière, le FDMA réserve statiquement un canal de fréquences à une machine. L'inconvénient essentiel est le gaspillage des ressources lorsque l'équipement n'a pas de données à émettre et la difficulté à insérer ou retirer une station, puisqu'il faut redéfinir le partage des ressources.
- **Déterministe / aléatoire** : contrairement à la méthode aléatoire, la méthode déterministe permet de prévoir avec certitude à quel instant une station a accès au support. Elle est notamment indispensable pour les applications temps-réels.
- **Équitable / prioritaire** : dans une politique d'accès équitable, chaque équipement a la même probabilité d'accéder au support, alors qu'une méthode avec priorités privilégie les stations de priorité plus élevée. La méthode prioritaire peut se révéler utile lorsque des applications isochrones et asynchrones sont actives sur le réseau.
- **Avec contentions / sans contentions** : la contention désigne la possibilité de collisions entre les trames émises sur le support.

Le tableau 7.3 présente quelques méthodes d'accès courantes.

Tableau 7.3 – Quelques méthodes d'accès et leurs caractéristiques

Méthode	Centralisée/ distribuée	Statique/ dynamique	Déterministe/ aléatoire	Équitable/ prioritaire	Avec/ Sans contentions
<p>Polling Une station primaire invite les autres stations à émettre en leur envoyant un <i>poll</i> selon un ordre préétabli. Ex. : USB.</p>	Centralisée	Dynamique	Déterministe	Possibilité d'introduire des priorités	Sans contentions
<p>Jeton Une trame, le jeton, circule de station en station selon un ordre préétabli. Pour émettre, une station retire le jeton, transmet, puis régénère le jeton. Ex. : Token ring, Token bus.</p>	Distribuée	Dynamique	Déterministe	Possibilité d'introduire des priorités	Sans contentions
<p>Aloha Une station émet dès qu'elle a des données à transmettre.</p>	Distribuée	Dynamique	Aléatoire	Équitable	Avec contentions
<p>CSMA (<i>Carrier Sense Multiple Access</i>) Une station écoute le support avant d'émettre et reporte son émission s'il est occupé. Ex. : Ethernet.</p>	Distribuée	Dynamique	Aléatoire	Équitable	Avec contentions (probabilité de collision inférieure à Aloha)

7.2 MODÈLE IEEE ET ADRESSAGE

L'IEEE a entrepris en 1979 l'élaboration de standards pour les réseaux locaux. Le **modèle IEEE** concerne les couches physique et liaison du modèle OSI ; il est représenté sur la figure 7.7. La couche liaison est divisée en deux sous-couches :

- la sous-couche **MAC** (*Medium Access Control*) définit la méthode d'accès au support et propose un mode d'adressage ;
- la sous-couche **LLC** (*Logical Link Control*) complète la couche MAC en assurant la gestion des communications et en réalisant l'interface avec les couches supérieures.

Trois types de services sont rendus par la couche LLC. La couche LLC de type 1 propose un service sans connexion ; la couche LLC de type 2 réalise des communications en mode connecté – service avec connexion ; enfin la couche LLC de type 3 fournit un service en mode datagramme acquitté.

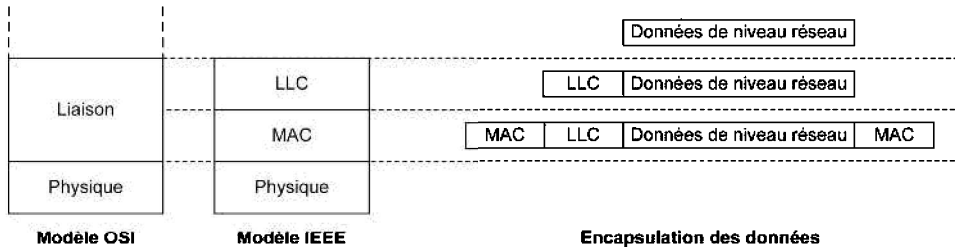


Figure 7.7 - Le modèle IEEE.

La couche MAC du modèle IEEE utilise une méthode d'adressage définie dans la norme IEEE 802-2001. Elle identifie de manière unique un équipement relié à un LAN. Cette adresse MAC, aussi appelée « adresse physique » est liée au matériel. Elle est constituée de 48 bits, notés en hexadécimal, comme le montre la figure 7.8 :

- Les 24 premiers bits forment l'**OUI** (*Organizationally Unique Identifier*) qui identifie le constructeur du matériel. Les OUI sont gérés et affectés par l'IEEE. Ils sont consultables sur le site de l'IEEE (<http://standards.ieee.org>).
- Les 24 derniers bits identifient le matériel proprement dit ; ils correspondent au numéro de série de l'équipement. Ils sont gérés par le constructeur qui dispose de 2^{24} adresses, soit environ 16 millions.
- Deux bits de l'OUI ont un rôle particulier :
 - Le **MSB** du premier octet, appelé **bit I/G**, précise la nature de l'adresse : il vaut 0 pour une adresse individuelle et 1 pour une adresse de groupe ou de diffusion.
 - Le **bit U/L** est le bit qui suit le MSB du premier octet. La valeur 0 indique que l'adresse MAC est conforme au format IEEE (adresse « universelle »), tandis que la valeur 1 désigne une adresse propriétaire (adresse « locale »).

Il existe une adresse MAC de diffusion dans laquelle tous les bits valent 1 : FF-FF-FF-FF-FF-FF.

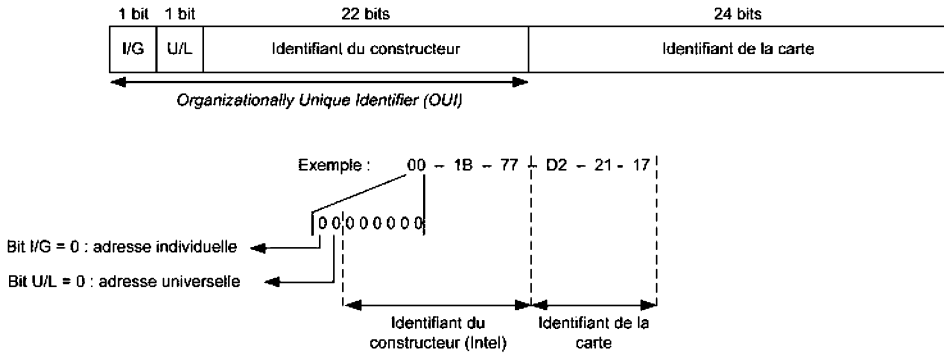


Figure 7.8 - Format de l'adresse MAC.

Il est important de distinguer les fonctions de l'adressage MAC et de l'adressage IP qui diffèrent complètement. L'adresse MAC n'a qu'une portée locale et peut être comparée à son « nom de famille » : elle « naît et meurt » avec. Dans la vie courante, le nom de famille ne suffit pas à localiser une personne sur la planète : c'est le rôle de l'adresse postale. Sur Internet, l'adresse IP remplit la fonction d'adresse postale ; elle possède une structure logique qui permet de localiser le réseau contenant une machine, tout comme une adresse postale est organisée de manière à situer le pays, la ville, la rue, le bâtiment, etc. Une fois le LAN identifié, l'adresse MAC est utilisée pour contacter la machine. Si une machine change de LAN, son adresse IP change, mais son adresse MAC demeure.

7.3 LA NORME ETHERNET (IEEE 802.3)

Aujourd'hui la norme IEEE 802.3, dite Ethernet, est la norme la plus utilisée dans les réseaux locaux filaires. Sa généralisation dans les LAN lui a permis de conquérir d'autres domaines, comme les réseaux industriels et la boucle locale. Elle concerne la couche physique et la couche MAC du modèle IEEE et se caractérise par une méthode d'accès au support distribuée, avec contentions, aléatoire et équitable.

L'appellation « Ethernet » est le nom commercial donné au standard par les laboratoires Xerox qui ont mis au point le protocole d'accès CSMA/CD dans les années 1970 ; « IEEE 802.3 » est le nom de la première version de la norme ratifiée par l'IEEE en 1983. De nombreuses extensions ont été développées depuis, modifiant la couche physique (topologie, débit, support de transmission, codage...) et/ou la couche MAC (mode de transmission *half-duplex* ou *full-duplex*)... Afin d'en expliciter les caractéristiques physiques, une dénomination de la forme **<Débit><Medium><Support>** est attribuée à chaque implémentation :

- **<Débit>** est un nombre désignant le débit de transmission en Mbit/s ; dans le cas d'une transmission en Gbit/s, le nombre est suivi du suffixe G.
- **<Medium>** est un mot indiquant le type de transmission : BASE désigne une transmission en bande de base et BROAD une transmission en bande transposée.

- **<Support>** identifie le support de transmission ou la longueur maximale d'un segment en centaines de mètres ; la lettre T caractérise la paire torsadée, F la fibre optique.

Ainsi 10BASE2 représente une implémentation de débit 10 Mbit/s, utilisant une transmission en bande de base sur un segment de longueur maximale 200 m ; 10GBASE-T caractérise une transmission bande de base au débit de 10 Gbit/s sur paire torsadée.

7.3.1 Ethernet 10 Mbit/s

À l'origine, la norme Ethernet a été conçue pour un débit de 10 Mbit/s. Diverses implémentations ont progressivement modifié la topologie et le mode d'exploitation du réseau. Initialement, la topologie était le bus sur câble coaxial ; l'exploitation du support était de type *half-duplex* car les collisions étaient possibles. Rapidement le bus sur câble coaxial a été abandonné au profit de l'étoile, topologie plus facile à administrer, et de la paire torsadée, plus maniable et moins coûteuse. Le mode *full-duplex* a été introduit par l'utilisation de commutateurs qui rendent les contentions impossibles et des implémentations sur fibre optique ont été proposées pour interconnecter les réseaux éloignés de quelques kilomètres maximum. Divers débits ont en outre été proposés : 1Mbit/s a été un échec, mais les réseaux Ethernet à 100 Mbit/s, 1 Gbit/s et 10 Gbit/s sont désormais utilisés. Ils ont cependant nécessité des changements sur la couche physique et la méthode d'accès.

La norme initiale

La toute première norme IEEE 802.3 a été conçue pour un réseau de débit 10 Mbit/s ayant une topologie de bus. Même si de nombreuses évolutions se sont produites, la plupart des contraintes de distance et de taille de trames sont issues de cette première implémentation.

La norme IEEE 802.3 à 10 Mbit/s initiale définit une topologie de bus sur câble coaxial pour laquelle deux implémentations existaient : l'implémentation 10BASE5 employant un câble coaxial épais avec prise vampire sur des segments de longueur 500 m et l'implémentation 10BASE2 sur câble fin, moins coûteux et plus maniable, avec connectique BNC sur des segments de 185 m. Toutes deux sont désormais obsolètes.

La transmission est réalisée en bande de base au débit de 10 Mbit/s. Les données sont codées suivant le code de Manchester (voir § 6.4.1) qui présente l'avantage de permettre la synchronisation des horloges. Afin de distinguer l'état repos de l'état actif du support et de détecter les collisions, la valeur moyenne des signaux est négative (*offset*) lors d'une transmission :

- tension moyenne nulle : support libre ;
- tension moyenne de -1V environ : transmission sans collision ;
- tension moyenne inférieure au seuil de détection : collision.

À titre d'exemple une séquence binaire est représentée sur la figure 7.9.

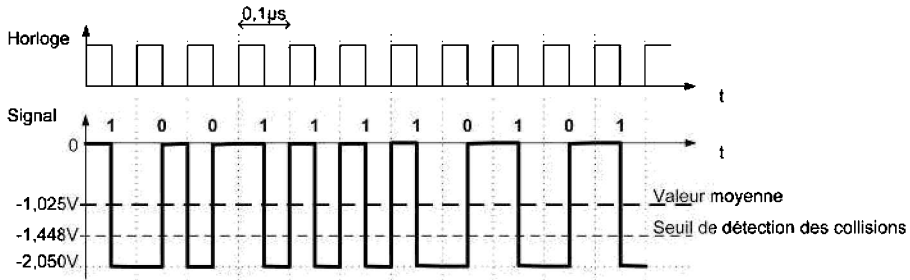


Figure 7.9 - Allure du signal sur le bus Ethernet.

L'accès au support est régi par le protocole **CSMA/CD** (*Carrier Sense Multiple Access with Detection Collision*). Il se caractérise par une méthode d'accès distribuée, aléatoire, équitable, avec contentions. Il propose une technique de détection et de résolution des collisions.

Lorsqu'une station désire émettre, elle commence par contrôler l'état du support (phase de *carrier sense*) :

- Si le support est occupé, elle reporte sa transmission jusqu'à sa libération ;
- Si le support est libre ou quand il le devient, elle laisse s'écouler le temps d'inter-trames puis émet ses données. Le temps d'inter-trames dure 96 temps-bit, soit $9,6 \mu\text{s}$. Il est suffisamment long pour permettre la réinitialisation des processus des couches physique et MAC et la stabilisation des conditions électriques sur le support.
- Cette émission sans collision est illustrée sur la figure 7.10.

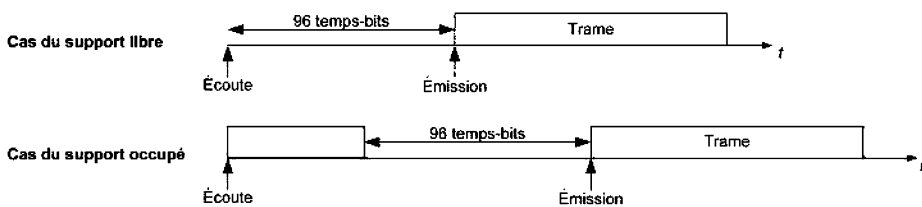
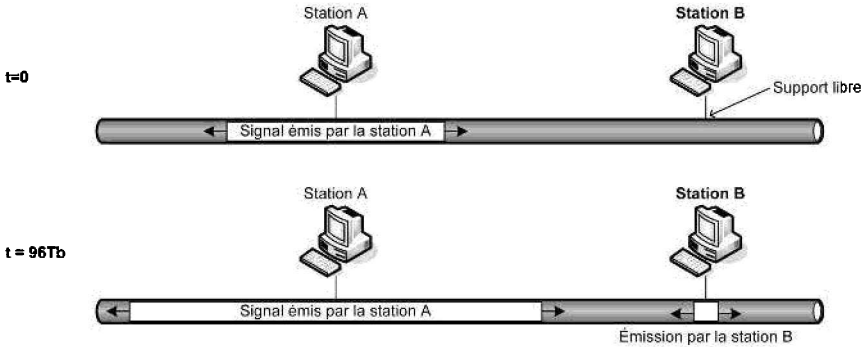


Figure 7.10 - Émission sans collision.

Comme le montre la figure 7.11, l'écoute de la porteuse ne suffit pas à garantir l'absence de collision. D'une part, le temps de propagation du signal électrique n'étant pas nul, la détection d'une transmission sur le support n'est pas instantanée. D'autre part, les stations en attente de la libération du support entament simultanément leur transmission.

a) Conséquence de la vitesse de propagation non négligeable du signal électrique



b) Émissions simultanées à la libération du support

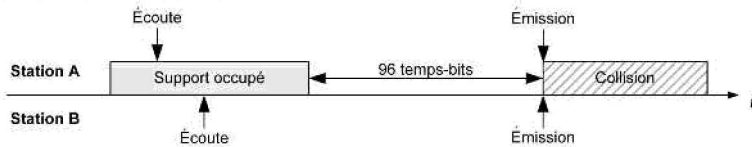


Figure 7.11 - Origine des collisions.

La gestion d'une collision suit deux étapes : le renforcement de la collision et la résolution de la collision.

- **Renforcement de la collision** : lorsque les stations émettrices détectent une collision, elles suspendent la transmission de leur trame et entament l'émission d'une séquence binaire aléatoire de 32 bits : le *jam*. Cette opération, sert à s'assurer de la détection de la collision par toutes les stations sur le réseau. En effet, lorsque la détection est réalisée rapidement, la contention est courte et, du fait de l'atténuation, les signaux emmêlés peuvent être assimilés à du bruit aux extrémités du réseau.
- **Résolution de la collision** : les stations émettrices concernées tentent une retransmission après un temps aléatoire calculé selon l'algorithme du **BEB** (*Binary Exponential Backoff*) schématisé sur la figure 7.12. Si une deuxième collision se produit, un nouveau délai d'attente est tiré dans un intervalle dont la largeur est doublée. À chaque nouvel échec de la retransmission, la largeur de l'intervalle de tirage double, ce qui diminue la probabilité d'occurrence d'une nouvelle collision. Après 10 tentatives, la largeur de l'intervalle de tirage reste constante ; après 16 tentatives infructueuses, un message d'erreur est envoyé à la couche supérieure.

Le délai d'attente aléatoire est de la forme $k \times \text{RTD}$ où *RTD* est le *Round Trip Delay* (temps de retournement, période de vulnérabilité), c'est-à-dire le temps nécessaire au signal électrique pour parcourir un aller-retour sur le bus. Le nombre n de collisions successives détermine l'intervalle de tirage de l'entier k qui vérifie : $0 \leq k < 2^n - 1$. La largeur de l'intervalle croît donc de manière exponentielle. Ainsi

lors de la première tentative de retransmission, k peut valoir 0 ou 1 ; lors de la deuxième, k vaut 0, 1, 2 ou 3 ; lors de la troisième, 0, 1, 2 ... ou 7.

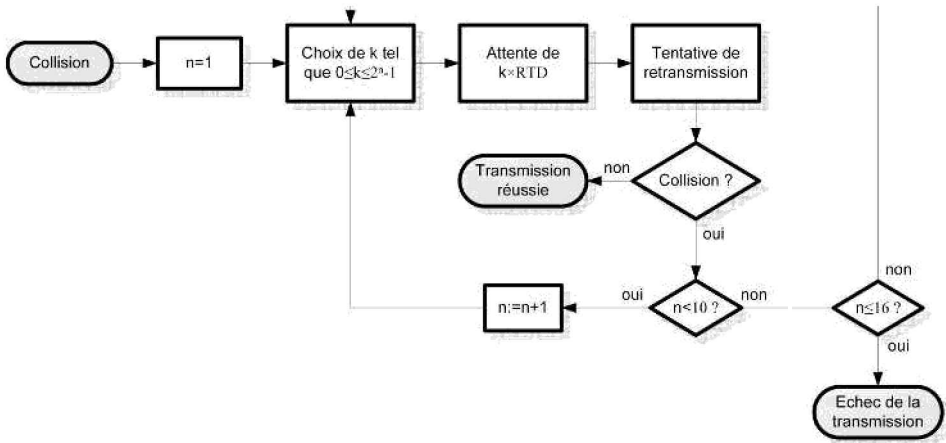


Figure 7.12 - Algorithme du BEB.

L'occurrence des collisions n'est pas sans conséquence sur les performances du réseau. D'une part, la latence peut atteindre de fortes valeurs lorsque le réseau est chargé, ce qui peut nuire aux applications temps-réel. D'autre part, les tentatives de retransmission multiples gaspillent la bande passante.

En outre, le protocole CSMA/CD a des conséquences sur la taille des trames. En effet, la réalisation des opérations précédentes impose que les stations émettrices détectent qu'elles sont concernées par collision. Pour cela, il est indispensable que leur émission soit active au moment où elles reçoivent le *jam*. Cette contrainte impose une durée minimale d'émission et donc une taille minimale de trame.

La taille minimale de la trame est déterminée en se plaçant dans le pire cas, à savoir une collision entre les deux stations les plus éloignées sur le support (figure 7.13). Soit Δt le temps nécessaire au signal électrique pour traverser le support.

- À l'instant $t = 0$, la station A émet une trame : son premier bit arrive à la station B au bout de Δt .
- À l'instant $\Delta t - \epsilon$, juste avant l'arrivée de ce premier bit (ϵ infiniment petit), la station B débute une transmission. Une collision se produit presque immédiatement, à l'instant Δt . La station B détecte la collision et émet un *jam*.
- À l'instant $2\Delta t$, qui n'est autre que le temps de retournement, le *jam* atteint la station A.

Soient L la longueur du bus et V la vitesse du signal électrique sur le support :

$$2\Delta t = 2 \frac{L}{V} \quad (1)$$

Pour que la transmission de A ne soit pas encore achevée, il faut que la durée de transmission de la trame soit au moins égale à $2\Delta t$. Si l'on note N la taille de la trame en bits, et D le débit binaire sur le réseau, la durée d'émission de la trame est $\frac{N}{D}$ (2).

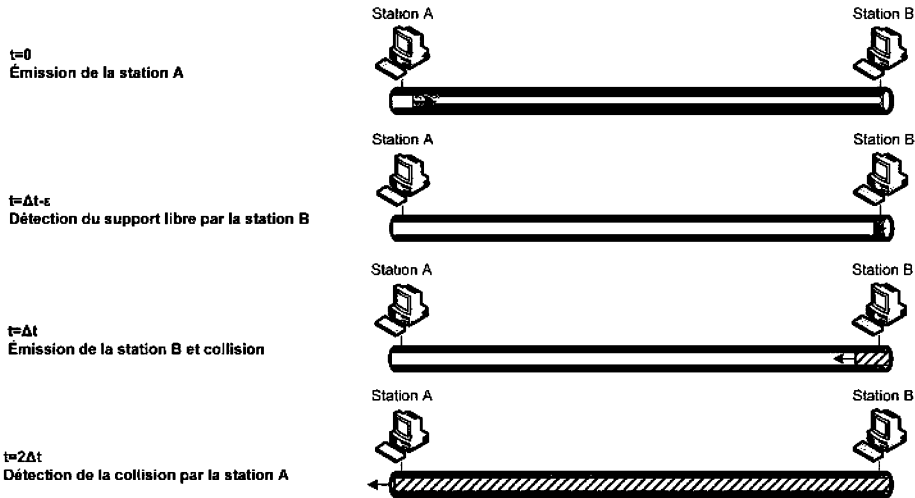


Figure 7.13 - Détermination de la taille minimale de la trame IEEE 802.3.

L'égalité des résultats (1) et (2) fournit la taille minimale de la trame :

$$N_{min} = \frac{2LD}{V}$$

Si les données utiles que souhaite émettre la station ne sont pas assez volumineuses, la machine réalise du bourrage, en insérant des octets dépourvus de sens à la suite de ses données.

Dans les réseaux IEEE 802.3 à 10 Mbit/s, la norme impose une taille minimale de trame égale à **512 bits, soit 64 octets** (préambule et marqueur de début exclus). Ce choix convient effectivement à la première implémentation de la norme IEEE 802.3 (10BASE5) qui impose les paramètres suivants : $L = 2,5$ km ; $D = 10$ Mbit/s ; $V = 0,77 c$ (c est la célérité de la lumière, soit 300 000 km/s). La taille minimale théorique obtenue est égale à 216 bits, ce qui est bien inférieur aux 512 bits normalisés.

La taille minimale de la trame est un paramètre très contraignant pour l'augmentation du débit sur Ethernet. La formule précédente montre que la multiplication du débit par un facteur 10 impose une diminution de la longueur du réseau d'un facteur 10 si l'on conserve $N_{min} = 512$ bits. Ainsi, en ignorant les contraintes liées au codage et au support, on passerait théoriquement d'une longueur $L_{max} = 2,5$ km dans l'implémentation 10BASE5 à une longueur $L_{max} = 25$ m au débit de 1 Gbit/s !

Une solution consisterait à augmenter la taille minimale de la trame de manière à conserver une étendue de réseau acceptable. Cependant, ce choix induirait :

- un gaspillage de bande passante en raison de l'augmentation du bourrage ;

- une incompatibilité au niveau des trames entre l’Ethernet 10 Mbit/s et l’Ethernet haut débit.

Pour le débit 1 Gbit/s, la norme a effectivement modifié la taille minimale de la trame, ce qui impose des mécanismes spécifiques sur les *hubs* pour assurer la compatibilité avec les débits inférieurs. Quant à l’Ethernet 10 Gbit/s, il implémente uniquement le mode full-duplex, dans lequel les collisions sont impossibles.

Le format de la trame IEEE 802.3 10 Mbit/s est fourni sur la figure 7.8 :

- **Préambule** : comme un équipement ne peut basculer instantanément du mode réception au mode émission, une transmission est précédée d’une période transitoire pendant laquelle le champ préambule est émis. Il est composé de 7 octets transportant la séquence binaire 10101010 qui, grâce au codage Manchester, fait apparaître le rythme d’horloge et permet aux équipements de se synchroniser.
- **Marqueur de début** (*Start Frame Delimiter, SFD*) : ce champ transporte la séquence binaire 10101011. Il identifie la fin du préambule et le début de la transmission de la trame proprement dite.
- **Adresse destination / Adresse source** : ces champs contiennent respectivement l’adresse MAC de la station à laquelle est destinée la trame et l’adresse MAC de la station qui a généré la trame. L’adresse destination peut être une adresse individuelle, une adresse de groupe ou une adresse de diffusion.
- **Longueur/Type** : la signification de ce champ varie suivant la valeur de son premier octet. Si sa valeur décimale est inférieure à 1 500, il contient la longueur en octets du champ données, ce qui permet d’identifier les éventuels octets de bourrage. Si sa valeur est supérieure à 1 536 (cas le plus fréquent), il contient l’« Ethertype » qui identifie le protocole de niveau supérieur encapsulé dans la trame. Quelques Ethertypes couramment employés sont : 0x0800 (IPv4), 0x86DD (IPv6), 0x0806 (ARP). Les valeurs des Ethertypes sont disponibles sur le site de l’IANA.
- **Données** : ce sont les données issues du protocole de la couche immédiatement supérieure à la couche MAC. Elles mesurent 48 octets au minimum et sont limitées à 1500 octets pour l’Ethernet 10 et 100 Mbit/s. La taille maximale de trame a pour seule fonction d’éviter la monopolisation du support par une station.
- **Bourrage** : de contenu quelconque, les octets de bourrage complètent la trame lorsqu’elle n’atteint pas la taille requise.
- **Détection d’erreurs** (*Frame Check Sequence, FCS*) : il s’agit d’un code à redondance cyclique de 4 octets qui réalise la détection des erreurs sur les champs adresse destination, adresse source, longueur/type, données et bourrage.

Le premier bit transmis est le moins significatif (LSB, *Least Significant Bit*), excepté dans le cas du champ FCS.

7 octets	1 octet	6 octets	6 octets	2 octets	46 à 1500 octets	4 octets
Préambule	Marqueur de début (SFD)	Adresse destination	Adresse source	Longueur/type	Données	Détection d’erreur (FCS)

Figure 7.14 – Format de la trame IEEE 802.3 10 Mbit/s.

L'Ethernet 10BASE-T

Les inconvénients majeurs du câble coaxial sont son prix, son poids et sa rigidité. Quant à la topologie de bus, on peut lui reprocher :

- Une détection difficile des pannes : la détection d'une rupture du bus nécessite l'usage d'un réflectomètre ; il n'est pas aisé de repérer une station émettant un trafic non conforme.
- Un manque d'évolutivité : l'ajout d'une station sur le bus impose son ouverture et l'arrêt du trafic.

Par conséquent, les implémentations sur câble coaxial ont été abandonnées dans les années 1990 au profit de l'extension **10BASE-T** (IEEE 802.3t) qui exploite la paire torsadée. La préexistence d'un câblage téléphonique dans les immeubles a motivé le développement de cette implémentation. Moins performante que le câble coaxial, la paire torsadée limite la longueur des segments à **100 m** mais son faible coût et sa maniabilité pallient cet inconvénient.

L'implémentation 10BASE-T se caractérise par :

- une topologie en étoile grâce à l'utilisation de répéteurs multiports (concentrateurs ou *hubs*) ou de commutateurs ;
- des modes de transmission **half-duplex** lorsqu'un *hub* est employé, ou **full-duplex** à l'aide d'un commutateur (voir Ethernet commuté ci-dessous) ;
- l'usage de paires torsadées de **catégorie 3** (non blindées, bande passante égale à 16 MHz) associées à des connecteurs RJ45 à 8 broches. Deux paires simplex sont utilisées pour interconnecter les équipements : l'une pour l'émission, l'autre pour la réception.

Dans le mode *half-duplex*, un **répéteur** ou un **hub** est employé. Il s'agit d'équipement permettant d'étendre le réseau en interconnectant deux segments. Lorsqu'il possède plus de deux ports, le répéteur est appelé *hub* : il permet de construire une topologie d'étoile. Plusieurs répéteurs ou hubs peuvent être utilisés dans un même réseau ; dans ce cas, il est indispensable de respecter plusieurs contraintes :

- Seul un chemin peut exister entre deux ETTD (les boucles sont interdites) ;
- La distance entre les deux ETTD les plus éloignés sur le réseau doit respecter les contraintes du protocole CSMA/CD ;
- Le nombre de répéteurs entre deux ETTD doit être restreint de manière à réduire la variation du délai entre les paquets.

La fonction du répéteur est de recopier tout signal reçu sur tous ses ports de sortie en procédant éventuellement à une remise en forme (figure 7.15). Le répéteur réamplifie le signal atténué par son trajet sur le câble et dégradé par le bruit. En outre, il rétablit la symétrie des impulsions qui peut être affectée par la distorsion sur le support. En cas de collision, il propage un *jam* sur le réseau.

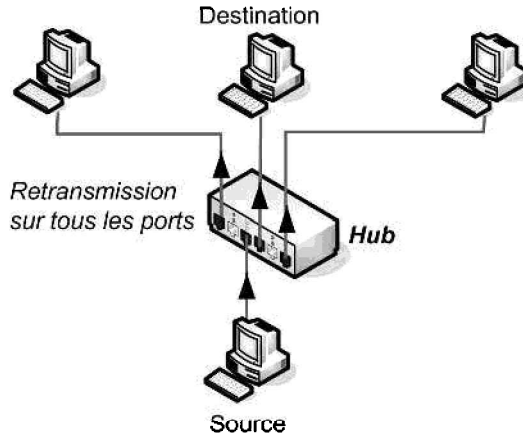


Figure 7.15 - Ethernet 10BASE-T half-duplex.

Les paires torsadées doivent subir un croisement pour connecter les broches émettrices d'une carte aux broches réceptrices de la carte distante. En général, les ports des équipements d'interconnexion (*hubs* et commutateurs) sont déjà croisés en interne ; ils sont marqués d'un X qui symbolise ce croisement. Pour interconnecter directement deux ETTD, il est par contre nécessaire d'utiliser un câble croisé, à l'intérieur duquel le brochage des paires réalise le croisement. Les deux types de branchements sont représentés sur la figure 7.16.

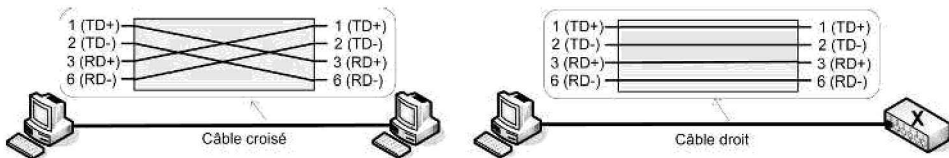


Figure 7.16 - Câble droit et câble croisé.

Le codage de Manchester a été conservé sur 10BASE-T mais la valeur moyenne du signal est nulle. En effet, les collisions sont désormais repérées par la présence simultanée de signaux sur plusieurs ports du *hub*. Dans le cas du commutateur, les collisions sont tout simplement inexistantes.

En l'absence de signal sur le support, les équipements émettent des impulsions tous les 16 ± 8 ms. Ce **signal de repos** est appelé le *Link Test Pulse*. Un équipement ne recevant pas d'impulsions pendant un temps prédéterminé (entre 50 ms et 150 ms) considère que le lien est défaillant et cesse toute fonction d'émission et de réception ; ce mécanisme est nommé *Link Integrity Pulse*.

L'Ethernet 10 Mbit/s sur support optique

Au débit 10 Mbit/s, le support optique peut être utilisé sur des liaisons point à point, pour prolonger le réseau en interconnectant deux répéteurs. Deux normes existent :

- La norme IEEE 802.3d, désormais obsolète, définit le standard FOIRL (*Fiber Optic Inter-Repeater Link*) qui fournissait des segments de 1 km en transmission *half-duplex* ;
- La norme IEEE 802.3j a remplacé le standard FOIRL.

Des trois implémentations définies par cette dernière, seule l'implémentation **10BASE-FL** est encore utilisée en 2010. Compatible avec FOIRL, elle prolonge la longueur du segment à **2 km** et autorise les transmissions *half-duplex* et *full-duplex*. Elle utilise des fibres optiques de dimensions 62,5/125 µm.

Les signaux optiques sont transmis sur la longueur d'onde 850 nm en modulation tout ou rien. En l'absence de signal sur le câble, les équipements transmettent le *Link Test Pulse* qui est constitué d'impulsions à la fréquence 1 MHz. Dans le mode *half-duplex*, les collisions sont repérées par l'apparition simultanée de signaux sur la fibre de réception et la fibre d'émission. Enfin, comme le 10BASE-T, l'implémentation 10BASE-FL réalise la fonction du *Link Integrity Test*.

7.3.2 L'Ethernet commuté

On nomme Ethernet commuté, *switched Ethernet* ou encore *Ethernet Full-duplex* la configuration utilisant une topologie en étoile à base de **commutateur** ou *switch*. Contrairement au répéteur ou *hub* présent sur l'Ethernet partagé et qui transmet les trames sur toutes les stations, le commutateur utilise l'adresse MAC de destination pour déterminer le port de sortie sur lequel il émet la trame. Si le support est occupé, les trames sont stockées en file d'attente. Le commutateur réduit les domaines de collision à chacun de ses ports. Les collisions sont donc impossibles, ce qui présente plusieurs avantages :

- La distance maximale du réseau n'est plus limitée par les contraintes de l'algorithme CSMA/CD mais par les caractéristiques physiques du support (atténuation, bruit) uniquement.
- Les ressources sont mieux exploitées. La bande passante est utilisée exclusivement pour la transmission des données utiles et la latence diminue. Plusieurs équipements peuvent communiquer simultanément (mode *full-duplex*).

Trois techniques essentielles sont utilisées :

- **La commutation à la volée** (*cut-through* ou *on-the-fly*) : dès réception du champ adresse destination, le commutateur entame la retransmission de la trame sur le port de sortie. La détection des erreurs est laissée à la charge du récepteur. Les délais sont réduits dans la mesure où la transmission débute dès réception des six premiers octets de la trame. Ce type de commutateurs est adapté au cœur de réseau, où les erreurs sont moins fréquentes, mais la vitesse de transmission essentielle.
- **La commutation *store-and-forward*** : la trame est entièrement reçue et stockée. Le commutateur vérifie le CRC et la longueur de la trame : si la trame est erronée ou si sa taille est illégale, elle est détruite. L'avantage de cette technique est la limitation du taux d'erreurs. Le stockage de la trame dans son intégralité et son analyse augmentent par contre les durées de traitement. En particulier, la latence

générée par la traversée de plusieurs commutateurs successifs pourrait être nuisible aux applications temps réel ; depuis les années 2000 cependant, les performances en termes de latence des commutateurs de type *store-and-forward* sont comparables à celles des commutateurs à la volée. Enfin les traitements réalisés requièrent des ressources plus importantes en termes de mémoire et processeur que la technique de commutation à la volée. Ce type de commutateur est adapté aux extrémités du réseau, contenant les utilisateurs finaux, où le trafic est généralement plus erroné que dans la dorsale.

- **La commutation *fragment-free*** : c'est une méthode hybride entre la commutation *store-and-forward* et la commutation à la volée. Le commutateur de type *fragment-free* stocke et contrôle les 64 premiers octets de la trame, puis agit comme un commutateur à la volée pour les octets suivants. En effet, des collisions tardives sont susceptibles de se produire sur les 64 premiers octets d'une trame lorsque le réseau ne respecte pas les dimensions maximales autorisées par le protocole CSMA/CD.

Par ailleurs, certains commutateurs parfois appelés « *auto-detect* » adaptent leur mode de fonctionnement au taux d'erreur mesuré, basculant du mode *cut-through* au mode *store-and-forward* en cas de dégradation de la qualité de la transmission. Ces équipements garantissent un taux d'erreur maximal tout en limitant la latence.

Les limitations de l'Ethernet commuté dépendent des performances des équipements. Le débit sur le bus interne du commutateur doit être au moins égal à la somme des débits maximaux supportés sur chaque port. Par ailleurs, la mémoire du commutateur peut saturer. Un mécanisme de contrôle de flux est prévu : le commutateur a la possibilité d'émettre des trames « de pause » vers les stations, ce qui suspend leur transmission. Cette interruption momentanée des émissions permet au commutateur de vider ses *buffers*.

7.3.3 Ethernet 100 Mbit/s ou Fast Ethernet

La norme décrivant l'Ethernet 100 Mbit/s date de 1995. Il s'agit de la norme **IEEE 802.3u**, nommée **100BASE-T**, **Ethernet 100Mbit/s** ou encore **Fast-Ethernet**. Elle a proposé plusieurs implémentations dont 100BASE-TX est la seule déployée actuellement.

Ethernet 100BASE-TX

Les implémentations à base de cuivre ont été développées dans un souci de compatibilité avec l'Ethernet 10BASE-T. Elles ont maintenu :

- La topologie en étoile sur *hub* ou commutateur avec paires torsadées ;
- L'algorithme CSMA/CD au niveau MAC ;
- Le format de trame utilisé en 10BASE-T.

C'est au niveau de la couche physique que se trouvent les différences.

L'implémentation 100BASE-TX est celle qui s'est imposée sur le marché. Elle repose sur l'utilisation de deux paires torsadées blindées (STP) ou non blindées de

catégorie 5 (UTP5) et permet des transmissions *full-duplex*. La longueur des liens est limitée à **100 m**, mais l'usage d'un répéteur peut étendre cette distance à 200 m.

Les signaux sont émis au débit binaire utile de 100 Mbit/s sur chacune des paires torsadées. En raison de la vitesse de transmission élevée, un codage permettant la synchronisation a été privilégié. Ainsi les signaux subissent un **pré-codage 4B/5B** : les bits de données sont regroupés par quatre et codés par un mot de 5 bits, appelé *code group* (voir § 6.4.1). Parmi les 2^5 mots possibles ont été retenus les mots présentant le plus de transitions pour faciliter la synchronisation. Le débit brut sur le support physique vaut donc $100 \times 5/4 = 125$ Mbit/s.

Puis les *code groups* sont émis sur le support physique selon le code MLT-3. Le spectre du signal a ainsi une amplitude limitée dans la bande [0 ; 30] MHz ce qui lui permet d'être transmis sur un câble de **catégorie 5** (bande de 100 MHz).

Au repos, les équipements transmettent le *code group* I (*Idle*) qui correspond à une suite de cinq 1. La transmission n'étant jamais interrompue sur le câble, la synchronisation des équipements est maintenue. L'émission continue d'un même code présente l'inconvénient de générer des pics d'énergie autour de certaines fréquences qui peuvent se révéler nocives pour l'équipement électrique ou pour l'environnement électromagnétique du câble. C'est pourquoi les données peuvent être brouillées à l'émission. L'embrouilleur (*scrambler*) réalise un ou-exclusif entre le *code group* et une séquence aléatoire, ce qui a pour effet d'étaler l'énergie rayonnée sur un spectre plus large.

Ethernet 100BASE-FX

L'implémentation 100BASE-FX utilise deux fibres optiques **multimodes** 62,5/125 μm pour des transmissions *half-duplex* sur une distance de **400 m** ou *full-duplex* sur une distance de **2 km**. Comme dans la norme 100BASE-TX, les données subissent un **pré-codage 4/5B**. Elles sont ensuite codées en **NRZI** (voir § 6.4.1). Le débit brut sur la fibre est égal à 125 Mbit/s.

Autonégociation

Des équipements Ethernet 10 et 100 Mbit/s peuvent cohabiter sur le réseau local. Pour communiquer, les stations doivent négocier le débit utilisé et le mode de transmission, *half-duplex* ou *full-duplex*.

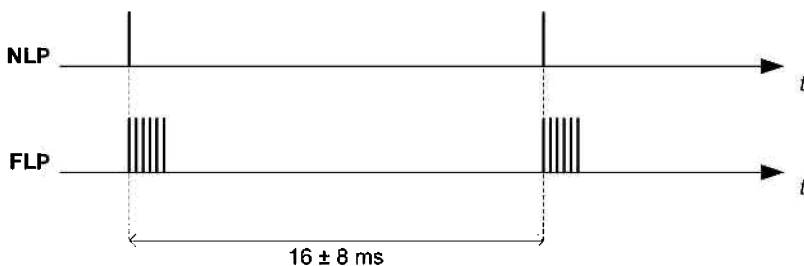


Figure 7.17 - Autonégociation 10-100 Mbit/s.

Le mécanisme d'autonégociation permet à l'équipement central de négocier les débits utilisés. En effet, un équipement 10 Mbit/s émet au branchement des impulsions dites *Normal Link Pulse* (NLP), tandis qu'une station supportant le 100 Mbit/s émet des *Fast Link Pulse* (FLP) qui contiennent des informations de configuration. Ces impulsions varient par leur fréquence comme le montre la figure 7.17. L'équipement central détermine ainsi le débit utilisé et choisit la configuration optimale d'après le contenu du FLP.

7.3.4 Ethernet 1 Gbit/s ou Gigabit Ethernet

La norme IEEE 802.3z date de 1998. Elle est entièrement compatible avec toutes les normes Ethernet précédentes et les équipements peuvent cohabiter grâce à une fonction d'autonégociation dans les répéteurs et commutateurs. Elle supporte des modes de fonctionnement *half-duplex* et *full-duplex* et propose des implémentations sur **paire torsadée** ou **fibres optiques**. Le format de la trame et le protocole CSMA/CD sont maintenus, mais des adaptations ont dû être réalisées.

Adaptation de la trame et de la méthode d'accès

Dans le mode full-duplex, les contraintes du CSMA/CD ne sont pas respectées puisqu'il ne peut se produire de collisions. La structure de la trame est donc identique à celle des réseaux Ethernet 10 et 100 Mbit/s et sa taille minimale est égale à 64 octets. Les limitations proviennent des câbles et des commutateurs qui doivent réaliser un contrôle de flux pour éviter la saturation.

Le mode *half-duplex* est plus problématique car il doit respecter les contraintes du protocole CSMA/CD qui impose qu'une station soit toujours en train d'émettre lorsque le *jam* lui revient. Le § 7.3.1.a) a montré que la longueur du réseau était inversement proportionnelle à la taille minimale de la trame. Maintenir cette taille à 64 octets condamnait le réseau à ne pas dépasser une vingtaine de mètres. C'est pourquoi la taille minimale d'une trame sur un réseau Gigabit Ethernet est égale à 512 octets. Cette longueur est atteinte en rajoutant si nécessaire un symbole d'**extension de porteur** (*carrier extension*) après le champ FCS comme le montre la figure 7.18. Si la station communique avec des machines supportant les débits 10 ou 100 Mbit/s, le commutateur supprime simplement le symbole d'extension lors de l'émission de la trame sur ses ports bas débit.

Une station a en outre la possibilité de transmettre plusieurs trames successivement sans libérer le support. Ce mode de fonctionnement est appelé *frame bursting*. La première trame peut contenir si nécessaire une extension mais les suivantes en sont dépourvues. Elles sont simplement séparées par le temps d'intertrames. L'extension de la première trame est indispensable en cas de collision car l'émetteur ne pourrait savoir quelles trames parmi les suivantes ont été concernées par la contention. Ce mode évite le gaspillage des ressources induit par l'extension lors de la transmission de plusieurs trames courtes successivement.

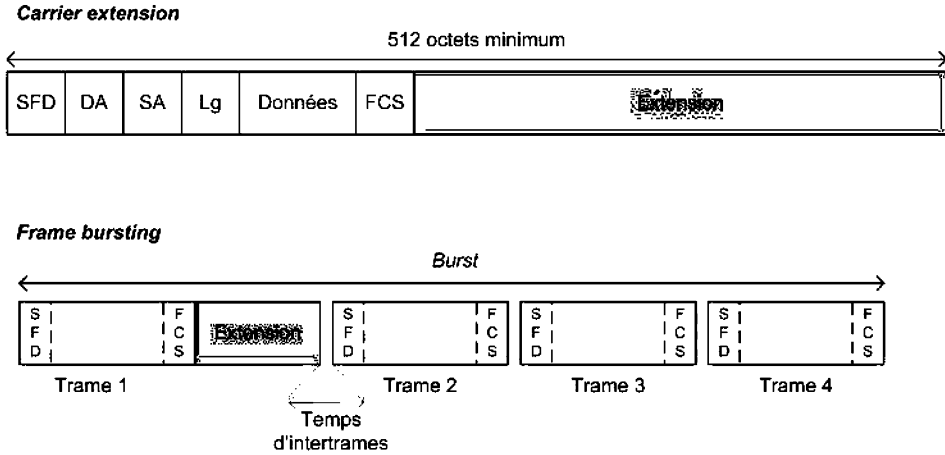


Figure 7.18 - Carrier extension et frame bursting.

Actuellement, il existe sur le marché très peu de *hubs* Gigabit Ethernet. Le mode *half-duplex* a été proposé par souci de compatibilité avec les normes précédentes qui le supportaient. Il est bien évidemment beaucoup plus intéressant de s'équiper de commutateurs lorsque l'on souhaite adopter le Gigabit Ethernet.

Implémentations

Quatre implémentations de la norme existent : 1000BASE-SX, 1000BASE-CX et 1000BASE-LX dénommées plus généralement **1000BASE-X** (norme IEEE 802.3z), et **1000BASE-T** (IEEE 802.3ab). Toutes supportent les modes *half-duplex* et *full-duplex*. Elles se distinguent par la nature et le nombre des supports, les codages et les distances supportées.

Dans l'implémentation 1000BASE-T, les données sont émises sur quatre **paires torsadées de catégorie 5** minimum. Elles subissent un codage de type PAM (*Pulse Amplitude Modulation*) à cinq états. Chaque symbole transporte 2 bits utiles auxquels sont ajoutés des bits de correction d'erreur. Le débit de symboles sur une paire est égal à 125 Mbauds ; le débit binaire utile y vaut 250 Mbit/s. Comme dans l'Ethernet 100BASE-T, les données sont embrouillées avant émission pour éviter les pics d'énergie. La longueur du segment est limitée à 100 m et le taux d'erreur binaire est inférieur à 10^{-10} .

Les trois implémentations 1000BASE-X utilisent le **précodage 8B10B** qui code un mot de 8 bits par un symbole de 10 bits. Des supports **électriques et optiques** peuvent être utilisés : leur choix conditionne la longueur du réseau. Deux supports sont systématiquement employés, l'un pour l'émission et l'autre pour la réception. Le débit de symboles sur chaque support est égal à 1 250 Mbauds. Les symboles choisis facilitent la synchronisation ; au repos, un symbole spécifique est émis pour

maintenir la synchronisation en l'absence de données. Le taux d'erreur binaire est inférieur à 10^{-12} .

Le tableau 7.4 synthétise les caractéristiques des implémentations.

Tableau 7.4 - Ethernet 1 Gbit/s

Implémentation	Câblage	Longueur
1000BASE-CX (<i>Short-haul Copper</i>)	2 paires torsadées blindées (STP)	25 m
1000BASE-SX (<i>Short wavelength laser</i>)	2 fibres multimodes 50 μm ou 62,5 μm Longueur d'onde : 770 à 860 nm	Jusqu'à 275 m en 62,5 μm et 50 μm Jusqu'à 275 m en 62,5 μm et 50 μm
1000BASE-LX (<i>Long wavelength laser</i>)	2 fibres multimodes 50 μm ou 62,5 μm ou 2 fibres monomodes 10 μm Longueur d'onde : 1 270 à 1 355 m	Jusqu'à 550 m en multimodes 62,5 μm et 50 μm Jusqu'à 5 km en monomodes
1000BASE-T	4 paires torsadées UTP de catégorie 5	100 m

7.3.5 Ethernet 10 Gbit/s

L'Ethernet 10 Gbit/s est utilisé dans les réseaux locaux pour connecter des serveurs fortement sollicités, comme des serveurs de sauvegarde, de données, de pages web, d'imagerie médicale, etc. Il est aussi employé comme technique de raccordement dans la boucle locale pour accéder aux WAN ; c'est par exemple le cas de plusieurs liens du réseau RENATER en Ile de France. La norme est complètement compatible avec l'Ethernet 10 Mbit/s, 100 Mbit/s et 1 000 Mbit/s.

La norme 10 Gigabit Ethernet (IEEE 802.3ae) fonctionne en mode *full-duplex* uniquement. Le support utilisé est la fibre optique essentiellement puisque les supports en cuivre ont généralement une bande passante trop étroite pour ce débit. Des implémentations sur plusieurs paires torsadées sont aussi prévues. La portée du lien peut atteindre **40 km** et le taux d'erreur binaire est limité à 10^{-12} .

Un grand nombre d'implémentations ont été normalisées. Elles se différencient par leur couche physique. Leurs caractéristiques sont résumées dans le tableau 7.5.

Le groupe de travail IEEE 802.3ba développe actuellement les Ethernet 40 Gbit/s et 100 Gbit/s.

Tableau 7.5 – Ethernet 10 Gbit/s

Famille	Implémentation	Support	Codage/modulation	Distance
10GBASE-X	10GBASE-LX4	Fibre optique multimodes 62,5 µm et 50 µm Fibre optique monomode 10 µm	Codage 8B/10B Multiplexage de 4 longueurs d'ondes transportant chacune 4 blocs de données simultanément	300 m (multimodes) 10 km (monomode)
	10GBASE-CX4	4 « chemins » constitués de 2 paires torsadées chacun réalisant une transmission différentielle	Codage 8B/10B	15 m
10GBASE-R	10GBASE-SR	Fibre optique multimodes 62,5 µm et 50 µm 840 à 860 nm	Codage 64B/66B	33 m (62,5 µm) 300 m (50 µm)
	10GBASE-LR	Fibre monomode 1310 nm		10 km
	10GBASE-ER	Fibre monomode 1550 nm		40 km
10GBASE-W	10GBASE-SW	Fibre optique multimodes 62,5 µm et 50 µm	Encapsulation SONET STS-192c de trames codées en 64B/66B	33 m (62,5 µm) 300m (50 µm)
	10GBASE-LW	Fibre monomode 1310nm		10 km
	10GBASE-EW	Fibre monomode 1550nm		40 km
10BASE-T	-	4 paires torsadées	Codage 64B/65B Détection d'erreur par LDPC (<i>Low Density Parity Check</i>) Codage PAM16 Modulation DSQ128 (<i>Double Square</i>)	2,5 km

7.9 LES RÉSEAUX LOCAUX SANS FIL

On distingue deux catégories parmi les réseaux sans fil à portée limitée : les réseaux locaux sans fil de type bureautiques ou **WLAN** (*Wireless Local Area Network*) et les réseaux personnels (**WPAN**, *Wireless Personal Area Network*). Les deux se différencient par les distances supportées, leurs débits, leurs infrastructures et l'usage qui en est fait. En effet, les réseaux bureautiques sans fil sont à proprement parler des LAN sans fil car ils ont les mêmes exigences que les LAN filaires tel Ethernet : le débit doit approcher la centaine de Mbit/s et la portée la centaine de mètres. Ce sont d'ailleurs les performances de WiFi, la norme la plus utilisée pour les WLAN. Les réseaux personnels en revanche sont destinés à des applications domestiques quotidiennes. Il s'agit par exemple de synchroniser un PDA et un PC, de transférer des photographies prises par un téléphone mobile sur un ordinateur, de connecter un écran, une souris et un clavier à une unité centrale, etc. Ces applications nécessitent des débits moins élevés et travaillent sur des distances réduites, de l'ordre de la dizaine de mètres ; on les qualifie parfois de réseaux ad hoc car ils sont souvent déployés pour une utilisation ponctuelle, de une courte durée, et mobile. La norme qui domine les WPAN est Bluetooth. Les normes **WiFi (IEEE 802.11)** et **Bluetooth (IEEE 802.15)** sont présentées dans cette partie.

7.9.1 Les problèmes spécifiques aux réseaux sans fil

Les performances des réseaux locaux sans fil sont assez proches de celles atteintes par les réseaux filaires. En effet, la norme IEEE802.11n atteint des débits et une portée théoriques identiques à ceux du Fast-Ethernet. Cependant les conditions de transmission sont bien plus difficiles. Les difficultés essentielles sont les suivantes :

- Les ondes ne sont pas protégées par le support lors de la propagation et subissent des **perturbations électromagnétiques** bien plus importantes que les signaux électriques et optiques. Elles sont sensibles aux interférences produites dans leur bande de fréquences qui est souvent partagée par d'autres applications : ainsi la bande des 2,4 GHz utilisée par WiFi est aussi la bande de travail de Bluetooth et des fours micro-ondes... Les ondes subissent en outre des trajets multiples en rencontrant des obstacles, ce qui génère pertes et déphasages. La couche physique et la couche MAC doivent être adaptées à ces phénomènes.
- Les utilisateurs d'équipements sans fil sont **mobiles**. Lors de leur déplacement, ils peuvent quitter la portée d'un point d'accès et sa cellule et entrer dans une nouvelle cellule (procédure de *handover*). Il faut donc éventuellement prévoir des mécanismes empêchant la rupture des communications lors des déplacements.
- Les équipements mobiles sont généralement équipés de batteries de **capacité limitée**. Il faut donc prévoir des procédures d'économie de l'énergie.
- Enfin la **sécurité** est un problème majeur. Sur un réseau filaire, l'écoute (*sniffing*) et la modification des données par un intrus nécessitent un accès au matériel. Cette contrainte ne concerne pas les WLAN puisqu'il suffit de s'équiper d'un récepteur et d'une antenne pour capturer les ondes et enregistrer le trafic. Ces réseaux

peuvent aussi être victimes de déni de service par brouillage, c'est-à-dire l'émission destructive de signaux de forte puissance dans leur bande de fréquences.

7.9.2 La norme IEEE 802.11

La norme IEEE 802.11, couramment appelée **WiFi** (*Wireless Fidelity*), est la plus utilisée des normes de réseaux locaux sans fil. Elle concerne la couche MAC et la couche physique. La WiFi Alliance est un organisme qui s'assure de l'interopérabilité des équipements commercialisés. Le terme « WiFi » est le nom de la certification délivrée aux équipements respectant la norme IEEE 802.11. Il est abusivement employé pour désigner la norme.

La première norme IEEE 802.11 a été ratifiée en 1997. Elle offrait des débits de 1 ou 2 Mbit/s. De nombreuses modifications ont été apportées par la suite afin d'améliorer les débits disponibles et la sécurité. Toutes les extensions de la norme IEEE 802.11 reposent sur la même méthode d'accès au support, le protocole **CSMA/CA** ; les modifications affectent la couche physique et la couche MAC à laquelle des fonctionnalités sont ajoutées.

Le tableau 7.6 présente les principales extensions et leurs caractéristiques.

Tableau 7.6 – Les principales extensions de la norme IEEE 802.11

Extension	Année de standardisation	Caractéristiques
IEEE802.1a	1999	54 Mbit/s théoriques Bande des 5 GHz OFDM
IEEE802.1b	1999	11 Mbit/s théoriques Bande des 2,4 GHz HR-DSSS
IEEE802.1g	2003	54 Mbit/s théoriques Bande des 2,4 GHz HR-DSSS, OFDM, DSSS-OFDM, PBBC.
IEEE802.1i	2004	Sécurité
IEEE802.1n	2009	100 à 600 Mbit/s selon options Bande des 2,4 GHz ou 5 GHz OFDM, HR-DSSS. MiMo

Les transmissions sont réalisées dans les bandes sans licence **ISM** (*Industrial, Scientific and Medical*) : la bande des 2,4 GHz et la bande des 5 GHz sont en effet allouées aux réseaux locaux sans fil. L'usage des bandes varie selon la réglementation et les choix techniques des pays. Ainsi en France seules les bandes [2,4 ; 2,4835] GHz et [5,15 ; 5,25] GHz sont autorisées aux WLAN. La première permet des transmissions à 100 mW maximum à l'intérieur des bâtiments et 10 mW en extérieur ; la deuxième autorise des puissances de 200 mW en intérieur uniquement. Dans ce chapitre, ne sont décrites que les implémentations réalisables en France.

Architecture du réseau

Deux architectures sont prévues dans la norme : le mode ad hoc ou sans infrastructure, et le mode infrastructure. Les deux modes sont illustrés sur la figure 7.19.

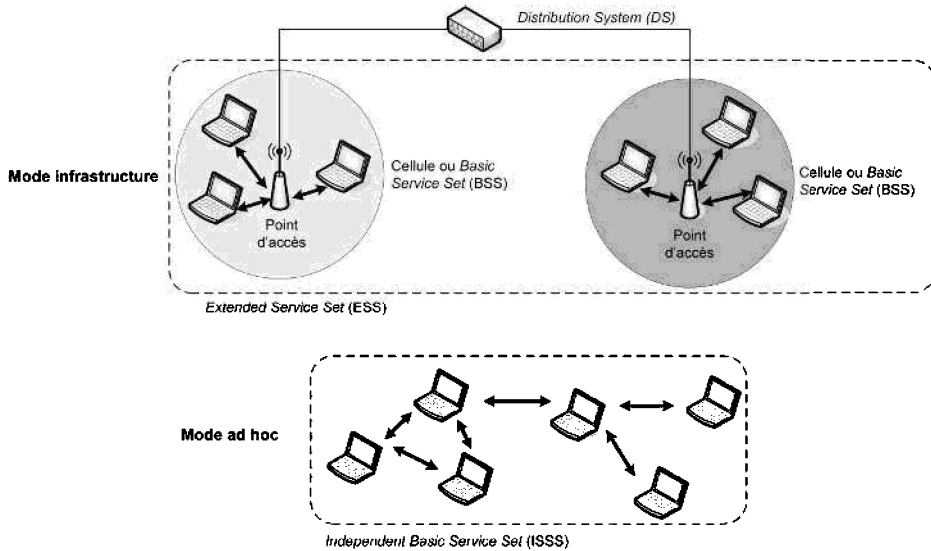


Figure 7.19 – Mode ad hoc et mode infrastructure.

Dans le **mode ad hoc** ou sans infrastructure, il n'y a pas de point d'accès. Les stations communiquent deux à deux. L'architecture est distribuée et il n'existe pas de point d'accès. Un tel réseau est normé IBSS (*Independent Basic Service Set*). En pratique, on peut par exemple l'utiliser pour échanger des données entre deux PC lorsqu'on ne possède pas de câble croisé.

Dans le **mode infrastructure**, le réseau est équipé d'un point d'accès (*Access Point*, AP) par lequel transitent toutes les trames. La portée du point d'accès définit une **cellule** ou BSS (*Basic Service Set*) : tous les équipements à portée radio du point d'accès qui communiquent par son intermédiaire appartiennent à la cellule. Les points d'accès peuvent être interconnectés via un réseau filaire ou sans fil pour permettre les communications entre les cellules ; ce réseau d'interconnexion est appelé DS (*Distribution System*). Les cellules ou BSS connectées en sous-réseaux constituent l'ESS (*Extended Service Set*).

Pour rejoindre une cellule, un équipement doit réaliser une procédure de « synchronisation ». Une fois synchronisé, il doit « s'associer » pour bénéficier des services de la cellule.

Synchronisation et association

Après mise sous tension, en sortie du mode veille ou suite à un déplacement géographique, une station doit de nouveau s'associer à une cellule. La première étape consiste à se synchroniser sur la base de temps du point d'accès. Elle peut être réalisée de deux manières :

- **par écoute passive** : l'équipement écoute successivement chaque canal. Il entend les trames balises, (*beacons*) émis périodiquement par le point d'accès et les utilise pour se synchroniser.
- **par écoute active** : l'équipement diffuse une trame appelée *Probe request* contenant les identifiants de la cellule (BSSIS, *Basic Service Set Identifier*). Le point d'accès répond par une trame *Probe response* qui lui permet de se synchroniser.

Dans le mode ad hoc, la synchronisation est réalisée de manière distribuée et toutes les stations ont la possibilité d'émettre des *beacons*. Les stations maintiennent leur synchronisation en permanence en écoutant les *beacons*.

La station doit ensuite s'authentifier (voir paragraphe sur la sécurité) puis s'associer. L'association est l'opération par laquelle l'équipement est inclus dans la cellule et peut échanger des données ; il est connu du DS qui sait à quel point d'accès envoyer les trames qui lui sont destinées. La station commence par émettre une requête d'association précisant les débits et les canaux supportés, le support éventuel de QoS, et des informations nécessaires à la sécurité. Le point d'accès émet une réponse d'association confirmant ou non l'entrée de l'équipement dans la cellule. Cette opération peut échouer si les deux appareils ne supportent pas les mêmes paramètres de fonctionnement ou si le point d'accès ne peut plus accepter de nouvel équipement dans la cellule.

Les équipements mobiles d'un réseau sans fil sont susceptibles de quitter la portée de leur point d'accès et de s'associer à une autre cellule (*handover*) : lorsque le signal reçu du point d'accès initial faiblit, le mobile s'associe à un autre AP dont il reçoit une puissance plus élevée. En pratique, deux types de *handover* peuvent se produire : soit la station quitte la portée d'un point d'accès et entre dans une autre cellule du même ESS ; soit la station quitte l'ESS initial pour rejoindre un nouvel ESS. Le deuxième cas n'est pas pris en charge par la norme. Le premier est traité par la procédure de réassociation qui permet au DS de connaître en permanence la cellule à laquelle appartient l'équipement. Il faut noter que la réassociation permet à l'équipement de se reconnecter automatiquement mais que la communication en cours est rompue car la norme ne prévoit pas de procédure de *handover*. Remarquons qu'il est préférable d'utiliser des canaux différents dans les cellules voisines de manière à ne pas générer d'interférences destructrices.

Gestion de l'énergie

La plupart des équipements d'un réseau sans fil sont mobiles et ne sont donc pas reliés à une source d'énergie. Pour économiser leur batterie, ils ont la possibilité de passer en mode veille (PS, *Power Save*) en l'absence d'activité. Sans procédure particulière, le trafic qui leur est destiné serait perdu. C'est pourquoi le point d'accès stocke en mémoire les trames adressées à des stations qui lui ont préalablement indiqué qu'elles entraient dans le mode veille. Le point d'accès indique dans les *beacons* émis périodiquement la liste des machines pour lesquelles il a enregistré des trames. Les stations en mode veille se réactivent périodiquement pour écouter ces *beacons*. Lorsqu'elles apprennent que des trames les attendent, elles émettent une requête (*PS-poll*) afin que le point d'accès les transmette.

Couche physique

Comme le montre le tableau 7.6, de nombreuses couches physiques ont été développées dans les diverses extensions de la norme IEEE 802.11. Alors que le standard initial se base sur l'étalement de spectre (FHSS et DSSS), les implémentations suivantes ont introduit des modulations multiporteuses (OFDM), des codages plus évolués (CCK, PBCC), ou encore des couches physiques combinant ces diverses techniques.

Deux couches physiques fonctionnant dans la bande des 2,4 GHz sont proposées dans la norme initiale. Elles supportent des débits de 1 Mbit/s et optionnellement 2 Mbit/s et réalisent de l'étalement de spectre.

- L'étalement de spectre par saut de fréquence ou **FHSS** (*Frequency Hopping Spread Spectrum*) emploie une modulation de fréquence GFSK (*Gaussian frequency shift keying*) à deux états pour le débit 1 Mbit/s et quatre états pour le débit 2 Mbit/s. La bande de fréquences est divisée en plusieurs canaux. L'émetteur change périodiquement de canal de transmission de manière pseudo-aléatoire (figure 7.20). En France, la bande [2,4475 ; 2,4825] GHz est divisée en 35 canaux de largeur 1 MHz. Les canaux successifs sont séparés d'au moins 6 MHz. Les séquences définissant les sauts de fréquence sont choisies de manière à limiter les interférences au sein d'une cellule. Cette technique présente des avantages du point de vue de la résistance aux interférences et de la sécurité. En effet, un équipement émettant dans une bande fixe risque de perdre la totalité de son trafic lorsque des interférences s'y produisent ; en revanche, si le canal est modifié rapidement, seule la trame émise dans le canal bruité est perdue, ce qui représente peu de données. En outre, l'écoute des données est difficile car il est nécessaire de connaître la séquence pseudo-aléatoire définissant les canaux successivement utilisés.

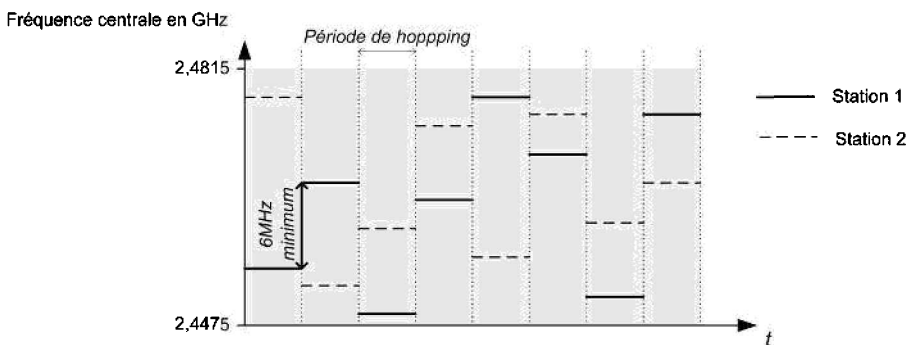


Figure 7.20 - Saut de fréquence par FHSS.

- Dans l'étalement de spectre par séquence directe **DSSS** (*Direct Sequence Spread Spectrum*), un seul canal est utilisé par l'émetteur. Les signaux sont modulés en DBPSK (*Differential BPSK*) pour les transmissions à 1 Mbit/s et en DQPSK (*Differential QPSK*) pour les transmissions à 2 Mbit/s. Chaque symbole de la séquence binaire est multiplié par une séquence de 11 impulsions appelée *chip*.

Cette opération a pour effet d'élargir le spectre du signal émis sur la totalité du canal et de répartir sa puissance dans la bande (figure 7.21). Quatre canaux sont utilisés en France. Leurs fréquences centrales sont séparées de 5 MHz. La norme précise que les interférences entre canaux sont inexistantes lorsque la distance entre leurs fréquences centrales dépasse 30 MHz. En France les cellules voisines sont donc susceptibles de subir des interférences même si elles ont choisi des canaux différents.

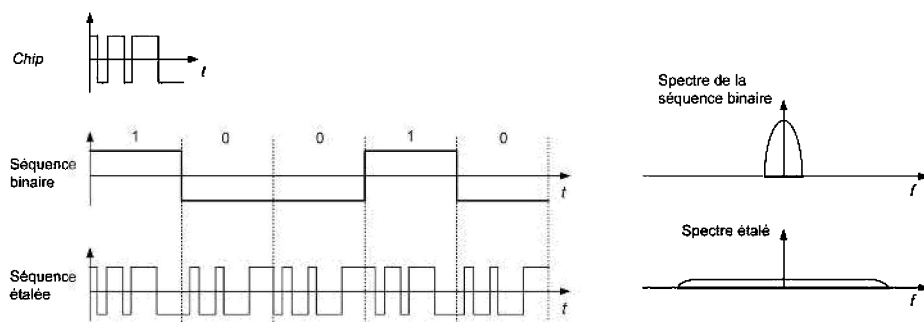


Figure 7.21 - Étalement de spectre par DSSS.

À partir de l'extension **IEEE 802.11b**, la technique DSSS a été améliorée par une technique de codage CCK (*Complementary Code Keying*). Cette évolution, nommée **HR-DSSS** (*High Rate Direct Sequence Spread Spectrum*), a permis une augmentation des débits qui peuvent atteindre 5,5 et 11 Mbit/s.

C'est l'extension **IEEE 802.11a** qui a introduit la modulation OFDM, aussi utilisée dans les extensions 802.11g et 802.11n par la suite. Dans la norme 802.11a en Europe, la bande des 5 GHz est partagée en 52 canaux de 20 MHz sur lesquels les données sont modulées en BPSK, QPSK, 16-QAM ou 64-QAM et sont protégées par un code convolutif. Les débits supportés valent 6, 9, 12, 18, 24, 36, 48, et 54 Mbit/s mais seuls les débits 6, 12, et 24 Mbit/s sont obligatoirement implémentés dans les équipements.

L'extension **IEEE 802.11g** propose une couche physique étendue appelée ERP (*Extended Rate PHY*) qui supporte les différentes techniques de modulation et d'étalement de spectre :

- la couche HR-DSSS combinant DSSS et CCK déjà utilisée dans 802.11b autorise les débits 5,5 et 11 Mbit/s ;
- la modulation OFDM supporte les débits 6, 9, 12, 18, 24, 36, 48 et 54 Mbit/s ;
- la modulation hybride DSSS-OFDM (en-tête DSSS et données modulées en OFDM) est optionnelle et permet les mêmes débits que la modulation OFDM seule ;
- le mode ERP-PBCC est lui aussi optionnel et utilise un codage convolutif PBCC (*Packet Binary Convolutional Coding*) pour offrir des débits supplémentaires de 22 et 33 Mbit/s.

La dernière extension de la norme, **IEEE 802.11n** ratifiée en 2009, a introduit la technologie **MIMO** présentée au § 6.5.2. Deux modulations sont prévues : la modu-

lation OFDM et la modulation HR-DSSS. Les bandes 2,4 GHz et 5 GHz sont toutes deux supportées. Les canaux ont une largeur de 20 ou 40 MHz et les débits vont de 100 Mbit/s à 600 bit/s selon la couche physique implémentée.

Couche MAC

Initialement, deux méthodes d'accès au support sont normalisées :

- **La coordination distribuée** (DCF, *Distributed Coordination Function*) utilise l'algorithme d'accès aléatoire CSMA/CA. Elle est implémentée dans les modes ad hoc et infrastructure.
- **La coordination centralisée** (PCF, *Point Coordination Function*) est une méthode de temps partagé de type polling : le point d'accès a le rôle de coordinateur et attribue le temps de parole aux équipements de sa cellule. Cette méthode est optionnelle, rarement implémentée dans les équipements, et utilisable dans le mode infrastructure uniquement.

Une troisième méthode, **HCF** (*Hybrid Coordination Function*) a été définie pour l'introduction de QoS dans le réseau. Elle est décrite dans le paragraphe sur la qualité de service.

La méthode DCF est implémentée dans tous les équipements IEEE 802.11. Elle utilise le protocole CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access With Collision Avoidance*) qui est une variante de l'algorithme CSMA/CD employé dans Ethernet. En effet, la méthode d'accès de la norme IEEE 802.3 n'est pas applicable dans un réseau sans fil car une interface radio ne peut émettre et capter en même temps sur la même bande et donc détecter les collisions (CD). Un mécanisme d'écoute de porteuse avec évitement de collision (CA) et acquittement est donc utilisé : la station attend un temps aléatoire avant d'émettre pour minimiser les probabilités de collisions.

L'algorithme CSMA/CA est illustré sur la figure 7.22 représentant un réseau de quatre stations. Lorsqu'une station veut émettre une trame, elle doit réaliser deux contrôles. D'une part, elle écoute le support physique pendant une durée appelée **DIFS** (*Distributed Inter Frame Space*). D'autre part, elle procède à l'écoute virtuelle du support (**VCS**, *Virtual Carrier Sense*) en contrôlant la valeur de son vecteur **NAV** (*Network Allocation Vector*). Lorsqu'il est positionné, ce paramètre interdit à la station d'émettre. Il est activé lors de la détection d'une transmission et maintenu jusqu'à la fin de l'échange. La durée de la communication est en effet portée par le champ *Duration* de l'en-tête de la trame ; à l'expiration de ce délai, le vecteur est libéré.

- Si le support est libre et si le vecteur NAV n'est pas positionné, la station peut entamer sa transmission après la durée DIFS. C'est le cas de la station A dans la figure 7.23.
- Si le support est occupé ou le vecteur NAV positionné, la station attend la libération du support ou l'expiration du vecteur. Elle doit alors attendre la durée DIFS augmentée d'une durée aléatoire. L'attente aléatoire est déterminée par l'algorithme du BEB décrit au paragraphe 7.3.1 ; elle limite la probabilité des collisions

susceptibles de se produire à la libération du support. Cette situation est celle de la station C de la figure 7.23.

La station de destination doit acquitter la trame reçue après une durée SIFS. En effet, la station source n'a pas la possibilité de détecter les collisions subies par sa trame. C'est l'absence d'acquiescement qui l'informe de l'éventuelle contention.

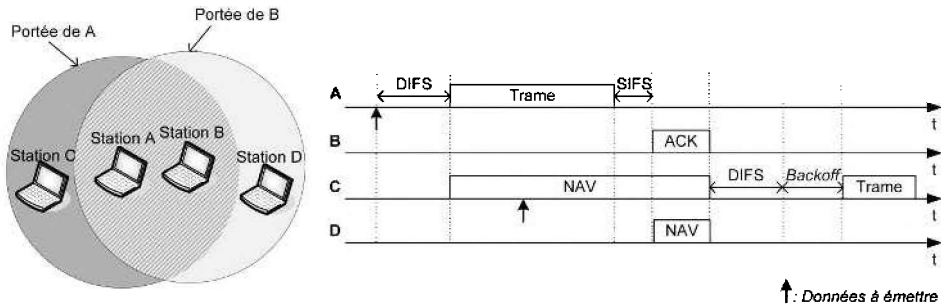


Figure 7.22 - Transmission selon le protocole CSMA/CA

Pour compléter l'algorithme CSMA/CA, la norme propose l'utilisation optionnelle de trames d'avertissement avant l'émission des données. Ce mécanisme est illustré sur la figure 7.23. Au lieu d'émettre la trame de données après la durée DIFS éventuellement augmentée d'une attente aléatoire, la station source transmet vers la destination une trame **RTS** (*Request To Send*) qui provoque le positionnement des vecteurs NAV par les autres stations (la station C dans l'exemple). La destination répond par une trame **CTS** (*Clear To Send*) dont l'effet est identique pour les stations à portée de la destination (la station D positionne son vecteur). À l'issue de cette étape, le support est en quelque sorte réservé, puisque toutes les stations ayant entendu les trames RTS et/ou CTS suspendent leurs émissions. Ce procédé résout le problème de la « **station cachée** ». Dans l'exemple de la figure 7.23, la station D n'entend pas les émissions de la station A : elle est susceptible d'émettre simultanément, ce qui provoquera une collision au niveau de la station B. Avec la trame CTS transmise par B, elle est avertie de l'émission de A et diffère sa propre émission.

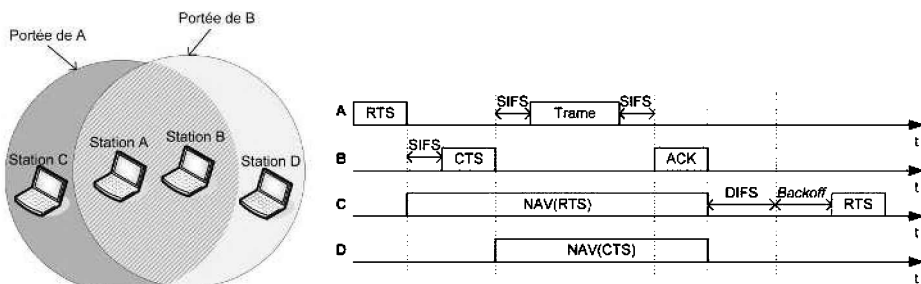


Figure 7.23 - Utilisation des trames d'avertissement RTS et CTS

L'utilisation des trames RTS et CTS limite donc les collisions au sein de la cellule mais aussi avec les cellules voisines qui partagent le même canal. L'occurrence

d'une contention n'est pas impossible mais se limite à l'émission des trames RTS et CTS au lieu d'affecter les données dont la retransmission générerait plus de surcharge. Pour minimiser la probabilité de collision, ces trames d'avertissement sont de courte durée. Cependant, ce mécanisme gaspille de la bande passante et augmente la latence. C'est pourquoi il est inhibé par défaut sur les équipements.

Comme on peut le constater sur les figures 7.22 et 7.23, plusieurs temps d'inter-trames sont définis par la norme. Dans le mode DCF, les intervalles SIFS, EIFS et DIFS sont employés :

- La durée **SIFS** (*Short Inter Frame Space*) sépare les transmissions appartenant à un même dialogue. C'est le plus petit intervalle de temps. Il est notamment inférieur à la durée **DIFS** qu'une station doit attendre avant d'émettre. Ainsi une station rejoignant la cellule et n'ayant pas positionné son vecteur NAV n'entame pas de transmission entre deux trames d'une communication déjà entamée.
- L'intervalle **DIFS** (*Distributed Inter Frame Space*) est nécessairement attendu par une machine souhaitant débiter une transmission.
- **EIFS** (*Extended Inter Frame Space*) est une durée attendue par une machine qui reçoit une trame erronée. Elle est supérieure au SIFS et au DIFS. La trame erronée peut être une trame RTS ou CTS incomprise. Pour éviter de générer des interférences, la station laisse s'écouler la durée EIFS avant d'entreprendre une émission.

Format des trames

Trois types de trames IEEE 802.11 sont définis : les trames de données, les trames de contrôle (RTS, CTS, ACK, PS-Poll, CF-End, etc.) et les trames de gestion (*beacons*, trames d'association et de synchronisation, etc.). Le format général des trames est représenté sur la figure 7.24. Les champs *Frame Control*, *Duration/ID*, *Address 1* et *FCS* sont présents dans toutes les trames : ils en constituent la base. Les autres champs peuvent être nécessaires selon la nature de la trame. Le champ *Frame Control* est lui-même constitué de 11 champs.

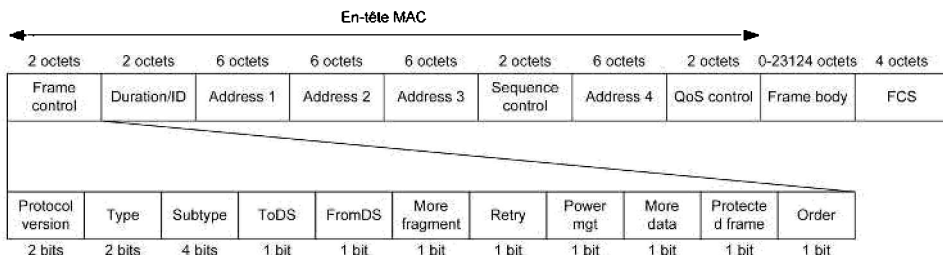


Figure 7.24 - Format de la trame IEEE 802.11.

- *Protocol version* : indique la version du protocole utilisée. Actuellement il s'agit de la version 0.
- *Type* : précise la nature de la trame (données, contrôle ou gestion). Chaque type est constitué de plusieurs sous-types.

- Sous-type : associé au champ type, précise la fonction de la trame.
- *ToDS* et *From DS* : leur combinaison renseigne l'infrastructure d'origine et l'infrastructure de destination de la trame. Voici la signification de ces champs en fonction de la valeur du couple (*ToDS*, *FromDS*)
 - ◇ (0,0) : trame de données échangée entre deux stations en mode ad hoc, ou trame de données échangée directement entre deux stations d'un réseau en mode infrastructure supportant la QoS, ou trame de gestion ou trame de contrôle.
 - ◇ (1,0) : trame destinée au DS.
 - ◇ (0,1) : trame provenant du DS.
 - ◇ (1,1) : trame utilisant les quatre champs d'adresse.
- *More Fragments* : vaut 1 lorsque la trame est fragmentée.
- *Retry* : vaut 1 lorsque la trame est en retransmission.
- *Power Management* : vaut 1 pour indiquer que la station passera en mode veille après l'échange en cours.
- *More Data* : vaut 1 lorsque le point d'accès a en mémoire des trames destinées à cette station en mode veille.
- *Protected Frame* : vaut 1 lorsque le champ *Frame Body* est chiffré.
- *Order* : vaut 1 lorsqu'une trame non QoS fait partie d'un flux dont le séquençement doit être respecté.
- *Duration/ID* : peut avoir diverses significations selon le type de trame. Ce champ contient soit un identifiant, soit une durée (identifiant d'association, durée de l'échange, etc.).
- *Address 1, 2, 3, 4* : selon le type de trame et son sens de transmission, peuvent désigner l'identifiant de la cellule (BSSID), l'adresse MAC source (SA), l'adresse destination (DA), l'adresse de la station qui émet (TA), et l'adresse de la station qui reçoit (RA). Le tableau 7.1 montre la relation entre les champs d'adresses et les champs *ToDS* et *FromDS*.

Tableau 7.7 - Valeur des champs d'adresses

ToDS	FromDS	Address 1	Address 2	Address 3	Address 4
0	0	RA=DA	TA=SA	BSSID	Non significative
0	1	RA=DA	TA=BSSID	SA	Non significative
1	0	RA=BSSID	TA=SA	DA	Non significative
1	1	RA	TA	DA	SA

- *Sequence control* : contient le numéro de séquence de la trame et, en cas de fragmentation, le numéro du fragment.

- *QoS control* : indique le type de trafic et le flux auquel appartient la trame et fournit des informations que la QoS requise.
- *Frame body* : le contenu de la trame qui peut être nul et doit mesurer moins de 2083 octets (hors encapsulation pour la sécurité).
- *FCS (frame check sequence)* : contient un code à redondance cyclique de 32 bits pour la détection des erreurs.

La figure 7.25 présente une capture de trame 802.11. Une sous-couche LLC est présente, son rôle se limite à indiquer le protocole de niveau supérieur. L'en-tête MAC qui est détaillé nous indique qu'il s'agit d'une trame de données transmise en mode ad hoc (bits *ToDS* et *From DS* à 0 et BSS Id identique à l'adresse source) et non protégée.

```

# Frame 27 (102 Bytes on Wire, 102 Bytes captured)
# Radiotap Header v0, Length 18
# IEEE 802.11 Data, Flags: .....
  Type/Subtype: Data (0x20)
  # Frame Control: 0x0008 (Normal)
    Version: 0
    Type: Data frame (2)
    Subtype: 0
    # Flags: 0x0
      ....00 = DS status: Not leaving DS or network is operating in AD-HOC mode (To DS: 0 From DS: 0) (0x00)
      ....0.. = More Fragments: This is the last fragment
      ....0... = Retry: Frame is not being retransmitted
      ...0.... = PWR MGT: STA will stay up
      ..0.... = More Data: No data buffered
      .0.... = Protected flag: Data is not protected
      0.... = Order flag: Not strictly ordered
    Duration: 213
    Destination address: 0-Link_2e:bc:b6 (00:80:c8:2e:bc:b6)
    Source address: 0-Link_2e:bc:d2 (00:80:c8:2e:bc:d2)
    BSS Id: 02:80:c8:2e:bc:d2 (02:80:c8:2e:bc:d2)
    Fragment number: 0
    Sequence number: 1118
# Logical-Link Control
# Internet Protocol, Src: 192.168.5.3 (192.168.5.3), Dst: 192.168.5.2 (192.168.5.2)
# Transmission Control Protocol, Src Port: 59518 (59518), Dst Port: 59130 (59130), Seq: 4763349, Ack: 2131923066,

```

Figure 7.25 - Exemple de trame 802.11.

Fragmentation

Sur les réseaux sans fil, les trames sont généralement courtes. En effet, une taille réduite diminue la probabilité d'interférences et la surcharge due aux retransmissions. Lorsqu'une station transmet une trame fragmentée, elle garde le contrôle du support pendant la transmission de tous les fragments, tant que la transmission ne dépasse pas une durée seuil. Si cette condition n'est pas respectée, la machine doit libérer le support et doit réaliser une nouvelle tentative d'accès au support pour émettre les derniers fragments. Chaque fragment est séparé du précédent par un intervalle SIFS et est acquitté individuellement.

Qualité de service

La norme IEEE 802.11 initiale a été modifiée de manière à supporter la qualité de service. Pour cela, des améliorations ont été apportées à la couche MAC. Une méthode d'accès hybride entre le mode DCF et le mode PCF appelée **HCF (Hybrid Coordination Function)** a été mise au point. Elle propose deux mécanismes d'introduction de la QoS.

Le mécanisme **EDCA** (*Enhanced Distributed Channel Access*) introduit des priorités pour les trafics ayant des exigences de qualité de service. 8 niveaux de priorités identiques à ceux de la norme IEEE 802.D sont définis. Les modifications apportées concernent :

- la durée pendant laquelle la station écoute le support avant d'appliquer l'algorithme du *BEB* ;
- la taille de la fenêtre de tirage de l'algorithme du *BEB* ;
- ou encore la durée maximale d'émission de l'équipement.

Le mécanisme **HCCA** (*HFC Controlled Channel Access*) permet de réaliser des réservations de support. Le réseau est équipé d'un coordinateur hybride (HC, *Hybrid Coordinator*) auprès duquel une station peut effectuer une réservation de temps de parole pour ses trames et celles que lui enverra en réponse le point d'accès. Cette réservation précise les exigences de QoS de l'application. Le coordinateur réalise une politique de contrôle d'admission : il accepte la réservation uniquement s'il a la possibilité de satisfaire les exigences de la station sans nuire aux réservations déjà acceptées. Si la requête est acceptée, le coordinateur envoie des *polls* à la station en se conformant à ses exigences temporelles. Le point d'accès obtient ses intervalles de transmission directement auprès du coordinateur.

L'acquittement des trames peut aussi être optimisé. Afin de diminuer la latence générée par des acquittements successifs, il est possible de procéder à des acquittements en bloc, c'est-à-dire d'acquitter en une seule fois plusieurs trames. La norme autorise aussi l'absence d'acquittement mais ce procédé doit être réservé à des conditions de transmission particulièrement bonnes.

Enfin l'extension **IEEE 802.11n** a introduit un nouvel intervalle entre trames, **RIFS** (*Reduced InterFrame Space*), plus court que le SIFS. Une station transmettant plusieurs trames vers une même station sans attendre de réponse est autorisée à les séparer de la durée RIFS. Ce procédé réduit globalement la latence.

Sécurité

La norme 802.11 implémente au niveau MAC un processus de sécurisation optionnel **WEP** (*Wired Equivalent Privacy*) qui intervient à deux niveaux :

- Lors de la phase d'authentification, avec un échange de texte crypté à l'aide d'une clé secrète partagée (*Shared Key Authentication*).
- Pour empêcher une écoute clandestine lors de l'échange de données (contrairement à un réseau filaire, toute station non connectée située dans une zone de transmission peut tenter d'écouter). Le mécanisme de chiffrement est basé sur l'algorithme RC4 et utilise un générateur de nombres pseudo-aléatoires initialisé par une clé secrète partagée et codée sur 64 bits. Le générateur ressort une séquence pseudo-aléatoire qui permet de chiffrer les données de manière différente à chaque transmission.

La principale faiblesse du chiffrement WEP est due à l'utilisation de la même clé partagée pour un grand nombre d'échanges. Ainsi, même si la séquence pseudo-aléatoire change à chaque transmission, une écoute du réseau pendant un temps

suffisant permettra de « casser » cette clé. Un certain nombre de logiciels utilisent cette faille et permettent, suivant la taille de la clé et la charge du réseau, de trouver la clé en quelques minutes ou quelques jours...

Quelques solutions existent pour renforcer la sécurité :

- utiliser des clés de 256 bits : dans ce cas, il faudra plusieurs giga-octets de données et plusieurs heures pour récupérer la clé ;
- modifier régulièrement la clé (les points d'accès proposent généralement quatre clés au choix mais il faut alors changer également la clé sur les stations...) ;
- utiliser le protocole de cryptage WPA (*WiFi Protected Access*) qui est une amélioration de WEP et fait appel à l'algorithme TKIP (*Temporal Key Integrity Protocol*) pour changer la clé dynamiquement plusieurs fois par seconde ;
- utiliser un algorithme plus robuste comme AES (*Advanced Encryption Standard*) proposé dans la nouvelle norme sans fil IEEE 802.11i.

7.9.3 Bluetooth ou la norme IEEE 802.15.1

Bluetooth est le nom commercial de la norme IEEE 802.15.1 qui est à ce jour la plus utilisée dans les réseaux personnels sans fil. Le standard définit la couche MAC et la couche PHY d'une technologie permettant l'interconnexion d'équipements fixes et mobiles sans fil dans une sphère de 10 mètres de rayon autour d'un usager immobile ou en mouvement. Le débit maximal atteint 1 Mbit/s. La technologie proposée se veut peu coûteuse, économique en puissance et robuste. Les réseaux ainsi formés sont de type ad hoc ; ils sont construits pour répondre à un besoin ponctuel, sans infrastructure préétablie. Dans les usages les plus courants, comme la synchronisation d'un téléphone et d'un PDA par exemple, seuls deux équipements sont interconnectés.

Architecture et méthode d'accès au support

Les équipements sont organisés en « *piconet* », autour d'un maître et sept esclaves actifs au maximum :

- La synchronisation au sein du *piconet* est fournie par l'horloge du maître ;
- Tous les équipements partagent la même séquence de saut de fréquence (*frequency hopping*) qui est déterminée à partir de l'adresse et de l'horloge du maître.

Les équipements dans le *piconet* peuvent être actifs ou passifs (*parked*), c'est-à-dire être toujours synchronisés mais ne pas réaliser d'échanges. Les équipements passifs peuvent reprendre leur activité sans réitérer les procédures de connexion au *piconet*.

Un *scatternet* est constitué de *piconets* partageant un ou plusieurs équipements. *Piconet* et *scatternet* sont représentés sur la figure 7.26. Les règles suivantes sont respectées :

- chaque *piconet* a un unique maître ;

- le maître d'un *piconet* peut être esclave dans un autre *piconet* ;
- les *piconets* ne sont pas synchronisés entre eux et ont chacun leur propre séquence de saut de fréquence.

Chaque équipement est identifié sur le réseau par une adresse unique codée sur 48 bits et nommée *BD_ADDR* (*Bluetooth Device Address*).

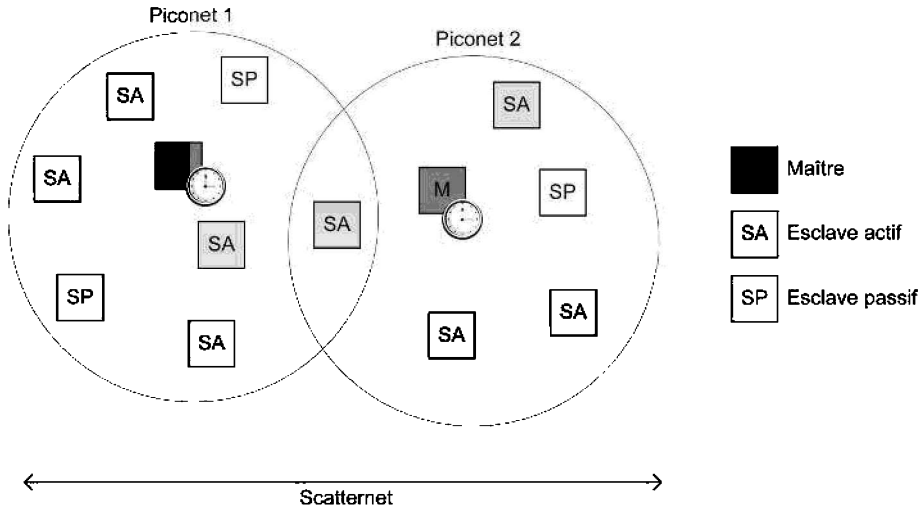


Figure 7.26 - Piconet et scatternet.

L'accès au support est partagé entre les équipements par multiplexage temporel (TDD, *Time Division Access*). Le temps est en effet divisé en intervalles appelés *slots*. Le maître attribue la parole aux esclaves par une méthode de *polling*. Il utilise les *slots* pairs pour ses communications, tandis que les esclaves émettent pendant les *slots* impairs. Les paquets de données peuvent être transmis sur 1, 3 ou 5 *slots* successifs.

Deux types de trafic sont supportés et bénéficient d'une allocation de bande passante conforme à leurs besoins :

- Le **trafic synchrone orienté connexion** (SCO, *Synchronous connection-oriented*) concerne les applications temps réel ; un slot lui est régulièrement attribué si bien qu'il supporte des liaisons full-duplex symétriques à 64 kbit/s. Le service rendu est donc de type « commutation de circuit ».
- Les **flux eSCO** (*Extended SCO*) sont symétriques ou asymétriques et supportent des retransmissions. Des *slots* leur sont réservés. Il ne s'agit pas d'applications temps-réel, mais plutôt de transferts de fichiers volumineux.
- Enfin la **liaison ACL** (*Asynchronous Connection-Less*) est définie pour le transfert de paquets asynchrones de type *best-effort*.

Un exemple de partage de la bande entre des communications de type SCO et ACL est présenté sur la figure 7.27.

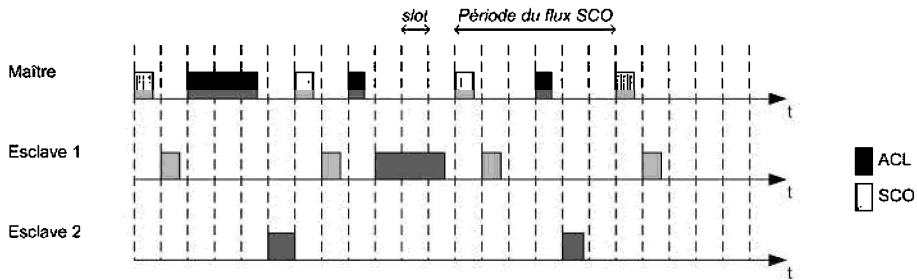


Figure 7.27 - Partage de la bande passante.

La norme définit plusieurs états pour un équipement :

- Par défaut un équipement est dans le mode *standby*, c'est-à-dire en attente.
- Dans l'état *inquiry*, le maître émet des informations de signalisation à l'intention des équipements souhaitant rejoindre le *piconet* ; la transmission est réalisée sur plusieurs fréquences susceptibles d'être écoutées par l'équipement. L'équipement qui reçoit l'une de ces trames s'identifie auprès du maître en lui envoyant son adresse. Dans le mode *inquiry scan*, c'est l'équipement qui souhaite se connecter qui émet des requêtes ; le maître est alors à l'écoute et répond aux sollicitations. Ce dernier mode est optionnel.
- Dans l'état *page*, le maître connaît l'adresse de l'équipement qui est à l'écoute en mode *page scan* ; il lui envoie une trame lui permettant de synchroniser son horloge à celle du *piconet* et lui attribue une adresse de membre actif (AMA, *Active Member Address*) codée sur 3 bits.
- Lorsqu'après ces étapes un équipement est connecté à un *piconet*, il est dans l'état *connected*.

Une fois connecté, un équipement est dit actif lorsqu'il participe activement aux transmissions sur le canal. Sans être déconnecté, il peut rentrer dans les modes *sniff*, *hold* ou *park* pour économiser l'énergie :

- Le mode *sniff* est un mode faible consommation dans lequel l'équipement écoute périodiquement le canal ; la période d'écoute est fixée par le maître.
- Dans le mode *hold*, l'équipement peut recevoir uniquement les communications SCO et eSCO ; cet état a une durée limitée, fixée en accord avec le maître. L'équipement conserve son adresse de membre actif.
- Enfin, dans le mode *park*, l'équipement reste synchronisé mais ne participe pas aux échanges. Il libère son adresse de membre actif. C'est le mode très basse consommation de Bluetooth.

Le format d'une trame est représenté sur la figure 7.28.

- Le code d'accès est construit à partir de l'adresse du maître. Il identifie le *piconet* auquel appartient la trame. En effet, en raison des sauts de fréquences, plusieurs équipements n'appartenant pas au même *piconet* peuvent utiliser la même bande de fréquence sur un *slot* donné. Le code d'accès permet aux machines d'identifier les paquets qui concernent leur *piconet*. Il est constitué d'un préambule identifiant

le début de la trame, d'un champ pour la synchronisation et l'identification et si nécessaire d'un *trailer*.

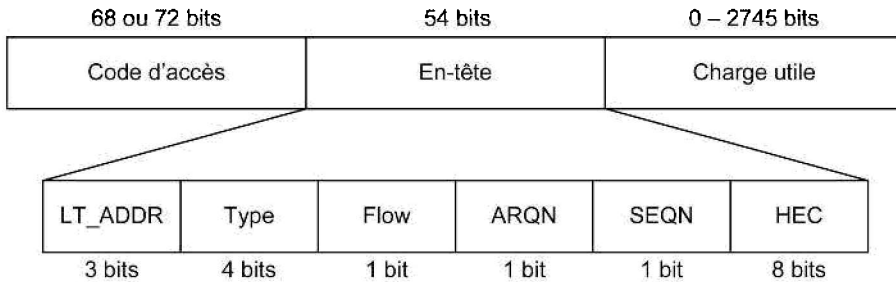


Figure 7.28 - Format d'une trame Bluetooth.

- Le champ d'en-tête contient : l'adresse attribuée par le maître (LT_ADDR, *Logical Transport Address*) ; le type de paquet (TYPE) à savoir trame de contrôle, ACL ou SCO ; un bit de contrôle de flux (FLOW) pour les transmissions asynchrones ; un bit d'acquittement (ARQN) ; un numéro de séquence (SEQN) ; une somme de contrôle d'erreur (HEC).

Couche physique

Comme WiFi, Bluetooth utilise la bande ISM des 2,4 GHz. Les données subissent un étalement de spectre FHSS (*Frequency Hopping Spread Spectrum*, voir § 7.4.2) dans la bande [2 401,5 ; 2 480,5] MHz. Les caractéristiques de la transmission sont les suivantes :

- La bande est divisée en 79 canaux de largeur 1 MHz ;
- L'émetteur change de canal toutes les 625 μ s, ce qui correspond à une fréquence de « *hopping* » de 1 600 kHz ;
- Sur chaque canal, la transmission est réalisée par une modulation de fréquence GFSK (*Gaussian Frequency Shift Keying*).
- Les canaux de mauvaise qualité, c'est-à-dire subissant trop d'interférences, peuvent être inhibés.

L'un des avantages de cette couche physique est la limitation des interférences avec les autres applications utilisant des canaux fixes à l'intérieur de la bande des 2,4 GHz, comme WiFi par exemple.

Trois classes de puissance d'émission sont définies :

- Dans la classe 1, la puissance maximale vaut 100 mW, ce qui autorise une portée d'une centaine de mètres. Un contrôle de puissance doit être réalisé pour adapter la puissance d'émission à l'état du lien.
- La classe 2 permet une émission de 2,5 W. La portée vaut alors une dizaine de mètres.
- Enfin la classe 3 se limite à 1 mW, ce qui restreint la portée des transmissions à 1 m.

Sécurité

L'authentification des équipements n'est pas nécessairement requise. Cependant, elle est préférable dans certaines applications, comme la synchronisation d'un PDA et d'un téléphone par exemple. Elle est réalisée par une procédure de **défi/réponse** :

- L'équipement qui souhaite se connecter reçoit de l'hôte un nombre aléatoire, le « défi ».
- Il calcule une réponse à partir de ce défi, de son adresse et d'une clé secrète de 128 bits et la transmet.
- L'hôte réalise le même calcul de son côté et compare les résultats.
- Lorsque les deux équipements ne partagent pas de clé secrète, c'est le code PIN qui est utilisé dans une procédure dite de *pairing*. Le code PIN étant généralement court, le système peut être sensible aux attaques. Les données quant à elles sont chiffrées à l'aide d'un algorithme symétrique (voir § 8.4.1). La clé de chiffrement est générée à partir de la clé utilisée pour l'authentification ; elle peut mesurer de 8 à 128 bits.

7.10 LES RÉSEAUX LOCAUX VIRTUELS (VLAN)

7.10.1 Définition

Un **domaine de collision** désigne une partie du réseau dans laquelle toutes les trames sont vues par tous les équipements. Il comprend les bus et les *hubs* et est limité par les commutateurs et les routeurs. Un **domaine de diffusion** désigne la partie du réseau dans laquelle les trames de *broadcast* sont vues par tous les équipements. Il est constitué des bus, des *hubs* et des commutateurs et limité par les routeurs. La figure 7.29 représente les deux types de domaines.

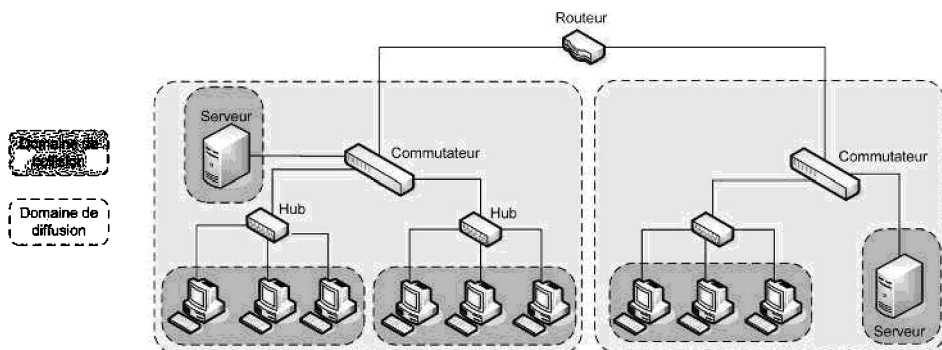


Figure 7.29 - Domaine de collision et domaine de diffusion.

L'utilisation d'un routeur permet certes de limiter les domaines de collision et de diffusion. Cependant, ce mode d'interconnexion n'est pas sans inconvénients. Les sous-réseaux sont définis physiquement par les *hubs*, si bien que les utilisateurs sont

groupés géographiquement : l'organisation logique du sous-réseau est donc définie par sa géographie. Par ailleurs, la mobilité d'une machine d'un sous-réseau à l'autre implique un changement d'adresse si bien que le plan d'adressage est difficile à gérer.

Les réseaux locaux virtuels ou *Virtual Lan Area Network* (VLAN) résolvent plusieurs problèmes communs sur les réseaux locaux :

- Beaucoup d'utilisateurs sont aujourd'hui mobiles et la situation géographique d'un utilisateur n'a pas forcément de lien avec son appartenance logique : deux collaborateurs situés aux deux extrémités de l'entreprise peuvent souhaiter appartenir au même domaine de diffusion, donc au même LAN qui devient ainsi virtuel car il n'a plus de réalité géographique. Il n'est plus nécessaire de reconfigurer sa machine pour changer de VLAN.
- Les trafics de diffusion sont généralement importants. Les protocoles ARP, DHCP et NetBIOS par exemple y ont recours et beaucoup de serveurs en génèrent pour décrire leurs services. Or la plupart des trames de *broadcast* n'intéresse qu'un nombre restreint de machine. Sur les réseaux en mode diffusion (bus ou étoile avec hub), ce type de trafic gaspille donc de la bande passante, augmente la latence et consomme inutilement de la puissance de calcul.
- Enfin, à l'intérieur d'un domaine de diffusion, le trafic peut être visualisé par toute station dont la carte réseau supporte le *promiscuous* mode. Des problèmes de confidentialités peuvent donc exister.

Un VLAN redéfinit les domaines de diffusion de manière à regrouper les utilisateurs de manière logique ou à économiser la bande passante, améliorer la confidentialité des données et faciliter la gestion de la mobilité. Il est implémenté sur un commutateur ou *switch* et réalise un domaine « logique » de diffusion. Dans l'exemple de la figure 7.30, les stations S1 à S4 sont connectées au même commutateur sur lequel sont définis deux VLAN : VLAN1, contenant S1 et S3, et VLAN2, contenant S2 et S4. Lorsque la station S1 émet une trame de diffusion, une requête ARP en l'occurrence, celle-ci est retransmise uniquement vers les stations du VLAN1, à savoir ici S3. Les stations S2 et S4 ignorent le trafic du VLAN1.

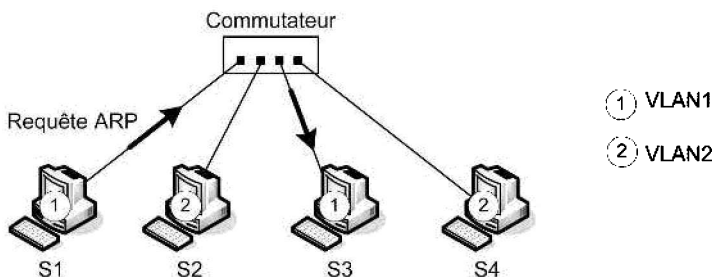


Figure 7.30 - Principe des VLAN.

Les VLAN peuvent être construits à l'image de l'organisation de l'entreprise. Dans l'exemple, on peut imaginer que le VLAN1 est attribué au service Production

et le VLAN2 au service Administration. Les trafics des deux services de la société sont isolés, même si leurs machines sont reliées à un même commutateur.

7.10.2 VLAN de niveau 1

Dans un VLAN de niveau 1, aussi appelé VLAN par port, l'appartenance d'une machine à un VLAN est définie par le port auquel elle est connectée. Le commutateur est équipé d'une table « port/VLAN » remplie par l'administrateur qui précise le VLAN affecté à chaque port comme le montre la figure 7.31. Dans cette situation, toutes les machines reliées à un même port doivent appartenir au même VLAN. C'est une contrainte qu'il faut gérer lorsque le réseau s'agrandit.

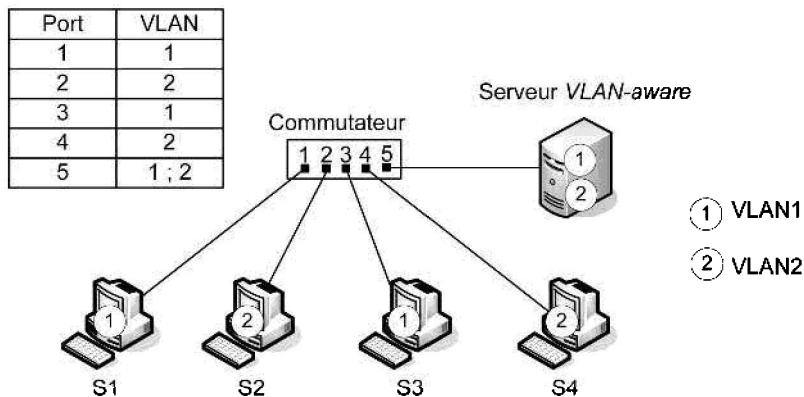


Figure 7.31 - VLAN de niveau 1.

Si l'on souhaite faire appartenir un port à plusieurs VLAN, il est alors nécessaire de procéder à du **marquage** de trames. Les stations doivent être *VLAN-aware* et être capables de rajouter dans l'en-tête Ethernet de la trame un marqueur (*tag*) identifiant le VLAN auquel elle appartient. Dans l'exemple de la figure 7.32, le serveur appartient aux deux VLAN. Il rajoute à ses trames un marqueur indiquant à quel VLAN elle est destinée. Les autres stations n'ont pas besoin de gérer le *tag*. Lorsque le commutateur reçoit une trame marquée du serveur, il trouve les ports de sortie et y réémet la trame à laquelle il a enlevé la marque. Remarquons que si le serveur souhaite diffuser une même information aux deux VLAN, il doit générer deux trames : l'une portant le marqueur du VLAN1, l'autre portant le marqueur du VLAN2.

Le VLAN de niveau 1 sont simple à mettre en place mais présentent quelques inconvénients :

- leur extension est difficile ;
- si une station doit changer de VLAN (déplacement logique), il faut réaffecter manuellement le port ;
- si une station est physiquement déplacée sur le réseau, il faut désaffecter son ancien port et réaffecter son nouveau port, ce qui nécessite deux manipulations de la part de l'administrateur.

7.10.3 VLAN de niveau 2

Les VLAN de niveau 2 sont aussi nommés VLAN par adresse MAC. Dans cette méthode, l'adresse MAC d'une machine est affectée à un VLAN (figure 7.33). En pratique, c'est encore le port qui est affecté à un VLAN, mais de manière dynamique. En effet, l'administrateur saisit dans la table du commutateur le couple adresse MAC/VLAN. Lorsque le commutateur découvre sur quel port est connectée la machine, il affecte dynamiquement le port au VLAN. Il gère donc une deuxième table, la table port/VLAN. Cette structure permet également de définir plusieurs VLAN par port à condition d'utiliser le marquage.

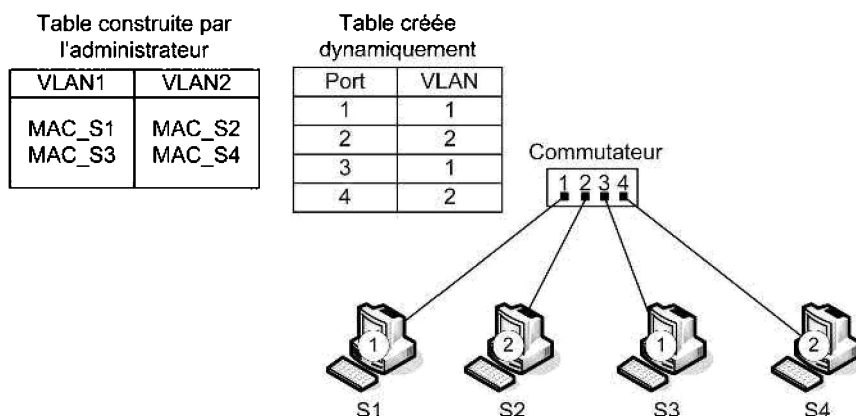


Figure 7.32 - VLAN de niveau 2.

Ce procédé présente plusieurs avantages. Lorsqu'une machine change de VLAN, il suffit de modifier l'entrée correspondante de la table adresse/VLAN ; la table port/VLAN sera mise à jour dynamiquement. En outre, ce fonctionnement est bien adapté aux équipements mobiles, puisque la reconfiguration du port se fera sans intervention manuelle de l'administrateur en cas de déplacement physique.

Cependant plusieurs inconvénients demeurent :

- le commutateur doit procéder à une analyse de l'adresse MAC, ce qui rend le VLAN de niveau 2 plus lent que le VLAN part port ;
- l'administrateur doit procéder à la saisie des adresses MAC : la procédure est longue et les erreurs sont probables ;
- enfin, les commutateurs sur le réseau doivent procéder à l'échange de leurs tables adresse/VLAN, ce qui peut provoquer une surcharge sur le réseau.

7.10.4 VLAN de niveau 3

Dans ce VLAN, aussi nommé VLAN par sous-réseau, l'adresse IP est affectée à un VLAN. Par exemple, le VLAN1 contient les machines d'adresse 10.1.x.x, le VLAN2 celles d'adresse 10.2.x.x, etc. (figure 7.33). Comme dans le VLAN de niveau 2, l'administrateur remplit une table adresse/VLAN. Lorsque le commutateur identifie le port auquel appartient la station, il l'affecte à son VLAN. Le VLAN

de niveau 3 est plus lent que le VLAN de niveau 2 car le commutateur doit accéder aux informations de la couche réseau.

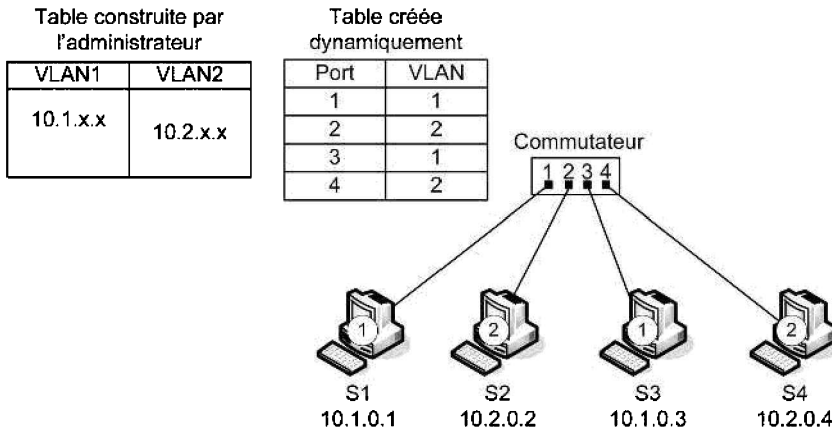


Figure 7.33 - VLAN de niveau 3.

7.10.5 VLAN par protocole

Une dernière catégorie de VLAN est constituée des VLAN par protocole dans lesquels l'appartenance au VLAN dépend du protocole utilisé par la station. Les protocoles considérés sont des protocoles de niveau 3 ou supérieur (un VLAN VoIP pour le protocole H.323 par exemple), ou encore par SSID dans le cas du WiFi. Évidemment, les performances de ces VLAN sont dégradées en raison de l'analyse des niveaux 3 ou supérieurs qu'ils nécessitent.

7.10.6 La norme IEEE 802.1Q

La norme IEEE 802.1Q est utilisée pour étendre la portée des VLAN sur plusieurs commutateurs. Elle est basée sur le marquage explicite des trames : dans l'en-tête de niveau 2 de la trame est ajouté un marqueur (*tag*) qui identifie le VLAN auquel elle est destinée, on parle alors de VLAN « taggés ». Le format de la trame est donc modifié, ce qui peut entraîner des problèmes de compatibilité avec les commutateurs ne supportant pas les VLAN et des soucis de taille maximale de trame sur le réseau. Il faut noter que seuls les commutateurs ajoutent et enlèvent les *tags* dans les trames. Les stations n'ont donc pas à gérer le marquage qui leur est inconnu.

Trois types de trames sont définis :

- les **trames non étiquetées** (*untagged frame*) ne contiennent aucune information sur leur appartenance à un VLAN ;
- les **trames étiquetées** (*tagged frame*) possèdent un marqueur qui précise à quel VLAN elles appartiennent ;
- les **trames étiquetées avec priorité** (*priority-tagged frame*) sont des trames qui possèdent en plus un niveau de priorité défini selon la norme IEEE 802.1P.

Le format de la trame IEEE 802.3 étiquetée est fourni sur la figure 7.34 :

- Le champ TPID (*Tag Protocol Identifier*) a une valeur fixe, 0x8100 qui identifie une trame de type 802.1Q ;
- Le champ TCI (*Tag Control Information*) est lui-même constitué de trois parties :
 - ◊ Le champ *Priority* indique le niveau de priorité de la trame et est utilisé lorsque le champ VID est nul.
 - ◊ Le champ CFI (*Canonical Format Identifier*) indique que le format est standard (Ethernet) ou non.
 - ◊ Le champ VID (*VLAN Identifier*) contient l'identifiant du VLAN auquel appartient la trame.

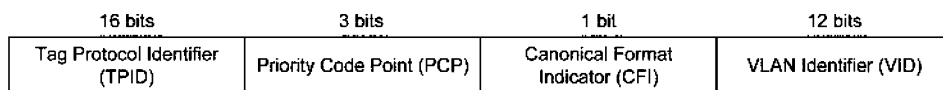


Figure 7.34 - Format de la trame IEEE 802.1Q.

Les VLAN peuvent être déclarés manuellement ou dynamiquement. Dans la déclaration dynamique, l'administrateur définit les VLAN sur un commutateur et un seul. Le protocole Multiple VLAN Registration Protocol (**MVRP**) permet la diffusion de ces informations aux autres commutateurs du réseau.

Résumé

Les réseaux locaux ou **LAN** s'étendent sur des distances limitées à quelques kilomètres. Plusieurs supports de transmission et diverses topologies, comme le **bus**, l'**anneau** et l'**étoile**, sont utilisables. En ce qui concerne les supports à propagation guidée, les paires torsadées, peu coûteuses et souples, ont remplacé les câbles coaxiaux malgré des performances inférieures ; les fibres optiques quant à elles sont utilisées dans les implémentations haut débit et servent essentiellement à l'interconnexion de bâtiments éloignés de quelques centaines de mètres.

La norme **IEEE 802.3** ou **Ethernet** est la norme des LAN filaires la plus utilisée de nos jours. Elle autorise des débits s'étendant de 10 Mbit/s à 10 Gbit/s. La méthode d'accès au support est aléatoire et permet la détection des collisions. Elle est basée sur l'algorithme **CSMA/CD** dont le fonctionnement impose une taille minimale de trame de 64 octets pour les débits inférieurs à 1 Gbit/s. Les implémentations **10BASE-T** et **100BASE-TX**, les plus utilisées à ces débits, emploient une topologie en étoile à base de *hub* ou de commutateur et des paires torsadées. Les commutateurs sont plus couramment utilisés car ils permettent un mode de fonctionnement en *full-duplex*, sans collisions, et n'imposent pas de contrainte sur la taille des trames. Les implémentations à 1 Gbit/s et 10 Gbit/s, quant à elles, exploitent la paire torsadée et la fibre optique. La méthode d'accès et la couche physique ont été modifiées pour s'adapter aux hauts débits : la *frame bursting* consiste à transmettre en rafale des trames sans libérer le support pour économiser la bande passante, et le mécanisme de *carrier extension* impose une taille minimale de trame de 512 octets pour autoriser des distances de transmission suffisantes dans le mode *half-duplex*.

La norme **IEEE 802.11** ou **WiFi** est la plus utilisée dans les **WLAN**. De nombreuses implémentations sont définies ; elles se distinguent par leur couche physique et leur couche MAC, et proposent des débits allant de 1 à 600 Mbit/s. Les transmissions sont réalisées dans les bandes 2,4 GHz ou 5 GHz selon les implémentations. La première version de la norme proposait des techniques d'étalement de spectre **FHSS** et **DSSS** pour des débits de 1 ou 2 Mbit/s. Les extensions suivantes utilisent une version améliorée de DSSS ou la modulation **OFDM**, ce qui leur permet d'atteindre des débits plus élevés. La méthode d'accès utilise le protocole CSMA/CA qui tente d'éviter les collisions grâce à une attente de durée aléatoire avant les émissions. Elle peut être complétée par une technique de réservation de support utilisant des trames **RTS/CTS** et une écoute virtuelle de la porteuse. L'extension **IEEE 802.11e** propose des mécanismes de gestion de qualité de service tandis que la norme **IEEE 802.11i** améliore la sécurité des transmissions par des méthodes d'authentification et de chiffrement plus performants.

Les réseaux locaux personnels ou **WPAN** sont des réseaux domotiques dont la portée est limitée à une dizaine de mètres. La norme dominante dans ce domaine est Bluetooth ou **IEEE 802.15.1**. Les équipements sont organisés en *piconets* dans lequel un maître est chargé d'attribuer la parole à ses esclaves par une méthode de *polling*. Les transmissions utilisent la technique d'étalement de spectre FHSS qui permet d'atteindre un débit de 1 Mbit/s.

Enfin les **VLAN** proposent une méthode de commutation réduisant les domaines de collision. Les VLAN de niveau 1 attribuent statiquement un port à un VLAN, ceux de niveau 2 définissent les VLAN d'après les adresses MAC et enfin les VLAN de niveau 3 exploitent l'adresse IP. Le marquage de trame permet d'affecter une machine à plusieurs VLAN ou d'étendre la portée du VLAN à plusieurs commutateurs : elle consiste à rajouter un marqueur ou *tag* aux trames pour indiquer leur appartenance. La norme définissant les VLAN *taggés* est la norme **IEEE 802.1Q**.

7.1 Qu'est-ce qui caractérise la paire torsadée ?

- a. Elle offre des distances de transmission supérieure à celles proposées par le câble coaxial.
- b. Elle réalise la transmission des données en mode différentiel.
- c. Elle est plus coûteuse que le câble coaxial.
- d. Elle est plus sensible au bruit que le câble coaxial.

7.2 Qu'est-ce qui caractérise les fibres optiques ?

- a. La fibre monomode est plus performante que la fibre multimodes.
- b. La fibre optique est insensible aux perturbations électromagnétiques.
- c. La fibre optique offre des distances de transmission supérieures à celles permises par les supports cuivrés.
- d. Elle est plus coûteuse que le câble coaxial.

7.3 Parmi ces affirmations concernant les topologies, lesquelles sont exactes ?

- a. Rajouter une station dans une topologie en étoile nécessite de couper le réseau.
- b. La topologie en anneau souffre de points critiques.
- c. La topologie de bus fonctionne nécessairement en mode diffusion.
- d. La topologie en étoile fonctionne nécessairement en mode diffusion.

7.4 Parmi ces affirmations concernant les méthodes d'accès, lesquelles sont exactes ?

- a. Une méthode d'accès aléatoire est inadaptée aux transmissions temps réel.
- b. Une méthode d'accès centralisée contient un point critique.
- c. Ethernet utilise une méthode d'accès statique.

7.5 La norme Ethernet utilise un protocole d'accès au support :

- a. Déterministe.
- b. Équitable.
- c. Adapté aux transmissions temps réel.
- d. Adapté aux applications bureautiques.

7.6 L'extension 100BASE-TX :

- a. Utilise des paires torsadées de catégorie 5.
- b. Utilise quatre paires torsadées pour acheminer les données.
- c. Ne permet pas les transmissions *full-duplex*.
- d. Utilise le code de Manchester.

7.7 La norme IEEE 802.11 :

- a. Utilise le protocole d'accès CSMA/CD.
- b. Concerne la couche MAC du modèle IEEE.
- c. Propose un protocole d'accès au support en mode fiable.
- d. Propose une méthode d'accès distribuée.

7.8 La norme IEEE 802.11g :

- a. Permet un débit maximal théorique de 54 Mbit/s.
- b. Utilise la technique d'étalement de spectre FHSS.
- c. Implémente la technique MIMO.
- d. Fonctionne dans la bande des 2,4 GHz.

7.9 Selon le protocole d'accès CSMA/CA, une station peut envisager une émission :

- a. Dès que le support est libre.
- b. Quand le support a été libre pendant un temps supérieur ou égal à DIFS.
- c. Quand le support a été libre pendant un temps supérieur ou égal à SIFS.
- d. Après un temps SIFS suivant la réception d'une trame CTS.

7.10 Parmi ces affirmations concernant les VLAN, lesquelles sont exactes ?

- a. Un VLAN réduit les domaines de diffusion.
- b. Les machines d'un même VLAN sont toujours identifiées par leurs adresses MAC.
- c. Une machine ne peut pas appartenir à deux VLAN différents.
- d. Toutes les trames portent un *tag*.

Exercices

7.1 On considère un réseau local ayant une topologie de bus appliquant l'algorithme CSMA/CD. La longueur du support est L mètres. La vitesse de propagation du signal vaut V m/s. Le débit binaire sur le support est de D bit/s.

- a. Donnez l'expression de N , la longueur minimale d'une trame en bits, pour que le protocole CSMA/CD fonctionne correctement.
- b. Calculez la taille minimale d'une trame lorsque les paramètres sont les suivants : $D = 10$ Mbit/s, $L = 2,5$ km, $V = 100\,000$ km/s.
- c. Même question pour un réseau de débit 10 Gbit/s. Commentez.
- d. La vitesse de transmission sur une fibre optique vaut 55 % à 60 % de la célérité de la lumière, selon le type de verre. Dans cette question, nous supposons qu'elle vaut 180 000 km/s. Considérons un réseau métropolitain sur fibre

optique de débit 100 Mbit/s couvrant une distance de 100 km. Quelle est la taille minimale d'une trame sur ce réseau ? Commentez.

e. Dans la norme 100BASE-FX, on précise que l'étendue maximale du réseau vaut 400 m en mode *half-duplex*. Retrouvez ce résultat par le calcul sachant que la taille minimale de la trame est 64 octets.

7.2 Soit un réseau local utilisant le protocole CSMA/CD et comportant trois stations notées A, B et C. Le débit de chaque station est 10 Mbit/s. À l'instant $t = 0$, la station A commence à transmettre une trame de 200 octets. À $t = 50 \mu\text{s}$, la station B souhaite émettre une trame de 100 octets. À $t = 100 \mu\text{s}$, la station C veut transmettre 200 octets. Lors de la première collision, les stations B et C ont obtenu la même valeur par l'algorithme du BEB : $1 \times \text{RTD}$. Pour la deuxième collision, la station B tire $3 \times \text{RTD}$ et la station C tire $1 \times \text{RTD}$. On rappelle que le RTD mesure 512 temps-bit. On considérera que la collision dure $1 \times \text{RTD}$.

- Calculez la durée de transmission de chaque trame et la durée du RTD.
- Représentez sur un chronogramme les échanges. Vous négligerez le temps d'inter-trame.
- À quel instant les transmissions sont-elles terminées ?

7.3 Considérons le réseau IEEE 802.11 suivant. À $t = 0$, la station A entame une transmission vers la station B.

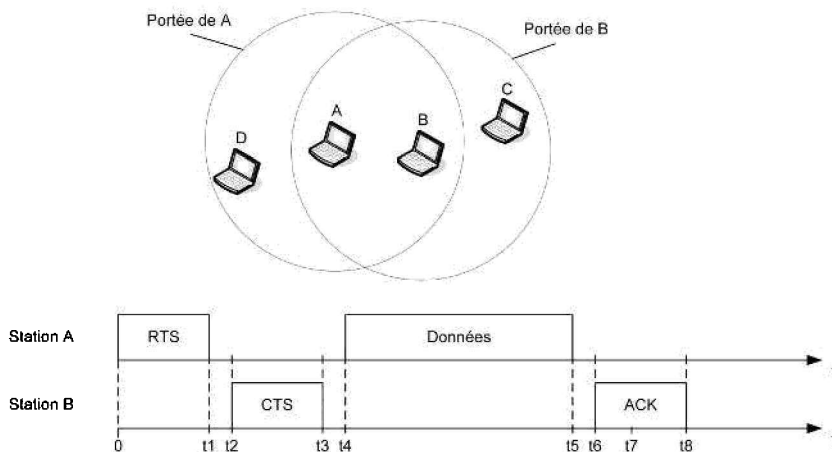


Figure 7.35

- Quelles sont les stations qui positionnent le vecteur sur réception du RTS ? Du CTS ? à quel instant le font-elles ?
- À quel instant sont réinitialisés les NAV ?
- À l'instant t_7 , la station C désire émettre. Quand est-elle autorisée à le faire ?
- Comment choisit-on la longueur de trame sur ce réseau et pourquoi ?
- L'utilisation des trames RTS/CTS est-elle obligatoire ?
- Quelle durée sépare l'émission de chaque trame ? À quoi sert-elle ?

7.4 Considérons ce réseau local comportant des VLAN de niveau 1.

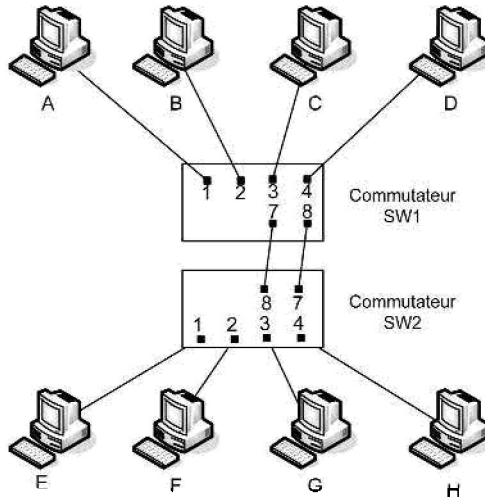


Figure 7.36

On suppose dans un premier temps que les VLAN sont non *taggés*. L'administrateur souhaite faire appartenir les machines aux VLAN comme suit :

- Machines A, C, E, G : VLAN 1
- Machines B, D, F, H : VLAN2

Il complète en conséquence les tables port/VLAN des deux commutateurs.

On considère que les *switchs* et les machines viennent d'être mis sous tension. Ainsi les tables MAC/port sont vides.

- a. Pourquoi a-t-on mis en place deux liens entre les commutateurs ?
- b. Affectez les ports 7 et 8 des *switchs* 1 et 2 à des VLAN de manière à ce que les machines d'un même VLAN situées sur des commutateurs différents puissent communiquer.
- c. La machine A émet une trame à destination de la machine C. On rappelle que les tables MAC/port sont vides. Quelles sont les machines qui reçoivent la trame ? Expliquez.
- d. On considère maintenant que les tables MAC/port sont remplies. A émet de nouveau une trame vers C. Quelles sont les machines qui reçoivent la trame ?
- e. Maintenant la machine A émet une trame de diffusion. Quelles sont les stations qui la reçoivent ?
- f. La machine A émet une trame pour la machine H : expliquez comment les deux *switchs* traitent la trame. Précisez notamment l'ordre dans lequel ils utilisent les tables MAC/port et port/VLAN.
- g. Quelle modification doit-on réaliser pour permettre le trafic entre deux machines appartenant au même VLAN mais connectées à des *switchs* différents reliés par un seul lien (8/SW1-7/SW2) ?

h. Supposons que cette modification a été réalisée. La machine A envoie une trame à la machine E. Expliquez précisément comment les deux *switchs* traitent la trame. Sur quel(s) lien(s) la trame porte-t-elle un *tag* ?

7.5 Considérons le réseau suivant sur lequel on souhaite implémenter deux VLAN de niveau 2 : VLAN1 et VLAN2. Les stations S1 et S3 appartiendront au VLAN1, les stations S2 et S4 au VLAN2. Le VLAN par défaut est le VLAN1.

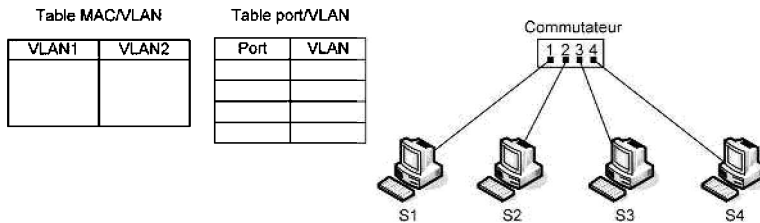


Figure 7.37

- Quelle est la première table complétée ? Quelle est la table construite dynamiquement ?
- Complétez la table MAC/VLAN. Que vaut la table port/VLAN par défaut ?
- On suppose que la table port/VLAN est la table par défaut. La station S1 émet une trame de diffusion. Indiquez quelles stations reçoivent la trame.
- La station S4 émet une trame de diffusion. Donnez le nouveau contenu de la table port/VLAN et indiquez quelles stations reçoivent la trame.
- On suppose que la table port/VLAN est désormais complétée. L'administrateur décide d'affecter la station S1 au VLAN2. Quelle(s) table(s) doit-il modifier ?

Exercices

7.1 b), d)

7.2 a), b), c), d)

7.3 b), c)

7.4 a), b)

7.5 b), d)

7.6 a)

7.7 b), c), d)

7.8 a), d)

7.9 b), d)

7.10 a)

Exercices

7.1

a) Calculons le RTD. Un aller-retour sur le bus mesure $2L$. Le temps nécessaire pour parcourir cette distance à la vitesse V est $2L/V$. La durée d'émission de la trame de N bits au débit D est N/D . L'égalité des deux résultats donne :

$$N_{min} = \frac{2LD}{V}$$

b) $N_{min} = \frac{2 \times 2,5 \cdot 10^3 \times 10 \cdot 10^6}{10^8} = 500$ bits.

c) $N_{min} = \frac{2 \times 2,5 \cdot 10^3 \times 10 \cdot 10^9}{10^8} = 5 \cdot 10^5$ bits. Le nombre de bits de bourrage

nécessaire est gigantesque. Donc l'algorithme n'est pas adapté aux réseaux de ce débit.

d) $N_{min} = \frac{2 \times 100 \cdot 10^3 \times 100 \cdot 10^6}{180 \cdot 10^6} = 111 \cdot 10^3$ bits. Même conclusion.

e) $L = \frac{N_{min} \times V}{2D} = \frac{64 \times 8 \times 180 \cdot 10^6}{2 \times 100 \cdot 10^6} = 460,8$ m. La portée de 400 m prévue par la norme est donc réaliste.

7.2

a) La durée d'émission d'une trame de N octets au débit D vaut N/D .

Les trames de A et de C durent donc $t_A = t_C = \frac{200 \times 8}{10 \cdot 10^6} s = 160 \mu s$ et la trame de B

dure $t_B = \frac{100 \times 8}{10 \cdot 10^6} s = 80 \mu s$.

Le RTD dure 512 temps-bit donc 51,2 μs .

b) À $t = 0$, la transmission de A débute. Lorsque les stations B et C écoutent le support, il est occupé. Elles reportent leur émission à la libération du support, ce qui génère une collision. Une deuxième collision a immédiatement lieu car les deux stations tirent la même durée d'attente. La tentative suivante aboutit car les stations ne tirent pas les mêmes durées.

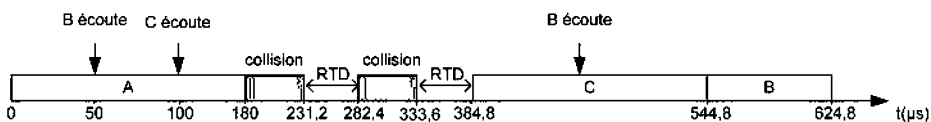


Figure 7.38

c) Les transmissions sont terminées à $t = 624,8 \mu\text{s}$.

7.3

a) La station D positionne son NAV sur réception de la trame RTS, et la station C sur réception de la trame CTS.

b) Les NAV sont réinitialisés à l'instant t_g .

c) À partir de t_g , elle peut émettre après la durée DIFS suivie d'un temps aléatoire déterminé par l'algorithme du BEB.

d) Les trames sont courtes pour limiter la probabilité d'interférences.

e) Non car elle consomme de la bande passante et accroît la latence. En général, leur utilisation est désactivée par défaut.

f) Les trames sont séparées de la durée SIFS. Pendant cet intervalle, les stations peuvent basculer du mode émission au mode réception et inversement.

7.4

a) Il n'y a pas de marquage : il faut donc un lien pour le trafic issu du VLAN1, et un lien pour le trafic issu du VLAN2.

b) Port 7 du SW1 : VLAN2 ; Port 8 du SW1 : VLAN1
Port 7 du SW2 : VLAN1 ; Port 8 du SW2 : VLAN2.

c) SW1 consulte sa table port/VLAN et apprend que la trame provient du VLAN 1. SW1 ne sait pas sur quel port se trouve C car sa table MAC/port est vide. Donc SW1 émet la trame sur les ports du VLAN1, c'est-à-dire les ports 3 et 8.

SW2 consulte sa table port/VLAN et apprend que la trame provient du VLAN1. SW2 ne sait pas sur quel port se trouve C car sa table MAC/port est vide. Donc SW2 émet la trame sur les ports du VLAN1, c'est-à-dire les ports 1 et 3.

Donc les machines qui reçoivent la trame sont C, E, G.

d) Seule la machine C la reçoit.

e) Toutes les stations du VLAN1 la reçoivent : A, C, E, G.

f) SW1 consulte sa table port/VLAN et constate que le port 1 appartient au VLAN1. Il consulte sa table MAC/port et constate que H est accessible par le port 8.

SW1 consulte sa table port/VLAN et constate que le port 8 appartient au VLAN2. Donc il détruit la trame.

g) Il faut rajouter du marquage explicite : le port 8/SW1 et le port 7/SW2 doivent suivre la norme 802.1q.

h) SW1 consulte sa table port/VLAN et constate que le port 1 appartient au VLAN1.

SW1 consulte sa table MAC/port et constate que E est sur le port 8.

SW1 marque la trame et l'émet sur le port 8.

La trame arrive sur le port 7 de SW2. SW2 lit la marque et apprend que la trame appartient au VLAN1.

SW2 consulte sa table MAC/port et constate que E est sur le port 1.

SW2 consulte sa table port/VLAN et constate que le port 1 appartient au VLAN1.

SW2 émet la trame sur le port 1.

7.5

a) L'administrateur doit compléter la table MAC/VLAN. La table port/VLAN est construite dynamiquement, lorsque le commutateur apprend l'affectation des adresses MAC aux ports.

b) La table MAC/VLAN est la suivante :

VLAN1	VLAN2
MAC_S1 MAC_S3	MAC_S2 MAC_S4

Par défaut, tous les ports appartiennent au VLAN1. La table port/VLAN est donc :

Port	VLAN
1	VLAN1
2	VLAN1
3	VLAN1
4	VLAN1

c) Initialement, tous les ports appartiennent au VLAN1 qui est le VLAN par défaut. Donc toutes les machines reçoivent la trame.

d) Le commutateur reçoit sur le port 4 une trame dont l'adresse source est celle de la station S4 : il en déduit que le port 4 est associé au VLAN2. La table port/VLAN devient donc :

Port	VLAN
1	VLAN1
2	VLAN1
3	VLAN1
4	VLAN2

À cet instant, la station S4 est la seule machine du VLAN2. Donc le commutateur ne retransmet pas la trame.

e) L'administrateur doit modifier la table MAC/VLAN. La table port/VLAN sera modifiée dynamiquement.

LA SÉCURITÉ DANS LES RÉSEAUX

8

8.1 POURQUOI SÉCURISER ?

Les attaques visant à pirater un système en réseau dans le but de récupérer des informations sensibles ou d'altérer les services existent à tous les niveaux. La majorité des entreprises a connu une attaque, même mineure, dans l'année (Google a annoncé en janvier 2010 qu'elle a été la victime d'une attaque pirate ciblée). Chez un particulier, un PC non protégé et connecté à l'Internet peut être infecté en moins de 24 heures (la durée dépend du trafic généré et du système d'exploitation). Les points d'entrée les plus vulnérables sont les navigateurs (lien malveillant) et les clients de messagerie (faux lien intégré et pièces jointes). Par ailleurs, ces derniers reçoivent souvent davantage de spam que de vrais courriers ! Les services récents sont également concernés : les nouvelles menaces impliquent les blogs, le partage des fichiers multimédia et les sites des réseaux sociaux (*Facebook, Twitter...*).

Quelle que soit leur place ou leur rôle dans une architecture de réseau local ou sur Internet, les systèmes (serveurs, PC, routeurs, systèmes de stockage...) sont donc tous vulnérables à un certain niveau pour différentes raisons :

- émergence en permanence de nouveaux usages et de nouvelles technologies, et donc de nouvelles vulnérabilités (réseaux sociaux, *peer to peer*, messagerie instantanée, réseaux sans fil, *smartphone* connectés en WiFi ou en 3G, téléphonie sur IP, stockage sur clé mobile USB...)
- les politiques de sécurité sont complexes car elles doivent opérer simultanément sur tous les éléments d'une architecture réseau et pour différents types d'utilisateurs (*firewall* sur les routeurs d'accès et sur les serveurs d'extrémité, cryptage de certains fichiers, droits accrus pour les administrateurs sur certaines ressources...)
- les politiques de sécurité mises en place sont basées sur des jugements humains qui doivent de plus être révisés en permanence pour s'adapter aux nouvelles attaques ;
- la sécurisation est coûteuse en moyens, en temps et surtout en ressources humaines.

Pour limiter ces vulnérabilités (quelles que soient les solutions, un système reste toujours vulnérable), la sécurité informatique vise généralement trois objectifs principaux :

- l'intégrité consiste à garantir que les données n'ont pas été altérées sur la machine ou durant la communication (sécurité du support et sécurité du transport) ;
- la confidentialité consiste à assurer que seules les personnes autorisées ont accès aux ressources ;
- la disponibilité consiste à garantir à tout moment l'accès à un service ou à des ressources.

Un quatrième objectif peut être rajouté, il s'agit de la non-répudiation qui permet de garantir qu'aucun des correspondants ne pourra nier la transaction. Précisons que l'authentification est un des moyens qui permet de garantir la confidentialité. Elle consiste à s'assurer de l'identité d'un utilisateur ; un contrôle d'accès (nom d'utilisateur et mot de passe crypté) permet de limiter l'accès à certaines ressources (lecture seule sur tel répertoire, accès interdit à tel fichier...). La figure 8.1 présente les trois objectifs visant à protéger l'information centrale et les différents moyens pour y parvenir compte tenu des menaces situées à la périphérie. Les paragraphes suivants présentent dans le détail les attaques ainsi que les méthodes matérielles et logicielles (les deux étant complémentaires) pouvant être mises en œuvre pour protéger l'information dans les systèmes informatiques en réseau.

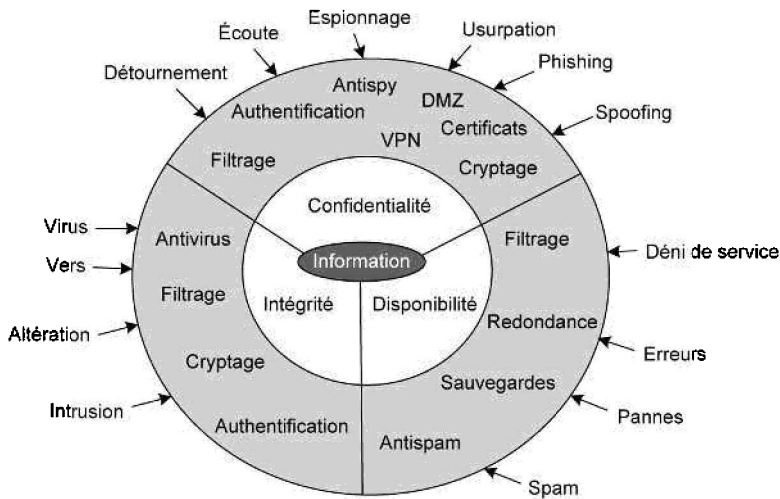


Figure 8.1 - Objectifs, moyens et attaques.

8.2 LES ATTAQUES

Les attaques peuvent être classées en deux grandes catégories : les techniques d'intrusion dont l'objectif principal est de s'introduire sur un réseau pour découvrir ou modifier des données et les dénis de service qui ont pour but d'empêcher une application ou un service de fonctionner normalement. Cette deuxième catégorie agit donc sur la disponibilité de l'information tandis que la première concerne essen-

tiellement la confidentialité et l'intégrité. Une autre classification existe : elle distingue les attaques passives basées sur l'écoute et l'interception qui concernent seulement la confidentialité et les attaques actives qui altèrent également les données ou les services et concernent donc la disponibilité et l'intégrité.

8.2.1 Techniques d'intrusion

Ces techniques peuvent être classées suivant le niveau d'intervention :

- les accès physiques vont du vol de disque dur ou de portable à l'écoute du trafic sur le réseau (*sniffing*) ;
- l'ingénierie sociale (*social engineering*) permet de retrouver ou de récupérer directement des couples identifiant/mot de passe en envoyant par exemple des messages falsifiés (*phishing*) ;
- l'interception de communications permet l'usurpation d'identité, le vol de session (*session hijacking*), le détournement ou l'altération de messages (*spoofing*) ;
- les intrusions sur le réseau comprennent le balayage de ports (*port scan*), l'élévation de privilèges (passage du mode utilisateur au mode administrateur) et surtout les logiciels malveillants ou *malwares* (virus, vers et chevaux de Troie).

Les principales attaques de ce type sont détaillées dans les paragraphes suivants.

Le sniffing

Sur la plupart des réseaux, les trames sont diffusées sur tout le support (câble Ethernet, transmission radio WiFi...). En fonctionnement normal, seul le destinataire reconnaît son adresse (adresse MAC destination sur un réseau Ethernet) et lit le message. La carte Ethernet ou WiFi d'un PC peut être reprogrammée pour lire tous les messages qui traversent le réseau (*promiscuous mode*). La limite dans ce cas est le dispositif d'interconnexion utilisé sur le LAN ou le segment de LAN (*hub*, *switch*, AP WiFi, routeur...). Les *hackers* utilisent des « *sniffers* » ou analyseurs réseau qui scannent tous les messages qui circulent sur le réseau et recherchent ainsi des identités et des mots de passe. La commande *tcpdump* sous Unix et le logiciel *WireShark*, par exemple, sont des logiciels de *sniffing*.

Le « craquage » de mot de passe

Le *hacker* utilise un dictionnaire de mots et de noms propres construit à partir d'informations personnelles et privées qui ont été collectées (*social engineering*). Ces chaînes de caractère sont essayées une à une à l'aide de programmes spécifiques qui peuvent tester des milliers de mots de passe à la seconde (exemple : « *John the ripper* »). Toutes les variations sur les mots peuvent être testées : mots écrits à l'envers, majuscules et minuscules, ajout de chiffres ou de symboles. Ce type d'attaque est souvent nommé attaque par force brute car le mot de passe est deviné grâce à des milliers d'essais successifs à partir d'un dictionnaire, et non pas retrouvé à l'aide d'un programme capable de décrypter une chaîne de caractères.

Le phishing

Ce néologisme anglais provient de la contraction de *fishing* (pêcher) et de *phreaking* (pirater le réseau téléphonique). Il s'agit de conduire des internautes à divulguer des informations confidentielles, notamment bancaires, en usant d'un hameçon fait de mensonge et de contrefaçon électronique (identité visuelle d'un site connu, en-têtes, logo...). Le cas le plus classique est celui d'un mail usurpant l'identité de votre banque et contenant un lien vers un faux site où l'on vous demandera de confirmer votre numéro de carte bleue par exemple.

Le *phishing* utilise également des virus qui installent des programmes espions afin d'intercepter la frappe des données confidentielles sur le clavier (*keyloggers*) pour les transmettre ensuite sur un site où le « *phisher* » pourra les récupérer. La parade proposée par la plupart des banques est une saisie à la souris du numéro de compte et du code d'entrée.

Le spoofing¹

L'attaque basique de ce type est la falsification d'adresse IP (*IP spoofing*) : l'agresseur prétend provenir d'une machine interne pour pénétrer sur le réseau privé. Cette attaque illustrée sur la figure 8.2 peut être simplement bloquée avec un pare-feu (*firewall*) au niveau du routeur d'accès qui éliminera les paquets entrants avec une adresse IP source interne.

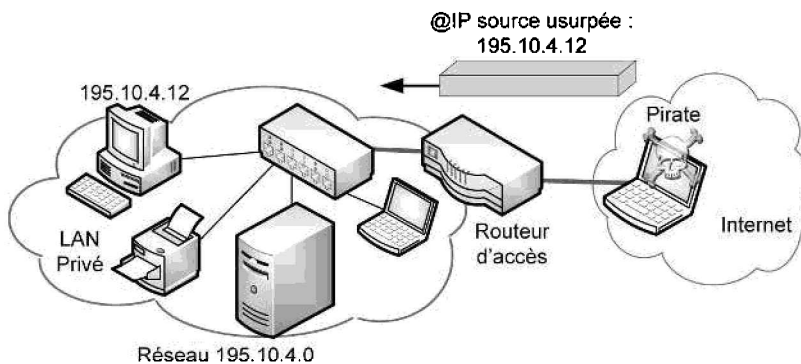


Figure 8.2 - Exemple d'IP spoofing

Le mail *spoofing* : les courriers électroniques sur Internet sont également exposés à la falsification. Une adresse d'expéditeur peut être falsifiée simplement dans la mesure où elle ne comporte pas de signature numérique. Le protocole d'envoi de messages SMTP n'est pas sécurisé.

Le DNS *spoofing* : le pirate utilise les faiblesses du protocole DNS et de son implémentation sur les serveurs de noms de domaine pour rediriger des internautes vers des sites falsifiés. Le but du pirate est donc de faire correspondre l'adresse IP

1. *To spoof* : « faire passer pour, usurper ».

d'une machine qu'il contrôle à l'URL réel d'une machine publique. On peut distinguer deux attaques de type DNS *spoofing* :

- le *DNS ID Spoofing* basé sur la récupération et l'exploitation dans une fausse réponse du numéro d'identification contenu dans une requête DNS ;
- le *DNS Cache Poisoning* qui corrompt (empoisonne) avec de fausses adresses le cache des serveurs DNS.

Le web *spoofing* est une version élaborée de l'*IP spoofing* : il s'agit de remplacer un site par une version pirate du même site. Cette technique est notamment utilisée dans la dernière étape du *phishing*. La falsification se déroule en plusieurs temps :

- amener la victime à entrer dans le faux site web (grâce à l'utilisation du DNS *spoofing* par exemple) ;
- intercepter les requêtes HTTP ;
- récupérer les vraies pages web et modifier ces pages ;
- envoyer de fausses pages à la victime.

Les malwares

Le terme « virus » est souvent employé abusivement pour désigner toutes sortes de logiciels malveillants (les virus ont été historiquement les premiers *malwares*). Un logiciel antivirus devrait logiquement s'appeler anti-*malware* puisqu'il permet aussi de détecter les vers et les chevaux de Troie. Notons que le spam est l'un des vecteurs les plus importants de propagation des *malwares*.

Un virus est un programme qui se propage à l'aide d'autres programmes ou de fichiers. Il est souvent simple et facile à détecter à partir de son code (signature) mais néanmoins efficace lorsqu'il se propage plus rapidement que la mise à jour des antivirus. Un virus passe le plus souvent par la messagerie et est activé par la sélection d'un lien sur le message ou l'ouverture d'un fichier attaché. Les conséquences de l'exécution du virus peuvent aller de la simple modification des paramètres d'une application (page par défaut du navigateur) ou de la base de registre du système (exécution automatique d'un programme commercial à chaque démarrage) à l'effacement de données ou de fichiers essentiels au système d'exploitation.

Un ver (*worm*) est un programme plus sophistiqué capable de se propager et de s'auto-reproduire sans l'utilisation d'un programme quelconque (d'un vecteur) ni d'une action par une personne. La particularité des vers ne réside pas forcément dans leur capacité immédiate de nuire mais dans leur facilité pour se propager grâce par exemple aux listes de contacts présentes sur les PC ou les *smartphones*. Le premier ver introduit sur l'iPhone change le fond d'écran ; en avril 2009, le ver *StalkDaily* a exploité une faille de sécurité sur le site *Twitter* pour envoyer des milliers de messages de spam en utilisant des comptes de membres *Twitter*.

Un cheval de Troie (*troyan*) est un programme caché dans un autre programme qui s'exécute au démarrage du programme « hôte ». Il permet donc de s'introduire sur le système à l'insu de la victime (ouverture d'une « porte dérobée » ou *backdoor*) ; le cheval de Troie devient alors autonome et peut agir comme un virus en infectant des données ou des programmes.

8.2.2 Déni de service

Ce type d'attaque nommé en anglais *Denial Of Service* ou *DOS* empêche par saturation un service de fonctionner correctement sur une machine. Pour illustrer simplement le principe, prenons l'exemple du « *Ping of the death* » qui est la plus ancienne des attaques de type DOS : un *ping* continu avec une taille de paquet maximum est lancé vers la machine cible. Tous les systèmes d'exploitation récents empêchent ce type d'attaque. Une variante connue sous le nom de *smurfing* est basée sur l'envoi d'un « *echo request* » ICMP avec comme adresse source celle de la victime et une adresse destination de diffusion. Les réponses « *echo reply* » provenant de toutes les machines du réseau vers la machine de la victime saturent celle-ci. Cette vulnérabilité a également été supprimée sur tous les OS récents.

SYN Flood

Cette attaque consiste à inonder (*flooding*) la cible à l'aide de demandes successives d'ouverture de connexion TCP. Lors d'une ouverture normale (figure 8.3 a) :

- le premier segment TCP est transmis par le client avec le bit SYN à 1 pour demander l'ouverture ;
- le serveur répond avec dans son segment TCP les bits SYN et ACK à 1 ;
- le client demandeur conclut la phase avec le bit ACK à 1.

Les abus interviennent au moment où le serveur a renvoyé un accusé de réception (SYN ACK) au client mais n'a pas reçu le « ACK » du client. C'est alors une connexion à semi-ouverte et l'agresseur peut saturer la structure de données du serveur victime en créant un maximum de connexions partiellement ouvertes. Le client autorisé ne pourra alors plus ouvrir de connexion (figure 8.3 b).

Il existe plusieurs méthodes simples pour parer cette attaque :

- la limitation du nombre de connexions depuis la même source ou la même plage d'adresses IP ;
- la libération des connexions semi-ouvertes selon un choix de client et un délai aléatoires ;
- la réorganisation de la gestion des ressources allouées aux clients en évitant d'allouer des ressources tant que la connexion n'est pas complètement établie.

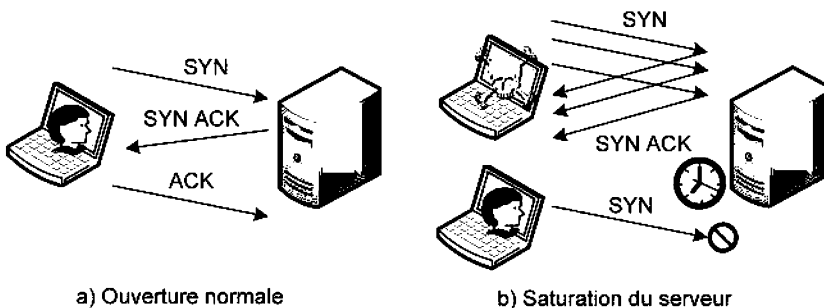


Figure 8.3 - Principe du SYN Flood.

DDOS

Le déni de service distribué ou DDOS (*Distributed Denial Of Service*) a les mêmes effets que le DOS traditionnel excepté que ce n'est plus une seule machine qui attaque les autres mais une multitude de machines nommées zombies contrôlées par un maître unique. L'attaque se déroule en plusieurs étapes (figure 8.4) :

- recherche sur Internet d'un maximum de machines vulnérables qui deviendront des complices involontaires, des « zombies ». Les réseaux de zombies (*botnet*) ainsi formés sont une ressource précieuse pour les *hackers* ;
- installation sur ces machines de programmes dormants (*daemons*) et suppression des traces éventuelles (*logs*). Les *daemons* sont basés sur les attaques DOS classiques (paquets UDP multiples, SYN Flood, *buffer overflow*...) ;
- activation du dispositif à l'heure et au jour programmé.

Parmi les attaques DDOS très populaires, on connaît l'attaque sur les sites Yahoo!, CNN, Amen et eBay qui ont subi une inondation de leur réseau.

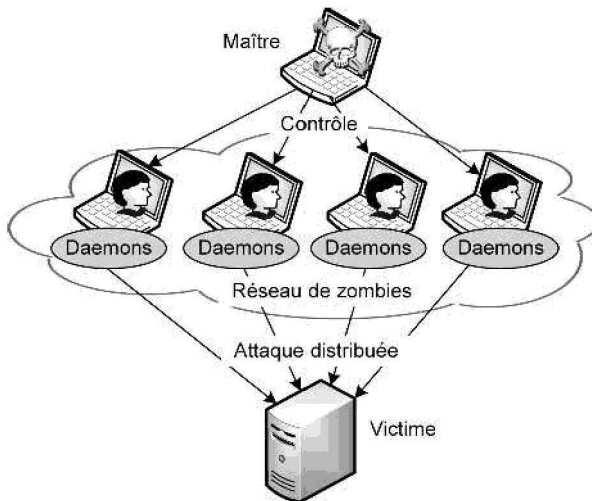


Figure 8.4 - Principe du DDOS.

8.3 LES DÉFENSES MATÉRIELLES

8.3.1 Généralités

Les défenses matérielles interviennent au niveau de l'architecture du réseau, directement sur le support sur lequel est stockée l'information à protéger (protection d'une base de données centralisée sur le disque dur d'un serveur par exemple), sur les médias servant à transporter cette information (sécurisation du réseau WiFi) et sur les équipements intermédiaires traversés lors du transport (utilisation d'un *firewall* installé sur le routeur d'accès).

Par ailleurs, quelques principes de base doivent être respectés pour assurer l'efficacité des défenses :

- **Principe du moindre privilège** : chaque élément du système (utilisateur, logiciel) ne doit avoir que le minimum de privilèges nécessaires pour accomplir sa tâche (les utilisateurs ne doivent pas être administrateurs, une session sur un serveur web est ouverte par défaut sur un compte utilisateur...).
- **Défense en profondeur** : plusieurs mesures de sécurité valent mieux qu'une (*antispam* sur les serveurs de messagerie ET sur les postes de travail, *firewall* sur le routeur d'accès ET sur les PC d'extrémité...).
- **Interdiction par défaut** : dans la mesure où toutes les menaces ne peuvent être connues à l'avance, il est mieux d'interdire tout ce qui n'est pas explicitement permis que de permettre tout ce qui n'est pas explicitement interdit (sur un *firewall*, il vaut mieux commencer par fermer tous les ports pour n'ouvrir ensuite que ceux nécessaires).
- **Participation des utilisateurs** : un système de protection n'est efficace que si tous les utilisateurs le supportent, un système trop restrictif pousse les utilisateurs à devenir créatifs.
- **Simplicité** : la plupart des problèmes de sécurité ont leur origine dans une erreur humaine. Dans un système simple, le risque d'erreur est plus faible et les analyses sont plus rapides.

8.3.2 Les firewalls

Le *firewall* ou pare-feu est chargé de filtrer les accès entre l'Internet et le réseau local ou entre deux réseaux locaux (figure 8.5). La localisation du *firewall* (avant ou après le routeur, avant ou après le NAT) est stratégique. Le firewall, qui est souvent un routeur intégrant des fonctionnalités de filtrage, possède autant d'interfaces que de réseaux connectés. Suivant la politique de sécurité, le filtrage est appliqué différemment pour chacune des interfaces d'entrée et de sortie : blocage des adresses IP

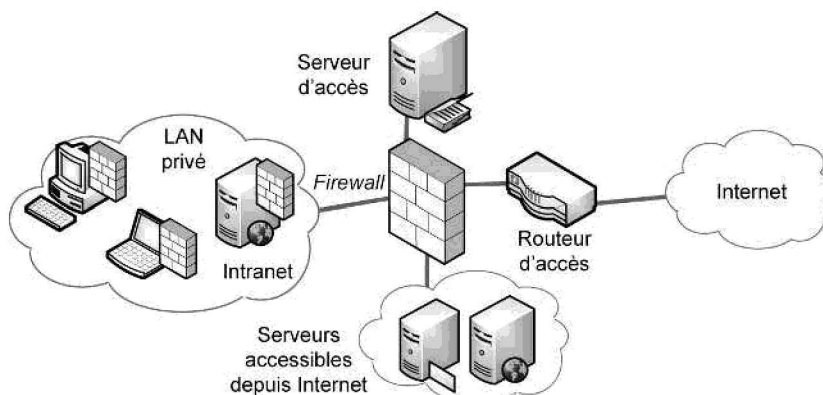


Figure 8.5 - Rôle et situation du firewall.

privées entrantes, autorisation des accès entrants vers le serveur d'identification ou le serveur web institutionnel, blocage des accès entrants vers l'Intranet... Les machines d'extrémité possèdent également un *firewall* mais celui-ci est logiciel (pare-feu *Windows* ou *iptables* sous Linux par exemple) et sert à protéger les machines du trafic entrant si le firewall à l'entrée du LAN n'a pas été suffisamment sélectif.

Pour chaque trame ou chaque paquet entrant ou sortant sur une interface donnée, les en-têtes correspondant aux différentes couches sont analysés et le filtrage sélectif est appliqué suivant la stratégie de sécurité définie par l'administrateur du réseau (figure 8.6). Le filtrage peut porter sur :

- les adresses MAC source ou destination ;
- les adresses IP source ou destination ;
- les ports TCP ou UDP source ou destination ;
- les *Flags* de l'en-tête TCP (SYN, ACK...) ;
- le type de message ICMP ;
- le type de message ou le contenu HTTP, SMTP, POP (filtrage applicatif).

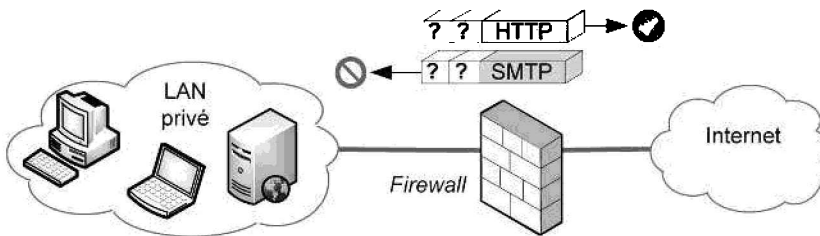


Figure 8.6 - Filtrage des paquets sur le firewall.

Le *firewall* peut également empêcher les connexions entrantes en analysant la valeur du bit ACK de l'en-tête TCP. Lors d'une demande de connexion, le bit ACK du premier segment TCP est à 0, les bits ACK des segments suivants sont généralement tous à 1. Il suffit donc de bloquer les segments entrants avec le bit ACK à 0, les segments suivants pour cette connexion ne seront pas pris en compte (voir figure 8.7).

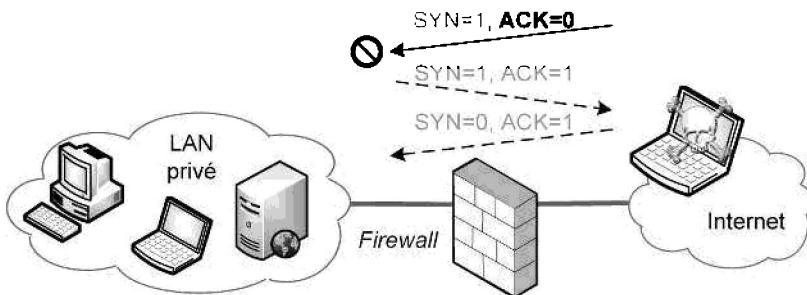


Figure 8.7 - Blocage des connexions entrantes.

La configuration d'un *firewall* passe par l'écriture d'une suite de règles qui décrivent les actions à effectuer (accepter ou refuser le trafic) suivant les informations contenues dans les en-têtes des paquets. Les caractéristiques de chaque paquet sont comparées aux règles, les unes après les autres. La première règle rencontrée qui correspond aux caractéristiques du paquet analysé est appliquée : l'action décrite dans la règle est effectuée. Pour assurer une sécurité maximum, la seule règle présente par défaut doit être celle qui interdit l'accès à tous les paquets entrants et sortants ; d'autres règles seront ensuite insérées pour ouvrir les accès souhaités. La stratégie appliquée est donc : « *tout ce qui n'est pas explicitement autorisé est interdit* ».

Le tableau 8.1 donne un exemple de règles d'un *firewall* muni de deux interfaces : une vers le LAN privé, une autre vers l'extérieur (cas de la figure 8.6). Les règles précisent l'interface concernée (la direction du trafic), les adresses IP (une valeur à 0 autorise toutes les adresses), le protocole de niveau 4, les services (valeurs des ports) et éventuellement le blocage des connexions entrantes (test du bit ACK). La stratégie de sécurité est la suivante :

- la règle A permet à toutes les machines situées sur le réseau local d'adresse 192.168.0.0 d'ouvrir une connexion TCP vers un serveur web (port 80) externe quelconque (adresse 0.0.0.0) ;
- la règle B autorise le serveur web consulté à répondre aux machines locales ;
- émission (règle C) ou réception (règle D) de courrier SMTP (port 25) avec un serveur externe ;
- les paquets entrants depuis des supposés serveurs SMTP ne peuvent passer que si la connexion a été initiée de l'intérieur (règle D).
- blocage de tout autre trafic (règle E).

Tableau 8.1 - Exemple de règles d'un *firewall*.

Règle	Direction	@ source	@ dest.	Protocole	Port source	Port dest.	ACK=1	Action
A	Sortant	192.168.0.0	0.0.0.0	TCP	>1023	80		Autorisé
B	Entrant	0.0.0.0	192.168.0.0	TCP	80	>1023		Autorisé
C	Sortant	192.168.0.0	0.0.0.0	TCP	>1023	25		Autorisé
D	Entrant	0.0.0.0	192.168.0.0	TCP	25	>1023	Oui	Autorisé
E	Tous	Tous	Tous	Tous	Tous	Tous		Refusé

Quels que soient l'origine du *firewall* utilisé et le système d'exploitation associé, les règles portent plus ou moins sur les mêmes propriétés des paquets entrants ou sortants. Le degré de filtrage peut cependant varier, certains *firewalls* permettent un filtrage applicatif en travaillant sur les contenus des messages et peuvent se baser sur les connexions antérieures pour prendre leurs décisions (*firewall statefull*). Les

syntaxes pour décrire les règles sont également très variables suivant les constructeurs ou les OS : utilisation d'ACL (*Acces Control List*) pour les routeurs/firewall Cisco ; utilisation du programme *iptables* pour les *firewalls* Linux...

8.3.3 Le NAT

Comme indiqué dans le § 5.2.5, la translation d'adresse ou NAT est aussi un dispositif de sécurité complémentaire au filtrage dans la mesure où elle masque les adresses privées qui ne sont par conséquent plus visibles de l'extérieur. Les *firewalls* étant généralement intégrés aux routeurs qui possèdent de plus des fonctionnalités de translation, il est nécessaire pour la compréhension des règles de routage et de filtrage de savoir dans quel ordre sont effectuées ces différentes opérations.

Pour un paquet entrant, la translation concerne l'adresse destination (celle qui est masquée) ; cette opération est nommée DNAT (*Destination NAT*). Il est nécessaire que la translation soit réalisée avant le processus de routage puisque le routeur doit connaître l'adresse interne pour prendre sa décision. Dans l'exemple décrit par la figure 8.8, le paquet entrant est destiné au serveur web interne. L'adresse de destination qui est initialement celle du routeur (193.55.45.254), la seule visible de l'extérieur, est traduite vers celle du serveur web (171.16.0.11) grâce à l'indication du numéro de port 80. Le paquet peut ensuite être routé suivant la table et traité par la première règle du *firewall*, sur l'interface concernée (Eth1).

Pour un paquet sortant, la translation concerne l'adresse source (celle qui doit être masquée) ; cette opération est nommée SNAT (*Source NAT*). Dans ce cas, le filtrage est d'abord effectué pour savoir si le paquet est autorisé à sortir. La translation est ensuite réalisée après le processus de routage, en sortie du routeur. Dans l'exemple, le paquet sortant provient du serveur web interne, il est autorisé à sortir par la deuxième règle de filtrage. Après routage, son adresse est traduite vers celle de l'interface de sortie du routeur (Serial1).

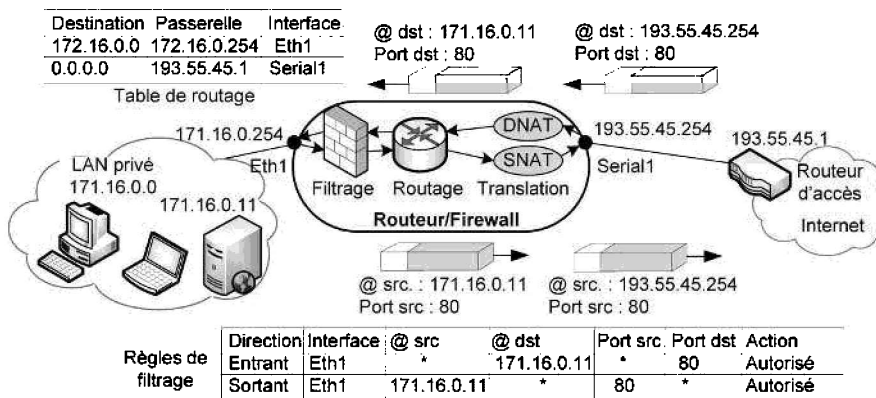


Figure 8.8 - NAT, routage et *firewall*.

8.3.4 Les DMZ

Une zone démilitarisée (ou DMZ, *DeMilitarized Zone*) est une zone de réseau privée ne faisant partie ni du réseau local privé ni de l'Internet (figure 8.9). À la manière d'une zone franche au-delà de la frontière, la DMZ permet de regrouper des ressources nécessitant un niveau de protection intermédiaire. Comme un réseau privé, elle est isolée par un firewall mais avec des règles de filtrage moins contraignantes.

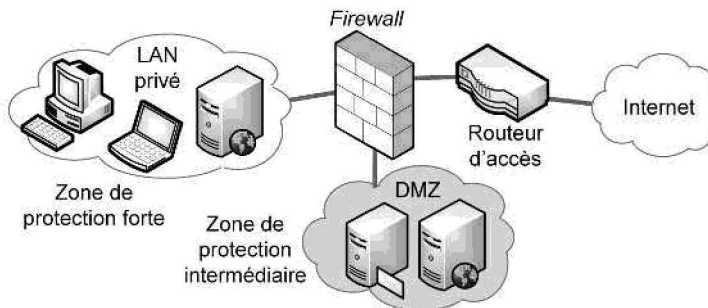


Figure 8.9 - DMZ simple.

Un niveau supplémentaire de sécurité peut être introduit avec un deuxième *firewall*. Les règles d'accès sur le *firewall* du réseau local privé sont plus restrictives. La DMZ est située entre les deux *firewalls* (DMZ « en sandwich ») avec des règles moins restrictives introduites par le premier *firewall* (figure 8.10).

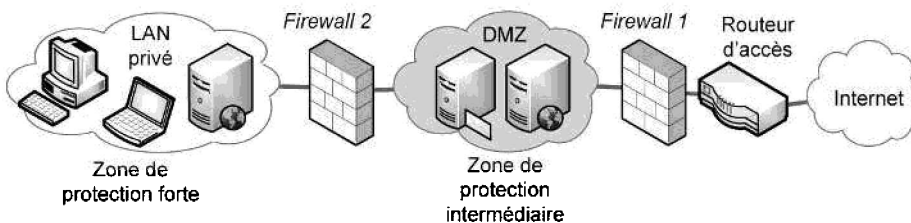


Figure 8.10 - DMZ en sandwich.

8.3.5 Les Proxys

Un système mandataire (*Proxy*) repose sur un accès à l'Internet par une machine dédiée : le serveur mandataire ou *Proxy server*, qui joue le rôle de mandataire pour les autres machines locales et exécute les requêtes pour le compte de ces dernières (figure 8.11). Un serveur mandataire est configuré pour un ou plusieurs protocoles de niveau applicatif (HTTP, FTP, SMTP...) et permet de centraliser, donc de sécuriser, les accès extérieurs (filtrage applicatif, enregistrement des connexions, masquage des adresses des clients...).

Les serveurs mandataires configurés pour HTTP permettent également le stockage de pages web dans un cache pour accélérer le transfert des informations fréquemment consultées vers les clients connectés (*Proxy cache*).

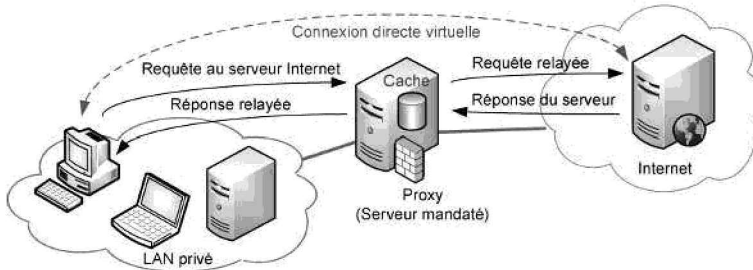


Figure 8.11 - Serveur mandataire.

8.3.6 Les VPN

Le réseau privé virtuel (VPN, *Virtual Private Network*) est un élément essentiel dans les architectures modernes de sécurité. Un VPN est constitué d'un ensemble de LAN privés reliés à travers Internet par un « tunnel » sécurisé dans lequel les données sont cryptées. Les postes distants faisant partie du même VPN communiquent de manière sécurisée comme s'ils étaient dans le même espace privé, mais celui-ci est virtuel car il ne correspond pas à une réalité physique. Cette solution permet d'utiliser les ressources de connexion de l'Internet plutôt que de mettre en place, comme par le passé, une liaison spécialisée privée entre deux sites qui peut être très coûteuse si les sites sont fortement éloignés. La principale contrainte du VPN est de sécuriser les transmissions, par nature exposées sur le réseau public Internet.

Ce mécanisme est illustré par la figure 8.12. Les PC des deux LAN et le PC nomade font partie du même VPN. Les communications passent par des passerelles matérielles ou logicielles chargées d'identifier les extrémités du tunnel, de crypter les données et de les encapsuler dans un nouveau paquet en gérant un double adressage privé et public.

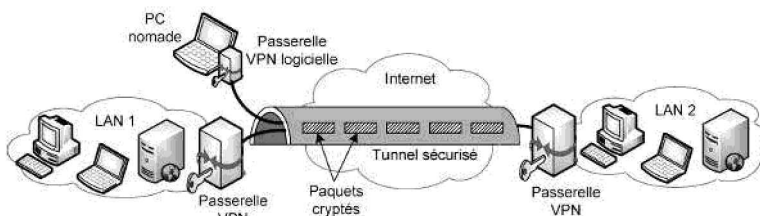


Figure 8.12 - Principe du VPN.

Pour mieux comprendre le rôle des passerelles et la gestion des adresses, un exemple de communication à travers un tunnel VPN est donné sur la figure 8.13. Le transfert se déroule en quatre étapes :

1. Le PC1 (10.1.0.1) envoie un paquet vers le serveur web (10.2.0.2) comme il le ferait si ce dernier était sur le même LAN.
2. Le routeur qui joue le rôle de passerelle VPN encrypte le paquet, ajoute l'en-tête VPN et un nouvel en-tête IP avec les adresses publiques et relaie le paquet.

3. À l'autre extrémité, le routeur/firewall reçoit le paquet, confirme l'identité de l'émetteur, confirme que le paquet n'a pas été modifié, décapsule et décrypte le paquet original.
4. Le serveur web reçoit le paquet décrypté.

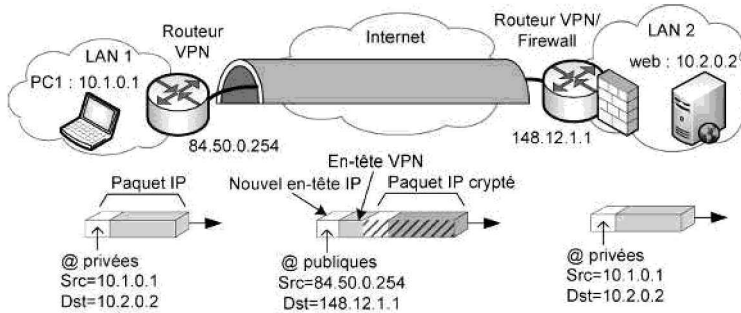


Figure 8.13 - Exemple de transfert dans un VPN.

Les protocoles utilisés pour crypter les données, encapsuler le paquet et gérer les authentifications sont décrits dans le § 8.5.

8.4 LES DÉFENSES LOGICIELLES

Tous les systèmes de défense utilisent des programmes ou des algorithmes pour gérer essentiellement l'authentification, le cryptage des données et la détection de *malwares*. Ces défenses logicielles sont mises en place sur des architectures matérielles comme par exemple l'authentification sur une liaison point à point pour se connecter à son FAI, le cryptage sur un tunnel VPN ou l'antivirus sur les postes de travail. Les paragraphes suivants décrivent les principes de base utilisés dans le cryptage et l'authentification.

8.4.1 Le cryptage

Le but de la cryptographie est de garantir la confidentialité, l'authenticité et l'intégrité des données échangées. Il existe à l'heure actuelle deux grands principes de chiffrement ou cryptage : le cryptage symétrique qui utilise une même clé partagée et le cryptage asymétrique qui utilise deux clés distinctes.

Cryptage symétrique

Il est basé sur l'utilisation d'une clé privée (ou algorithme) partagée entre les deux parties communicantes. La même clé sert à crypter et décrypter les messages (figure 8.14). Ce type de chiffrement est efficace (des longueurs de clés de 64 ou 128 bits sont suffisantes), rapide et peu gourmand en puissance de calcul. La principale difficulté est de trouver un moyen sécurisé pour communiquer la clé aux deux entités.

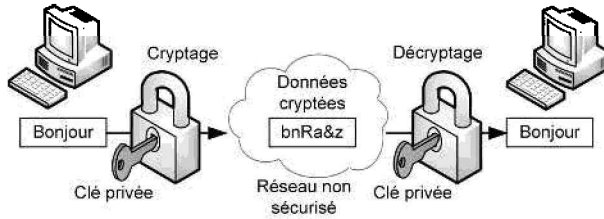


Figure 8.14 – Principe du chiffrement symétrique.

Les algorithmes de chiffrement symétrique les plus utilisés sont :

- DES (*Digital Encryption Standard*) : avec des clés de 64 bits seulement et la puissance de calcul actuelle, sa robustesse est mise en cause ;
- AES (*Advanced Encryption Standard*) : utilise des clés de 128 bits, le plus efficace aujourd'hui compte tenu des faibles ressources de calcul nécessaires.

Cryptage asymétrique

Le cryptage asymétrique utilise deux clés différentes pour chaque utilisateur :

- la première est privée et n'est connue que de l'utilisateur qui a généré les clés ;
- la deuxième est publique et peut être transmise sur Internet.

La clé publique et la clé privée sont mathématiquement liées par l'algorithme de cryptage de telle manière qu'un message crypté avec une clé publique ne puisse être décrypté qu'avec la clé privée correspondante et qu'il est impossible de déduire la clé privée à partir de la clé publique. Une clé est donc utilisée pour le cryptage et l'autre pour le décryptage (figure 8.15). Son principal avantage est qu'il résout le problème du transfert de la clé mais en revanche, il est plus coûteux en termes de temps de calcul et nécessite des tailles de clé plus importantes (couramment 1 024 ou 2 048 bits).

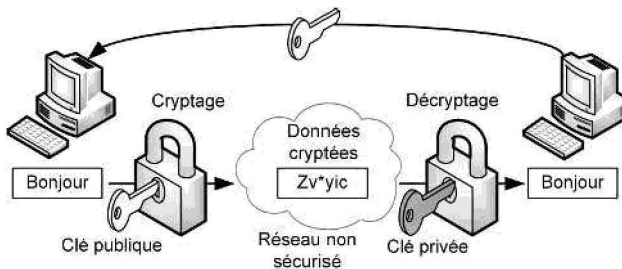


Figure 8.15 – Principe du chiffrement asymétrique.

L'algorithme de chiffrement asymétrique le plus courant est l'algorithme RSA (Rivest, Shamir, Adleman). Son principe est résumé ci-dessous :

- Soient M le message original et C le message chiffré.
- Pour chiffrer, on calcule : $C = M^e \bmod n$.
- Pour déchiffrer : $M = C^d \bmod n$.

- La clé publique est le couple (e,n) .
- La clé privée est le couple (d,n) .
- n est le produit de deux nombres premiers p,q (codés sur environ 100 chiffres).
- e et d sont dérivés de p et q .

L'algorithme ElGamal, du nom de son créateur Taher Elgamal, est un algorithme asymétrique basé sur les logarithmes discrets. Il est également très utilisé pour le chiffrement et la signature.

Le programme complet de cryptographie à clé publique le plus connu est PGP (*Pretty Good Privacy*). Le format OpenPGP est le standard ouvert de cryptographie issu de PGP. Sous Linux, la distribution la plus répandue est GnuPG. Sous Windows, il s'agit de WinPT (*Windows Privacy Tools*).

Échange de clé

Pour profiter de l'efficacité du chiffrement symétrique et des avantages de l'asymétrique qui élimine le problème de transfert de la clé, une solution est de combiner les deux chiffrements (figure 8.16) :

- on chiffre le message avec une clé symétrique ;
- on chiffre la clé symétrique avec la clé publique du destinataire ;
- on joint la clé symétrique chiffrée au message ;
- le destinataire déchiffre la clé symétrique avec sa clé privée, puis le message avec la clé symétrique qu'il peut utiliser à son tour pour envoyer des messages chiffrés.

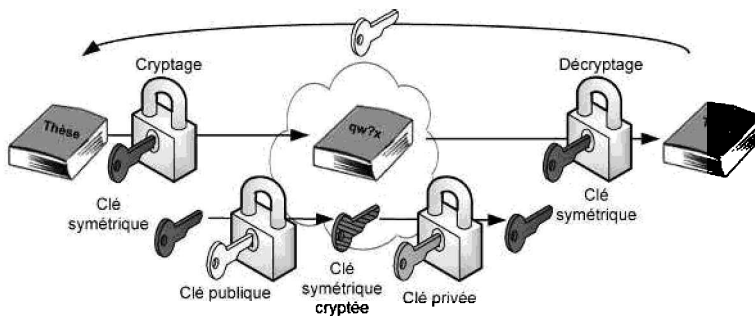


Figure 8.16 - Chiffrement asymétrique et symétrique.

Plus spécifiquement, il existe deux méthodes pour résoudre le problème de l'échange de clé symétrique :

- l'échange de clé RSA nommé ainsi car des clés asymétriques publique et privée utilisant cet algorithme servent à l'échange. Celui-ci est décrit sur la figure 8.16. La principale faiblesse de cette méthode est que la clé symétrique cryptée est transmise sur le réseau et donc susceptible d'être interceptée et déchiffrée ;
- l'échange Diffie-Hellman (notamment utilisé dans le protocole SSH, voir § 8.5) dans lequel la clé symétrique est générée par les deux extrémités sans qu'il ne soit

nécessaire de la transmettre ; seules des valeurs calculées à partir d'un nombre aléatoire sont échangées. La figure 8.17 montre le principe de cet échange :

- ♦ Alice et Bob ont choisi un groupe de nombres et une génératrice g de ce groupe ;
- ♦ Alice choisit un nombre au hasard a , élève g à la puissance a , et transmet g^a à Bob ;
- ♦ Bob fait de même avec le nombre b ;
- ♦ Alice, en élevant le nombre reçu de Bob à la puissance a , obtient g^{ba} et la clé K :
- ♦ Bob fait le calcul analogue et obtient g^{ab} , et donc la même clé K :

$$K = A^b \bmod p = (g^a \bmod p)^b \bmod p = g^{ab} \bmod p = (g^b \bmod p)^a \bmod p = B^a \bmod p$$

Il est difficile d'inverser l'exponentiation dans un corps fini, c'est-à-dire de calculer le logarithme discret. Une personne malveillante sur le réseau, souvent appelée l'homme au milieu (*MiM*, *Man in the Middle*), ne peut pas découvrir a et b , donc ne peut pas calculer g^{ab} .

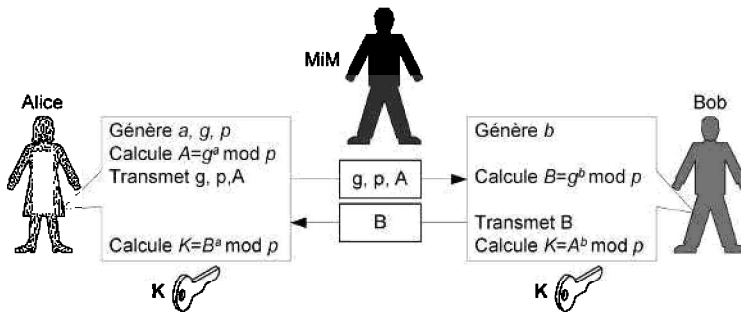


Figure 8.17 - Principe de l'échange Diffie-Hellman.

8.4.2 Le hash

Un algorithme de hachage est une fonction mathématique qui convertit une chaîne de caractères d'une longueur quelconque en une chaîne de caractères de taille fixe appelée empreinte ou *hash* ou encore *digest*. Cette fonction possède deux propriétés essentielles (figure 8.18) :

- elle est **irréversible** : il est impossible de retrouver le message lorsqu'on connaît le *hash* ;
- elle est **résistante aux collisions** : deux messages différents ne produiront jamais (en théorie) le même *hash*.

Ce type de fonction cryptographique est donc conçu de façon qu'une modification même infime du message initial entraîne une modification du *hash*. Si un message est transmis avec son *hash*, le destinataire peut vérifier son intégrité en recalculant son *hash* et en le comparant avec le *hash* reçu.

Les algorithmes de hachage les plus utilisés sont : MD5 (*Message Digest*) sur 128 bits et SHA-1 (*Secure Hash Algorithm*) sur 160 bits.

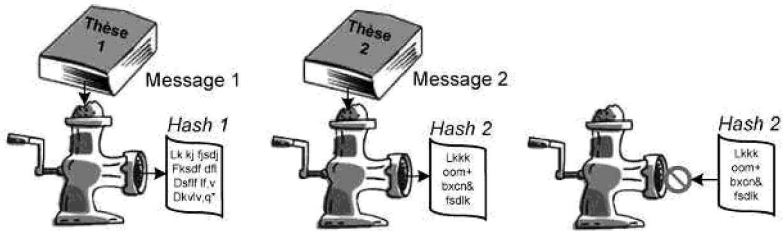


Figure 8.18 - Propriétés du hash.

8.4.3 La signature

La signature par chiffrement est l'équivalent électronique de la signature physique des documents papiers. Elle garantit l'authenticité de l'expéditeur et l'intégrité du message reçu. Pour signer électroniquement un message, il suffit de le chiffrer avec la clé privée. Le déchiffrement avec la clé publique correspondante prouve que seul le détenteur de la clé privée a pu créer la signature. Il est bien entendu nécessaire que le signataire du message ait transmis au préalable la clé publique au destinataire qui vérifie la signature. Par ailleurs, il n'est pas nécessaire de chiffrer tout un document pour le signer, il suffit de chiffrer son *hash*. Le destinataire pourra calculer à son tour le *hash* avec le même algorithme (le document aura aussi été transmis) et comparer avec le hash reçu et déchiffré (figure 8.19). La résistance aux collisions de la fonction de hachage permet de garantir que c'est bien ce document qui a été signé.

L'algorithme DSA (*Digital Signature Algorithm*) proche de RSA est souvent utilisé pour générer une signature.

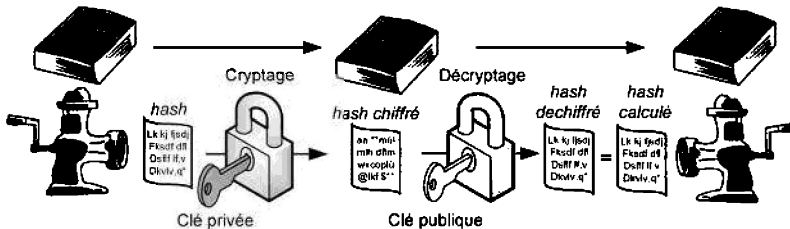


Figure 8.19 - Signature par le hash.

8.4.4 L'authentification

Une autre méthode pour s'assurer de l'identité de l'expéditeur est d'utiliser un chiffrement symétrique pour chiffrer le *hash*. Dans ce cas, il s'agit d'une authentification et non d'une signature. La clé symétrique utilisée pour vérifier le *hash* permet aussi de le créer. Si cette clé n'est connue que par les deux partenaires, alors elle permet d'authentifier l'expéditeur du message.

Pratiquement, la clé n'est pas utilisée directement pour chiffrer le *hash* mais elle intervient lors du calcul du *hash* (figure 8.20). Un *hash* ainsi généré est appelé un MAC (*Message Authentication Code*). Les algorithmes de hachage classiques sont utilisés : HMAC-SHA et HMAC-MD5.

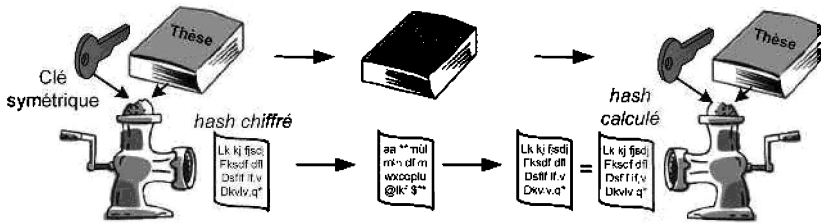


Figure 8.20 - Authentification par le hash.

8.4.6 Les certificats

Intérêt des certificats

La transmission de clés publiques peut être sujette à l'interception sur le réseau par « l'homme au milieu » (*MiM, Man in the Middle*). Celui-ci peut intercepter la clé publique, transmettre une fausse clé publique à l'expéditeur, déchiffrer avec sa fausse clé privée correspondante les messages envoyés par l'expéditeur et les retransmettre au destinataire après les avoir éventuellement modifiés. La figure 8.21 illustre ce type d'attaque, la transmission normale est décrite en haut et l'attaque en bas de la figure.

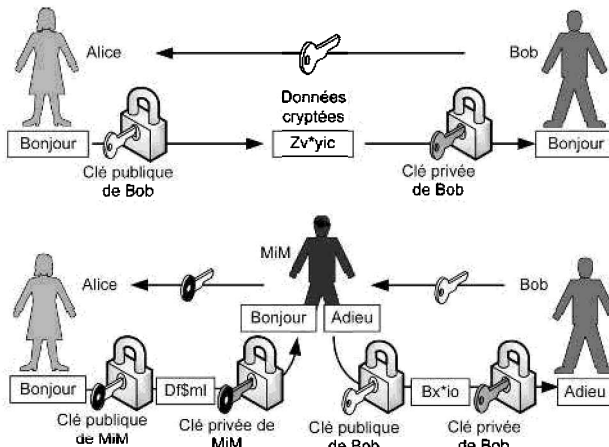


Figure 8.21 - Attaque de type *Man in the Middle*.

Pour garantir qu'une clé publique provient bien de la personne ou de la machine avec laquelle on souhaite correspondre, l'une des solutions est d'utiliser un certificat fourni en même temps que la clé publique. Le certificat réalise donc l'association d'une clé publique à une entité (personne, machine...) afin d'en assurer la validité. Il est bien entendu nécessaire que le certificat provienne d'un tiers de confiance. C'est le mécanisme de signature qui est utilisé pour garantir l'identité de ce tiers.

La figure 8.22 illustre l'utilisation d'un certificat. Bob ne transmet pas directement sa clé publique à Alice. Il la transmet d'abord à Trent (1), le tiers de confiance. Ce dernier dispose lui aussi d'une paire de clés asymétriques, il utilise sa clé privée pour signer le certificat contenant la clé publique de Bob (2) et lui transmet celui-ci

(3). Bob peut alors envoyer le certificat signé à Alice (5). Celle-ci qui a également reçu la clé publique de Trent (4) peut vérifier la signature et être sûre que la clé publique provient bien de Bob. Ce mécanisme de certification n'élimine pas complètement les risques : le *Man in the Middle* peut toujours intercepter le certificat ou la clé publique de Trent mais même s'il intercepte ces deux informations, il ne pourra générer un faux certificat sans la clé privée de Trent.

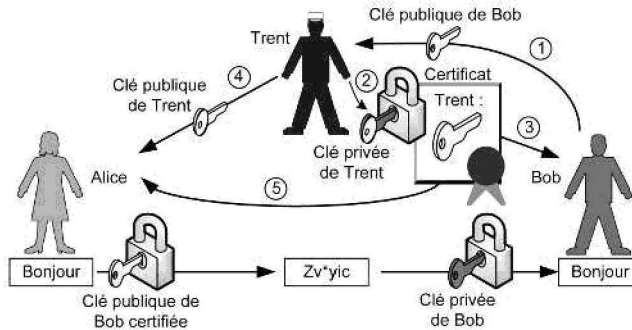


Figure 8.22 - Principe de certification d'une clé publique.

Les certificats sur Internet

La génération et la distribution sur Internet des certificats sont organisées autour d'infrastructures à clé publique (PKI, *Public Key Infrastructure*). Une PKI est constituée des éléments suivants (figure 8.23) :

- Une autorité d'enregistrement ou RA (*Register Authority*) qui a pour rôle d'authentifier chaque nouveau participant (ceux-ci doivent présenter des informations prouvant leur identité). Le participant peut alors générer par son intermédiaire une paire de clés publique/privée (il peut aussi générer lui-même sa paire de clés et joindre directement sa clé publique à sa demande de certificat au CA).
- Une autorité de certification ou CA (*Certification Authority*) qui crée et signe les certificats avec l'identité du participant, sa clé publique, une date d'expiration et sa propre signature. Elle fournit une copie de sa propre clé publique au participant. Muni de son certificat et de la clé publique de la CA, le nouveau participant peut communiquer avec tous les autres participants certifiés par la même CA. La RA peut être intégrée à la CA.
- Des annuaires de certificats.

Les clés publiques des principales CA sont mémorisées dans les navigateurs et ne nécessitent pas d'installation de la part des usagers.

La plupart des certificats couramment utilisés sur Internet sont au format X.509 qui est une norme de cryptographie de l'UIT (Union Internationale des Télécommunications) dédiée aux infrastructures à clé publique (PKI). La figure 8.24 montre un exemple de certificat X.509. Il s'agit d'un fichier texte transmis par la CA sur l'ordinateur du client. Ce fichier contient la clé publique de l'utilisateur et la signature de la CA ainsi que différents champs normalisés qui donnent l'identité de l'émetteur (CA), les dates de validité et les algorithmes de cryptage utilisés pour la clé publique et la signature.

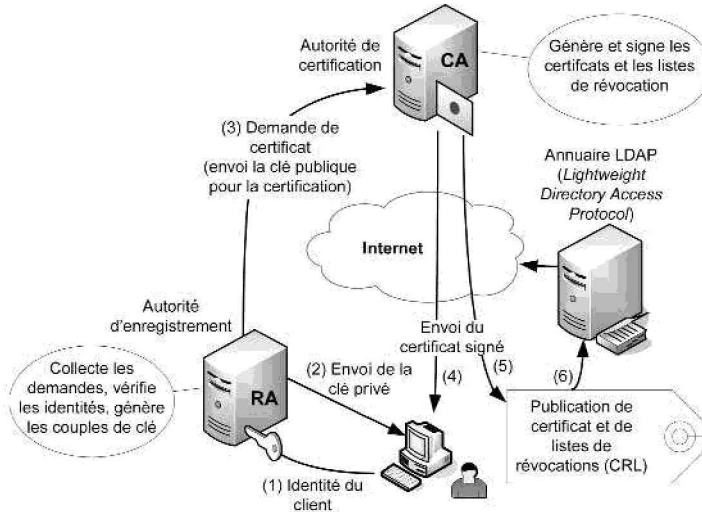


Figure 8.23 - Architecture d'une PKI.

Il est possible de créer un certificat de révocation lorsque la clé privée est volée par un intrus ou perdue par son propriétaire (suite à un *crash disk* par exemple). Ce certificat doit être importé par le client dans son navigateur.

```

Data:
Version: 3 (0x2)
Serial Number: 3 (0x3)
Signature Algorithm: sha1WithRSAEncryption
Issuer: C=US, O=VeriSign Inc., OU=VeriSign Trust Network,
CN=VeriSign Class 3 Secure Server CA
Validity
Not Before: May 20 15:47:33 2009 GMT
Not After : May 20 15:47:33 2010 GMT
Subject: C=FR, O=UNLV, OU=IGM, CN=*.univ-nlv.fr
Subject Public Key Info:
Public Key Algorithm: rsaEncryption
RSA Public Key: (1024 bit)
Modulus (1024 bit):
00:a1:91:6b:0a:c7:3e:95:84:78:a5:a5:a7:42:ea:
64:d7:2f:ab:34:f2:17:5e:12:63:b2:b4:7a:02:d4:
cf:eb:ef:bf:bc:e6:f7:a7:bd:8b:0d:05:9f:d2:27:
31:2b:ac:fa:f0:a1:52:65:f5:5f:49:e3:d6:93:15:
f8:ef:b0:ad:c8:bf:3d:c4:1f:67:b9:18:fc:c6:31:
72:d3:b2:05:ber:e9:24:42:fa:96:5b:3d:04:17:9b:
3e:27:46:c2:66:8d:81:a6:9f:37:82:1d:f4:fe:1a:
f7:58:71:ea:91:df:6d:77:eb:56:99:9b:c5:0d:f3:
ff:b6:8f:c9:1c:5c:48:64:7f
Exponent: 65537 (0x10001)
X509v3 extensions:
X509v3 Basic Constraints:
CA:FALSE
Netscape Comment:
OpenSSL Generated Certificate
X509v3 Subject Key Identifier:
1C:B4:8A:04:F8:D8:1E:42:03:52:5F:8C:CE:2B:7C:31:50:AE:1B:B7
X509v3 Authority Key Identifier:
keyId:0F:0E:B2:97:2F:0C:A4:0C:FE:7B:35:50:AC:0C:7F:FC:C4:30:D1:D3
Signature Algorithm: sha1WithRSAEncryption
25:8a:93:bf:b3:b6:ff:39:a0:f0:c6:f5:a2:e3:4d:10:7d:28:
5c:e5:81:04:70:f0:c0:b3:6c:cb:5d:b6:3f:39:0d:a6:60:85:
c1:00:2f:68:80:56:ab:92:34:0d:3f:48:d7:44:79:13:e8:3f:
b6:58:d0:24:19:0f:bf:55:99:95:12:bd:98:6d:de:42:0c:6a:
0f:64:0a:b5:e0:43:9c:be:ed:07:d5:c0:4a:3d:8d:94:1c:a3:
6a:69:b4:91:72:67:75:13:ae:b3:67:15:d1:22:c4:7a:95:5f:
6e:0b:fa:4b:E9:23:52:3a:e7:ca:ee:39:42:0d:94:87:3a:99:
80:85
    
```

Figure 8.24 - Exemple de certificat X.509.

8.5 LES PROTOCOLES DE SÉCURITÉ

Les protocoles qui utilisent les principes de cryptage, d'authentification ou de certification décrits dans le paragraphe précédent permettent de mettre en place des solutions de sécurité pour différentes architectures de réseau et en intervenant à différents niveaux du modèle OSI. Certains protocoles concernent les VPN avec du cryptage aux niveaux 2 ou 3, d'autres sont utilisés pour sécuriser les applications en cryptant toutes les données encapsulées au niveau 7, d'autres encore sont dédiés à l'authentification de l'utilisateur externe lors de l'accès à un réseau privé.

8.5.1 Protocoles pour les tunnels VPN

Au niveau 2, les deux protocoles les plus utilisés pour mettre en place un tunnel VPN sont PPTP (*Point to Point Tunneling Protocol* – RFC 2637) proposé au départ par Microsoft et L2TP (*Layer 2 Tunneling Protocol* – RFC 2661) normalisé par l'IETF (Internet Engineering Task Force) et qui est le résultat de la fusion du protocole L2F (*Layer 2 Forwarding*) de Cisco et de PPTP.

Les réseaux MPLS (voir § 5.6.5) permettent également de mettre en place des VPN. Les circuits virtuels nommés LSP (*Label Switched Path*) peuvent être sécurisés pour former des tunnels VPN utilisant de fonctionnalités de niveau 2 et 3.

Au niveau 3, IPSec (*IP Security* - RFC 2401) défini par l'IETF permet de sécuriser les paquets IP et de créer un tunnel sur la couche réseau.

Aux niveaux supérieurs, SSL/TLS (*Secure Socket Layer / Transport Layer Security* - RFC 2246) et SSH (*Secure Shell* - RFC 2401) permettent de chiffrer les messages encapsulés dans des segments TCP et donc de créer indirectement des VPN de niveau 7.

PPTP

La méthode standard pour accéder à distance à un réseau non sécurisé, par exemple à l'Internet via son FAI, est de se connecter par un modem à un serveur d'accès distant ou *Remote Access Server* (RAS). La connexion entre le modem et l'un des modems du FAI repose sur le protocole PPP (*Point-to-Point Protocol* - RFC 1661) qui est un protocole de niveau 2 chargé de négocier les paramètres de la connexion (débit, authentification...) et d'encapsuler les paquets IP dans des trames (figure 8.25).

Dans le cas d'un VPN (voir § 8.3.6), le serveur RAS devient une passerelle VPN à laquelle on accède par le protocole PPTP (*Point to Point Tunneling Protocol*). Le rôle de PPTP est donc de chiffrer et d'encapsuler, en les faisant passer par un tunnel crypté, les datagrammes IP dans le cadre d'une connexion point à point (figure 8.25).

Une trame PPTP est constituée (figure 8.25) :

- du datagramme IP contenant les données utiles et les adresses IP de bout en bout ;
- de l'en-tête PPP nécessaire pour toute connexion point à point ;

- d'un en-tête GRE (*Generic Routing Encapsulation*) qui gère l'encapsulation et permet d'isoler les flux IP privé et public ;
- d'un nouvel en-tête IP contenant les adresses IP source et destination des passerelles VPN (client et serveur VPN).

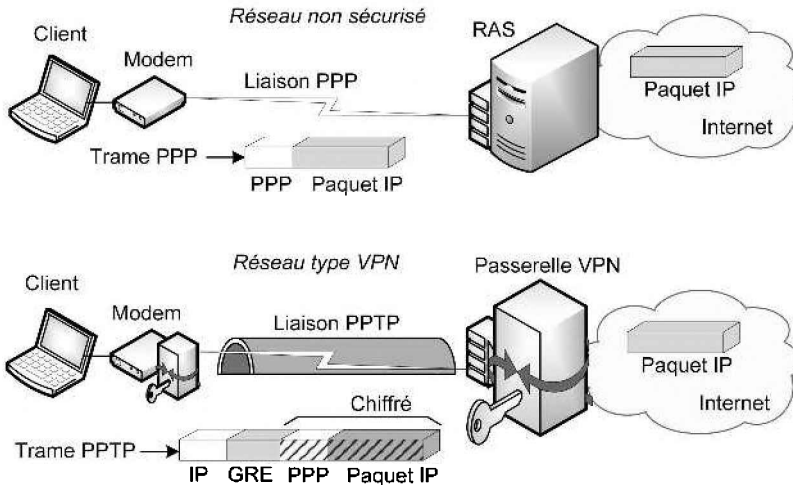


Figure 8.25 - Architectures PPP et PPTP.

Avant d'établir le tunnel GRE, une connexion TCP sur le port 1723 est réalisée. Elle intègre la négociation des paramètres et l'authentification de l'utilisateur.

L'un des points faibles de PPTP est que toute la partie négociation de la connexion n'est pas protégée. Par ailleurs, de nombreuses implémentations de ce protocole, notamment celles de Microsoft, ont fait l'objet de découvertes de vulnérabilités et d'incapacité à protéger efficacement les mots de passe des utilisateurs. Ce mécanisme offre par conséquent une authentification nettement moins fiable que celle proposée par IPSec.

IPSEC

Ce protocole, lié à IPv4 et IPv6 et essentiellement employé dans les VPN, assure l'authentification et l'encryptage des paquets IP au travers de l'internet. Il intervient donc au niveau 3.

IPSec peut être utilisé pour ne faire que de l'authentification : dans ce cas l'ajout d'un en-tête d'authentification (AH, *Authentication Header*) permet de vérifier l'authenticité et l'intégrité des paquets. AH ne spécifie pas d'algorithme de signature particulier mais MD5 et SHA-1 sont les plus utilisés. L'authentification est faite sur (figure 8.26) :

- les données qui suivent l'en-tête AH ;
- sur l'en-tête AH ;
- sur les champs importants de l'en-tête IP (source, destination, protocole, longueur, version) et qui ne varient pas pendant le transfert sur le réseau.

Dans la plupart des applications IPSec, l'enveloppe ESP (*Encapsulated security payload*) qui permet de chiffrer et d'authentifier les paquets est utilisée. L'enveloppe ESP contient (figure 8.26) :

- l'en-tête (*header*) ;
- les données chiffrées ;
- une queue (*trailer*) ;
- des données supplémentaires d'authentification optionnelles.

Le chiffrement ne porte que sur les données encapsulées et le *trailer*. Il ne porte pas sur les champs de l'en-tête et les données d'authentification. L'authentification optionnelle porte sur l'en-tête ESP et tout ce qui suit, mais pas sur l'en-tête IP. ESP ne spécifie pas d'algorithmes de signature ou de chiffrement particuliers, ceux-ci sont décrits séparément. Cependant, la plupart des implémentations supportent les algorithmes de chiffrement DES et les signatures à l'aide des fonctions de hachage MD5 et SHA-1.

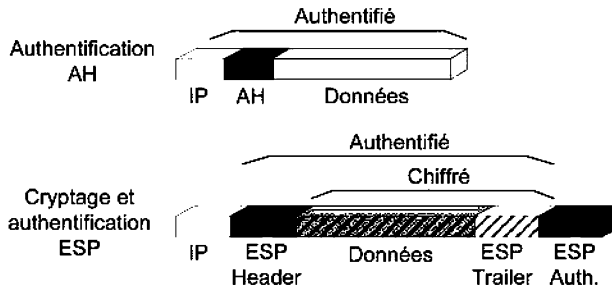


Figure 8.26 - Structure des paquets IPSec de type AH et ESP.

Par ailleurs, deux modes correspondant à deux architectures sont possibles avec IPSec (figure 8.27) :

- le mode transport qui ne protège (par authentification AH ou chiffrage ESP) que les données des paquets transmis ;
- le mode tunnel dans lequel le paquet entier est protégé (par authentification AH ou chiffrage ESP) en l'encapsulant dans un nouveau paquet IP.

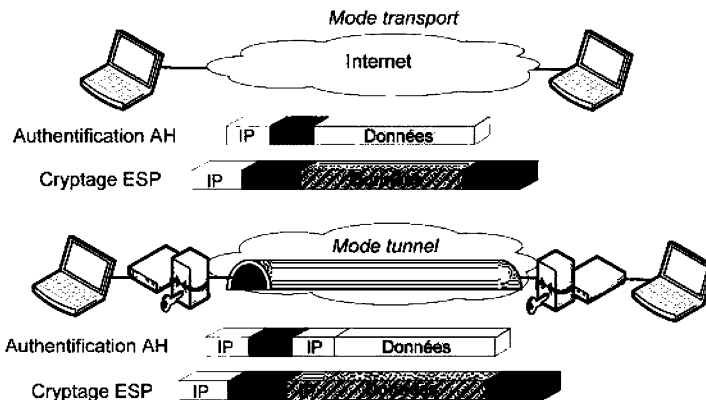


Figure 8.27 - Authentification et cryptage dans les deux modes IPSec.

Sur chaque système susceptible d'utiliser IPSec, une base de données nommée SPD (*Security Policy Database*) doit être présente. Sa forme précise est laissée au choix de l'implémentation ; elle permet de préciser la politique de sécurité à appliquer au système. Une communication protégée entre deux systèmes à l'aide d'IPSec est appelée une SA (*Security Association*). Une SA est une entrée de la SPD, c'est-à-dire un enregistrement contenant des paramètres de communication IPSec : algorithmes, types de clés, durée de validité, identité des partenaires.

Enfin, pour éviter d'avoir à gérer les clés de cryptage et d'authentification manuellement, IPSec intègre un protocole d'échange automatique de clé nommé IKE (*Internet Key Exchange*). Ce protocole utilisé dans la phase d'initialisation est chargé dans un premier temps de négocier une SA (paramètres des clés pour AH ou ESP) et ensuite de procéder à l'échange des clés choisies par l'intermédiaire de certificats X.509 par exemple.

8.5.2 Protocoles pour sécuriser les applications

SSL/TLS

Le protocole SSL (*Secure Socket Layer*) a été proposé au départ par Netscape (jusqu'à la version 2.0) pour permettre des connexions sécurisées sur des serveurs web. La version 3.0 (actuellement la plus répandue) est standardisée par l'IETF.

TLS (*Transport Layer Security*), proposé par l'IETF, est la version 3.1 de SSL. Le protocole TLS est défini dans la RFC 2246 et n'impose pas de méthodes de chiffrement spécifiques.

SSL intervient au-dessus de la couche transport (figure 8.28) et peut être utilisé pour sécuriser pratiquement n'importe quel protocole utilisant TCP/IP (SMTP, POP3, IMAP...) en créant un tunnel dans lequel toutes les données échangées seront automatiquement chiffrées. Certains protocoles applicatifs ont été spécialement adaptés pour supporter SSL :

- HTTPS (HTTP+SSL) est inclus dans tous les navigateurs et permet par exemple de consulter des comptes bancaires par le web de façon sécurisée ;
- FTPS est une extension de FTP utilisant SSL.

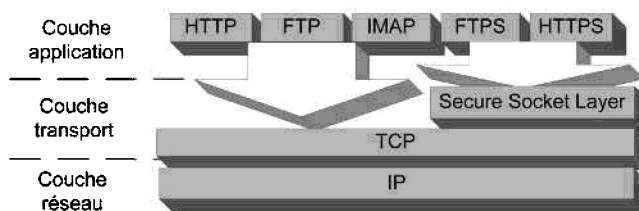


Figure 8.28 - SSL dans le modèle OSI.

Plus précisément, le protocole SSL/TLS utilise un cryptage asymétrique par clé publique/clé privée pour authentifier le serveur (et éventuellement le client) ainsi que pour échanger la clé maîtresse. Celle-ci, connue des deux extrémités, permet un cryptage symétrique efficace des données pendant toute la durée de la session. Les

différentes phases permettant l'authentification et la génération de la clé maîtresse et donc la création du tunnel sécurisé sont décrites sur la figure 8.29 :

- après établissement de la connexion TCP sur le port 443, un premier dialogue permet de choisir la version SSL et les types de cryptage qui seront utilisés ;
- au cours de ce dialogue, le serveur envoie au client un certificat X.509 qui contient la clé publique du serveur (PK, *Public Key*) signée par une autorité de certification (CA) ; l'usage du certificat n'est pas obligatoire mais est couramment réalisé ;
- le client vérifie le certificat, génère une clé maîtresse MK (*Master Key*) et se sert de PK pour crypter MK. La clé MK cryptée (PMK, *Primary Master Key*) est transmise au serveur avec un message indiquant que le chiffage est effectif côté client (*Change Cipher Spec*) ;
- le serveur reçoit PMK, la décrypte avec sa clé privée et indique à son tour que le chiffage est effectif (*Change Cipher Spec*) ;
- le tunnel sécurisé est créé, toutes les données applicatives seront cryptées et décryptées avec la clé symétrique MK.

Pour sécuriser davantage, un certificat peut aussi être installé sur le client.

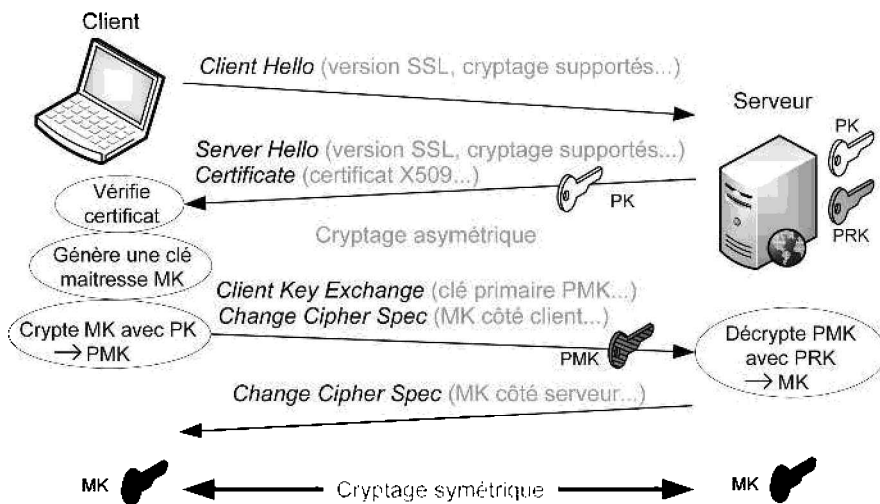


Figure 8.29 - Échange SSL avec certificat.

La figure 8.30 est issue d'un relevé de trames lors d'une connexion vers un serveur HTTPS. La connexion TCP est ouverte sur le port 443 au moment où le navigateur du client émet une requête HTTPS avec l'URL du serveur sécurisé. Les quatre premières trames correspondent au dialogue (*handshake protocol*) pour la mise en place du tunnel SSL. Dans la deuxième trame qui est détaillée, le certificat du serveur est transmis au client. Le navigateur du client contient une liste des CA de confiance et a mémorisé au préalable la clé publique du CA lui permettant de vérifier la signature du certificat reçu. À partir de la cinquième trame, les données (*Application Data*) sont cryptées.

No. -	Time	Source	Destination	Protocol	Info
1	0.000000	10.1.1.2	65.54.179.198	SSLv2	Client Hello
2	0.200000	65.54.179.198	10.1.1.2	SSLv3	Server Hello, Certificate, Server Hello
3	0.210000	10.1.1.2	65.54.179.198	SSLv3	Client Key Exchange, Change Cipher Spec
4	0.410000	65.54.179.198	10.1.1.2	SSLv3	Change Cipher Spec, Encrypted Handshake
5	0.580000	10.1.1.2	65.54.179.198	SSLv3	Application Data
6	0.580000	10.1.1.2	65.54.179.198	SSLv3	Application Data

Frame 2 (1179 bytes on wire, 1179 bytes captured)
 Ethernet II, Src: D-Link_6f:d7:c1 (00:05:5d:6f:d7:c1), Dst: SMCNetwo_22:5a:03 (00:04:e2:22:5)
 Internet Protocol, Src: 65.54.179.198 (65.54.179.198), Dst: 10.1.1.2 (10.1.1.2)
 Transmission Control Protocol, Src Port: https (443), Dst Port: 32785 (32785), Seq: 1159814€
 Secure Socket Layer
 SSLv3 Record Layer: Handshake Protocol: Multiple Handshake Messages
 Content Type: Handshake (22)
 Version: SSL 3.0 (0x0300)
 Length: 1108
 Handshake Protocol: Server Hello
 Handshake Protocol: Certificate
 Handshake Type: Certificate (11)
 Length: 1026
 Certificates Length: 1023
 Certificates (1023 bytes)
 Handshake Protocol: Server Hello Done

Figure 8.30 - Exemple d'analyse SSL.

SSH

L'environnement SSH (*Secure Shell*) s'adresse aux utilisateurs qui souhaitent accéder de manière sécurisée à des systèmes Linux distants. Ses composants remplacent des programmes peu sécurisés comme *telnet* pour établir à partir d'un terminal une session sur un serveur ou *FTP* pour les échanges de fichiers. La sécurité est garantie par une authentification à l'établissement de chaque connexion et par l'encryptage des données (y compris les mots de passe).

SSH intervient donc au niveau 7, la connexion TCP est établie sur port 22. Une connexion SSH peut également être utilisée pour transporter un autre protocole, par exemple SMTP. Le modèle en couches n'est alors pas respecté mais le tunnel sécurisé dans lequel les communications sont chiffrées permet, comme pour SSL, d'encapsuler n'importe quel dialogue applicatif. Deux protocoles de transfert ont été prévus pour fonctionner avec une connexion SSH :

- SCP (*Secure CoPy*), utilisé généralement en mode commande, permet de télécharger des fichiers de manière sécurisée dans un tunnel SSH ;
- SFTP, version SSH de FTP, peut également être utilisée pour les transferts de fichiers. SFTP ne nécessite pas de clients ou de serveur FTP puisque le transfert se fait par le « *shell* ».

Les différentes phases permettant l'authentification et la création de la connexion sécurisée SSH sont décrites à la figure 8.31 (l'échange de clé Diffie-Hellman est détaillé dans le § 8.4.1) :

- dès que la connexion TCP est établie sur le port 22 du serveur, le client et le serveur se mettent d'accord sur la version SSH ;
- suit la phase d'initialisation de SSH qui consiste à mettre en place le tunnel sécurisé : le client et le serveur s'envoient la liste des méthodes supportées pour le chiffrement et l'authentification (messages *Key EXchange Init*) ;

- le client demande un échange de clé de type Diffie-Hellman (*DH GEX Request pour DH Group EXchange Request*) ;
- le serveur choisit deux nombres g et p et les transmet au client (*DH Key Exchange Reply*) ;
- le client génère un nombre aléatoire a , calcule $A = g^a \text{ mod } p$ et transmet A (*DH GEX Init*) ;
- le serveur génère b , calcule $B = g^b \text{ mod } p$ et la clé de session $K = A^b \text{ mod } p$. Le serveur calcule également un *hash* H à partir d'un maximum d'informations partagées avec le client, il signe H avec sa clé privée RSA. Il transmet B , la signature s de H et la clé publique RSA *Host Key* (*DH GEX Reply*) ;
- le client déchiffre s avec la clé publique reçue et compare le résultat avec son propre calcul de H . Ce mécanisme évite d'avoir recours à un certificat. Le client qui a ainsi vérifié l'authenticité du serveur peut alors calculer à son tour $K=B^a \text{ mod } p$;
- après confirmation du client (*New Key*), le reste des communications est chiffré grâce à un algorithme de chiffrement symétrique utilisant la clé de session K partagée par le client et le serveur.

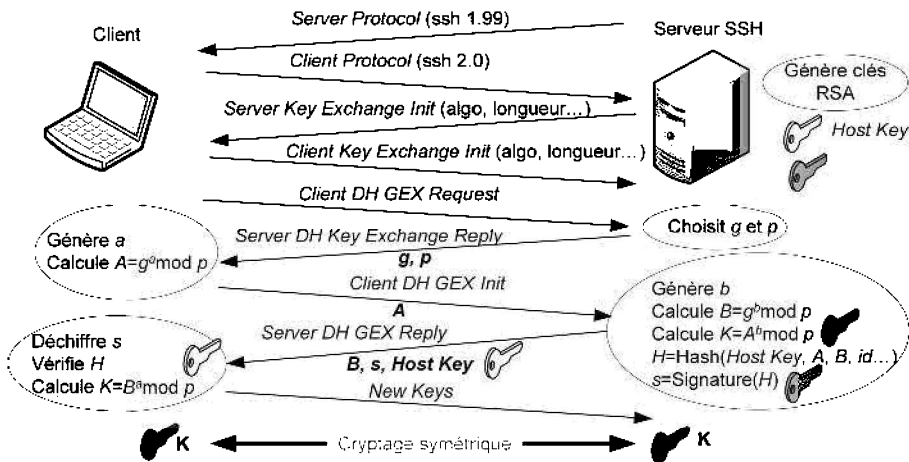


Figure 8.31 - Échange SSH.

La figure 8.32 montre une capture de trames lors d'une connexion vers un serveur SSH. La connexion TCP est ouverte sur le port 22. La capture correspond aux neuf messages décrits précédemment pour authentifier le serveur et calculer la clé symétrique. Le message *GEX Reply* est détaillé, il contient la clé publique RSA du serveur (*Host Key*), le nombre B calculé pour l'échange Diffie-Hellman (ce nombre est noté f dans la capture) et la signature s utilisée pour vérifier l'authenticité du serveur. Le protocole SSH version 2 choisi utilise un cryptage symétrique AES 128 bits et un algorithme de hachage de type MD5.

No. -	Time	Source	Destination	Protocol	Info
4	0.005248	193.55.63.80	10.1.54.47	SSHv2	Server Protocol: SSH-1.99-OpenSSH_3.6.1p2
6	0.005349	10.1.54.47	193.55.63.80	SSHv2	Client Protocol: SSH-2.0-OpenSSH_4.6p1.De
8	0.005529	10.1.54.47	193.55.63.80	SSHv2	Client: Key Exchange Init
10	0.010075	193.55.63.80	10.1.54.47	SSHv2	Server: Key Exchange Init
11	0.010171	10.1.54.47	193.55.63.80	SSHv2	Client: Diffie-Hellman GEX Request
12	0.036288	193.55.63.80	10.1.54.47	SSHv2	Server: Diffie-Hellman key Exchange Reply
13	0.038595	10.1.54.47	193.55.63.80	SSHv2	Client: Diffie-Hellman GEX Init
14	0.043166	193.55.63.80	10.1.54.47	SSHv2	Server: Diffie-Hellman GEX Reply
16	8.912339	10.1.54.47	193.55.63.80	SSHv2	Client: New Keys
18	8.949237	10.1.54.47	193.55.63.80	SSHv2	Encrypted request packet len=48

[x] Frame 14 (530 bytes on wire, 530 bytes captured)
 [x] Ethernet II, Src: Dellpca_fe:fi:1:93 (00:0d:56:fe:fi:93), Dst: Dell_24:57:60 (00:18:8b:24:57:60)
 [x] Internet Protocol, Src: 193.55.63.80 (193.55.63.80), Dst: 10.1.54.47 (10.1.54.47)
 [x] Transmission Control Protocol, Src Port: ssh (22), Dst Port: 51861 (51861), Seq: 3967586666, .
 [x] SSH Protocol
 [x] SSH version 2 (encryption:aes128-cbc mac:hmac-md5 compression:none)
 Packet Length: 444
 Padding Length: 9
 [x] Key Exchange
 Msg code: Diffie-Hellman GEX Reply (33)
 KEX DH host key length: 149
 KEX DH host key: 000000077373682072736100000001230000008100EF61FE...
 Multi Precision Integer Length: 129
 DH server f: 00A25679DdC4457603D4D50ADF125086EDCFFD260481D2F8...
 KEX DH H signature length: 143
 KEX DH H signature: 0000000773736820727361000000809B8011ABD7A377EB32...

Figure 8.32 - Exemple d'analyse SSH.

8.5.3 Protocoles pour l'authentification sur un réseau

Beaucoup de protocoles et leurs variantes existent pour authentifier un utilisateur lorsqu'il cherche à se connecter sur un réseau par une connexion distante ou locale. Dans le cadre d'une connexion distante point à point vers son FAI par exemple, le protocole PPP (figure 8.25) définit une méthode d'authentification de type CHAP (*Challenge Handshake Authentication Protocol*). Pour une authentification sur un réseau local privé, éventuellement avec une connexion sans fil, le standard 802.1x et ses nombreuses déclinaisons sont considérés comme les plus sécurisés à l'heure actuelle.

CHAP et MS-CHAP

Le protocole CHAP est un protocole simple et faiblement sécurisé d'authentification à distance par une liaison PPP, il est défini dans la RFC 1994. L'authentification se déroule en trois temps (figure 8.33) :

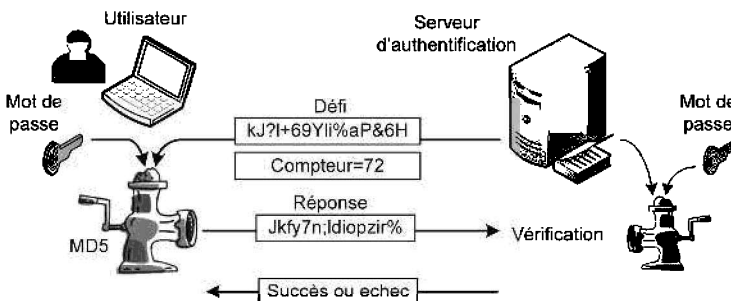


Figure 8.33 - Principe d'une authentification CHAP.

- le serveur commence par envoyer un « défi » au client (16 octets aléatoires), ainsi qu'un compteur qu'il incrémente à chaque défi ;
- le client doit alors passer le compteur, son mot de passe et le défi au travers d'un algorithme de hachage MD5 pour délivrer un *hash* sur 16 octets ;
- le *hash* est envoyé au serveur, qui peut alors effectuer le même calcul et vérifier si son résultat concorde avec celui du client.

Cet algorithme permet d'éviter que le mot de passe ne soit transféré et évite également qu'un pirate ne répète simplement une authentification réussie qu'il aurait enregistrée auparavant, puisque le défi change à chaque authentification. Il ne permet cependant pas au client de s'assurer de l'identité du serveur. L'autre point faible de CHAP est le stockage en clair des mots de passe dans la base de données des utilisateurs située sur le serveur d'authentification.

Le protocole MS-CHAP, souvent appelé MS-CHAP-v1, a été défini par Microsoft dans la RFC 2433 pour améliorer la sécurité de CHAP. Le serveur d'authentification utilisé dans MS-CHAP doit stocker non pas le mot de passe, mais le résultat d'un *hash* sur ce mot de passe, suivant un algorithme propriétaire de Microsoft. Lorsque l'utilisateur saisit son mot de passe, celui-ci doit d'abord être passé au travers du même algorithme de *hash* avant de suivre la procédure habituelle de CHAP (ce mécanisme classique est également utilisé pour les authentifications locales sur des serveurs Linux).

Le protocole MS-CHAP-v2, défini dans la RFC 2759, corrige les failles de sécurité de MS-CHAP dues notamment à l'algorithme de hachage de Microsoft et fournit également un mécanisme d'authentification mutuelle. MS-CHAP-v2 est largement utilisé dans les réseaux Windows, depuis la version Windows 2000. Malgré ces améliorations, le protocole MS-CHAP-v2 reste vulnérable face à des attaques hors-ligne de type dictionnaire (enregistrement de tous les échanges lors de l'authentification d'un utilisateur légitime et essai hors-ligne de milliers de mots de passe à partir d'un dictionnaire pour reproduire le même dialogue).

802.1x/EAP

Pour compenser les faiblesses de MS-CHAP et pour proposer aux FAI d'autres méthodes d'authentification que par le mot de passe (carte à puce, certificats électroniques...), l'IEEE a proposé en 2001 le standard 802.1x (RFC 3580). Il permet d'authentifier un utilisateur souhaitant accéder à un réseau distant ou local, filaire ou sans fil, grâce à un serveur d'authentification.

Le standard 802.1x repose sur le protocole EAP (*Extensible Authentication Protocol*) défini par l'IETF. Son rôle est de transporter les informations d'authentification des utilisateurs. C'est donc un protocole de transport qui doit être associé à un protocole d'authentification comme MS-CHAP ou TLS par exemple. Il est extensible dans la mesure où d'autres protocoles d'authentification que ceux prévus au départ peuvent être associés.

L'architecture d'EAP est décrite sur la figure 8.34 :

- le client nommé *Supplicant* cherche à établir une connexion, éventuellement sur une liaison WiFi, vers le réseau privé ;
- le contrôleur d'accès (NAS, *Network Access Server* ou *Authenticator*) est chargé d'établir ou non l'accès au réseau pour un client. Le NAS est un simple garde-barrière servant d'intermédiaire entre le client et un serveur d'authentification. Dans le cas d'un réseau sans fil, le point d'accès (AP, *Access Point*) peut jouer le rôle de contrôleur d'accès ;
- le serveur d'authentification (AS, *Authentication Server*) permet de valider l'identité de l'utilisateur, et de lui renvoyer les droits associés en fonction des informations d'identification fournies. L'AS est généralement un serveur RADIUS (*Remote Authentication Dial In User Service*), serveur d'authentification standard défini par les RFC 2865 et 2866.

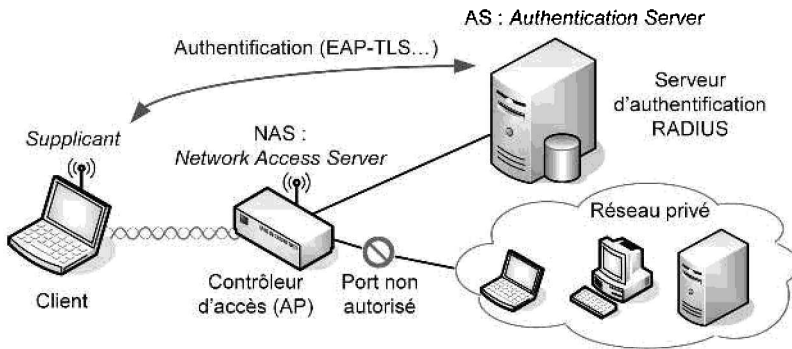


Figure 8.34 – Architecture EAP/802.1x.

EAP peut être utilisé sur un réseau WiFi ou dans de multiples contextes. Le fait que le contrôleur d'accès ne soit qu'un intermédiaire entre le client et le serveur est l'un des grands intérêts de l'EAP :

- il n'a pas besoin de comprendre l'échange entre le client et l'AS, seul le résultat transmis par l'AS (succès ou échec de l'authentification) lui indique si il doit ouvrir ou laisser fermé le port d'accès au réseau ;
- pour une nouvelle méthode d'authentification, seuls les clients et le serveur d'authentification devront être mis à jour.

Le protocole 802.1x définit comment EAP peut être utilisé sur un LAN ou un WLAN grâce au protocole EAPoL (EAP over LAN). EAPoL est utilisé entre le client et le NAS, les messages EAP ou EAPoL sont encapsulés dans des trames Ethernet (802.3) ou WiFi (802.11). Entre le NAS et le serveur RADIUS, les messages EAP sont généralement encapsulés dans des paquets RADIUS (figure 8.35).

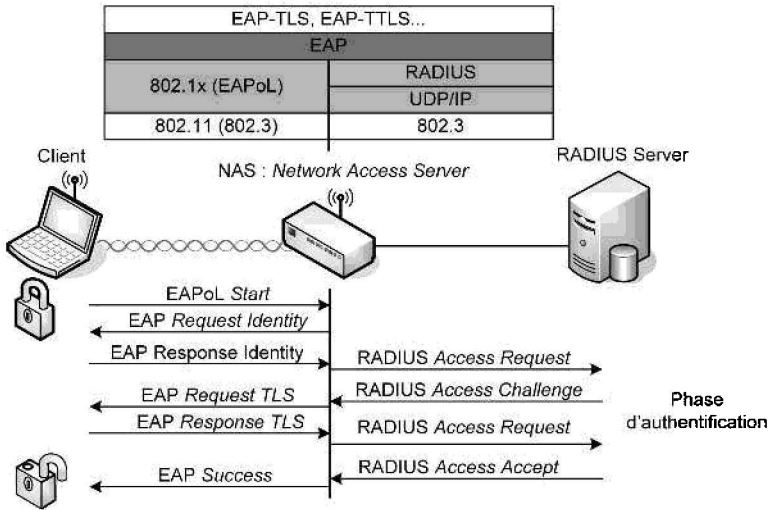


Figure 8.35 - Encapsulation et dialogue EAP.

Le dialogue EAP qui va permettre l'authentification entre le client et l'AS se déroule en quatre étapes (figure 8.35) :

1. Le NAS, ayant préalablement reçu une demande de connexion de la part du client (EAPoL Start) envoie une requête d'identification ;
2. Le client envoie une réponse au NAS, qui la fait suivre à l'AS ;
3. L'AS envoie un « challenge » au contrôleur d'accès, qui le transmet au client. Le challenge est une proposition de méthode d'authentification, par exemple TLS. Si le client ne gère pas la méthode, le serveur en propose une autre et ainsi de suite ;
4. Le client répond au challenge. Si l'authentification réussit, l'AS envoie un accord au NAS, qui ouvrira un port 802.1x sur le réseau ou une partie du réseau, selon ses droits.

En ce qui concerne la phase d'authentification, les méthodes supportées de base par EAP sont les suivantes :

- EAP/MD5 est basée sur le protocole CHAP associé un algorithme de hachage MD5 ;
- EAP MS-CHAP-v2 est basée sur la dernière version CHAP de Microsoft ;
- EAP/OTP (*One Time Password*) est basée sur l'utilisation unique d'un mot de passe non nécessairement crypté ;
- EAP/GTC (*Generic Token Card*) est une méthode simple avec l'envoi d'un « défi » au client qui répond en clair au serveur ; elle nécessite l'utilisation d'une carte *Token* et d'un lecteur de cartes qui calculent la réponse au défi ;
- EAP/SIM permet à un utilisateur de s'identifier grâce la carte SIM de son téléphone portable ;
- EAP/TLS utilise le mécanisme d'authentification par certificat proposé par SSL/TLS, le tunnel TLS n'est pas utilisé ;

- EAP/PEAP (*Protected EAP*) utilise une méthode d'authentification, CHAP/MD5 par exemple, à l'intérieur d'un tunnel TLS ;
- EAP/TTLS (*Tuneled TLS*) réalise également une authentification dans un tunnel TLS avec d'avantage de méthodes d'authentification possibles.

La figure 8.36 décrit un exemple d'authentification avec la méthode EAP/PEAP. Dans cette méthode développée par Cisco et Microsoft, l'authentification se déroule en quatre étapes :

1. Une première phase de négociation sur le choix de la méthode dans laquelle le client n'est pas obligé de révéler sa véritable identité.
2. Après la demande par le serveur d'une authentification PEAP, un tunnel TLS est mis en place avec le dialogue standard TLS (voir figure 8.29). Le client n'est pas obligé de fournir un certificat, seul le serveur doit en fournir un pour prouver son identité au client. Contrairement à la méthode EAP/TLS, le processus ne s'arrête pas à la fin de la négociation TLS : la clé symétrique est générée et un tunnel TLS est établi.
3. Dans le tunnel TLS, une nouvelle négociation EAP, cette fois protégée, est effectuée. Le client fournit son identité et la preuve de cette identité. La méthode utilisée peut être n'importe quelle méthode EAP. Dans l'exemple, il s'agit de EAP/MD5.
4. Une fois que l'authentification EAP protégée est terminée par un paquet de succès ou d'échec, le tunnel TLS est fermé et le serveur renvoie un nouveau paquet de succès ou d'échec au client en clair (le contrôleur d'accès doit savoir qu'il faut laisser passer le client).

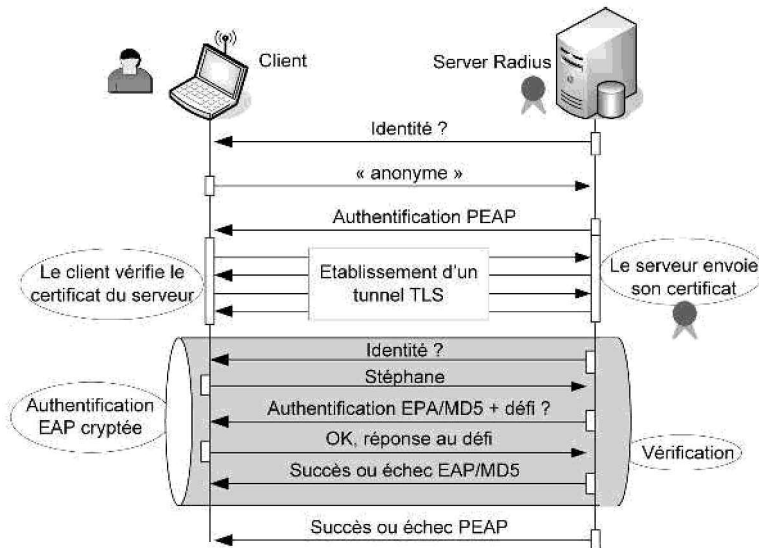


Figure 8.36 - Exemple d'authentification 802.1x avec EAP/PEAP.

8.6 LES DIFFÉRENTS NIVEAUX DE SÉCURITÉ

Suivant la couche OSI sur laquelle est implémentée la sécurité, les différents dispositifs et protocoles sont utilisés séparément ou ensemble (figure 8.37). Le routeur d'accès d'un domaine privé intègre généralement un *firewall*, une logique de translation (NAT/PAT) et éventuellement des fonctionnalités de passerelle VPN. Les solutions logicielles interviennent sur les différents composants de l'architecture du réseau : authentification sur le serveur d'accès, cryptage de fichiers ou des transmissions grâce à un tunnel VPN, signature et certificat pour toutes les transactions avec l'extérieur, antivirus sur tous les serveurs et les stations, *antispam* sur le serveur de messagerie...

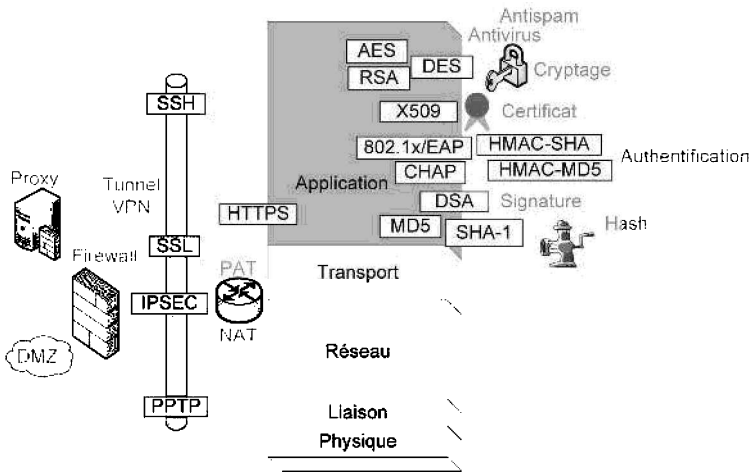


Figure 8.37 - Les différents niveaux de sécurité.

Résumé

Pour limiter les vulnérabilités d'un réseau privé et préserver l'information qui est au cœur, la sécurité informatique vise trois objectifs principaux : l'intégrité, la confidentialité et la disponibilité. Les attaques qui peuvent intervenir à tous les niveaux de l'architecture du réseau privé sont généralement classées en deux catégories : les techniques d'intrusion (écoute du réseau, ingénierie sociale, détournement ou altération de messages, injection de code malveillant) et les dénis de service (inondation d'une machine ou **DDOS**).

Les défenses matérielles interviennent sur le support stockant l'information, sur les médias servant à transporter cette information et sur les équipements intermédiaires traversés lors du transport. Parmi ces défenses, nous trouvons les *firewalls* chargés principalement de filtrer les paquets entrants sur le réseau privé, les **NAT** pour masquer les adresses internes de l'extérieur, les **DMZ** pour isoler une partie du réseau privé, les *Proxys* pour centraliser tous les accès vers l'extérieur et les **VPN** qui permettent de réaliser un tunnel sécurisé entre des réseaux privés distants.

Tous les systèmes de défense utilisent de plus des programmes ou des algorithmes pour gérer l'authentification, le cryptage des données et la détection de **malware**. Les algorithmes de **cryptage** symétrique et asymétrique sont souvent combinés pour offrir les avantages des deux : l'efficacité du chiffrement pour le premier et une solution au problème de l'échange de clés pour le deuxième. Les algorithmes de hachage qui fournissent de manière irréversible et unique une empreinte, ou **hash**, d'un message sont utilisés, en association avec le cryptage, pour réaliser des authentifications ou des signatures. Les algorithmes les plus utilisés pour le cryptage sont **DES**, **AES** (symétrique) et **RSA**, ElGamal (asymétrique). Pour le hachage, les algorithmes courants sont **MD5** et **SHA-1**.

Pour garantir la provenance d'une clé publique de cryptage ou pour mieux garantir l'authenticité d'un serveur ou d'un client, un certificat délivré par un système tiers reconnu est souvent utilisé. Sur Internet, la génération et la distribution des certificats est organisée autour d'infrastructures à clé publique, des **PKI**.

Les protocoles qui utilisent les principes de cryptage, d'authentification ou de certification permettent de mettre en place des solutions de sécurité pour différentes architectures de réseau et en intervenant à différents niveaux du modèle OSI. Le protocole **PPTP** est utilisé pour gérer des VPN au niveau 2, **IPSec** met en place des VPN au niveau 3 en cryptant les paquets IP. Le protocole SSL intervient au niveau 4 pour mettre en place un tunnel qui permettra de sécuriser toutes les applications qui l'emprunteront. SSH qui intervient au niveau 7 permet au départ d'ouvrir une session sécurisée vers un serveur Linux mais est également utilisé comme tunnel pour d'autres applications. Les protocoles **CHAP**, **MS-CHAP** et **802.1x/EAP** sont dédiés à l'authentification de l'utilisateur externe lors de l'accès à un réseau privé.

QCM

8.1 Parmi les affirmations suivantes, lesquelles correspondent à des (bonnes) stratégies de défenses ?

- a. Il vaut mieux interdire tout ce qui n'est pas explicitement permis.
- b. Il vaut mieux permettre tout ce qui n'est pas explicitement interdit.
- c. Dans un système informatique, il ne sert à rien de multiplier les mesures de sécurité.
- d. Plus le système est simple, plus il est facile de le sécuriser.

8.2 Quelles attaques sont considérées comme des dénis de service ?

- a. Le *spoofing*
- b. Le *flooding*
- c. Les virus
- d. Le *phishing*
- e. Le *spamming*

8.3 Le « *social engineering* » ou le « *phishing* » consistent le plus souvent à :

- a. Inonder une machine cible d'applications inutiles
- b. Récupérer les informations confidentielles pour pénétrer dans un réseau
- c. Installer un programme caché dans un autre programme
- d. Utiliser un analyseur de réseau pour capturer des trames

8.4 Le but du DNS *spoofing* est :

- a. De falsifier l'adresse IP d'un utilisateur
- b. De rediriger un utilisateur vers un site falsifié
- c. De falsifier un serveur DNS

8.5 Dans une attaque de type DDOS :

- a. Une machine maître contrôle d'autres machines qui pourront réaliser une attaque distribuée sur la cible
- b. Une machine maître inonde des machines cible à l'aide d'applications distribuées
- c. L'objectif est de paralyser la machine cible

8.6 Le rôle d'un Firewall est :

- a. De créer des connexions sécurisées entre les machines internes et externes
- b. D'empêcher l'accès à certaines ressources du réseau interne
- c. De détecter les virus accompagnant les messages
- d. De filtrer les accès entre l'Internet et le réseau local

8.7 Le tableau suivant représente un ensemble de règles de filtrage sur un firewall.

Règle	Direction	@ source	@ dest.	Protocole	Port source	Port dest.	ACK=1	Action
A	Entrant	Externe	Interne	TCP	>1023	21		Permission
B	Sortant	Interne	Externe	TCP	21	>1023		Permission
C	Sortant	Interne	Externe	TCP	>1023	21		Permission
D	Entrant	Externe	Interne	TCP	21	>1023	Oui	Permission
E	Toutes	Toutes	Toutes	Tous	Tous	Tous		Refus

- a. Les transferts FTP vers un serveur interne sont toujours autorisés.
- b. Les transferts FTP vers un serveur interne sont autorisés seulement si la connexion est initiée de l'extérieur.
- c. Les transferts FTP vers un serveur externe sont toujours autorisés.
- d. Les transferts FTP vers un serveur externe sont autorisés seulement si la connexion est initiée de l'intérieur.
- e. Les transferts de courrier SMTP sont autorisés dans les deux sens.

8.8 Sur les routeurs Cisco, les ACL (*Access Control Lists*) permettent de filtrer les paquets entrants ou sortants en fonction des adresses IP source et destination. Quelle règle de filtrage indique la commande suivante (les adresses sources sont données en premier) ?

```
| access-list 101 deny ip any host 10.1.1.1
```

- a. Autorisation des paquets IP provenant de n'importe quelle source et à destination de la machine 10.1.1.1.
- b. Refus des paquets IP provenant de n'importe quelle source et à destination de la machine 10.1.1.1.
- c. Refus des paquets IP provenant de la machine 10.1.1.1.

8.9 Sur les machines Linux, le programme *iptables* permet de réaliser le filtrage des paquets. Que réalise la commande suivante ?

```
| iptables -A INPUT -i eth0 -p icmp -j DROP
```

- a. Le rejet de tous les *ping* entrants
- b. Le rejet des connexions entrantes vers un serveur web
- c. Le rejet de toutes les trames entrantes sur l'interface Ethernet 0.

8.10 La translation d'adresse (NAT) permet :

- a. D'utiliser davantage d'adresses privées que d'adresses publiques disponibles sur un site
- b. De réaliser le routage des paquets vers le réseau privé

Chapitre 8 • La sécurité dans les réseaux

- c. De filtrer les adresses entrantes qui ne correspondent pas à une machine du réseau privé.
- d. De masquer les adresses privées au reste de l'Internet

8.11 Le rôle d'un système mandataire (*proxy*) est :

- a. De relayer les requêtes des machines locales pour diverses applications sur Internet
- b. De centraliser les accès extérieurs pour sécuriser en un seul point les communications
- c. De filtrer les paquets en fonction de leur numéro de port
- d. D'enregistrer dans un cache les informations ou les fichiers fréquemment consultés.

8.12 Concernant les DMZ, quelles affirmations sont vraies ?

- a. Une DMZ inclut forcément un *firewall*.
- b. Les serveurs web sont toujours placés à l'extérieur d'une DMZ.
- c. Lorsque plusieurs DMZ sont installées, la plus proche du réseau privée est la moins sécurisée.
- d. Une DMZ sert de zone intermédiaire entre un réseau local et Internet.

8.13 Concernant un VPN, quelles affirmations sont exactes ?

- a. Un tunnel sécurisé est créé entre deux sites distants.
- b. Des passerelles sont nécessaires pour isoler les réseaux privés du réseau public.
- c. Les paquets qui circulent sur Internet sont cryptés.
- d. Les utilisateurs doivent crypter tous les messages qu'ils envoient.

8.14 Vous décidez d'installer un VPN entre deux sites distants de votre entreprise. Quels sont les protocoles que vous pouvez utiliser ?

- a. WEP
- b. PPTP
- c. IPSec
- d. SNMP
- e. L2TP

8.15 Parmi les trois formats, lequel correspond à une encapsulation PPTP ?

- a.

IP	GRE	PPP	TCP	Data
----	-----	-----	-----	------

- b.

IP	GRE	PPP	IP	TCP	Data
----	-----	-----	----	-----	------

- c.

PPP	IP	GRE	IP	TCP	Data
-----	----	-----	----	-----	------

8.16 En cryptographie, une fonction de *hashage* :

- a. Est une fonction qui extrait d'un message long une empreinte courte.
- b. Ne permet pas d'extraire la même empreinte à partir de deux messages différents
- c. Permet de chiffrer seulement l'empreinte plutôt que de chiffrer tout le message
- d. Permet de vérifier l'intégrité d'un message transmis

8.17 Que contient un certificat ?

- a. Une clé publique.
- b. Une identité
- c. Une signature du certificat.
- d. Une date d'expiration.

8.18 Alice veut envoyer un message crypté à Bob mais veut d'abord s'assurer, à l'aide d'un certificat généré par Trent, que la clé publique transmise par Bob est bien la bonne. Quelles sont les affirmations qui vous semblent justes ?

- a. Alice doit utiliser la clé publique de Trent pour vérifier le certificat attestant la validité de la clé de Bob.
- b. Trent doit authentifier le message crypté par Alice.
- c. Alice doit être en possession de la clé publique de Trent.
- d. Bob a besoin de la clé publique de Trent pour décrypter le message.
- e. Trent doit avoir signé un certificat liant la clé de Bob à son nom.

8.19 Le protocole SSH permet :

- a. La navigation sécurisée sur les serveurs web.
- b. Le transfert de fichiers cryptés vers un serveur FTP.
- c. L'envoi de messages cryptés via un tunnel.
- d. Une connexion distante sécurisée sur un serveur à partir d'un terminal.

8.20 Il s'agit d'associer les différents matériels et protocoles de sécurité aux différentes couches du modèle OSI. Quelles sont les bonnes associations ?

- a. IPSec au niveau physique.
- b. NAT au niveau réseau.
- c. Cryptage RSA au niveau liaison.
- d. Proxy au niveau transport.
- e. HTTPS au niveau application.

Exercices

8.1 Quels sont les deux grands types d'attaque ? À quels domaines de sécurité (intégrité, confidentialité, disponibilité) se rapportent ces deux types ?

8.2 Quelle est la différence entre virus et vers ? Dans quelle mesure ces derniers sont-ils plus dangereux ?

8.3 La règle A du firewall permet aux machines du LAN privé d'accéder à DMZ 2, alors que la règle C devait l'interdire. Comment remédier à cela ?

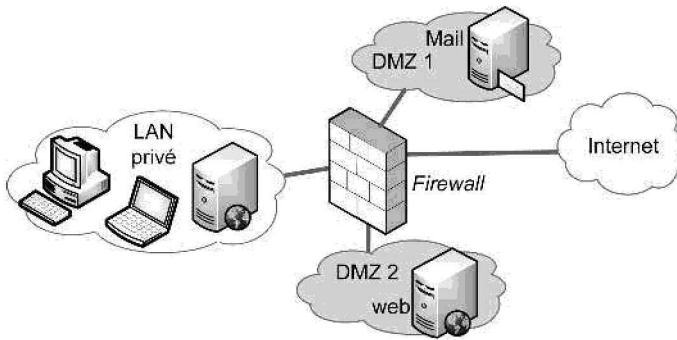


Figure 8.38

Règle	@ src	@ dest.	Protocole	Port source	Port dest.	Action
A	Toutes	DMZ 2	TCP	Tous	80	Autorisé
B	LAN	DMZ 1	TCP	Tous	25	Autorisé
C	LAN	Toutes	TCP	Tous	Tous	Refusé
E	Tous	Tous	Tous	Tous	Tous	Refusé

8.4 Vous utilisez un système de chiffrement asymétrique. Vous venez de perdre votre clé privée, mais vous avez encore la clé publique correspondante.

- Pouvez-vous encore envoyer des mails de manière confidentielle ? Lire les mails chiffrés que vous recevez ?
- Pouvez-vous encore signer les mails que vous envoyez ? Vérifier les signatures des mails que vous recevez ?
- Que devez-vous faire pour de nouveau être capable d'effectuer toutes les opérations citées ?

8.5 Les systèmes d'authentification standards vérifient les mots de passe à l'aide de *hashs* de mots de passe stockés dans des fichiers protégés.

- a. Quelle est l'utilité de stocker les *hashs* des mots de passe plutôt que les mots de passe ?
- b. Pourquoi doit-on protéger l'accès aux *hashs* des mots de passe ?

8.6 Alice transmet un document à Bob. Ce document n'a pas besoin d'être chiffré mais Alice souhaite être sûre que Bob recevra le bon document et non un document qui pourrait être fourni par l'homme au milieu.

- a. Comment Alice doit-elle procéder ? Vous donnerez, en les comparant, les deux solutions avec les deux types de cryptage. Vous préciserez ce qui distingue une signature d'une authentification.
- b. Ces deux solutions sont-elles totalement sécurisées contre une attaque de l'homme au milieu ?

8.7 Réseaux privés virtuels

- a. Expliquez le concept et le fonctionnement d'un VPN. Vous préciserez en particulier les équipements mis en œuvre, la gestion des adresses IP et comment les messages sont encryptés.
- b. Quelles sont les principales différences entre des tunnels VPN utilisant PPTP, IPSec et SSL ?

8.8 Tunnel VPN avec IPSec

- a. Pour chacun des paquets suivants, indiquer quelle partie du paquet est authentifiée et quelle partie est chiffrée :
 - ◇ Un paquet AH en mode transport ;
 - ◇ Un paquet AH en mode tunnel ;
 - ◇ Un paquet ESP en mode transport ;
 - ◇ Un paquet ESP en mode tunnel.
- b. On souhaite utiliser IPSec avec un chiffrement assuré par des routeurs intermédiaires. Quel mode faut-il utiliser ? Pourquoi ?

8.9 Vous désirez avoir accès à distance à la messagerie interne de votre entreprise depuis votre portable. Donnez les avantages et inconvénients des trois solutions suivantes :

- a. Utilisation d'un client IPSec sur le portable pour établir une connexion VPN avec votre réseau interne.
- b. Utilisation d'un client de messagerie supportant TLS pour faire du ESMTP et du POP3 sécurisé avec un serveur de messagerie dans la DMZ de votre entreprise.
- c. Utilisation d'un navigateur standard pour accéder à une interface web de votre messagerie par HTTPS.

8.10 Dans un paiement par carte bancaire sécurisée par le protocole https :

- a. Comment le client est-il averti que la transaction est sécurisée ?
- b. Comment le numéro de CB est-il caché ?
- c. Quelle clé de cryptage le client utilise-t-il pour crypter les informations transmises ?
- d. Comment le client est-il sûr qu'il dialogue bien avec le serveur choisi ?
- e. Comment le serveur est-il sûr qu'il dialogue bien avec un client « légal » ?

Exercices

8.1 a), d)

8.2 b), c), e)

8.3 b)

8.4 b), c)

8.5 a), c)

8.6 b), d)

8.7 a), d)

8.8 b)

8.9 a)

8.10 a), d)

8.11 a), b), d)

8.12 a), d)

8.13 a), b), c)

8.14 b), c), e)

8.15 b)

8.16 a), b), c), d)

8.17 a), b), c), d)

8.18 a), c), e)

8.19 b), d)

8.20 b), e)

Exercices

8.1 Les deux grands types d'attaque sont l'intrusion et déni de service (DoS). L'intrusion menace l'intégrité, la confidentialité et éventuellement la disponibilité dans le cas des vers ou des virus. Les DoS menacent la disponibilité.

8.2 Un virus est un programme qui se propage à l'aide d'un vecteur c'est-à-dire un autre programme. Un ver est un programme autonome. De par son autonomie, un ver aura plus de facilité à se propager.

8.3 Une solution est de passer la règle A en troisième position :

Règle	@ src	@ dest.	Protocole	Port source	Port dest.	Action
B	LAN	DMZ 1	TCP	Tous	25	Autorisé
C	LAN	Toutes	TCP	Tous	Tous	Refusé
A	Toutes	DMZ 2	TCP	Tous	80	Autorisé
E	Tous	Tous	Tous	Tous	Tous	Refusé

La règle B permet aux machines du LAN d'accéder à DMZ 1. La règle C interdit tout autre trafic en provenance du LAN. La règle A n'a plus d'influence sur le trafic du LAN et permet aux machines externes d'accéder à DMZ 2.

8.4

a) Nous pouvons encore envoyer des mails chiffrés puisque nous utilisons pour cela la clé publique du destinataire. Nous pouvons recevoir des mails chiffrés tant que nous n'aurons pas révoqué la clé perdue, mais nous ne serons plus en mesure de les déchiffrer.

b) Nous ne pouvons plus signer des mails car nous utilisons la propre clé privée pour signer. Nous pouvons vérifier les signatures des mails puisque nous utilisons la clé publique de l'expéditeur du mail pour vérifier la signature.

c) Il est avant tout important de révoquer la clé perdue. Ensuite, il faut se procurer un nouveau couple (clé publique, clé privée), soit en s'adressant à une autorité de certification (CA), soit en la générant soi-même (PGP).

8.5

a) Étant donné que les *hashs* sont irréversibles, le vol du fichier des *hashs* ne permet pas en principe de connaître les mots de passe.

b) Bien que les *hashs* soient irréversibles, les mots de passe peuvent être retrouvés en utilisant soit une attaque par dictionnaire, soit une attaque par recherche exhaustive si l'ensemble des mots de passe possibles est trop petit. Cette protection n'est pas nécessaire si les mots de passe sont suffisamment complexes

(longueur, combinaison de lettres, de chiffres, majuscules, minuscules, symboles...).

8.6

a)

♦ Cryptage asymétrique :

– Alice génère un couple de clés publique/privé et envoie à Bob, de manière sécurisée (à l'intérieur d'un certificat), une copie de sa clé publique.

– Alice envoie le document et un *hash* du document chiffré avec sa clé privée. Le chiffrement du *hash* fait office de signature.

– Bob reçoit le document et son *hash* qu'il déchiffre avec la clé publique reçue. Il le compare avec le *hash* qu'il recalcule à partir du document. Il vérifie donc l'identité d'Alice qui seule a pu crypter avec la clé privée correspondante.

Le point délicat est la transmission de la clé publique.

♦ Cryptage symétrique :

– Alice utilise la clé symétrique pour le calcul du *hash*.

– Le document est transmis avec son *hash*.

– Bob qui possède aussi la clé symétrique recalcule le *hash* et le compare avec le *hash* reçu. Ce qui permet l'authentification d'Alice.

Le point délicat est l'échange de clés (RSA, DH).

La signature utilise le cryptage asymétrique, l'authentification le cryptage symétrique. Les deux méthodes permettent d'authentifier le document.

b) Pour une signature, la clé publique peut être interceptée par l'homme au milieu mais sans la clé privée celui-ci ne pourra pas chiffrer un faux document.

Pour une authentification, l'homme au milieu ne pourra pas fournir un faux *hash* sans la clé symétrique.

Les deux solutions sont donc efficaces mais pas totalement sécurisées (il est toujours possible de se procurer ou de retrouver une clé privée ou une clé symétrique). Le cryptage symétrique est plus robuste.

8.7

a) Un VPN est constitué d'un ensemble de LAN privés reliés à travers Internet par un « tunnel » sécurisé dans lequel les données sont cryptées.

Un VPN utilise une passerelle de chaque côté du tunnel pour encapsuler et chiffrer les données. L'en-tête contenant les adresses privées est crypté et un nouvel en-tête avec les adresses publiques est ajouté par la passerelle émettrice. La passerelle réceptrice est chargée de vérifier l'authenticité et l'intégrité des données (généralement grâce à un *hash* sur les autres champs et transmis dans l'en-tête spécifique VPN) puis de décrypter les données pour le réseau privé destination.

b) PPTP intervient au niveau 2, IPSec au niveau 3 et SSL au niveau 4.

PPTP pour une connexion point à point. IPSec pour encapsuler tous les paquets IP. SSL met en place un tunnel entre 2 entités mais pas de passerelles pour gérer un double adressage IP et des réseaux privés complets.

8.8 Tunnel VPN avec IPSec

a)

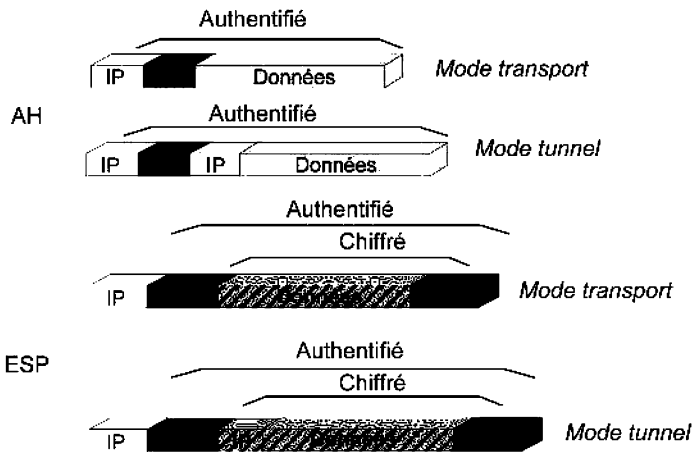


Figure 8.39

b) Il faut utiliser le mode tunnel car on ne peut pas assurer en mode transport que le paquet passera effectivement par le routeur qui est capable d'effectuer le déchiffrement ; il faut donc ajouter au paquet un en-tête IP correspondant au routeur destinataire sachant faire le déchiffrement.

8.9

a) Avec la solution IPSec on obtient un accès complet sécurisé au réseau interne, ce qui est bien plus que ce que l'on recherchait.

- ♦ **Avantage** : le serveur de messagerie n'est accessible qu'après une authentification réussie au niveau IPSec. Ceci protège le serveur contre des attaques par des utilisateurs externes à l'entreprise.
- ♦ **Inconvénient** : le cryptage IPSec peut être complexe à mettre en œuvre sur les OS pour n'utiliser finalement que la messagerie.

b) Tunnel sécurisé avec TLS.

- ♦ **Avantage** : permet de conserver le client habituel SMTP/POP3 pour accéder à sa messagerie (la sécurité est effectuée au niveau du protocole de transport TLS).
- ♦ **Inconvénient** : Il faut que les clients et les serveurs de messagerie supportent les versions sécurisées des protocoles SMTP et POP3.

c) Navigateur standard avec HTTPS

- ♦ **Avantage** : pas d'installation spécifique côté client, tous les navigateurs supportent HTTPS, possibilité de lire ses mails de n'importe quelle machine.
- ♦ **Inconvénient** : les messages restent stockés sur le serveur HTTPS et ne sont plus disponibles hors-ligne.

8.10

- a) L'URL est du type https://... et une icône en forme de cadenas apparaît dans son navigateur.
- b) Toutes les informations transmises sont cryptées avec SSL et un chiffrement sur 128 bits.
- c) La clé maîtresse (MK) utilisée pour le cryptage est générée à partir d'une clé publique (PK) transmise sur Internet.
- d) Le client reçoit du serveur un certificat délivré par une autorité de certification. Le client peut alors vérifier l'authentification du serveur.
- e) Le serveur peut également demander un certificat au client.

INDEX

1000BASE-T 291
1000BASE-X 291
100BASE-FX 289
100BASE-T 288
100BASE-TX 288
10BASE2 279
10BASE5 279
10BASE-T 285
4B5B 229
802.1x 354

A

AAL 213
ABR 216
ADSL 246
ADSL2 247
AES 306
AFNIC 38
AMRC 239
AP 296
ARCEP 243
ARPANET 7
AS 355
ASCII 4
ATM 16, 209, 212
autonégociation 290

B

bande de base 226
BAS 244
baud 231
BEB 254, 281, 300
bits 2
bitstream 244
Bluetooth 294, 306
BNC 272
botnet 331

boucle locale 241
BPSK 232
brasseur ATM 219
BSS 296

C

CA 344
câble coaxial 272
CBR 216
CDMA 239
certificats 343
CHAP 353
codes en ligne 226
collision 281
commutateur 287, 311
 ATM 219
commutation
 de cellules 16, 212, 215
 de circuits 7, 14
 de paquets 15
cookies 49
couche
 application 23
 liaison 23
 physique 23
 présentation 23
 réseau 23
 session 23
 transport 23
CPL 254
cryptage 338
 asymétrique 339
 symétrique 338
CSMA/CA 295, 300
CSMA/CD 278, 280
CTS 301

D

DARPA 7
DCE 199
DCF 300
DDOS 331
débit 5
dégrouper 242
Denial Of Service 330
diaphonies 245
Diffie-Hellman 340
DIFS 300
DMT 246
DMZ 336
DNAT 335
DNS 38
DOS 330
downstream 242
DS 296
DSA 342
DSLAM 244
DSSS 298
DTE 199
DWDM 241

E

EAP 354
ElGamal 340
email 51
encapsulation 19
ESS 296
ETCD 199
Ethernet 278
 1 Gbit/s 290
 10 Gbit/s 292
 10 Mbit/s 279
 100 Mbit/s 288
 10BASE-T 285
 Carrier Grade 221
 commuté 287
ETTD 199

F

FAI 10, 12
Fast-Ethernet 288
FDM 14, 238
FHSS 298, 309

 fibre optique 272
 firewall 332
 FireWire 203
 flooding 330
 FQDN 39
 FTP 64
 FTPS 349
 FTTB 256
 FTTC 256
 FTTCab 249
 FTTEx 250
 FTTH 256
 FTTLA 252, 254
 FTTN 256

G

GET 47
GFSK 298, 309
Gigabit Ethernet 290
GRE 347

H

H.323 71
handover 294
hash 341
HCF 304
HEAD 48
hexadécimale 4
HFC 252
HomePLug 255
HTML 44
HTTP 36, 44
HTTPS 349
hub 285

I

IAB 8
IANA 8
ICANN 8, 38
IEEE
 1394 203
 802.11 295
 802.11a 299
 802.11b 299
 802.11g 299
 802.11i 306
 802.11n 299, 305

802.14 253
 802.15.1 306
 802.17 225
 802.1a 295
 802.1ad 223
 802.1ah 223
 802.1b 295
 802.1g 295
 802.1i 295
 802.1n 295
 802.1P 314
 802.1Q 314
 802.3 278

IESG 9

IETF 8

IMAP 52, 61

IMAP4 63

IPSec 346, 347

IRTF 8

ISM 295

ISO 22

ISOC 8

ISP 10

ITU-T 213

J

jeton 202

jonction 199

L

L2TP 346

LAN 11, 269

LCP 206

liaison

de données 199

série 199

LLC 23, 277

LOS 250

M

MAC 23, 277, 342

malwares 327, 329

MAN 11

Manchester 226, 227

MD5 341

MDA 51

méthode d'accès 275

MiM 341

MIME 55

MIMO 299

MiMo 250, 251

MLT-3 228

mode

connecté 25

d'exploitation 200

fiable 25

full-duplex 200

half-duplex 200

non connecté 25

simplex 200

modèle

en couches 19

IEEE 277

OSI 22

TCP/IP 24

modem 230

modulation 230

MRF 238

MRT 238

MS-CHAP 353

MTA 51

MUA 51

multiplexage 238

fréquentiel 238

temporel 238

N

NAP 14

NAS 355

NAT 335

NAV 300

NCP 206

NLOS 250

NNI 214

NRZ 226

NRZI 226, 227

O

OFDM 236

OFDMA 251

OLT 257

ONU 252

OSI 22

OTG 203

P

- paire torsadée 269
- PAM 291
- PAN 269
- PCI 20
- PDH 206
- PDU 20
- Peer to Peer 67
- PGP 340
- phishing 327, 328
- PKI 344
- plésiochrone 206
- PON 257
- POP 52, 59
- POP3 59, 60
- POST 48
- POTS 246
- PPP 205
- PPTP 346
- protocole 5
- Proxy 336
- PSK 232

Q

- QAM 232, 233
- QoS 17, 37
- QPSK 232

R

- RA 344
- RADIUS 355
- RAS 346
- RC4 305
- READSL2 248
- réseau
 - câblé 252
 - d'accès 12
 - fédérateurs 14
- RFC 8
- RJ11 270
- RJ45 270
- RNIS 212
- RPR 225
- RS232 200
- RSA 339
- RTCP 71, 74

- RTP 71, 73
- RTS 301
- RTSP 71, 72

S

- SCP 351
- SDH 209
- SDU 20
- services 36
- SFTP 351
- SIP 71, 72
- SLA 221
- SMTP 52, 53, 56
- smurfing 330
- SNAT 335
- sniffing 327
- social engineering 327
- SONET 209
- sous-couche
 - LLC 277
 - MAC 277
- spoofing 327, 328
- SSH 346, 351
- SSL 346, 349
- STM 209
- STP 270
- switch 287, 311

T

- tag 312
- TCM 235
- TDM 15, 238
- temps
 - d'attente 17
 - de propagation 17
 - de traitement 17
 - de transmission 17
- TKIP 306
- TLD 38
- TLS 346, 349
- ToIP 68
- topologie 274
 - d'anneau 274
 - de bus 274
 - en étoile 274
- transmission
 - asynchrone 200

- en bande de base 226
- large bande 226
- série 4
- synchrone 200

troyan 329

U

- UBR 216
- UNI 214
- upstream 242
- URL 44
- USB 201
- UTP 270

V

- valence 231
- VBR 216
- VC 218
- VCI 214, 218
- VCS 300
- VDSL 249
- ver 329
- vidéo sur IP 70
- Virtual Private Network 337

- virus 329
- VLAN 310
 - de niveau 1 312
 - de niveau 2 313
 - de niveau 3 313

VoIP 68

VP 218

VPI 214, 218

VPN 337

W

WAN 11

WDM 241, 252

webmail 52

WEP 305

WiFi 294, 295

WiMax 250

WLAN 269, 294

worm 329

WPA 306

WPAN 294

X

xDSL 242