

Chapitre 12 – Exercice 1 *(voir énoncé page 278 du livre)*

[a] Les PC A et B doivent avoir une carte ATM pour accéder au réseau ATM. Comme les PC travaillent sous le protocole IP, les paquets IP doivent être transportés à l'intérieur des cellules ATM. Il faut donc utiliser une couche AAL pour fragmenter les paquets IP pour les transporter dans des cellules ATM, puis pour les réassembler à l'autre extrémité du réseau.

[b] Pour effectuer le transport des paquets IP dans le réseau ATM, il faut ouvrir un circuit virtuel. Pour ouvrir un circuit virtuel, il faut utiliser une signalisation dans laquelle il y a l'adresse ATM du destinataire, c'est-à-dire une correspondance entre l'adresse IP et l'adresse ATM de la carte ATM (adresse de la jonction physique arrivant à la carte). On ne peut utiliser le protocole ARP (Address Resolution Protocol) qui a été conçu pour une correspondance d'adresse IP et Ethernet. Il faut donc une solution similaire mais associée au réseau ATM qui possède la particularité de ne pas être un réseau avec diffusion. Il faut donc un protocole ATMARP ou bien choisir une autre solution, par exemple de changer le plan de signalisation ATM par un plan de signalisation IP comme dans la solution MPLS.

[c] Les deux stations sont sur un réseau de catégorie B puisque 127.76 est l'adresse commune.

[d] La solution est effectivement plus complexe puisque le protocole ATMARP doit utiliser une diffusion pour réclamer la correspondance d'adresse lorsqu'elle n'est pas en possession de l'émetteur. S'il y a plus d'un seul sous-réseau, la solution utilisant une diffusion devient quasiment impossible à implémenter. De nouveau, plusieurs solutions peuvent être envisagées. La première consiste à mettre des serveurs d'adresse capables de résoudre les correspondances dans leur sous-réseau. Ces serveurs peuvent s'échanger des demandes qui peuvent être routées suivant les algorithmes classiques de l'Internet, de serveur d'adresse en serveur d'adresse jusqu'à arriver à un serveur d'adresse local connaissant la correspondance. La deuxième solution consiste à utiliser un plan de signalisation IP. Dans ce cas, la demande de correspondance est acheminée dans le plan IP jusqu'à la station de destination qui connaît son adresse ATM et qui peut renvoyer cette correspondance vers l'émetteur.

[e] Exactement comme nous venons de l'indiquer, le serveur d'adresse peut localiser un serveur d'adresse suivant, qui lui-même pourra déterminer le routeur d'adresse suivant et ainsi de suite jusqu'au destinataire.

[f] C'est la solution exposée comme la première solution de la question d.

Chapitre 12 – Exercice 2 *(voir énoncé page 278 du livre)*

[a] La commande Ping permet de mesurer le temps aller retour entre un émetteur et un récepteur.

[b] On peut en déduire que le récepteur n'est pas présent.

[c] On peut en déduire que le destinataire est pour le moment non connecté.

Chapitre 13 – Exercice 1 *(voir énoncé page 301 du livre)*

[a] Lorsque le bit D est mis à 1, cela indique que le contrôle s'effectue de bout en bout sur le circuit virtuel. Si le circuit virtuel commence dans la carte X.25 de la machine utilisateur, cela indique que l'opérateur n'a pas vraiment d'impact sur cette fenêtre.

[b] Un contrôle de flux est efficace s'il est capable de limiter le nombre de paquets qui circulent sur chaque circuit virtuel. Pour que cette limitation soit effective, il est nécessaire que la fenêtre de contrôle soit de bout en bout. Si un paquet est acquitté par un nœud mais n'entre pas dans la fenêtre suivante, il peut être perdu sans que le protocole de niveau 4 ne s'en aperçoive. Il faut donc qu'un paquet ne soit acquitté que lorsqu'il est pris en charge par la fenêtre suivante.

[c] L'opérateur peut effectivement faire descendre le débit d'un utilisateur en diminuant la fenêtre interne au réseau. Éventuellement, si l'opérateur met la valeur de la fenêtre à 0, il bloque les acquittements de la fenêtre précédente, puisque ces paquets ne peuvent entrer dans la nouvelle fenêtre.

[d] Il y a un seul plan, le plan utilisateur : toutes les données de contrôle passent en même temps que les données utilisateur avec une égale priorité.

[e] A priori, non, un nœud ne peut pas faire de différence entre un paquet de contrôle et un paquet utilisateur. Cependant, il peut exister quelques cas qui échappent à cette règle, comme les paquets qui émis avec le bit Q = 1 indiquent que ce sont des données qualifiées, c'est-à-dire des paquets qui portent des informations de supervision.

Chapitre 13 – Exercice 2 *(voir énoncé page 301 du livre)*

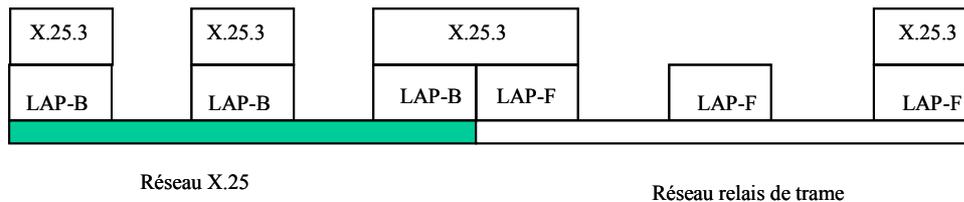
[a] La passerelle intermédiaire interconnecte deux réseaux X.25. Cette passerelle récupère le paquet X.25. Premier cas de figure, le paquet X.25 transporte un paquet IP et ce paquet X.25 est décapsulé pour récupérer le paquet IP. Dans ce cas, la passerelle est bien un routeur puisque l'on examine le paquet IP pour décider de son routage. Deuxième cas de figure, le paquet X.25 n'est pas décapsulé, ce qui indique que la passerelle doit émettre de nouveau le paquet X.25 sur une référence. La passerelle se comporte donc comme un commutateur puisque le paquet a été traité au niveau de sa référence. Il peut y avoir un problème de terminologie puisque nous avons une passerelle de niveau 3 et que, en général, les passerelles de niveau 3 sont appelées des routeurs.

[b] Oui, on peut ouvrir un circuit virtuel de bout en bout si les deux réseaux acceptent de mettre le bit D à 1 et si la passerelle intermédiaire est un commutateur. Si l'un des deux réseaux n'accepte pas le bit D = 1 dans ce cas, il ne peut pas y avoir de bout en bout.

Chapitre 13, exercice 3 (voir énoncé page 301 du livre)

[a] Les paquets de niveau 3 doivent être encapsulés dans des trames de niveau 2. Donc, il est nécessaire d'encapsuler un paquet X.25 dans une trame du relais de trames (LAP-F). On pourrait envisager de mettre une trame LAP-F dans un paquet X.25, mais ce serait un cas assez farfelu.

[b] Le schéma architectural est réalisé pour un transport du paquet X.25 de bout en bout.



Chapitre 13 – Exercice 4 (voir énoncé page 301 du livre)

[a] Oui, la liaison virtuelle peut être réalisée de bout en bout. Il faut pour cela que la passerelle soit un commutateur relais de trames et donc accepte de commuter une trame LAP-F.

[b] Le contrôle de flux, pour qu'il soit efficace doit prendre en compte le circuit virtuel de bout en bout. Pour cela il faut que la négociation entre l'utilisateur et les deux opérateurs soit identique, c'est-à-dire que le débit garanti négocié soit le même. Le bit DE doit donc avoir la même définition dans les deux réseaux.

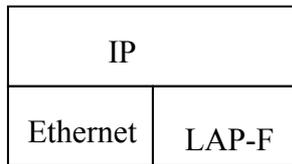
[c] Si les utilisateurs travaillent sous IP, cela indique que des paquets IP sont encapsulés dans les trames du relais de trame. À la passerelle, il est possible de décapsuler les paquets et de récupérer le paquet IP et d'effectuer le routage à partir de l'adresse IP située dans le paquet. La passerelle est un routeur. La seconde possibilité est de rester au niveau LAP-D et de commuter la trame dans la passerelle.

[d] La conversation téléphonique est possible si un débit d'une valeur correspondant au débit crête de la voie téléphonique peut être garanti par les opérateurs des deux réseaux relais de trame et si le temps de réponse reste toujours inférieur à 200 ms (voire 300 ms pour une qualité inférieure). Il faut donc essentiellement que le client ait négocié un débit garanti CIR correspondant au passage du débit crête de la voix téléphonique.

[e] Les choix indiquent une garantie de débit sur 32 Kbit/s et la possibilité de dépasser ce débit pour atteindre le débit maximal de l'utilisateur, c'est-à-dire 64 Kbit/s. Pour que la qualité de la parole soit acceptable, il faut un codeur hiérarchique dans lequel, la hiérarchie 1 correspond à un débit de 32 Kbit/s. Les hiérarchies supérieures, qui apporteront éventuellement une amélioration de la qualité, peuvent atteindre également 32 Kbit/s. Il est à noter que l'utilisateur peut utiliser simplement un codage à 32 Kbit/s qui donne une excellente qualité téléphonique sans avoir recours à des améliorations qui n'apporteront pas grand chose de plus.

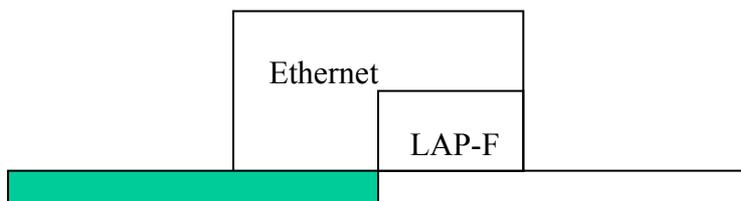
Chapitre 13 – Exercice 5 (voir énoncé page 302 du livre)

[a]



[b] L'adresse MAC portée par la trame du réseau Ethernet est celle de la passerelle avec le réseau de relais de trame.

[c]



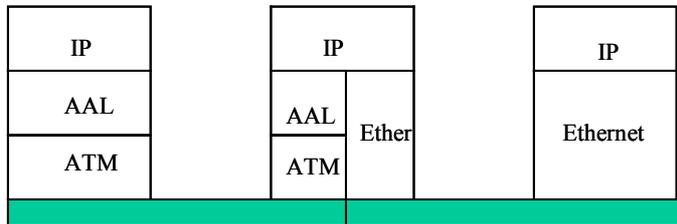
[d] L'adresse MAC est celle du destinataire.

[e] Les deux solutions ont leurs avantages et leurs inconvénients. Si l'on considère la première solution, elle est compatible avec la normalisation et elle permet de passer d'un réseau à l'autre sans se surcharger des zones de supervision que l'on doit transporter dans le deuxième cas. La difficulté est de trouver l'adresse physique du coupleur de la passerelle pour aller vers le réseau suivant. Cette résolution d'adresse se fait assez facilement dans le cas de correspondance Ethernet IP.

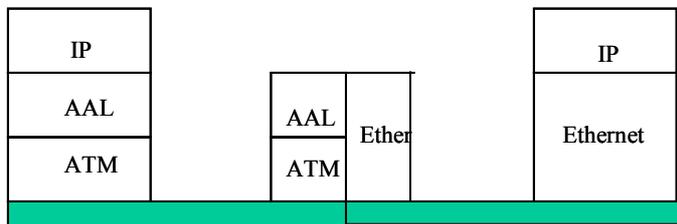
Dans la deuxième solution, l'encapsulation est très simple à mettre en œuvre, elle permet de garder l'adresse du destinataire dans la structure encapsulée. Elle a comme désavantage d'avoir à transporter toutes les zones de supervision des entités intermédiaires. De plus, il faut que la signalisation du réseau relais de trames puisse effectuer l'ouverture de la liaison virtuelle en connaissant l'adresse Ethernet du destinataire (qu'il faut aussi connaître par une correspondance d'adresse puisque l'adresse connue du destinataire est son adresse IP).

Chapitre 14 – Exercice 1 (voir énoncé page 330 du livre)

[a] La passerelle est un routeur.



La passerelle est un LSR (Label Switch Router).



[b] Si l'on suit le schéma de la première figure précédente, il n'est pas possible d'ouvrir un circuit virtuel de bout en bout puisqu'il faut repasser par la couche IP dans la passerelle intermédiaire.

En revanche, si le schéma choisi correspond à la deuxième figure, représentant une architecture MPLS, la réponse est oui, on peut ouvrir un circuit virtuel de bout en bout même si le nom de circuit virtuel n'est pas exactement celui qui est employé dans la partie Ethernet (le mot route est en général utilisé).

[c] Les deux cas que nous venons de décrire répondent à la question ; dans le premier cas, la passerelle est un routeur. Dans le second, c'est un commutateur de type MPLS.

[d] La référence dans la cellule MPLS se place dans la zone VPI/VCI. Dans la trame Ethernet, la référence se place dans la zone « shim address » située entre l'adresse MAC et l'adresse IEEE.

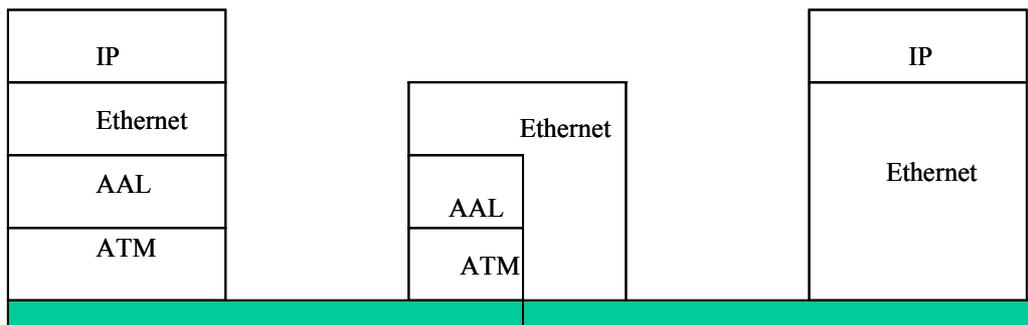
Chapitre 14 – Exercice 2 (voir énoncé page 330 du livre)

[a] Entre A et le réseau ATM, il faut ajouter un réseau Ethernet. Il faut donc encapsuler le paquet IP dans une trame Ethernet. Trois possibilités peuvent être identifiées :

- 1- décapsuler la trame Ethernet dans le premier nœud du réseau ATM qui lui-même réencapsule le paquet IP dans des cellules ATM,
- 2- encapsuler directement la trame Ethernet dans des cellules ATM,

3- utiliser le protocole MPLS et donc commuter la trame Ethernet vers des cellules ATM (dans ce dernier cas, il y a également décapsulation du paquet IP de la trame Ethernet, mais le paquet IP n'est pas examiné, il est immédiatement inséré dans des cellules ATM).

[b] Le schéma en couches de la passerelle dépend de la solution choisie à l'entrée du réseau. Le premier cas de figure donne naissance à une architecture de la passerelle que nous avons décrite dans la première figure de la première question de l'exercice précédent. Le troisième cas donne naissance à une architecture comme celle décrite dans la seconde figure de la première question. Enfin le deuxième cas exprime une architecture comme celle décrite dans la figure suivante.



Chapitre 14 – Exercice 3 (voir énoncé page 330 du livre)

[a] La distance entre A et B est limitée puisque les deux réseaux Ethernet sont partagés. La distance maximale pour un réseau Gigabit Ethernet est de 409,6 mètres. Cette valeur est obtenue en calculant le délai nécessaire pour émettre une trame de 512 octets ; ce délai doit représenter un temps aller retour. Comme 512 octets = 4096 bits, à 1 Gbit/s cela représente, à la vitesse de 200 000 km/s, un temps de 8,192 μ s La plus longue distance d'un Gigabit Ethernet est donc de 409,6 mètres (819,2 mètres/ 2 pour tenir compte de l'aller retour).

[b] La passerelle est un routeur si l'on remonte dans une couche 3, qui ici serait la couche IP. La passerelle serait un b-routeur si elle est capable d'essayer de se comporter comme un pont dans un premier temps, en examinant l'adresse MAC, puis, si l'adresse MAC est inconnue, de se comporter comme un routeur. Dans ce dernier cas, le b-routeur décapsule la trame pour retrouver le paquet IP et se comporter comme un routeur. La passerelle est un pont si seule l'adresse MAC est utilisée.

Chapitre 14 – Exercice 4 (voir énoncé page 331 du livre)

[a] Il n'y a pas de distance maximale puisqu'une technique de transfert commutée est utilisée.

[b] L'adresse MAC peut être suffisante si tous les ponts sont capables de connaître l'ensemble des adresses des cartes coupleur du réseau.

[c] Oui, il faut un contrôle de flux puisque le réseau est commuté et qu'une trame peut traverser plusieurs nœuds de transfert. Un contrôle de type CAC (Connection Admission Control) effectue une demande de réservation de ressources ou au moins signale l'arrivée d'un flot bien déterminé. Dans un réseau Ethernet, il n'y a pas de signalisation et donc il n'y a pas de possibilité de contrôle CAC.

[d] Oui, ce système peut fonctionner valablement car il y a compatibilité entre les différents réseaux Ethernet. Cependant, des problèmes de congestion peuvent se poser puisque les vitesses sont différentes. Il faut donc qu'un système de contrôle de flux soit employé.

Chapitre 14 – Exercice 5 (voir énoncé page 331 du livre)

ATTENTION : dans cet exercice l'hypothèse de départ ne correspond pas à la réalité puisque la longueur minimale d'un Gigabit Ethernet est de 512 octets. L'exercice a pour but de démontrer que si l'on avait gardé la stricte comptabilité le réseau aurait été particulièrement peu étendu.

[a] Si la longueur minimale de la trame avait été maintenue à 64 octets, cela aurait donc induit un délai maximal pour effectuer l'aller retour correspondant à l'envoi de 64 octets = 512 bits. Comme pour émettre 1 bit il faut 1 ns, le temps d'aller retour correspondant est de 512 ns. En comptant toujours une vitesse de propagation de 200 000 km/s cela donnerait 51,2 mètres de longueur maximale (102,4/2 puisqu'il y a l'aller et le retour).

[b] Si le hub prend 100 ns pour faire passer le signal à l'aller et autant au retour, il y a 200 ns à prendre en compte pour le hub dans le budget temps. Le temps de propagation aller retour descend donc à 512 ns – 200 ns = 312 ns. Et donc une distance maximale de 31,2 mètres.

[c] Un répéteur qui serait inséré dans le réseau, réduirait la distance maximale puisque le répéteur prend du temps, temps qui serait déduit du temps de base.

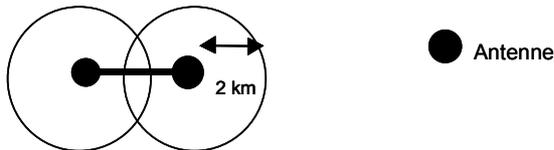
[d] Un pont permet de découper le réseau en deux réseaux distincts. Il double donc automatiquement la distance maximale du réseau.

[e] Cela est possible en allongeant la longueur minimale de la trame, en la passant à 512 octets. Si l'on utilise de la paire de fils torsadée qui possède un affaiblissement assez fort du signal (même si la catégorie 5, correspondant à une bonne qualité de transmission, est utilisée), il faut régénérer assez souvent le signal et donc passer par des hubs ou des répéteurs, qui demandent un délai de traversée. On obtient donc une distance assez courte. Comme sur de la fibre optique on peut presque atteindre la vitesse de 300 000 km/s et qu'il n'y a pas besoin de répéteurs sur des distances de 400 mètres, les 512 octets peuvent mener à des distances de 400 mètres.

Chapitre 14 – Exercice 6 (voir énoncé page 331 du livre)

[a] Il faut que le temps maximal d'aller-retour soit de $51,2 \mu\text{s}$, ce qui à la vitesse de $300\,000 \text{ km/s}$ représente $15,36 \text{ km}$. $D = 15,36/2 = 7,68 \text{ km}$.

[b] On suppose que la distance maximale D est de 4 kilomètres (et non pas de 8 comme indiqué dans l'exercice)



Il y a 4 km de propagation par les ondes hertziennes et x kilomètres par la paire métallique. Le temps maximal étant toujours de $51,2 \mu\text{s}$ pour le temps aller retour, nous avons $51,2 = 8 / 0,3 + 2x / 0,2$ ce qui donne $x = 2,46 \text{ km}$. Les deux cercles se coupent bien.

[c] Oui bien sûr puisque le temps aller retour maximal est de $5,12 \mu\text{s}$.

[d] Oui, il peut y avoir un problème de congestion dans l'accès au support métallique.

[e] La distance x peut devenir infinie.

[f] Distance quelconque limitée par le nombre de terminaux. Avantage : mise en place instantanée (par exemple, les sauveteurs utilisent ce type de système après un tremblement de terre). Inconvénient : chaque terminal doit prendre en charge du trafic provenant d'autres terminaux.

[g] Comme dans la première question, le temps aller retour ne doit pas dépasser $51,2 \mu\text{s}$. Comme la capacité de transmission est toujours de $300\,000 \text{ km/s}$ la distance maximale est de $7,68 \text{ km}$.

[h] Pour transporter les 64 octets de taille minimale de l'environnement Ethernet, il faut $512/20 = 25,6 \mu\text{s}$ de délai aller-retour. La portée maximale est donc de $3,84 \text{ km}$.

[i] Si chaque terminal joue le rôle de pont, la distance n'est limitée que par la couverture effectuée par les terminaux. Il n'y a donc pas de limitation intrinsèque.

Chapitre 14 – Exercice 7 (voir énoncé page 332 du livre)

[a] Oui, bien sûr.

[b] Oui, bien sûr.

[c] Lorsque la porteuse n'est pas occupée, pour qu'il y ait une collision, il faut que deux stations émettent dans un temps inférieur au délai de propagation aller retour entre ces deux

stations. Comme ce temps correspond au maximum à 51,2 μ s, pour qu'une collision se produise, il faut que ces deux stations émettent dans ce temps de 51,2 μ s. Cet évènement possède une probabilité négligeable.

Il faut choisir des temporisateurs d'émission qui sont séparés d'au moins 51,2 μ s pour être sûr que lorsqu'une station transmet toutes les autres stations ont le temps de s'apercevoir que la porteuse est occupée avant d'avoir le droit de transmettre.

[d] Cette solution donne toujours la priorité à la station qui a le plus court temporisateur, station qui est donc fortement privilégiée. La station possédant le plus long temporisateur est de ce fait fortement pénalisée. (On peut éventuellement modifier les temporisateurs dynamiquement, mais ce mécanisme est assez complexe).

Chapitre 14 – Exercice 8 *(voir énoncé page 333 du livre)*

[a] À la vitesse de 8 Kbit/s, cela représente un octet toutes les 1 ms. Pour remplir et vider la trame Ethernet, il faut donc 46 ms. Ces temps (remplir et vider) s'effectuant en parallèle, le temps de paquetsation/dépaquetsation est de 46 ms. Donc, il reste 104 ms pour le transport de la trame.

[b] Si on attend toujours le temps maximal avant répétition de la trame, le temps jusqu'à l'émission gagnante, la dixième, est de :

$$51,2(1 + 3 + 7 + 15 + 31 + 63 + 127 + 255 + 511 + 1023) = 104 \text{ ms.}$$

[c] En effet, le temps correspondant au transfert de l'information correspond au temps de paquetsation/dépaquetsation, plus le temps d'attente dans la station terminale et le coupleur, plus le temps d'accès sur le support physique et enfin plus le temps de transport sur le support physique. Les temps de propagation et de traversée de la station étant négligeables, le temps total de transport est au maximum de $46 + 104 = 150$ ms. On se situe bien dans un temps acceptable.

[d] Le temps de paquetsation/dépaquetsation reste le même : 46 ms. Le délai de transit dépend de la distance. Enfin le temps de traversée des nœuds dépend de l'occupation et éventuellement de la congestion. Si on suppose qu'il y a en moyenne 10 paquets Ethernet dans une ligne de sortie de longueur moyenne 512 octets, cela représente un temps moyen d'attente de $512 \times 8 / 10 = 409$ μ s par trame. Pour 10 trames, on arrive à un temps de traversée d'un nœud de 4 ms. Pour traverser les 3 nœuds, on arrive à un temps pratiquement de 12 ms. La possibilité de faire de la parole dépend donc essentiellement de la distance à parcourir. La valeur maximale peut être déterminée par l'équation :

$$150 = 46 + 12 + \text{temps de propagation. (en ms)}$$

A la vitesse de 200 000 km/s cela représente une distance de 18 400 km. On peut donc assez facilement réaliser de la parole sur de l'Ethernet commuté surtout si les trames de parole sont prioritaires dans les nœuds de transfert.

Chapitre 15 – Exercice 1 (voir énoncé page 353 du livre)

[a] La technique de transfert ATM a été conçue pour réaliser des transferts de paroles téléphoniques en minimisant le temps de paquets et en permettant l'obtention d'un délai de transit borné par l'adoption d'une qualité de service approprié (la classe CBR).

[b] Les références dans le circuit virtuel considéré sont (i,m) , (j,n) et (k,o) . Dans un commutateur ATM, il y a une table de routage pour la signalisation et une table de commutation pour les données utilisateur. Dans la question, il s'agit de la table de routage. Cette table se présente comme une table de routage d'un réseau avec une technique de transfert de type Internet : à une adresse de destination correspond une adresse de sortie du nœud. Si la question avait porté sur la table de commutation, elle se serait présentée sous la forme $x, (i,m) : y (j,n)$, ce qui indique un accès par l'entrée x avec la référence (i,m) et une commutation vers la sortie y avec la référence (j,n) . Au niveau du routage, il doit y avoir une décision qui permet aux nouveaux circuits virtuels qui s'ouvrent de suivre un conduit déjà ouvert pour effectuer un multiplexage de plusieurs circuits virtuels sur un conduit virtuel.

[c] Un utilisateur peut multiplexer ses données dans une même cellule, en utilisant les protocoles AAL3 ou AAL4, mais ceci est totalement inusité aujourd'hui. Il peut y avoir un multiplexage sur un même circuit virtuel, en utilisant soit le GFC, soit un protocole AAL2. Enfin, il est possible pour un utilisateur de multiplexer plusieurs circuits virtuels sur un même conduit virtuel.

[d] Le temps de paquets est de 0,5 ms par octet. Pour remplir une cellule, il faut donc $48 \times 0,5 \text{ ms} = 24 \text{ ms}$. Comme un temps maximal de 28 ms peut être accepté, il reste 4 ms pour le transport. À la vitesse de 200 000 km/s, cela fait une distance de 800 km. Une solution pour augmenter la distance est de ne pas remplir complètement la cellule ou de ne pas compresser autant la parole téléphonique.

[e] Les commutateurs Banyan en série permettent d'augmenter le nombre de chemins entre un port d'entrée et un port de sortie ; ceci permet d'acheminer les cellules en parallèle entre les ports d'entrée et les ports de sortie. En revanche, cela allonge la traversée du commutateur.

Chapitre 15 – Exercice 2 (voir énoncé page 353 du livre)

[a] La mise en place d'un circuit virtuel s'effectue par une signalisation. Soit cette signalisation est explicite et ouvre à la fois un circuit et un conduit virtuel, soit la signalisation permet de détecter le meilleur conduit. Dans ce dernier cas, la signalisation s'effectue par un conduit déjà ouvert.

[b] De nouveau, si on parle de table de routage, il faut s'intéresser à la signalisation. La table de routage permet à la signalisation d'être routée par la meilleure route possible et donc d'ouvrir un circuit virtuel.

[c] Le commutateur D ne travaille que sur le numéro de circuit virtuel.

[d] Sur l'interface UNI, entre A et C, l'en-tête ne comporte que 24 bits de référence. Ensuite sur les interfaces NNI, les références sont sur 28 bits.

[e] Le contrôle de flux dans l'environnement ATM s'effectue par classe. Les classes CBR et VBR sont mises en priorité dans les nœuds et leurs trafics sont maîtrisés par une allocation de ressources. Le vrai contrôle de flux s'effectue essentiellement sur le trafic ABR, grâce aux cellules RM (Ressources Management) qui remontent le long des circuits virtuels pour indiquer aux nœuds d'accès la quantité de trafic ABR qui peut être absorbée sur le circuit virtuel. C'est un contrôle de flux de type « rate-based », c'est-à-dire basé sur un contrôle du taux d'accès.

[f] Si le taux d'erreur est mauvais, les corrections d'erreur peuvent s'effectuer sur les paquets de niveau AAL. Si la couche AAL5 est utilisée, une zone de détection d'erreur a été ajoutée sur le paquet AAL et donc une erreur déclenchera un mécanisme de reprise consistant à renvoyer tout le paquet AAL en erreur. Si la couche est de type AAL3 ou AAL4, dans la zone de données, il y a un champ de contrôle d'erreur sur 10 bits. Lorsqu'une erreur a été détectée sur les données transportées, la cellule est détruite et cela enclenche une retransmission du paquet AAL.

[g] Oui, il y a une certaine contradiction entre l'utilisation d'un réseau ATM et d'une interface du RNIS bande étroite. En effet, l'interface du RNIS bande étroite est essentiellement à base de circuits tandis que l'interface d'un réseau ATM doit s'effectuer par un trafic de cellules ATM. Le passage du RNIS bande étroite vers le RNIS large bande doit s'effectuer par une modification de l'interface utilisateur. Pour le RNIS large bande, il faudrait une interface permettant d'y faire rentrer des cellules à haut débit.

[h] Si la parole est compressée sur 32 Kbit/s, cela indique un flot en moyenne d'un octet toutes les 250 μ s. Pour remplir une cellule ATM, il faut donc un temps de 12 ms. Si le réseau possède des échos, il faut que le temps aller retour soit de 56 ms, c'est-à-dire de 28 ms pour un aller simple. Comme la paquetsation demande 12 ms, il reste 16 ms pour la traversée du réseau. À la vitesse de 200 000 km/s, cela fait une portée de 3 200 km. Pour aller plus loin, il y a toujours plusieurs solutions : ne pas remplir complètement la cellule, multiplexer plusieurs utilisateurs dans une même cellule comme dans l'AAL2, ou encore augmenter le débit en compressant moins le flot téléphonique.

[i] Même réponse qu'à la question c de l'exercice précédent.

Chapitre 15 – Exercice 3 *(voir énoncé page 354 du livre)*

[a] Si les flux sont isochrones, le mieux est d'avoir deux leaky-bucket puisque chaque leaky-bucket s'adapte parfaitement à chaque flux isochrone.

[b] Si les flux sont asynchrones, la meilleure solution consiste à prendre un seul leaky-bucket puisque si momentanément un flot n'a plus de cellules, toute la puissance du leaky-bucket est transférée à l'autre flot.

[c] Les deux leaky-bucket fonctionnent bien lorsque les flux à prendre en charge sont synchrones. Si les flux sont asynchrones, il peut y avoir une perte de puissance puisqu'un des

deux leaky-bucket peut devenir inactif s'il n'a plus de cellules à émettre. Dans l'autre cas, si les flux sont synchrones, il peut y avoir une attente à chaque paquet.

Chapitre 15 – Exercice 4 (voir énoncé page 354 du livre)

[a] Pour que le parallélisme atteigne 8, il faut que les 8 cellules puissent passer en parallèle. La solution s'obtient pour une cellule en allant toujours droit devant elle. Pour la cellule arrivant par l'entrée 0, il faut qu'elle sorte par la sortie 0, si 1 est l'entrée, il faut que la sortie soit 1 et ainsi de suite. On trouve la matrice identité : à l'entrée i correspond la sortie i .

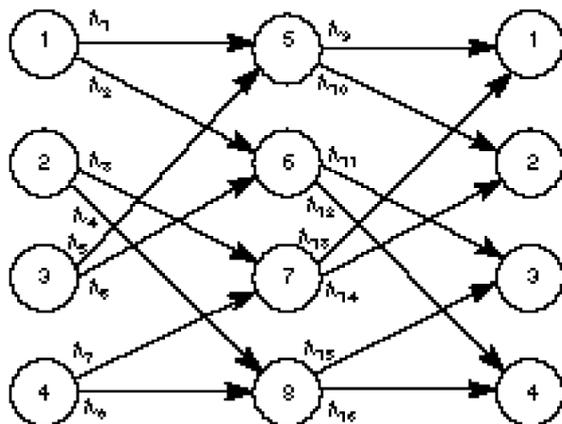
[b] Ce commutateur est tout à fait semblable au commutateur Banyan.

[c] Le nombre de chemins possibles est de 8 : depuis une entrée, on peut aller vers les 8 sorties distinctes et depuis l'une de ces sorties il n'y a qu'un seul chemin pour aller à la sortie prédéterminée du commutateur.

Chapitre 15 – Exercice 5 (voir énoncé page 355 du livre)

[a] Pour aller du port 1 au port 5, il y a plusieurs chemins dont le plus simple est de prendre le canal 1 qui va directement de 1 à 5. Pour aller du port 2 au port 7, il suffit de prendre le canal 3. Il y a donc bien parallélisme.

[b] Pour déterminer le taux de parallélisme moyen, il faut examiner les différents chemins pour aller d'une porte d'entrée à une porte de sortie. Le schéma de la figure suivante détermine le graphe des chemins de ce commutateur.



Le taux de parallélisme moyen se détermine, en supposant que 8 cellules se présentent en parallèle sur les ports d'entrée numérotés de 1 à 8 et en supposant que chacune de ces cellules a une probabilité égale d'aller vers l'une des 8 portes de sortie, par le nombre moyen de cellules qui arrivent à leur port de sortie en parallèle. Dans le graphe, on voit tout d'abord que les paquets entrant par les portes 1, 2, 3 et 4 ne rentrent pas en collision avec les cellules entrant par les portes 5, 6, 7 et 8. En examinant le cas des cellules 1, 2, 3 et 4, on voit qu'il y a

une chance sur 2 qu'il y ait une collision sur le port 5, 6, 7 et 8, donc en moyenne une cellule sur 2 franchit cet obstacle. De plus, il y a 2 chances sur 8 que la cellule soit arrivée à bon port, donc 1 chance sur 8 qu'une cellule soit bien arrivée. À l'étape suivante, il y a de 1 chance sur 2 supplémentaire que la cellule soit arrivée à son port de sortie et comme il y a une chance sur 4 qu'elle entre en collision avec une autre cellule, cela fait 1 chance sur 8 qu'une cellule arrive à bon port. Enfin, lors d'une troisième étape, il y a 1 chance sur 4 que la cellule soit arrivée à sa destination et 1 chance sur 16 qu'il y ait une collision, c'est-à-dire 1 chance sur 64 que la cellule arrive bien à sa destination. Donc au total, $2 \times (1/8 + 1/8 + 1/64) = 0,53$. En moyenne, il y a donc approximativement un parallélisme de 4 sur 8.

Chapitre 15 – Exercice 6 (voir énoncé page 356 du livre)

[a] Puisque le nœud central est de type brasseur, il ne travaille que sur le numéro de VP. Donc, il est possible de garder le numéro de voie logique sur le brasseur central. Donc, j peut être égal à k.

[b] Pour remplir la cellule à la vitesse de 32 Mbit/s, il faut un temps négligeable. Les 28 ms sont donc uniquement affectés au délai de transfert. Donc, en 28 ms à la vitesse de 250 000 km/s ce qui donne une distance de 7 000 km.

[c] S'il y a 3 réseaux Omega en série, cela donne 64 chemins possibles. L'intérêt de mettre plusieurs chemins est évidemment de permettre un parallélisme maximal.

[d] Il est possible de faire transiter les deux cellules jusqu'à la porte de sortie mais il faut que les deux cellules arrivent par des voies différentes sur le dernier commutateur élémentaire.

[e] On suppose dans cet exercice que sous le vocabulaire CBR se cachent les clients CBR et VBR. Les garanties en temps et en perte sont obtenues puisque chaque client peut recevoir son débit crête.

[f] Effectivement tous les clients peuvent être satisfaits si l'on adopte l'algorithme suivant : les clients CBR/VBR sont servis en priorité et les clients ABR ne peuvent être servis que s'il n'y a pas de clients CBR/VBR. Avec cet algorithme, les clients CBR/VBR peuvent utiliser les 100 Mbit/s quand ils en ont besoin et les clients ABR sont quand même servis puisqu'en moyenne les clients CBR/VBR ne prennent que 50 Mbit/s.

[g] Les clients CBR/VBR peuvent toujours être garantis puisqu'ils sont en priorité. Ils prennent donc en moyenne 50 Mbit/s. Il n'est donc pas possible de faire transiter 70 Mbit/s supplémentaires, en moyenne, sur la partie du réseau située entre C et D. Le seul algorithme à mettre en place est un contrôle qui interdit un flux moyen total de 20 Mbit/s supplémentaire ou, en d'autres termes, de dépasser le flux moyen total de 100 Mbit/s.

[h] Si un client supplémentaire CBR demande 10 Mbit/s de débit crête et 5 Mbit/s de débit moyen, il n'est plus possible de garantir la qualité de service CBR si on le laisse entrer dans le réseau puisqu'il y a une probabilité non nulle que le flux total des clients CBR dépassent 100 Mbit/s. Il n'y a, bien sûr, aucune garantie pour les trafics ABR dans ce contexte.

[i] Si le réseau est IP, cela indique que les machines extrémité traitent des paquets IP. Si l'on veut rester dans le domaine Internet classique, il faut transformer les commutateurs en routeurs. Ces routeurs auront des cartes de communication ATM permettant de faire transiter les paquets IP, encapsulés dans des cellules ATM, de routeur en routeur. Il y a aussi la possibilité de garder le réseau de commutateurs ATM et d'encapsuler le paquet IP, uniquement dans les machines terminales, dans des cellules ATM.

[j] Oui, il suffit que le routeur ne travaille qu'en fonction du réseau à atteindre et non pas en fonction de l'utilisateur à atteindre. Il y a une hiérarchie à deux niveaux dans l'adresse IP qui dans un certain sens ressemble à la hiérarchisation sur deux niveaux de la référence ATM (niveau VCI et niveau VPI).

[k] C'est le cas de MPLS, les paquets IP ne sont pas récupérés au niveau du commutateur MPLS mais commutés à l'intérieur des cellules ATM. La table de routage ne concerne que la signalisation MPLS. Elle se présente sous la forme classique que l'on trouve dans le réseau Internet et elle est utilisée pour mettre en place les circuits virtuels ATM.

[l] Oui, tout aussi bien puisque les clients CBR/VBR sont affectés à des circuits virtuels MPLS de type CBR/VBR et les clients ABR à des circuits virtuel MPLS de type ABR.

Chapitre 15 – Exercice 7 (voir énoncé page 357 du livre)

[a] La première possibilité consiste à mettre un leaky-bucket pour chaque type d'application. Dans la seconde possibilité, les 3 flots sont multiplexés sur un même circuit virtuel. La zone GFC ne peut pas être utilisée puisqu'elle disparaît sur les interfaces NNI. La seule possibilité est de remonter à un niveau plus haut, après décapsulation de la couche ATM.

[b] S'il y a trois circuits virtuels, ils peuvent avoir chacun leur technique de contrôle par leaky-bucket. Dans le cas d'un débit isochrone, il suffit de prendre une solution dans laquelle les jetons arrivent régulièrement. Pour l'application asynchrone, il faut choisir un leaky-bucket qui soit travaille au débit crête, soit garde ses jetons lorsque le trafic descend en dessous de la moyenne.

[c-1] La synchronisation des trois voies au récepteur est évidemment beaucoup plus facile si les trois voies sont multiplexées sur le même circuit virtuel.

[c-2] Pour le contrôle des erreurs, il est beaucoup plus efficace de contrôler chaque voie indépendamment les unes des autres ; en effet, la vidéo, la parole et les données n'ont pas du tout les mêmes besoins en matière de taux d'erreur.

[d-1] À la première étape, il y a une chance sur deux qu'il y ait une collision ; donc, il y a 4 cellules qui franchissent la première étape. À la deuxième étape, il reste 4 cellules et la probabilité de collision est maintenant de $(\frac{1}{2}) \times (\frac{1}{2}) = \frac{1}{4}$. Il y a donc encore $4 \times \frac{1}{4} = 1$ cellule en collision. Il en reste donc 3. À la troisième étape, il reste 3 cellules et la probabilité de collision est de $(\frac{1}{2}) \times (\frac{1}{2}) \times (\frac{1}{2}) = \frac{1}{8}$. Le nombre de collisions est donc de $3 \times \frac{1}{8} = \frac{3}{8}$. Le parallélisme moyen est donc de $3 - \frac{3}{8} = 2,625$. Il y a donc moins de 3 cellules qui passent en parallèle.

[d-2] En recommençant le même raisonnement, on a 8 cellules qui passent la première étape. À la seconde, il y a 2 cellules qui sont en collision. Il en reste 6. À la troisième étape, il y a 6/8 de cellules en collision, il en reste donc 5,25. Enfin, à la dernière étape, il a $5,25 \times 1/16 = 0,33$. Il en reste donc à la sortie $5,25 - 0,33 = 4,92$. Il y a donc un parallélisme de presque 5.

Chapitre 15 – Exercice 8 (voir énoncé page 358 du livre)

[a] Le service étant de type CBR, cela indique que les cellules entrent suivant un processus déterministe. Le nombre de cellules par seconde du processus est égal à $512\,000/424$ (en supposant que l'on transporte 48 octets par cellule) ce qui donne 1207,54 cellules par seconde. La valeur de T est donc de $1/1207,54 = 828 \mu\text{s}$.

[b] Pour un service VBR, puisqu'il doit y avoir une garantie sur le délai, il est nécessaire d'avoir un leaky-bucket qui travaille au débit crête du processus, c'est-à-dire permettant un débit instantané de 256 Kbit/s. Cette valeur étant la moitié de la valeur de la question précédente, on trouve $T = 1,656 \text{ ms}$. Pour le service ABR, il suffit d'avoir un leaky-bucket qui travaille au débit moyen, c'est-à-dire à la vitesse de 64 Kbit/s. On trouve donc $T = 6,624 \text{ ms}$.

[c] S'il y a des échos, le temps maximal d'aller retour ne doit pas excéder 56 ms, c'est-à-dire 28 ms en supposant qu'il y ait une symétrie dans le réseau. Le temps de paquetsation est de 16 ms. Comme il y a un parallélisme entre la paquetsation et la dépaquetsation, le temps de transport restant est au maximum égal à 12 ms. En comptant 200 000 km/s comme vitesse de propagation du signal, on trouve une valeur de 2 400 km.

[d-1] Si les flux sont isochrones, la meilleure solution est d'opter pour deux leaky-bucket distincts correspondant exactement aux deux flots isochrones.

[d-2] Si les flots sont asynchrones, il faut opter pour un seul leaky-bucket prenant en charge les deux flux. En effet, il est possible pour un circuit virtuel de disposer de toute la puissance du leaky-bucket quand l'autre canal est arrêté.

[d-3] L'avantage de deux leaky-bucket est bien sûr, au départ, de correspondre parfaitement à deux flots isochrones. Mais si les flots ne sont plus synchrones, un leaky-bucket peut ne rien avoir à faire tandis que l'autre peut devenir surchargé.

[e] Le mot commutateur n'est pas toujours correct. Lorsque l'on utilise l'adresse MAC, on parle plutôt d'un pont ; mais il est vrai qu'un commutateur est très similaire à un pont. Pour MPLS, on peut aussi parler de commutateur, mais le mot correct est LSR (Label Switch Router). Enfin, le cas le plus complexe concerne l'IEEE. L'adresse IEEE, ou adresse VLAN, est plutôt liée à la technologie associée. C'est en général plutôt un routeur qu'un commutateur.

[f] Les ponts sont des sortes de commutateurs qui, en général, ne prennent en charge que l'interconnexion de deux sous-réseaux.

[g] Si on suppose que les trois nœuds A, B et C forment une boucle, A peut demander à B une pause de temps T. Si B demande alors à C une pause de T qui lui-même demande une pause de T à A. Donc, A ne reçoit plus de paquets de B, mais A ne peut pas plus écouler ses paquets vers C. En conséquence, l'état de A reste le même et la primitive Pause n'a aucun effet sur l'état du système.