



THESIS / THÈSE

MASTER EN SCIENCES INFORMATIQUES

Étude comparative des réseaux locaux

Goffinet, Bernard

Award date:
1986

Awarding institution:
Universite de Namur

[Link to publication](#)

General rights

Copyright and moral rights for the publications made accessible in the public portal are retained by the authors and/or other copyright owners and it is a condition of accessing publications that users recognise and abide by the legal requirements associated with these rights.

- Users may download and print one copy of any publication from the public portal for the purpose of private study or research.
- You may not further distribute the material or use it for any profit-making activity or commercial gain
- You may freely distribute the URL identifying the publication in the public portal ?

Take down policy

If you believe that this document breaches copyright please contact us providing details, and we will remove access to the work immediately and investigate your claim.

**ETUDE COMPARATIVE
DES RESEAUX LOCAUX**

Promoteur : J. BRUNIN.

Mémoire présenté par Bernard Goffinet
en vue de l'obtention du grade de
licencié et maître en informatique

Avant toutes choses, je tiens à remercier Monsieur le Professeur J. BRUNIN d'avoir promu et soutenu la réalisation de ce mémoire.

Je tiens également à remercier mes parents et amis pour leur aide tant morale que matérielle.

TABLE DES MATIERES.

Introduction

1. Le support physique.

1.1. Les paires torsadées.	1.1
1.2. Le câble coaxial.	1.2
1.3. La fibre optique.	1.3
1.4. Conclusion.	1.4

2. La transmission.

2.1. Introduction.	2.1
2.2. Les modes de transmission.	2.1
2.2.1. Transmission en bande de base.	2.2
2.2.2. Transmission en large bande.	2.3
2.2.3. Conclusion.	2.3
2.3. La synchronisation.	2.5
2.3.1. La transmission asynchrone.	2.5
2.3.2. La transmission synchrone.	2.6
2.3.3. Connexion d'équipements divers.	2.7
2.4. Le type de liaison.	2.8

3. Le codage.

3.1. Le code binaire.	3.1
3.2. Le code manchester.	3.2
3.3. Le code manchester différentiel.	3.3
3.4. Autres codes.	3.4
3.5. Conclusion.	3.5

4. Les topologies.

4.1. Les différentes topologies.	4.1
4.1.1. L'étoile.	4.2
4.1.2. Le bus.	4.3
4.1.3. L'anneau.	4.4
4.2. Impacts des topologies sur les médias utilisés.	4.6
4.3. Impacts des topologies sur la fiabilité du réseau.	4.7
4.3.1. L'étoile.	4.7
4.3.2. L'anneau.	4.8
4.3.3. Le bus	4.13
4.4. Impacts des topologies sur les difficultés d'installation du réseau.	4.13
4.5. Conclusion.	4.14

5. Les méthodes d'accès.

5.1. Introduction.	5.1
5.2. Les techniques d'allocation statique.	5.2
5.2.1. Principe de l'AMRF.	5.2
5.2.2. Principe de l'AMRT.	5.3
5.2.3. Avantages et désavantages de l'allocation statique.	5.4
5.3. Les techniques d'accès aléatoire.	5.5
5.3.1. Le protocole ALOHA.	5.5
5.3.2. Le "slotted" ALOHA.	5.6
5.3.3. Accès aléatoire avec écoute de la porteuse.	5.7
5.3.3.1. CSMA non persistant.	5.9
5.3.3.2. CSMA persistant.	5.9
5.3.3.3. CSMA P-persistant.	5.10
5.3.3.4. CSMA/CD.	5.11
5.3.3.5. Quelques caractéristiques des techniques CSMA.	5.14
5.3.4. Le M-CSMA.	5.15
5.3.5. Conclusion.	5.17

5.4. Les techniques d'allocation des demandes avec contrôle centralisé.	5.18
5.4.1. Le polling ou appel sélectif.	5.18
5.4.1.1. Le polling pur.	5.19
5.4.1.2. Le probing ou polling adaptatif.	5.20
5.4.2. Accès multiple par réservation d'une division du canal.	5.21
5.4.3. Les systèmes orientés circuits.	5.22
5.4.4. Avantages et désavantages des techniques d'allocation des demandes avec contrôle centralisé.	5.23
5.5. Les techniques d'allocation des demandes avec contrôle distribué.	5.24
5.5.1. Réservation ALOHA.	5.24
5.5.2. Méthode de réservation FIFO.	5.26
5.5.3. Méthode de réservation "round-robin".	5.27
5.5.4. Minislotted alternating priorities.	5.28
5.5.5. Algorithme de retransmission distribué en arbre dans un canal de diffusion par paquets.	5.29
5.5.6. L'accès par jeton.	5.30
5.5.6.1. Accès par jeton non adressé.	5.30
5.5.6.2. Accès par jeton adressé.	5.35
5.5.7. Le polling avec contrôle distribué.	5.35
5.5.8. La technique de la trame vide.	5.36
5.5.9. L'insertion de registres.	5.38
5.5.10. Conclusion.	5.40
5.6. Les méthodes hybrides.	5.41
5.7. Conclusion.	5.43
6. Les protocoles.	
6.1. Introduction.	6.1
6.2. Exemple d'architecture: OSI.	6.2
6.3. Protocoles de bas niveau.	6.4
6.3.1. La simplicité des protocoles.	6.5
6.3.2. Les particularités des réseaux locaux.	6.6
6.4. Protocoles de haut niveau.	6.7

7. Station moniteur.	
7.1. Anneau à jeton.	7.1
7.2. Anneau à trame vide.	7.3
7.3. Anneau à insertion de registres.	7.5
7.4. Bus avec CSMA/CD.	7.6
7.5. Contrôle centralisé.	7.6
7.6. Contrôle distribué.	7.6
7.7. Critique des stations moniteurs.	7.7
7.8. Opérations synchrones sur un anneau à jeton	7.10
8. Débit des équipements.	
8.1. Introduction.	8.1
8.2. Le contrôle de flux.	8.2
8.2.1. Les contrôles de flux classiques.	8.2
8.2.2. Le contrôle de flux dynamique.	8.2
8.3. Le multiplexage.	8.3
9. Considérations techniques.	
9.1. Aire géographique.	9.1
9.1.1. Les limitations techniques.	9.1
9.1.2. Les limitation dues aux méthodes d'accès.	9.2
9.2. Débit binaire.	9.3
9.2.1. Principe de calcul du débit binaire maximal.	9.3
9.2.2. Les nécessités actuelles.	9.4
9.2.3. Certains débits caractéristiques.	9.5
9.3. Nombre de bits au kilomètre.	9.6
9.3.1. Introduction.	9.6
9.3.2. Limitation de longueur de la trame.	9.6

Conclusion.

Annexes

1. Support physique : tableau récapitulatif.	A.1
2. Les protocoles.	A.3
2.1. Protocoles de l'anneau de Cambridge.	A.3
2.2. Protocoles d'Ethernet-parc.	A.8
2.3. Protocoles d'Ethernet.	A.8
2.4. Protocoles des réseaux à jeton.	A.9
3. La procédure HDLC.	A.11
4. Le contrôle de flux.	A.18
5. Exemples d'étendue géographique dans les réseaux locaux.	A.21
5.1. L'anneau de Cambridge.	A.21
5.2. Les réseaux en bus avec CSMA/CD.	A.21
5.3. Wangnet.	A.22
5.4. Les réseaux des centres de calcul.	A.23
5.5. L'anneau à jeton.	A.24
6. Exemple de débit binaire de certains réseaux locaux.	A.25
6.1. Les débits binaires des types de réseaux classiques.	A.25
6.2. Les débits binaires des réseaux de micro-ordinateurs.	A.26

INTRODUCTION.

La diversité et le nombre des réseaux locaux en rendent la définition difficile. Généralement, les réseaux locaux se définissent par les caractéristiques qui les différencient des réseaux longues distances et des bus d'ordinateurs. Cette différenciation porte principalement sur l'étendue géographique, les temps de traversée du réseau, les débits, le coût et le nombre de point d'accès.

La taille d'un réseau local est souvent comprise entre quelques centaines de mètres et quelques kilomètres, son débit est de l'ordre de quelque 100 kbps, son coût est faible et son nombre de point d'accès très important comparé à sa taille.

La diversité des réseaux locaux rendent également le choix d'un de ceux-ci difficile. Il n'existe malheureusement pas de norme complète suivie par tous les réseaux locaux telle l'architecture OSI pour les réseaux longues distances. L'objectif de ce mémoire est l'étude des différentes propriétés des réseaux locaux permettant de cette façon de mieux les comprendre, de voir les avantages et inconvénients des différentes alternatives. Ce travail se limitera néanmoins aux particularités rencontrées dans un ensemble de réseaux et pas dans un réseau en particulier.

La lecture de ce mémoire nécessitera quelques connaissances dans le domaine des télécommunications. Les quelques définitions qui suivent sont un rappel succinct de quelques mots clés utilisés dans la technologie des réseaux:

- le débit binaire est le nombre de bits transmissibles par unité de temps, il est exprimé en bits par seconde (bps).
- une trame correspond à un ensemble de bits consécutifs transmis sur le réseau, elle a un certain format qui variera en fonction du réseau.
- un paquet est une information binaire contenue dans une trame. On parle de trame au niveau de la couche logique et de paquet au niveau de la couche réseau (les couches sont supposées connues).
- la vitesse de propagation est la vitesse à laquelle un bit parcourt une certaine distance. Elle est exprimée en km/sec et correspond à une fraction de la vitesse de la lumière.
- le délai de propagation est le temps nécessaire à un bit pour se déplacer sur une distance donnée.

L'analyse des caractéristiques se limitera au réseau en tant qu'entité isolée et n'abordera pas les propriétés nécessaires à l'interconnexion de plusieurs réseaux.

Dans ce mémoire, nous spécifierons d'une façon la plus complète possible les principales particularités des réseaux locaux.

Le chapitre 1 traitera du support physique ou média de transmission, en mettant en évidence leur physionomie et leur performance du point de vue du débit acceptable et de l'atténuation induite par le support.

Le chapitre 2 expliquera les mécanismes de transmission des données binaires sur le média. Nous analyserons tout d'abord le mode de transmission qui déterminera la façon dont le signal binaire est transporté sur le support physique. Ensuite, il sera nécessaire d'étudier la synchronisation qui permet au récepteur de décoder convenablement l'information binaire reçue. Enfin, nous aborderons les différents types de liaisons possibles sur un média (en sens unique ou dans les deux sens).

Le signal binaire n'est jamais transmis tel quel sur le média mais nécessite un codage préalable. Au troisième chapitre, nous examinerons quelques techniques de codage les plus utilisées et leur liaison avec les caractéristiques de la transmission vues dans le chapitre précédent.

Le chapitre 4 décrira les différentes topologies qui déterminent la façon dont les noeuds du réseau sont interconnectés par les médias. Nous préciserons d'une part les contraintes induites par la topologie sur les médias utilisables et d'autre part les niveaux de fiabilité et les facilités d'installation de ces différentes topologies.

Les méthodes d'accès qui déterminent la façon de partager l'utilisation du réseau entre les diverses stations constituent le coeur de ce mémoire et feront l'objet du cinquième chapitre. Nous y mettrons en évidence les liens existant entre les topologies et les méthodes d'accès.

Ayant analysé les méthodes d'accès qui s'intègrent dans le niveau 2 (couche logique), nous verrons au chapitre 6 si les caractéristiques des réseaux locaux influencent les protocoles nécessaires dans l'ensemble des couches et si la norme OSI prévue pour les réseaux longues distances peut s'appliquer aux réseaux locaux.

Le chapitre 7 traitera des fonctions des stations moniteurs qui seront notamment nécessaire pour le bon fonctionnement de certaines méthodes d'accès.

Au chapitre 8, nous décrirons les mécanismes de contrôle de flux utilisés lorsque le débit des équipements diffèrents et le multiplexage qui permet une meilleure utilisation du canal lorsque les débits des équipements sont inférieurs à celui du réseau.

Pour terminer l'analyse des caractéristiques des réseaux locaux, nous examinerons au chapitre 9 quelques considérations techniques qui limitent l'étendue du réseau, les débits binaires supportables et le nombre maximum de bits en transit au kilomètre influencent la longueur des trames de certaines méthodes d'accès.

En guise de conclusion, nous reprendrons brièvement les agencements des propriétés des réseaux locaux analysés. Nous spécifierons quelles sont les particularités des réseaux qui n'ont pas été prises en compte dans ce mémoire.

L'annexe permettra de donner quelques exemples des caractéristiques de quelques réseaux locaux tels que Ethernet, Cambridge et d'autres.

CHAPITRE 1

LE SUPPORT PHYSIQUE.

CHAPITRE 1

LE SUPPORT PHYSIQUE

Le support physique d'un réseau se caractérise par le type de câble utilisé qui conditionne la vitesse de transmission maximale admissible et la distance permise entre deux répéteurs.

Il existe principalement deux types de câble utilisé dans les réseaux locaux, les paires torsadées et le câble coaxial. Les supports physiques de type faisceaux hertziens ou par satellites sortent du cadre d'un travail qui se limite aux réseaux locaux. Un troisième type de support peut également être employé: la fibre optique. Ci-dessous, nous examinons les caractéristiques de ces supports et principalement les matériaux qui les composent et les débits binaires qu'ils peuvent supporter.

Vous trouverez en annexe un tableau comparatif des principales caractéristiques des 3 médias présentés dans ce chapitre.

1.1. LES PAIRES TORSADÉES.

Les paires torsadées ou paires symétriques sont le support de transmission le plus simple. Elles sont constituées d'une ou deux paires de fils métalliques. Le diamètre d'un fil est compris entre 0,5 et 1 mm et est généralement en cuivre.

Les paires torsadées sont particulièrement adaptées à la transmission d'informations sur des courtes distances. Si la longueur du circuit est faible (inférieure à un kilomètre) des débits de plusieurs centaines de kbits/sec sont supportables. Ce média peut être utilisé jusqu'à des fréquences de quelque 50 Mhz à courte distance. Les paires torsadées ont déjà été utilisées à 10 Mbps avec des distances de 100 mètres entre stations. Le principal inconvénient des paires torsadées est son affaiblissement considérable (inversément proportionnel au diamètre du fil) qui limite les débits réalisables sur ce type de support.

Ce support présente une sensibilité aux interférences électromagnétiques dont il convient de tenir compte lors de l'installation.

1.2. LE CABLE COAXIAL.

Le câble coaxial est le support le plus répandu dans les réseaux locaux. Il est constitué de deux conducteurs cylindriques séparés par un isolant.

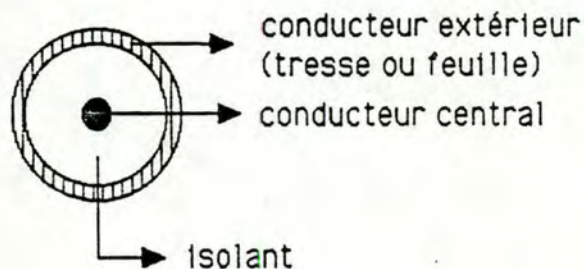


fig. 1.1 :câble coaxial.

Le débit d'un câble coaxial est fonction de sa longueur, si celle-ci est faible, le débit peut être élevé.

Ce support se caractérise par une bonne protection contre les bruits externes et permet de connecter facilement une station au câble sans arrêter le fonctionnement du réseau.

Les différents câbles coaxiaux sont désignés par les diamètres du conducteur intérieur et extérieur utilisés qui sont le plus souvent 2,6/9,5 mm et 1,2/4,4 mm. Des amplificateurs sont nécessaires tous les 4,5 km et 3 km respectivement pour les deux exemples de diamètres cités. L'atténuation est moins forte que sur une paire torsadée: elle est de 1 db pour une fréquence de 10 Mhz et une distance de 100 mètres.

1.3. LA FIBRE OPTIQUE.

la fibre optique est considérée comme le support de l'avenir, mais sa technologie est encore relativement nouvelle et mal maîtrisée. La transmission des informations par fibre optique utilise un faisceau optique modulé.

Sans entrer dans les détails techniques, citons quelques avantages et désavantages de ce support.

La fibre optique se caractérise avantageusement par:

- une bande passante de largeur considérable (de l'ordre de 1 Ghz pour un km), ce qui permet le multiplexage sur un même support de nombreux canaux de téléphone, télévision, données informatiques...
- un faible volume; le diamètre extérieur varie entre 100 et 500 μm .
- une très grande légèreté: le poids de la fibre optique est de l'ordre de quelques grammes au kilomètre.

- une atténuation presque nulle qui permet d'envisager un espacement important entre les points de régénération des signaux transmis. Le pas de régénération peut être supérieur à 10 km.
- une excellente qualité de la transmission puisqu'une liaison par faisceau lumineux est insensible aux bruits électromagnétiques. Cette immunité aux bruits est un des principaux avantages de la fibre optique.
- une bonne résistance à la chaleur et au froid.
- une matière première bon marché (silice).

Cependant la fibre optique présente quelques inconvénients qui proviennent de sa difficulté d'emploi. On peut citer :

- les difficultés de raccordement aussi bien entre deux fibres qu'entre une fibre et le module d'émission / réception.
- l'impossibilité actuelle d'offrir des solutions pour les liaisons à accès multiples.
- les difficultés de dérivations.

1.4. CONCLUSION.

Le choix du support physique dépend du débit binaire que l'on veut atteindre sur le réseau. Le câble coaxial semble être actuellement le plus avantageux puisqu'il permet des débits élevés et une bonne protection contre le bruit. Néanmoins, il existe des paires torsadées blindées qui pallient au problème de la sensibilité aux interférences sur ce type de câble. D'autre part, les recherches sur l'utilisation de la fibre optique permettront d'en faire le support par excellence pour les réseaux locaux grâce à ses nombreux avantages.

Le choix du support doit également tenir compte de la topologie du réseau. Car, comme nous le verrons au chapitre 4 (la topologie), la topologie pose certaines contraintes sur le type de support utilisable.

CHAPITRE 2

LA TRANSMISSION.

CHAPITRE 2

LA TRANSMISSION.

2.1. INTRODUCTION.

La transmission des informations sur un réseau se caractérise par son mode (en bande de base ou en large bande), par la synchronisation utilisée qui permet au récepteur de comprendre correctement les signaux reçus et par le type de liaison sur laquelle s'effectue la transmission (simplex, semi-duplex, duplex). Ces différentes caractéristiques sont étudiées ci-dessous.

2.2. LES MODES DE TRANSMISSION.

Le mode de transmission caractérise la manière dont sont transportées les informations sur le support physique. Lorsque le signal binaire est transmis tel quel et ne concerne qu'une liaison, on parlera de transmission en bande de base. Si le signal binaire est modulé par une porteuse sinusoidale à fréquence variable et donc transmis de façon analogique, on parlera de transmission en large bande.

2.2.1. Transmission en bande de base.

Un signal en bande de base est un signal qui n'a pas subi de transposition en fréquence. Le signal de donnée est appliqué sur le support de transmission par l'intermédiaire d'un codeur. L'interface est donc simple, elle ne nécessite pas de modulateur/démodulateur (modem), et son coût en est donc réduit. Ce mode de transmission peut être employé avec un multiplexage temporel qui permet de transmettre les informations de différents émetteurs sur une seule voie physique.

En pratique, on constate une relation entre le débit binaire et la distance entre répéteurs pour une transmission en bande de base. Si le support physique est une paire torsadée, la relation est la suivante :

$$C * D = 10^8 \text{ à } 10^9,$$

où C est le débit binaire exprimé en bits par seconde et

D est la distance entre répéteurs exprimée en mètres.

On arrive ainsi à des débits de l'ordre de 1 à 2 Mbps sur des distances de 1 à 2 kilomètres. En diminuant la distance on pourra donc atteindre des débits plus importants.

Pour les câbles coaxiaux, la relation est la suivante :

$$C * D = 5 * 10^8 \text{ à } 5 * 10^9.$$

En pratique, un bon câble coaxial situé dans un milieu peu bruyé permet de transmettre en bande de base et sans répéteur à une distance de l'ordre de 500 m avec un débit d'environ 10 Mbps.

2.2.2. Transmission en large bande.

Ce mode de transmission consiste à utiliser la totalité de la bande passante du support en la divisant en canaux séparés grâce à la technique du multiplexage fréquentiel.

Une station doit pouvoir émettre et recevoir. Il faudra donc répartir les canaux en bandes montantes et descendantes. Par exemple de 5 à 116 Mhz pour les fréquences montantes et de 159 à 300 Mhz pour les fréquences descendantes. Il est également possible de mêler sur le même câble que celui utilisé pour les données informatiques, des canaux vidéo et des canaux pour la voix.

La transmission en large bande nécessite l'emploi de modems. Suivant le type de modem utilisé, on pourra transmettre:

- en point-à-point, si le modem ne peut recevoir qu'en une seule fréquence;
- en point-à-point commutable, si le modem peut sélectionner des fréquences de réception et d'émission, mais il faudra ajouter un dispositif permettant une signalisation de la requête de connexion;
- en multi-point si les stations utilisent les mêmes fréquences d'émission et de réception et dans ce cas, au multiplexage fréquentiel entre canaux vient s'ajouter un multiplexage temporel.

2.2.3. Conclusion.

La transmission en bande de base permet de simplifier l'interface au réseau car elle ne nécessite pas de modem pour la transmission de données informatiques. Par contre, la transmission de signaux analogiques tels que la voix nécessite leur transformation en signaux digitaux alors

qu'en large bande, les signaux analogiques ne sont pas transformés.

D'autre part, les distances permises entre répéteurs sont nettement supérieures en large bande qu'en bande de base car l'atténuation est moins forte. La distance maximale peut être de 2500 mètres sur un câble coaxial en bande de base alors qu'en large bande, elle peut atteindre plusieurs dizaines de kilomètres.

Enfin, l'installation du réseau en bande de base est beaucoup plus simple qu'en large bande et peut être faite par le client. Dans ce premier cas, il suffit en effet de respecter les contraintes de distance, de nombre de stations et d'éviter les mises à la masse. L'installation du câble en large bande par contre demande une étude plus poussée des pertes en lignes et dans les éléments de jonction. Il est nécessaire de connaître lors de l'installation la distribution des émetteurs et des récepteurs, et il n'est pas possible d'insérer de nouvelles connections sans s'assurer que les pertes additionnelles ne compromettent pas trop le fonctionnement de l'ensemble.

2.3. LA SYNCHRONISATION.

Dans les réseaux, les transmissions de données sont généralement effectuées en série par bits. Les bits successifs transmis sur la ligne sont groupés sous forme de blocs qui correspondent par exemple à l'ensemble des bits formant un caractère ou à l'ensemble des bits constituant un message ou une fraction de message. Les blocs sont séparés par des intervalles pendant lesquels il n'y a pas transmission d'information.

Pour que le récepteur puisse décoder convenablement l'information, il a besoin d'une horloge bit qui indique l'instant auquel un bit est considéré comme significatif (instant d'échantillonnage), et d'une horloge de bloc qui permet de reconnaître le début et la fin d'un bloc. Il est nécessaire que les horloges du récepteur et celles de l'émetteur soient synchronisées.

La synchronisation entre émetteur et récepteur peut s'effectuer selon deux méthodes que nous détaillons dans cette section: la transmission asynchrone et la transmission synchrone.

2.3.1. La transmission asynchrone.

La figure suivante illustre le principe général de la transmission asynchrone.

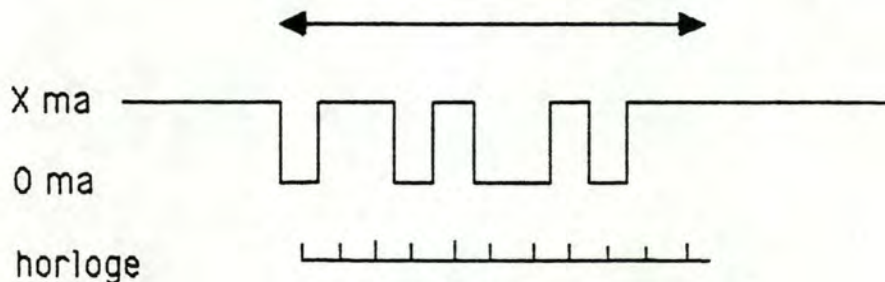


fig. 2.1 : la transmission asynchrone.

Les données sont transmises par bloc de quelques bits (5 à 10) précédés par un bit de démarrage (start bit) valant toujours 0, et un ou plusieurs bits d'arrêt (stop bits) qui sont toujours 1. L'état de la ligne entre deux blocs a la valeur 1 et leur espacement est quelconque. L'échantillonnage du bloc se fera à partir de la transition 1-0 qui correspond à l'arrivée d'un bit de démarrage.

Comme la fréquence de l'horloge réception n'est pas verrouillée sur la fréquence de l'horloge émission, la longueur du bloc doit être relativement petite et sera constante. Plus la fréquence d'horloge réception risque par dérive de s'éloigner de la fréquence d'horloge émission, plus le bloc devra être petit car le réaligement du signal reçu devra être réalisé par synchronisation avec la période de l'horloge émission.

Cette technique de transmission conduit à une mauvaise utilisation de la ligne car chaque groupe de quelques bits constituant un caractère de texte doit être encodé par un bit de démarrage et un à deux bits d'arrêt. De plus, si un bruit extérieur transforme le bit de démarrage, le bloc sera perdu. C'est pourquoi ce type de transmission tend à disparaître pour être remplacé par la transmission synchrone.

2.3.2. La transmission synchrone.

Dans la transmission synchrone, le signal de synchronisation qui verrouille l'horloge bit émission doit être envoyé avec les données. Cela pourrait se faire soit en transmettant le signal d'horloge en parallèle sur une autre ligne mais cela coûte trop cher, soit en lui dédiant une fréquence de la bande passante ou, ce qui est le plus courant, en employant un système qui reconstruit l'horloge réception à partir des transitions des données.

En mode synchrone, la fréquence et la phase de l'horloge réception est la même que celle de l'émission, ce qui permet d'avoir des blocs de longueur quelconque. Mais ces horloges ont tendance à se désynchroniser avec le temps. Il est donc nécessaire de limiter la longueur des blocs et de transmettre un caractère SYN qui correspond à une suite de bits permettant au récepteur de se resynchroniser et de remarquer le début d'un bloc. Les instants d'échantillonnage des bits appartenant à plusieurs trames différentes sont déterminés par la même base de temps puisqu'elles utilisent la même horloge. De plus l'intervalle de temps entre deux trames est un multiple de temps d'un bit, ce qui n'est pas le cas en mode asynchrone puisque le temps d'un bit est fonction de l'horloge qui n'a pas nécessairement toujours exactement la même fréquence en émission et en réception.

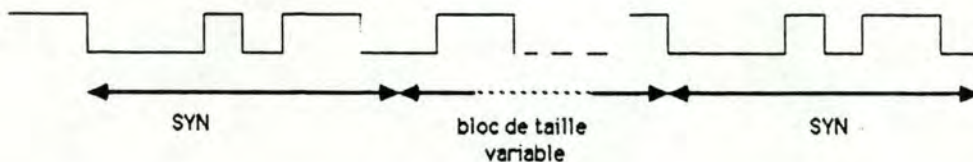


fig. 2.2 : la transmission synchrone.

Lorsque la synchronisation est dérivée du signal reçu, il est préférable d'empêcher le transfert d'un long signal continu représentant une suite de 1 par exemple.

2.3.3. Connexion d'équipements divers.

Les combinaisons d'équipements qu'il peut être nécessaire de connecter ensemble au travers du réseau peuvent se classer en trois catégories :

- les équipements connectés sont tous synchrones;
- les équipements connectés sont tous asynchrones;
- certains sont synchrones et d'autres asynchrones.

Lorsque tous les équipements sont synchrones ou lorsqu'ils sont tous asynchrones, il peuvent communiquer ensemble sans problème de synchronisation à l'exception de celui de la correction de la dérive du signal.

Si les équipements sont des deux types, l'un asynchrone et l'autre synchrone, Il est alors nécessaire en ligne d'adapter la technique du handshaking. A l'émission et à la réception, la conversion s'opère à l'aide du module PAD (Packet Assembler/Disassembler) qui a comme fonction de rassembler les caractères provenant de la station asynchrone, de créer un paquet et d'envoyer ce paquet de façon synchrone.

2.4. LE TYPE DE LIAISON.

Trois types de liaison sont possibles dans les réseaux:

- la liaison simplex qui permet une transmission dans un seul sens.
- la liaison duplex permettant la liaison dans les deux sens.
- la liaison semi-duplex qui permet une liaison dans les deux sens mais de façon alternative.

Le type de liaison choisi est fonction de la topologie. Par exemple, il est impossible d'avoir une liaison simplex sur un bus où une liaison duplex est exigée. Par contre on conçoit aisément une liaison simplex sur un anneau où une trame tourne toujours dans le même sens. Dans le réseau en étoile, il faut absolument du duplex ou du semi-duplex pour qu'une communication puisse s'établir dans les deux sens.

CHAPITRE 3

LE CODAGE.

CHAPITRE 3

LE CODAGE.

Les techniques de codage jouent un rôle important dans la bonne réception des informations, elles ont pour but d'adapter les signaux au canal de transmission en bande de base. Le choix d'un type de codage dépendra du support utilisé et du débit binaire de transmission désiré. Les techniques de codages se différencient par leur facilité de synchroniser l'horloge bit du récepteur, de détecter les erreurs de transmission et par leur résistance au bruit. Examinons quelques types de codages et voyons quels sont leurs avantages et inconvénients respectifs.

3.1. LE CODE BINAIRE.

Le code binaire, également appelé NRZ (No Return to Zero), est un code à deux niveaux ($-a$ et $+a$). Le signal transmis vaut $-a$ lorsque la donnée a_i vaut 0 et $+a$ lorsque a_i vaut 1.

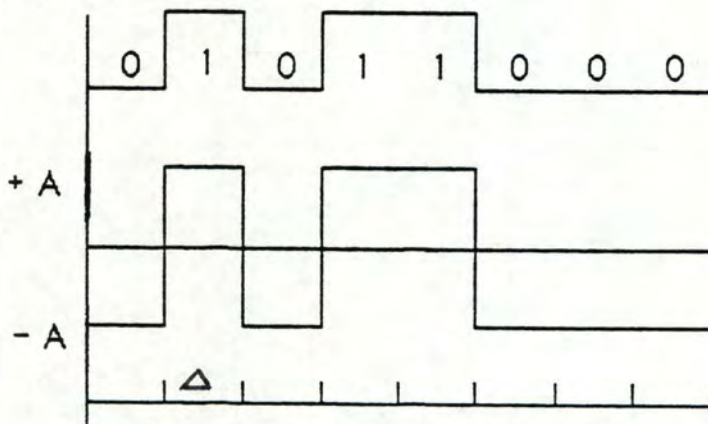


fig. 3.1 : codage NRZ.

Le principal problème de ce codage réside dans la constance de niveau pour la transmission d'une grande série de 0 ou de 1. La synchronisation sera en effet plus délicate et le risque d'erreur beaucoup plus grand.

3.2. LE CODE MANCHESTER.

Le code manchester consiste à introduire dans le signal des transitions au milieu de chaque intervalle delta avec un front montant lorsque la donnée a_i vaut 0 et descendant lorsque la donnée a_i vaut 1.

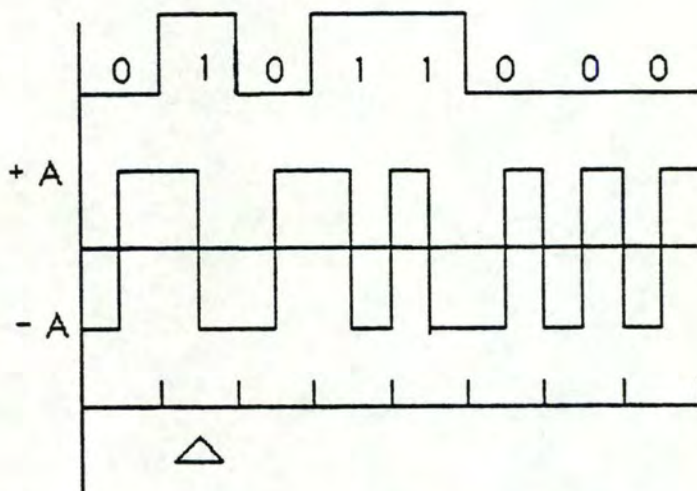


fig. 3.2 : codage Manchester.

Cette technique a l'avantage d'éviter les signaux continus pour représenter des suites de 0 ou de 1. La synchronisation en sera donc facilitée. Ce codage demande cependant des fréquences plus élevées car le nombre de transitions est nettement plus important.

3.3. LE CODE MANCHESTER DIFFERENTIEL.

Le code Manchester différentiel, fréquemment utilisé dans les réseaux locaux, crée également des transitions au milieu de chaque intervalle delta mais la transition s'effectuera par un front montant lorsque $a_{i-1} - a_i$ vaut 0 et par un front descendant lorsque $a_{i-1} - a_i$ vaut 1.

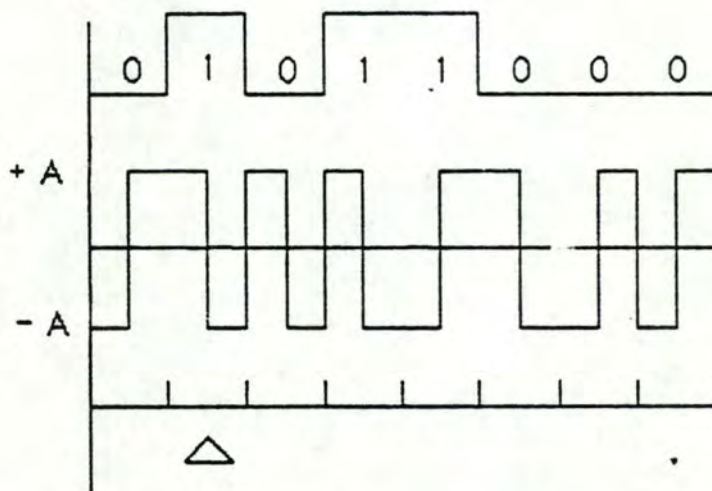


fig. 3.3 : code Manchester Différentiel.

Comme le code Manchester, il utilise des fréquences plus élevées que le NRZ. La synchronisation du récepteur est facilitée par la transition du signal dans chaque intervalle delta. D'autre part, la détection des erreurs de transmission est plus certaine que dans le code Manchester car le codage d'un bit est fonction du précédent et le changement d'un bit sera dès lors plus facilement aperçu.

Le code Manchester différentiel permet donc d'observer aisément une interférence due au bruit ou la superposition de code lorsque deux stations transmettent en même temps.

3.4. AUTRES CODES.

Il existe d'autres codes assez proches du code Manchester mais qui s'en différencient par le nombre de transitions effectuées. Par exemple, le code de Miller n'effectue une transition à la moitié d'un intervalle delta que lorsque a_i vaut 1.

D'autres techniques de codage utilisent trois valeurs : $+a$, $-a$ et 0. Le plus connu est le code bipolaire. Le signal transmis vaut 0 lorsque la donnée a_i vaut 0 et soit $+a$ soit $-a$ alternativement lorsque la donnée a_i vaut 1.

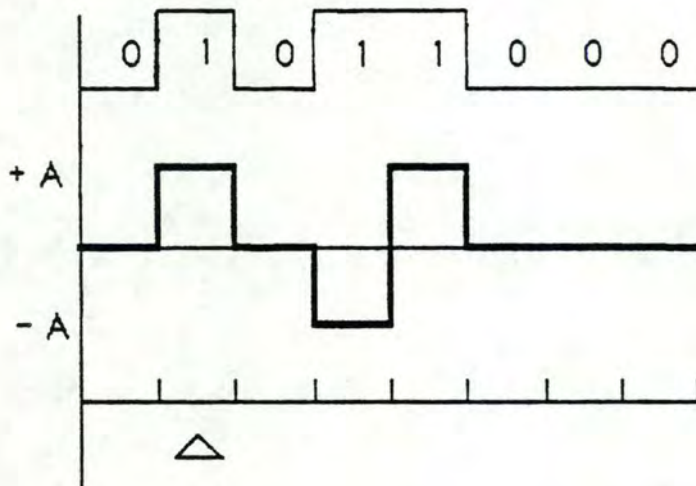


fig. 3.4 : code bipolaire.

Le code bipolaire a le désavantage d'admettre un long signal nul et constant lorsque le message contient une longue suite de 0. Pour pallier à ce problème certains codes, tels le BHD_n , limitent le nombre de zéros successifs en introduisant des transitions par le codage à $-a$ ou $+a$ d'un 0, qui violent le principe de l'alternance pour pouvoir être détecté par le récepteur.

3.5. CONCLUSION.

Toutes les techniques de codage excepté le NRZ introduisent des redondances soit en nombre de transitions soit en nombre de niveaux par rapport au signal binaire. Ces redondances permettent de transmettre le signal d'horloge en supprimant la transmission de long signaux continus. Ces codages possèdent un spectre de largeur de bande double par rapport au codage NRZ. Ils seront donc plus sensibles aux bruits.

Le codage est utilisé en bande de base. En large bande, le signal binaire sera modulé soit en amplitude, en fréquence ou en phase soit par une combinaison de ces techniques. Ces différentes techniques étant considérées connues, ne seront pas décrites dans le cadre de ce mémoire.

CHAPITRE 4

LES TOPOLOGIES.

CHAPITRE 4

LES TOPOLOGIES.

La topologie décrit la façon dont sont interconnectés les noeuds d'un réseau. Nous étudierons les topologies que l'on rencontre dans le domaine des réseaux locaux et nous mettrons en évidence les impacts des différentes topologies sur les médias utilisables, sur la fiabilité du réseau et sur les difficultés rencontrées lors de son installation.

4.1. LES DIFFERENTES TOPOLOGIES.

Les différentes topologies rencontrées dans le domaine des réseaux locaux sont peu nombreuses. On distingue particulièrement trois topologies :

- l'étoile;
- le bus;
- l'anneau.

On ne rencontre jamais de réseau maillé dans le domaine local. Par contre, l'interconnexion de plusieurs réseaux peut aboutir à une architecture hybride résultant d'une combinaison de différentes topologies.

4.1.1. L'étoile.

L'architecture en étoile est basée sur la présence d'un noeud central qui joue le rôle de commutateur.

La communication entre deux stations est établie par ce noeud.

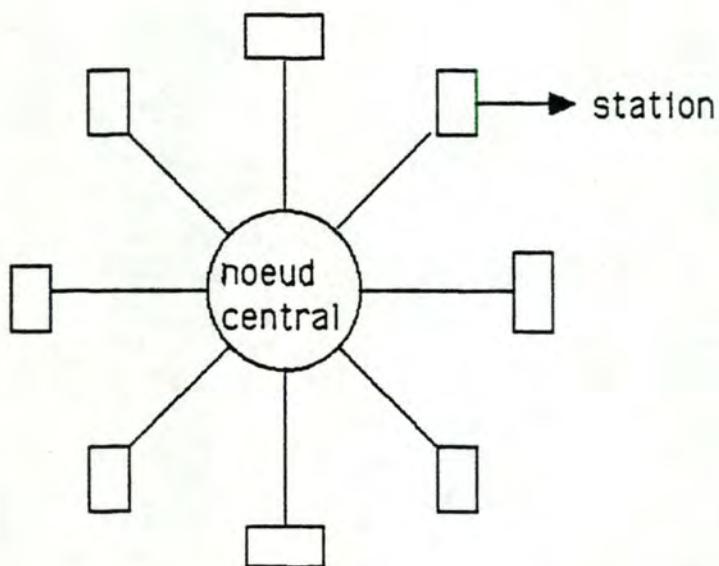


fig. 4.1 : topologie en étoile.

Le commutateur peut travailler de deux façons différentes: par circuit ou par paquet.

La commutation par circuit consiste à relier deux stations par un circuit pour toute la durée d'une communication. L'adresse de la station ne sera nécessaire que lors de l'établissement de la liaison qui se fera par une commande d'appel. La suppression du circuit se fera par une commande de libération.

La commutation par paquet oblige à avoir le même débit binaire sur les médias reliant le commutateur aux deux stations qui communiquent puisque le seul rôle du commutateur est de relier les lignes entrantes et sortantes. L'exemple le plus connu est le commutateur téléphonique

local (PABX) qui moyennant certains équipements tel qu'un modem peut être utilisé pour le transfert de données informatiques.

Dans la commutation par paquet, aucun circuit n'est créé entre deux stations communicantes. Le commutateur effectuera donc un routage de chaque paquet le traversant pris individuellement. C'est le principe du "store and forward". Chaque paquet devra donc contenir l'adresse destination pour que le commutateur puisse le transférer correctement.

4.1.2. Le bus.

Dans la topologie en bus, toutes les stations sont raccordées à une liaison physique commune.

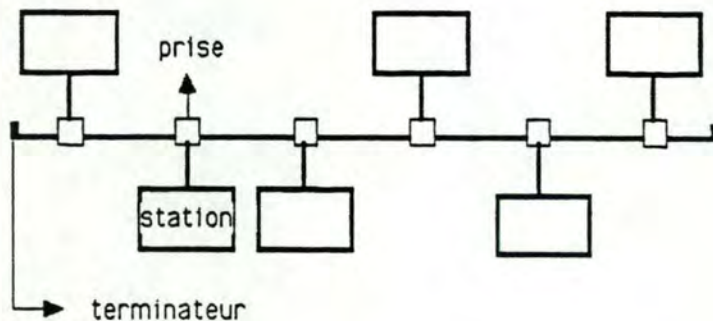


fig. 4.2 : topologie en bus.

Le terme bus employé ici a une signification différente du bus servant pour les communications à l'intérieur d'un système informatique. Il s'agit dans le domaine des télécommunications d'un câble servant pour la transmission en série sur des distances beaucoup plus grandes.

On trouve souvent des extensions de cette configuration en structure arborescente. La division du bus est réalisée au moyen de splittes.

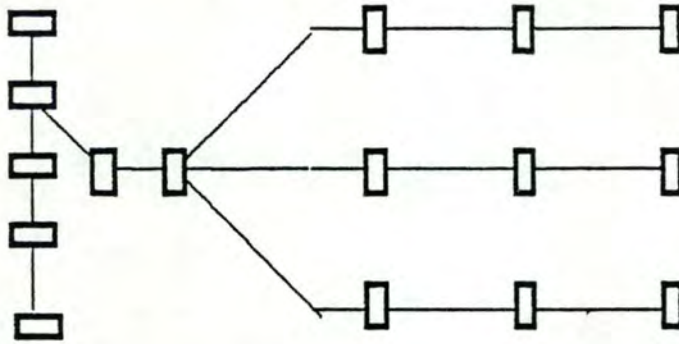


fig. 4.3 : architecture arborescente.

La transmission des informations est généralement bidirectionnelle, l'émission et la réception se font sur un même canal. Le signal émis est diffusé sur l'ensemble du réseau ce qui donne une liaison multipoint. Tous les communicateurs reçoivent le signal. Il faut donc que chaque trame contienne:

- l'adresse destination pour que les stations puissent prendre réception des paquets leur étant destinés;
- l'adresse source pour que la station destinatrice connaisse la provenance de la trame.

Toutefois il est également possible d'avoir une transmission unidirectionnelle. La diffusion des informations sur l'ensemble des stations devra se faire à l'aide de deux canaux réalisés soit physiquement soit par multiplexage fréquentiel.

4.1.3. L'anneau.

Les stations sont reliées une à une par un support physique de manière à former un anneau.

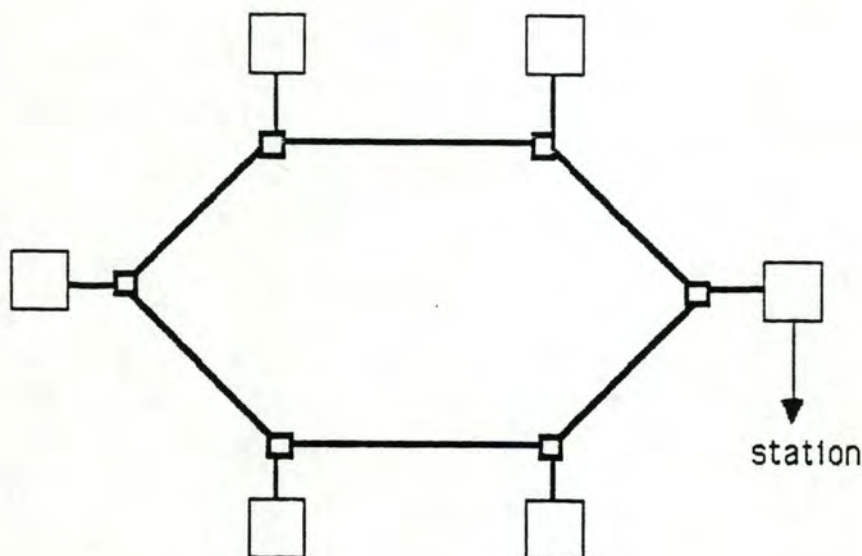


fig. 4.4 : topologie en anneau.

Chaque liaison entre répéteurs est une liaison point-à-point unidirectionnelle. Le répéteur a pour fonction de recevoir le signal venant de la section d'entrée et de le répéter dans la section de sortie. Un certain délai dans la transmission des messages sera donc dû aux opérations du répéteur et notamment la régénération du signal.

Il est également possible de concevoir une structure d'anneau bidirectionnelle. Ce type de structure étant principalement utilisé pour des raisons de fiabilité, il sera analysé dans le paragraphe 4.3 (Impacts des topologies sur la fiabilité du réseau).

Dans la topologie en anneau, les messages sont transmis d'une station à la suivante. Un mécanisme d'adresse est donc nécessaire pour que chaque noeud puisse détecter les trames qui lui sont destinées. D'autre part, une trame circulant sur l'anneau ne disparaîtra que si une station l'élimine en ne la retransmettant pas à la station suivante. Ceci n'était pas le cas pour le bus où la trame s'éliminait naturellement en arrivant en fin de câble, toute réflexion possible du signal étant évitée par un adaptateur d'impédance se trouvant à son extrémité.

L'élimination de la trame peut s'effectuer par différentes stations :

- la station source : c'est le cas le plus fréquent qui permet la vérification de la transmission en comparant la trame reçue avec celle envoyée. De plus et c'est un des principaux avantages, cela permet de diffuser des messages à toutes les stations en se servant d'une adresse spéciale commune;
- la station réceptrice : cela améliore l'utilisation de la bande passante en la libérant plus rapidement. Mais les avantages de la première solution ne sont plus possibles dans ce cas;
- une station moniteur : ce sera nécessaire lorsqu'un message par suite d'interférence tourne indéfiniment sur l'anneau. Le rôle de la station moniteur sera expliqué en détail dans le chapitre s'y rapportant.

4.2. IMPACTS DES TOPOLOGIES SUR LES MEDIAS UTILISES.

Les restrictions sur les médias utilisables dans les différentes topologies proviennent du type de liaison induit par la structure. Dans les réseaux en étoile ou en anneau, toutes les liaisons sont de type point-à-point. Le support physique de l'anneau permet de relier uniquement deux stations et celui de l'étoile permet de relier une station au commutateur. Le média utilisé pour les bus par contre doit être capable de supporter l'accès multiple. C'est pourquoi dans une configuration en bus, toutes les stations sont raccordées au même câble.

Le point-à-point permet l'emploi de tous les médias :

- les paires torsadées avec lesquelles il est possible d'atteindre des débits de 10 Mbytes. Mais la distance entre stations est limitée à environ 100 mètres. De plus ce média est le plus sensible aux interférences;

- le câble coaxial : l'atténuation est moins forte que pour les paires torsadées, elle est de l'ordre de 1 db par 100 mètres alors que pour les paires torsadées, elle est comprise entre 2 et 6 db pour 100 mètres. Le câble coaxial a également l'avantage d'offrir une meilleure protection aux bruits de l'environnement pour les transmissions en bande de base;
- la fibre optique qui permet d'atteindre des distances de plusieurs kilomètres entre stations.

Actuellement, seul le câble coaxial peut être utilisé en accès multiple. Le bus utilise donc ce média. On parlera d'ailleurs de structure passive car les stations ont pour seule fonction l'émission et la réception des signaux mais pas leur régénération. Ce qui n'empêche pas la possibilité d'intégrer des amplificateurs lorsque le réseau atteint des distances pour lesquelles l'atténuation du signal est trop importante.

4.3. IMPACTS DES TOPOLOGIES SUR LA FIABILITE DU RESEAU.

4.3.1. L'étoile.

La fiabilité du réseau en étoile est liée à celle du noeud central. Si celui-ci tombe en panne, le réseau est paralysé. La seule solution de secours envisageable serait le dédoublement de tout le système, mais le coût en serait trop important.

Le noeud central étant assez complexe, on ne peut espérer avoir un temps moyen entre pannes qui soit faible si l'on ne prend pas des soins spéciaux pour le développement et la réalisation d'un tel noeud.

4.3.2. L'anneau.

La topologie de l'anneau représentée à la figure 4 pose trois problèmes fondamentaux :

1. la vulnérabilité du câble: si une ligne est endommagée ou coupée, l'anneau entier n'est plus opérationnel jusqu'à la réparation de la ligne;
2. une panne du répéteur : ce problème paralyse également l'anneau. Lorsqu'une station est inactive, son répéteur doit fonctionner pour éviter une paralysie complète de l'anneau;
3. L'inspection : si un câble ou un répéteur tombe en panne, une inspection de l'anneau est nécessaire pour repérer la panne. Il faut vérifier tous les câbles et tous les répéteurs.

Certaines solutions ont été apportées à ces problèmes. Le problème des pannes du répéteur a partiellement été résolu en créant un système d'auto-diagnostic qui vérifie le bon fonctionnement du répéteur et qui enclenche un relais ayant pour but de court-circuiter la station tombée en panne.

Cette solution pose d'autres problèmes cependant minimes comparés à celui résolu et qui sont les suivants:

1. une panne du mécanisme d'auto-diagnostic;
2. une panne de contact du relais; ce problème peut cependant être résolu en disposant des relais en parallèle;
3. si plusieurs stations sont court-circuitées, la distance entre deux stations peut devenir trop importante pour que le signal puisse encore passer correctement;
4. passer en mode "relai" peut détruire des messages; il est néanmoins possible de les récupérer facilement par un mécanisme d'acquiescement dans les protocoles des niveaux supérieurs.

L'inspection des câbles et des répéteurs nécessite la traversée des bureaux et un équipement de test transportable.

Une solution consiste à disposer les câbles entre répéteurs de façon à ce qu'ils traversent tous une même pièce appelée "Wirecenter".

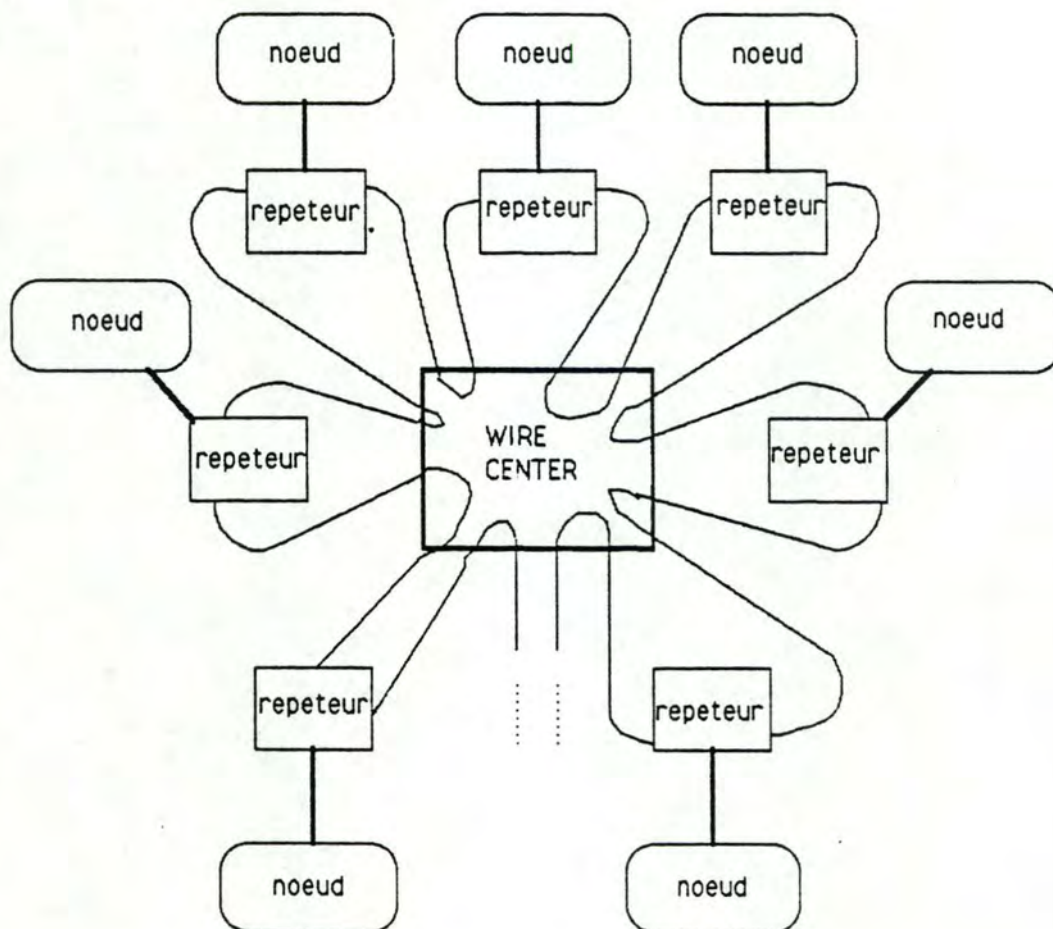


fig. 4.5 : l'anneau en étoile.

Il sera ainsi possible de vérifier les signaux passant sur les câbles en restant dans une même pièce et de localiser aisément la panne.

Cette solution rend également praticable l'ajout de nouveaux répéteurs en les raccordant au Wirecenter.

Une amélioration de cette conception peut être apportée en installant les relais des répéteurs dans le Wirecenter. Ceci permet de court-circuiter automatiquement la ligne en cas de problème du répéteur mais également en cas de problème de la ligne reliant le répéteur au Wirecenter qui est la partie la plus vulnérable. Le problème de l'allongement des distances entre les stations lorsque plusieurs répéteurs sont court-circuités est également résolu.

La figure 4.6 illustre le résultat final de la réalisation physique d'un anneau en étoile.

Cette réalisation de 8 répéteurs peut être effectuée sur un circuit imprimé.

Si l'on veut étendre le réseau, il suffit d'ajouter un circuit imprimé contenant les relais et de connecter les deux circuits.

D'autres solutions ont été conçues pour augmenter la fiabilité de l'anneau. Pour éviter la paralysie de l'anneau due à une défectuosité d'une ligne, on peut le dédoubler. Ceci peut se faire de différentes façons : soit en ayant le même sens de transmission pour les deux anneaux (fig 4.7), soit en ayant des sens de transmission inverses (fig 4.8). La transmission en sens inverse permet de reconfigurer l'anneau en cas de coupure des deux lignes au même point comme montré à la figure 4.9. Le deuxième anneau peut n'être utilisé que comme anneau de secours.

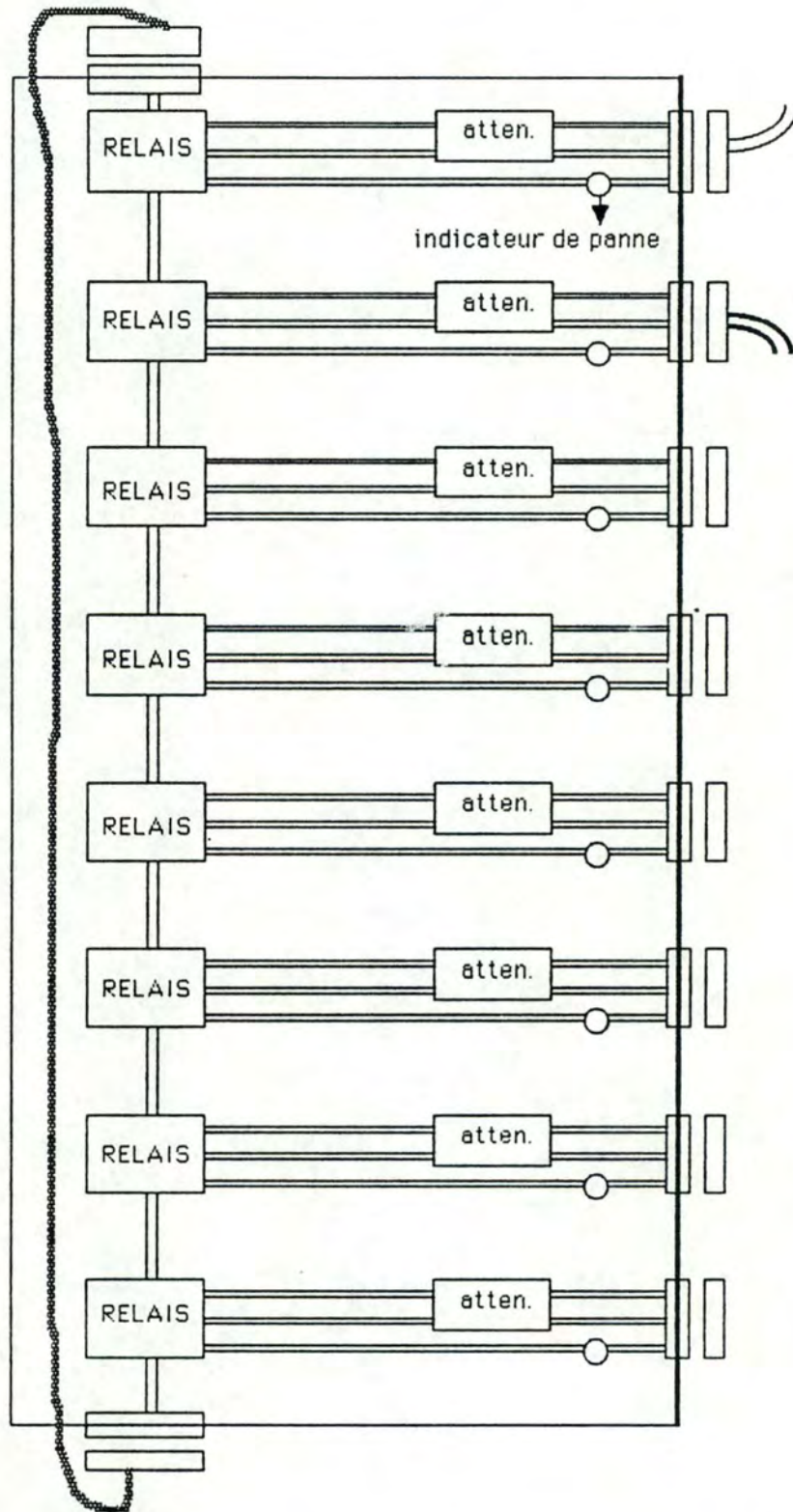


fig. 4.6 : réalisation physique d'un anneau en étoile.

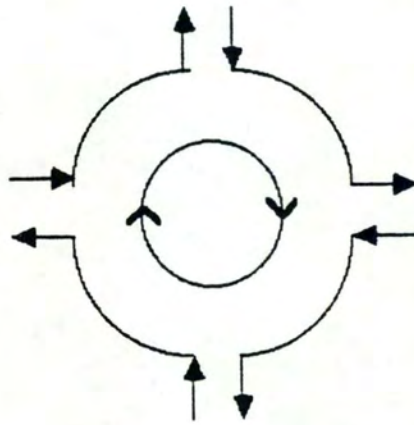


fig. 4.7 : deux anneaux transmettant dans le même sens.

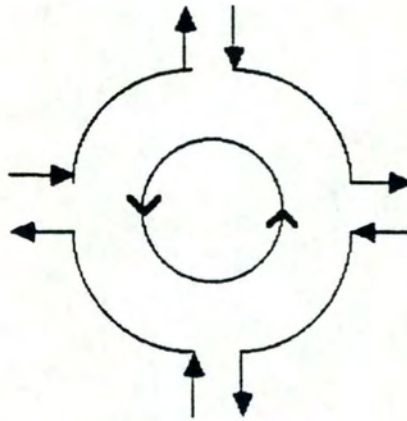


fig. 4.8 : deux anneaux transmettant en sens inverse.

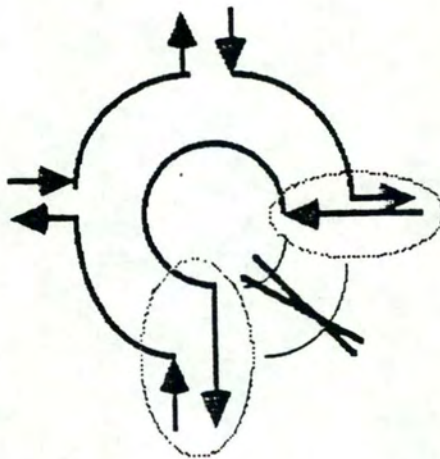


fig. 4.9 : reconfiguration de l'anneau.

4.3.3. Le bus.

Dans la topologie en bus, deux types de pannes peuvent se produire. Celles qui rendent une station inopérationnelle: ce type de panne est facilement localisable et ne paralyse pas le réseau. Celles qui rendent inopérationnel tout le réseau: ce type de panne peut se produire si il manque un terminateur à une extrémité du câble, ce qui sera le cas si ce dernier a été coupé et aura pour conséquence de réfléchir tout signal arrivant en fin de câble, ou si un émetteur/récepteur est bloqué sur l'état ON ce qui produit l'envoi continué d'un signal à une certaine tension. Ces pannes rendent impossible le déchiffrement de ce qui est transmis sur la ligne.

Des solutions ont été apportées pour détecter ces pannes. La coupure du câble et donc l'absence de terminateur peut être localisée par l'emploi d'un "réflectomètre" qui calcule la distance le séparant de la coupure en fonction du temps entre l'envoi d'un signal sur la ligne et la réception de la réflexion de ce signal.

La panne de l'émetteur/récepteur peut être évitée en employant un circuit de surveillance qui contrôle la longueur des impulsions sorties de l'émetteur/récepteur. Si elles sont trop longues, le circuit bloque la sortie.

4.4. IMPACTS DES TOPOLOGIES SUR LES DIFFICULTES D'INSTALLATION DU RESEAU.

L'avantage du bus dans ce domaine est la prévision possible de l'expansion du réseau lors de l'installation initiale. En effet, il suffit de faire passer le câble devant les endroits susceptibles de nécessiter une

connection qui se fera facilement en insérant un "tap" ou une prise dans le câble et de connecter ce tap à la station.

L'installation initiale de l'anneau en étoile et de l'étoile ne pose pas de problème. Il suffit de poser des câbles du centre vers les stations. Mais lorsque l'on veut étendre le réseau, il est impératif de repartir du centre. On ne peut se servir d'un câble passant à proximité de la future station. Il est donc préférable d'installer à l'initialisation des câbles vers les endroits susceptibles de nécessiter une connection au réseau et d'effectuer la connection lorsqu'elle est nécessaire. De plus, dans le cas de l'anneau, si les stations sont trop éloignées du "Wirecenter", il est possible d'en implémenter plusieurs et de créer un centre d'interconnection des "wirecenters".

Dans le cas de l'étoile, l'expansion du réseau pose également le problème du nombre de connections possibles au commutateur, la capacité de ce dernier étant limitée.

4.5. CONCLUSION.

L'analyse de ces topologies nous a montré qu'aucune n'est parfaite. Il s'avère que l'étoile est moins fiable que les deux autres et que le bus présente plus d'avantage au point de vue de la fiabilité de l'installation. Par contre, les progrès effectués sur les fibres optiques rendront la topologie en bus nettement défavorisée car ce média n'est actuellement utilisable que pour des liaisons point-à-point.

Néanmoins, la topologie d'un réseau a également des conséquences sur la méthode d'accès utilisable comme nous le verrons au cours du chapitre suivant.

CHAPITRE 5

LES METHODES D'ACCES.

CHAPITRE 5

LES METHODES D'ACCES.

5.1. INTRODUCTION.

Les stratégies ou méthodes d'accès permettent de contrôler le partage de l'utilisation du réseau entre les différents équipements connectés en déterminant qui peut transmettre des informations sur le réseau et quand il peut le faire.

Deux raisons peuvent nécessiter le partage du réseau, la première est l'utilisation la plus efficace possible d'une ressource chère, la deuxième étant la nécessité d'avoir un haut degré de connexion pour la communication des utilisateurs. Le coût de la ressource étant en général négligeable dans les réseaux locaux, c'est principalement la connexion d'un grand nombre d'entités qui est visée.

Les stratégies d'accès rendant possible cette connexion sont très nombreuses. Le choix de l'une d'entre elles sera grandement influencé par les types d'applications supportés par le réseau, le volume d'informations à échanger et sa nature.

Quelques-unes de ces méthodes sont présentées dans les points suivants. Elles sont classées en 5 catégories :

1. l'allocation statique;
2. l'accès aléatoire;
3. l'allocation des ressources avec contrôle centralisé.

4. l'allocation des ressources avec contrôle distribué;
5. les méthodes hybrides.

Pour chacune des méthodes étudiées, nous en décrirons le principe, les caractéristiques et les avantages et inconvénients en terme d'utilisation de la bande passante et des types d'opérations (synchrones, temps réel,...) que supportent ces méthodes.

5.2. LES TECHNIQUES D'ALLOCATION STATIQUE.

Les techniques d'allocation statique répartissent l'accès au réseau entre les différents utilisateurs d'une façon permanente, indépendamment de leurs activités.

L'allocation statique peut prendre deux formes : soit une répartition en fréquence que l'on nomme AMRF (Accès Multiple à Répartition de Fréquence), soit une répartition dans le temps que l'on appelle AMRT (Accès Multiple à Répartition dans le Temps).

5.2.1. Principe de l'AMRF.

L'AMRF consiste à découper la bande passante du support de transmission en sous-bandes et à affecter chacune d'elles à un seul communicateur.

Cette méthode d'accès est facile à implémenter mais possède un certain nombre d'inconvénients. L'AMRF requiert une parfaite séparation des sous-bandes pour que les fréquences utilisées dans chacune d'elles n'interfèrent pas. Cette séparation produira un gaspillage des fréquences

utilisables entre chaque sous-bande. L'AMRF est aussi caractérisée par un manque de flexibilité dans l'allocation des bandes passantes et il est difficile d'effectuer des opérations telles que la diffusion (émission à tous). Une station doit émettre sur sa propre sous-bande mais elle doit également pouvoir capter ce qui est émis par les autres sur leur sous-bande. Pour ce faire, chaque station doit comporter un modulateur, un émetteur et autant de récepteurs et de démodulateurs qu'il y a de sous-canaux.

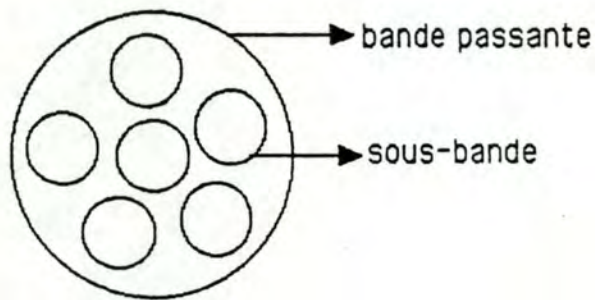


fig. 5.1 : l'AMRF

5.2.2. Principe de l'AMRT.

Le principe de l'AMRT est de répartir l'utilisation du canal dans le temps entre les diverses stations connectées aux réseaux. Chaque station peut émettre durant une tranche de temps qui lui a été allouée. Pendant chaque période la station a accès à la bande passante complète.

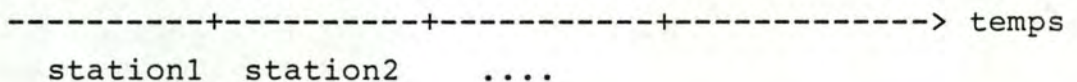


fig. 5.2 : l'AMRT

Afin de permettre aux modems du AMRT d'acquérir la fréquence, la phase, la périodicité des bits et la

synchronisation des trames, un préambule de 100 à 200 bits doit être transmis.

Un désavantage de cette approche est la nécessité de fournir un convertisseur analogique/digital pour les traffics tels que ceux de la voix. L'AMRT est plus complexe à implémenter que l'AMRF mais possède un avantage important : la haute connectivité qui résulte du fait que tous les récepteurs écoutent le même canal et que tous les émetteurs transmettent sur le même canal à des moments différents.

5.2.3. Avantages et désavantages de l'allocation statique.

Le principal avantage de l'allocation statique est la rapidité d'accès au canal lorsqu'une station veut émettre. En AMRF, l'accès est immédiat et la station peut émettre aussi longtemps qu'elle le désire. En AMRT, il existe une borne supérieure au temps d'attente pour pouvoir émettre. La répartition peut se faire en fonction de la nécessité de la station d'utiliser le canal. En AMRF, une station à grand débit peut posséder une sous-bande plus "large" et en AMRT, la tranche de temps répartie aux stations à débit plus rapide peut être plus grande. De plus ces méthodes d'accès permettent des opérations synchrones telle que la transmission de la voix, ce qui ne sera pas toujours possible dans les méthodes d'accès qui seront analysées ci-dessous.

L'allocation statique n'est cependant efficace que lorsque l'utilisation du réseau est constante. Or la plupart des applications supportées par les réseaux locaux emploient le canal assez infrequemment. Les techniques d'allocation statique sont pratiquement inutilisées dans les réseaux locaux puisque de cette utilisation résulte un gaspillage énorme de la capacité du canal.

5.3. LES TECHNIQUES D'ACCES ALEATOIRE.

Bien souvent dans les réseaux locaux, la génération de message est hautement aléatoire en temps et en taille. En toute généralité, on peut observer que l'utilisateur demande l'accès au canal irrégulièrement mais lorsqu'il le fait, il veut une réponse rapide. La rapidité requise pour la réponse dépendra bien entendu de l'application supportée.

Une approche pouvant satisfaire un tel environnement est de fournir un seul canal à haute vitesse partagé par un grand nombre d'utilisateurs. La transmission par paquets est un moyen de partager le canal commun, mais il faudrait trouver des stratégies résolvant les collisions de paquets lorsque plusieurs stations veulent transmettre en même temps. Quelques unes de ces stratégies sont analysées ci-dessous.

5.3.1. Le protocole ALOHA.

Le protocole ALOHA fût à l'origine des méthodes d'accès aléatoire. Son principe est très simple, lorsqu'un communicateur a de l'information à transmettre, il l'envoie, sans se préoccuper des autres usagers. Lorsqu'il a transmis son paquet, il déclenche un time-out. S'il reçoit un acquittement de son paquet par la destination avant expiration du time-out, il en déduit que son message a été correctement reçu. Par contre, si le time-out vient à expiration sans avoir pris réception d'un acquittement, la station source suppose qu'une collision a eut lieu et elle retransmet son message. Une collision peut être définie comme la superposition des signaux de deux ou plusieurs utilisateurs, ce qui les rend indéchiffrables. La retransmission d'un paquet non délivré ne se fera pas immédiatement mais après

une période aléatoire pour éviter que le conflit se répète continuellement.

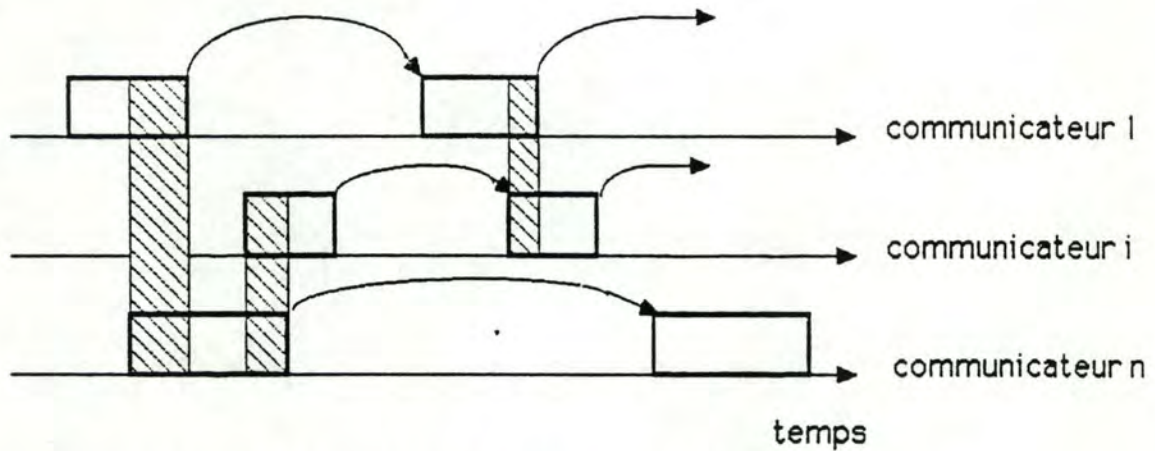


fig. 5.3 : principe de l'ALOHA pur.

Outre son extrême simplicité, la méthode d'accès ALOHA a l'avantage de ne nécessiter aucune synchronisation entre les stations et de reposer sur un contrôle d'accès décentralisé.

Son principal inconvénient provient de la perte d'informations qui résulte d'une collision et de son manque d'efficacité puisque la transmission de paquets entrés en collision n'est pas interrompue. Pour un tel système, l'efficacité maximale disponible du canal est de 18 %. Cette méthode ne peut être efficace qu'avec un petit nombre de stations et une fréquence de transmission peu élevée pour éviter un nombre de collisions trop important.

5.3.2. Le "slotted" ALOHA.

Le "slotted" ALOHA améliore la méthode ALOHA en discrétisant l'échelle du temps de manière à obtenir des tranches de temps de durée égale. Les émissions ne sont permises qu'en début d'une tranche comme le montre la figure

x. Les trames ont une longueur fixe. Lorsque deux stations émettent en même temps, il y a donc collision de leurs trames entières. Les stations ayant provoqué la collision retransmettent leurs trames après un délai aléatoire comme dans l'ALOHA pur. L'utilisation du canal par la méthode du "slotted" ALOHA est de 36% . Mais le prix à payer est une complication des appareils due à la nécessité de synchroniser les émissions.

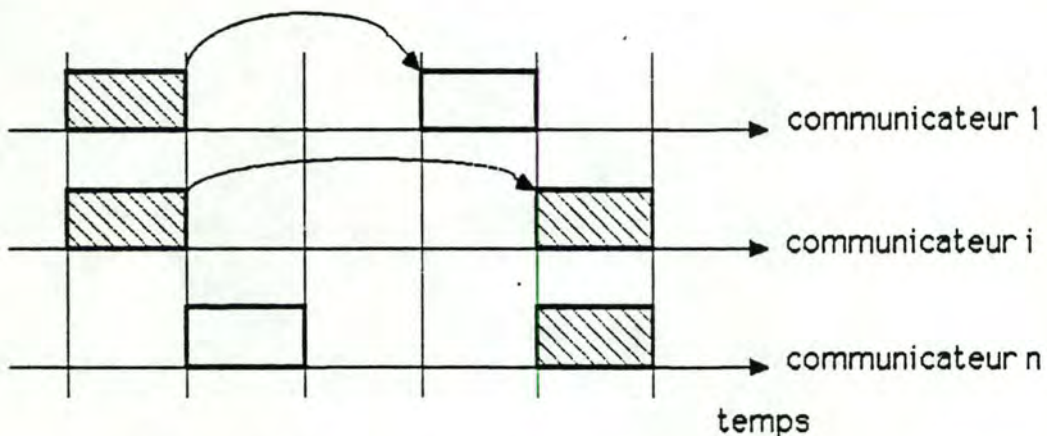


fig. 5.4 : principe du "slotted" ALOHA.

5.3.3. Accès aléatoire avec écoute de la porteuse. (CSMA)

La méthode d'accès aléatoire avec écoute de la porteuse est plus connue sous son appellation anglaise de "Carrier Sense Multiple Access" (CSMA). Elle permet d'éviter un grand nombre de collisions en forçant la station à écouter si le canal est occupé avant de transmettre. Si un signal est détecté sur la ligne, la station transfère sa transmission à une date ultérieure selon un délai aléatoirement distribué. Par contre, si le canal est au repos, la station peut directement commencer à transmettre comme indiqué à la figure 5.5.

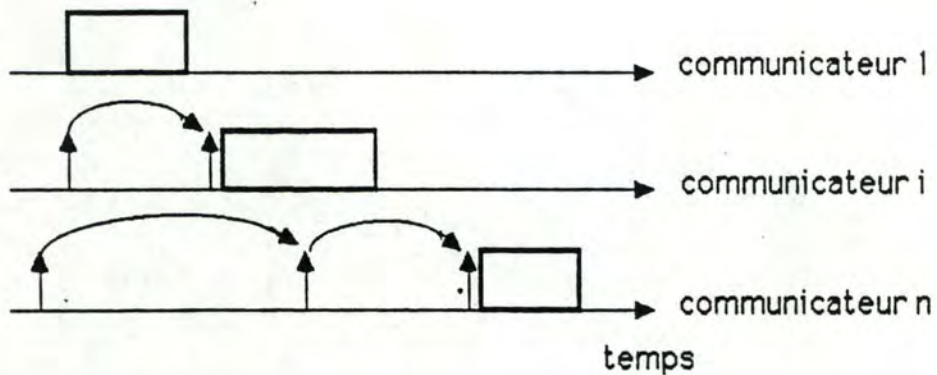


fig. 5.5 : principe du CSMA non persistant.

Cette méthode ne peut cependant éviter toutes les collisions. En effet, il existe une période pendant laquelle une station peut croire que le canal est au repos alors qu'une autre vient de commencer à transmettre mais que le signal n'a pas encore atteint la station qui écoutait en attente de transmission. Cette dernière n'ayant pas détecté d'autre transmission va commencer à émettre et il y aura donc collision de deux paquets. Cette période de vulnérabilité est égale au temps de propagation entre les deux stations les plus éloignées.

Il existe de nombreuses variantes de la technique CSMA. Les différences se marquent dans les trois caractéristiques suivantes:

- la stratégie de transmission suivie par le communicateur après détection de l'état du canal;
- la méthode de détection des collisions;
- la politique de retransmission des messages après collision;

Quelques-unes de ces variantes du CSMA sont analysées ci-dessous.

5.3.3.1. CSMA non persistant.

Le protocole CSMA non persistant est basé sur l'algorithme suivant:

1. si le canal est libre, la station transmet son paquet;
2. si le canal est occupé la station reporte la transmission du paquet un peu plus tard suivant la distribution des délais de retransmission. A ce nouveau moment, elle réécoute le canal et répète l'algorithme décrit.

Le CSMA non persistant ne permet pas une utilisation optimale du canal. En effet, le temps entre deux écoutes peut être en grande partie gaspillé si lors de la première écoute, l'occupation du canal était due à la transmission de la fin d'un paquet. Le temps perdu dépend du délai entre deux écoutes.

5.3.3.2. CSMA persistant.

Le protocole CSMA persistant fût imaginé pour améliorer l'utilisation du canal en ne le laissant jamais au repos si un terminal est prêt à transmettre. Pour ce faire, un terminal prêt écoute le canal et opère de la façon suivante:

1. si le canal est libre, il transmet son paquet;
2. s'il est occupé, il continue à écouter jusqu'à ce que le canal devienne libre et alors transmet immédiatement son paquet.

Ce protocole a l'avantage de ne pas gaspiller de temps entre deux transmissions mais il augmente la probabilité de collision. En effet, les stations en attente d'accès vont commencer à émettre leur paquet presque simultanément comme on peut le constater en examinant la figure 5.6. Les stations ne transmettrons pas exactement en même temps

puisque les stations plus proches de la source seront plus vite au courant du statut du canal.

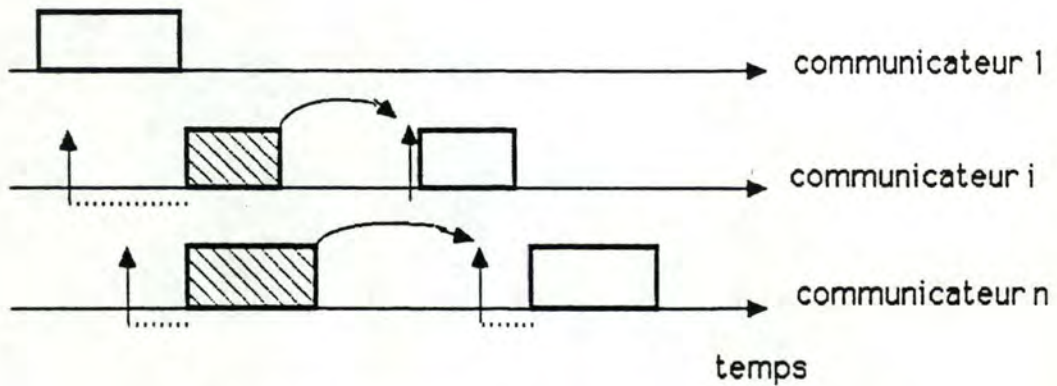


fig. 5.6 : principe du CSMA persistant.

5.3.3.3. CSMA P-Persistent, $0 \leq P \leq 1$.

L'idée du protocole CSMA P-persistent est de rendre aléatoire l'instant de début d'une transmission pour diminuer le risque de collision présent dans le CSMA persistant et pour augmenter l'utilisation du canal. L'algorithme utilisé est le même que dans le protocole CSMA persistant avec la différence que quand le canal devient libre, les stations prêtes à transmettre le font avec une probabilité P. Dans le protocole persistant, P était égal à 1. Plus précisément, le principe du protocole P-persistent est le suivant : l'échelle du temps est découpée en mini-tranches qui peuvent être de taille plus petite qu'une trame. Le système est synchronisé de telle façon que toute station commence sa transmission au début d'une mini-tranche. Si le canal qui était occupé devient libre, un terminal prêt transmet sa trame avec une probabilité P et retarde sa transmission avec une probabilité 1-P du délai de propagation. Le paramètre P est choisi de façon à réduire le niveau d'interférence tout en conservant la période entre deux trames aussi petite que possible lorsque plusieurs stations sont prêtes à transmettre. Après le délai

d'attente, la station teste la porteuse. Si le canal est libre, il y a transmission immédiate au début d'une mini-tranche, sinon la station surveille à nouveau le canal et décide de transmettre ou de différer lorsque le canal devient libre de la même façon que ci-dessus. Si on veut examiner le rendement maximal du canal (soit E) en fonction de P . Supposons que a soit égal au rapport du délai de propagation sur le temps de transmission ($a = 0.01$). Les résultats seront les suivants:

pour 1-persistent CSMA, $E = 0,529$

pour 0,1-persistent CSMA, $E = 0,791$

pour 0,03-persistent CSMA, $E = 0,827$

Avec un P beaucoup plus petit que 1, on introduit dans le cas de faibles charges un délai important avant transmission. Mais ce P va améliorer le comportement du système à forte charge.

5.3.3.4. CSMA/CD.

Principe.

Dans les méthodes d'accès aléatoire vues précédemment, la station source ne pouvait savoir si il y avait eu ou non collision qu'en recevant un acquittement de la station destination. En CSMA/CD par contre, on réalise la détection de collision (CD) d'une autre façon. Comme précédemment, la station écoute la porteuse pour savoir si le canal est libre ou non. Dans l'affirmative, elle transmet sa trame et continue à écouter durant la transmission. Si elle détecte une collision en comparant les signaux du canal avec ceux qu'elle émet, elle avorte la transmission. Les autres stations dont les trames sont rentrées en collision arrêtent également de transmettre. La première station détectant la collision envoie des signaux spéciaux appelés bits de brouillage afin que tous les communicateurs soient prévenus de la collision. Chaque

station retentera sa transmission ultérieurement suivant un certain algorithme.

Cette stratégie d'accès engendre un gain d'efficacité par rapport aux précédentes puisqu'il y a détection immédiate des collisions et avortement de la transmission en cours.

Cette méthode nécessite néanmoins un codage suffisamment performant pour pouvoir reconnaître facilement une superposition de signaux. La technique de codage généralement utilisée est le codage différentiel tel que le code Manchester différentiel décrit au chapitre 3 (Le codage). De plus, le fait de vouloir vérifier si le paquet a été transmis correctement nécessite que la longueur du paquet prenne en temps de transmission au moins le temps de propagation aller-retour entre les deux stations les plus éloignées du réseau. La raison de cette contrainte sera justifiée dans le chapitre 9 (considérations techniques).

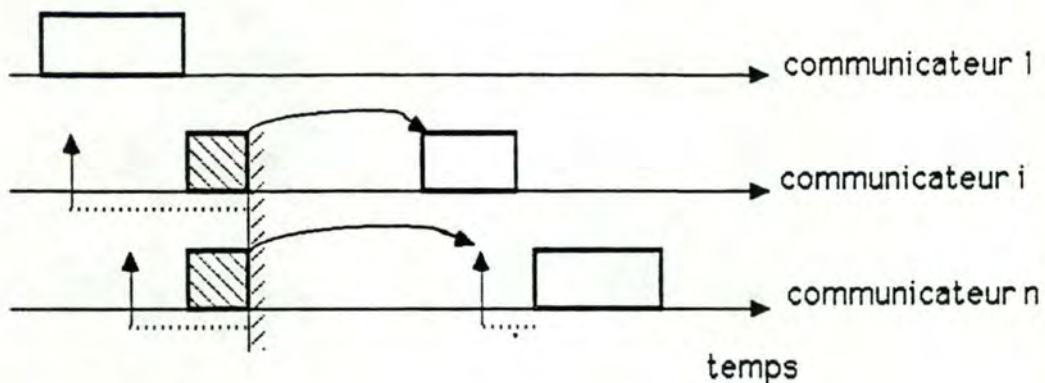


fig. 5.7 : principe du CSMA/CD.

La figure 5.8 illustre le temps gagné lors d'une collision en utilisant la technique du CSMA/CD comparé à l'utilisation du CSMA.

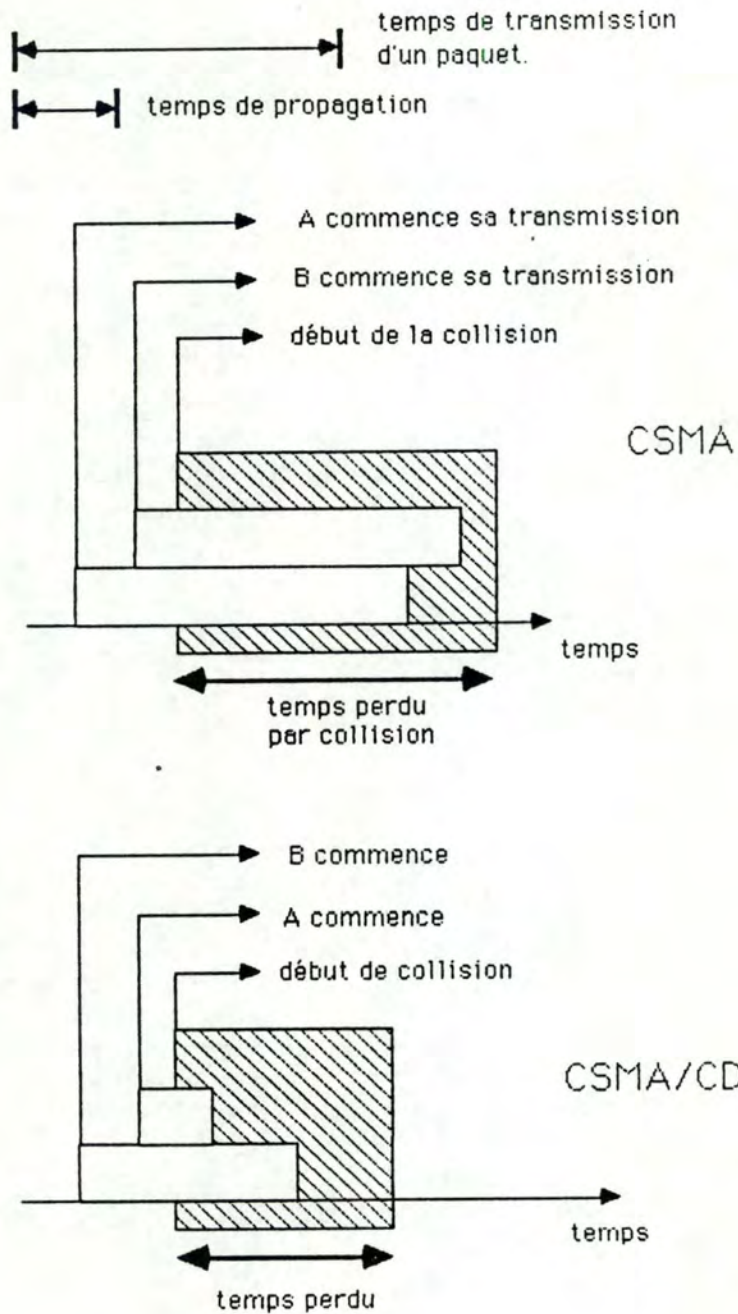


fig. 5.8 : CSMA ET CSMA/CD.

Algorithmes de retransmission.

Les algorithmes de retransmission servent à programmer en CSMA/CD les tentatives de retransmission après collision.

Un délai de retransmission est déterminé par des algorithmes de contrôle de collision. Ceux-ci sont caractérisés par la valeur moyenne du délai de retransmission. Cette valeur évolue avec le nombre de collisions qu'une trame a rencontrées.

Pour perdre le moins de temps possible, on serait tenté de prendre des temporisateurs très courts. Mais plus courts sont les temporisateurs, plus grand est le risque de collision. C'est pourquoi on se base sur le nombre de collisions ayant eu lieu. Dans Ethernet, l'algorithme de contrôle de collision est le "Binary exponential backoff". Le délai de retransmission moyen (soit m) pour un paquet qui est entré i fois en collision est donné par :

$$(3.1) \quad m = (\text{temps de contention}) \cdot 2^{i-1}.$$

Le temps de contention tient compte du délai de propagation aller-retour sur le câble et des délais qui peuvent intervenir dans le système entre les deux stations de contrôle les plus distantes. Ce temps correspond à la période pendant laquelle il existe un risque de collision. La valeur de m dans la formule 3.1 reste la même lorsque le nombre de collisions dépasse 8 et la station arrête ses essais après 16 collisions.

5.3.3.5. Quelques caractéristiques des techniques CSMA.

Les techniques CSMA ont de bonnes performances lorsque le temps de propagation est court. En effet, plus ce temps est court, plus vite les stations sont au courant de l'état réel du canal. D'autre part, le CSMA est mieux approprié à des paquets dont la taille n'est pas trop courte car plus les paquets sont petits, plus le temps moyen de transmission augmente et ceci pour deux raisons:

- La première est qu'il existe une période de vulnérabilité due au temps de propagation qui ne permet pas de mettre directement au courant toutes les stations qu'une émission vient de commencer. Pendant ce temps une station peut transmettre un certain nombre de bits qui seront susceptibles de rentrer en collision avec d'autres. Supposons par exemple que ce temps puisse permettre de transmettre 36 bits. Si le paquet a une longueur nettement supérieure à 36 bits, les bits suivant les 36 premiers ne pourront pas subir de collision et donc le rendement du canal sera d'autant plus grand.

- La deuxième raison est due au fait que plus les paquets sont petits, plus souvent le mécanisme de démarrage (induit par la stratégie de transmission) doit être appliqué. Or ce mécanisme a le désavantage de laisser des intervalles de temps non occupés entre trames alors qu'une ou plusieurs stations veulent accéder au canal. La taille de l'intervalle de temps dépendra de l'algorithme de transmission utilisé.

5.3.4. Le M-CSMA.

Le M-CSMA est une méthode d'accès basée sur le CSMA mais applicable à des canaux multiples afin d'obtenir de meilleures performances.

Les architectures multicanaux ont été proposées afin de remédier à la limitation de techniques CSMA lorsque la bande passante ou la surface géographique du réseau augmente. Le principe de ces réseaux locaux multicanaux est le suivant : le réseau est constitué d'un ensemble de M canaux de diffusion parallèles sur lesquels sont branchées N stations, chacune d'entre elles étant connectée au M canaux par l'intermédiaire de M interfaces distincts.

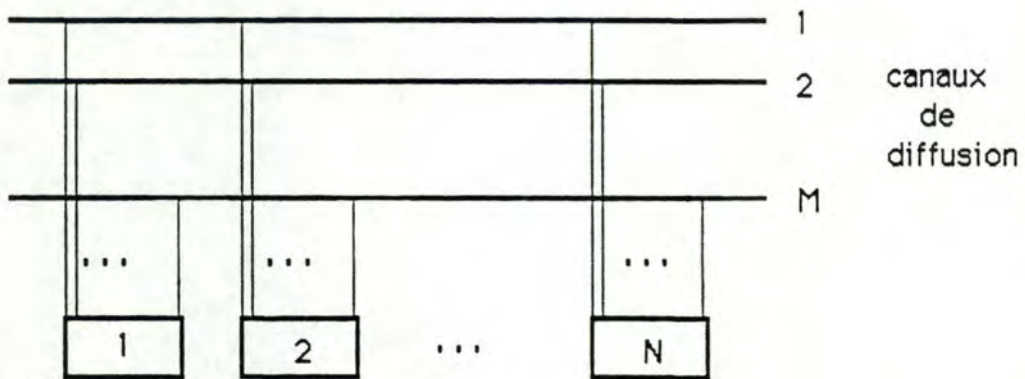


fig. 5.9 : Architecture multicanaux.

On peut obtenir une telle structure par multiplexage fréquentiel ou en utilisant des canaux physiques différents.

Pour utiliser la technique du CSMA, il est important de choisir le canal sur lequel on veut émettre sa trame d'une façon appropriée. Dès que ce choix est effectué, le principe du CSMA peut se faire de la même façon que ce qui a été expliqué dans les sections précédentes.

Plusieurs alternatives sont possibles en ce qui concerne le choix du canal. Une station prête à émettre peut :

- soit choisir au hasard un canal parmi les M puis se mettre à l'écoute de celui-ci;
- soit choisir au hasard un canal parmi ceux qu'elle détecte inoccupés;
- soit écouter les canaux dans un ordre préfixé et transmettre sur le premier qu'elle détecte libre.

Les études qui ont été effectuées sur ces différentes alternatives ont montré que la deuxième solution est la plus performante.

5.3.5. Conclusions.

Ces méthodes d'accès aléatoire ont l'avantage de ne pas avoir besoin d'une station privilégiée pour gérer le mécanisme d'accès au réseau. Toutes les stations ont un accès égal au réseau. De plus, l'ajout ou la suppression d'une station n'a pas de répercussion sur les autres stations. Cela peut être vu comme un avantage également du point de vue de la fiabilité. En effet, si une station est en panne, les autres stations n'en sont pas incommodées sauf bien entendu si elles communiquent avec cette station.

Ces méthodes ont également l'avantage de ne pas entraîner des pertes de temps pour les demandes d'accord de transmission. Mais comme nous l'avons signalé ci-dessus, la performance diminue fortement non seulement si les paquets transmis sont trop courts mais également si la charge est trop élevée puisque dans ce dernier cas le nombre de collisions augmente fortement.

L'inconvénient majeur de ces méthodes est l'impossibilité d'assurer un temps minimum d'accès au canal. On ne peut donc garantir un temps de réponse maximal, qui est impératif pour les applications temps réel et les applications synchrones.

Ces méthodes sont principalement utilisées sur les réseaux à diffusion tels que les bus, mais peuvent être envisagées sur un anneau.

5.4. LES TECHNIQUES D'ALLOCATION DES DEMANDES AVEC CONTROLE

CENTRALISE.

Nous avons jusqu'ici discuté de deux techniques extrêmes d'allocation du canal :

- l'allocation statique qui est le contrôle le plus rigide et qui n'est pas très adapté aux demandes d'accès variables

et

- l'accès aléatoire ne demandant aucun contrôle, qui est simple à implémenter et adaptatif à la demande variable mais qui peut entraîner un gaspillage d'une partie de la capacité du canal due aux collisions.

Nous allons maintenant examiner des techniques d'allocation des demandes d'accès qui requièrent l'échange d'informations concernant le besoin de la ressource de communication. Dans cette section nous examinerons quelques méthodes d'allocation des demandes avec contrôle centralisé dont nous donnerons le principe, les cas d'utilisation et les avantages et inconvénients.

5.4.1. Le polling ou appel sélectif.

La méthode d'accès par polling se caractérise par l'envoi séquentiel d'un droit d'émission aux stations du réseaux. Nous étudierons deux types de polling dans cette section: le polling pur et le polling adaptatif ou probing.

5.4.1.1. Le "polling" pur.

Le polling pur est basé sur l'envoi par un contrôleur de messages de permission d'émission selon un ordre préfixé aux stations du réseau.

Le terminal qui reçoit le message peut répondre soit positivement de façon implicite en commençant sa transmission; soit négativement en envoyant un message au contrôleur spécifiant qu'elle n'a rien à transmettre. Le contrôleur interroge alors la station suivante, celle-ci étant sélectionnée à partir d'une table que possède le contrôleur.

Une station ayant décidé de transmettre doit repasser la main au contrôleur à la fin de sa transmission.

le polling pur permet d'implémenter facilement un système de priorité en envoyant plus souvent les messages de permission d'émission à certaines stations. Il est également possible de concevoir un système permettant des opérations synchrones sur le réseau. Le contrôleur devra alors donner le droit d'émission à des moments réguliers aux stations opérant en mode synchrone.

Mais le polling pur n'est efficace que si les trois conditions suivantes sont satisfaites:

- le délai de propagation des demandes est petit;
- les dépenses en temps prises par les messages de polling sont basses;
- l'utilisation du réseau par les utilisateurs n'est pas trop irrégulière.

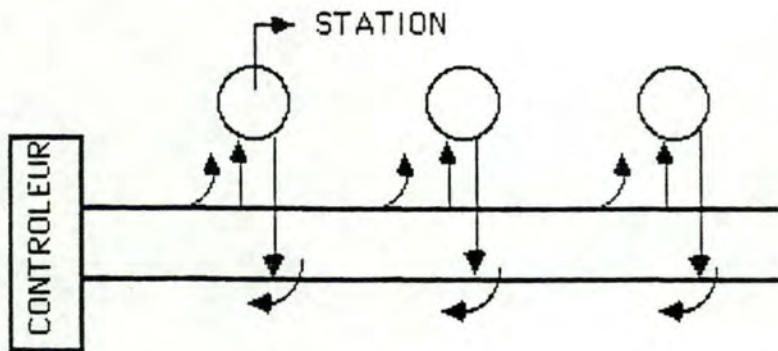


fig. 5.10 : Polling pur.

5.4.1.2. Le probing ou polling adaptatif.

Le probing permet de gagner du temps sur le sondage séquentiel effectué dans le polling pur. Dans le probing, le contrôleur envoie par diffusion un message à toutes les stations pour demander qui a quelque chose à transmettre. Dans l'affirmative, les stations concernées doivent émettre un signal sur un intervalle de temps qui leur est dédié permettant ainsi au contrôleur de connaître explicitement les terminaux actifs (fig. 5.11).

Le contrôleur donnera alors la parole successivement aux terminaux ayant répondu à sa question puis enverra de nouveau le signal d'interrogation. S'il n'y a pas de réponse, le contrôleur répète la question jusqu'à ce qu'une ou plusieurs stations répondent positivement.

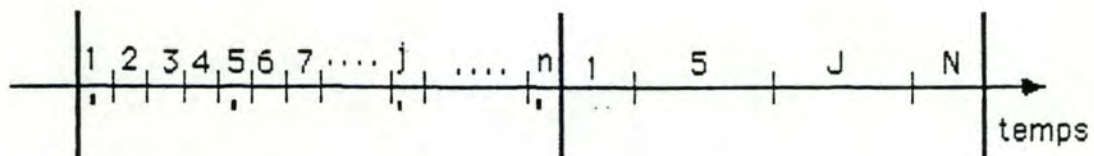


fig. 5.11 : polling adaptatif ou probing.

Cette technique améliore le polling pur en diminuant le temps des interrogations séquentielles. Cependant, si beaucoup de stations veulent transmettre, l'amélioration n'est plus très sensible que du contraire, supposons le cas extrême où toutes les stations (soit n) veulent transmettre de l'information. Chaque station répond au sondage de la station maître par l'envoi d'un signal. La station maître donnera alors la main successivement à toutes les stations en leurs envoyant un droit d'émission. Le nombre de messages transmis en probing est supérieur au nombre de message qui serait transmis en polling pur dans la même situation. En effet, en probing, il y a n messages de droit d'émission et un message initial envoyé à toutes les stations, le total de message est donc $n+1$ plus les n signaux envoyés par les stations pour prévenir le contrôleur qu'elles ont quelque chose à transmettre. En polling pur, il y a seulement n messages d'interrogation des stations, une réponse positive étant rendue implicite par l'envoi du message.

5.4.2. Accès multiple par réservation d'une division du canal.

Dans cette méthode d'accès, la station qui veut transmettre des informations envoie une demande au contrôleur. Le problème de cette méthode est de trouver un système pour communiquer les demandes au contrôleur. Une solution peut être d'avoir deux canaux, l'un pour les données et l'autre pour les informations de contrôle. Les canaux peuvent être construits en divisant la bande passante en deux sous-fréquences ou en affectant des tranches de temps aux données et aux informations de façon alternative. La répartition en canaux des données et des informations de contrôle permet de ne pas créer des interférences. L'accès au canal des informations de contrôle peut être fait par une méthode d'accès aléatoire telle que ALOHA ou CSMA.

Dans la méthode RAM (request/answer-to-request/message) qui est une méthode d'accès par réservation d'une division du canal, le canal réservé aux informations de contrôle est divisé en deux, un sous-canal pour les requêtes qui sera accédé de façon aléatoire et un sous-canal pour les réponses. Le contrôleur recevant une requête calcule le temps auquel le canal des données sera libre et transmet sa réponse à la station ayant demandé de transmettre. Une autre solution, employant un seul canal de contrôle, serait de conserver une queue des réservations gérée en FIFO dans le contrôleur et de prévenir la station ayant envoyé une réservation quand le canal est libre pour lui permettre de transmettre.

Il existe encore d'autres méthodes d'accès avec contrôle centralisé qui procèdent par réservation pour la transmission des données, tel que la méthode GSMA (global scheduling multiple access) (MARK, 78). Dans cette méthode, la réservation est faite en divisant une trame en deux : une sous-trame de données et une autre contenant des informations de contrôle. La deuxième sous-trame est divisée par un mode AMRT fixe en intervalles assignés à chacun des utilisateurs pour effectuer leur requête. La station maître peut donc reconnaître l'utilisateur par l'intervalle qu'il emploie sans qu'il donne explicitement son identification.

5.4.3. Les systèmes orientés circuits.

Dans les systèmes orientés circuits, la bande passante est divisée en canaux soit par AMRF soit par AMRT. Ces canaux sont alloués sur demande. Cette technique ne se rencontre presque jamais dans les réseaux locaux.

5.4.4. Avantages et désavantages des techniques d'allocation des demandes avec contrôle centralisé.

Ces techniques ont des désavantages assez importants lorsqu'elles sont appliquées aux réseaux locaux qui n'ont pas une charge très élevée. Ainsi, des applications telles que les messageries électroniques, le transfert de fichiers, le partage de matériels tels une imprimante à lazer, emploient la ressource de façon très irrégulière et la vitesse de transfert des informations est ralentie par la transmission des informations de contrôle.

De plus le contrôle centralisé repose complètement sur un seul contrôleur. Si celui-ci tombe en panne, le réseau est complètement paralysé.

Par contre ces méthodes d'accès ont l'avantage d'assurer l'accès à la ressource à toutes les stations du réseau avec un délai d'attente maximal si les paquets ont une longueur maximale. Il est également possible d'implémenter facilement un mécanisme permettant des opérations synchrones sur le réseau.

Si la charge du réseau est forte et régulière, ces techniques éliminant tout conflit, donne une bonne utilisation du canal.

5.5. LES TECHNIQUES D'ALLOCATION DES DEMANDES AVEC CONTROLE

DISTRIBUE.

Les techniques d'allocation des demandes avec contrôle distribué suppriment le problème des pannes d'un contrôleur central en distribuant le contrôle des demandes d'accès à toutes les stations. Le réseau risque ainsi d'être moins facilement paralysé.

Dans ces méthodes, nous verrons que les informations de contrôle sont échangées parmi les utilisateurs soit explicitement soit implicitement. En se servant de ces informations, tous les utilisateurs exécutent indépendamment le même algorithme d'une façon coordonnée.

Il est bien évidemment essentiel que toutes les stations possèdent les mêmes informations en ce qui concerne les demandes placées sur le canal et en ce qui concerne l'usage de ce dernier afin d'arriver à un optimum global. Nous décrirons ci-dessous un certain nombre de techniques d'accès avec contrôle distribué.

5.5.1. Réserveation ALOHA.

Dans la technique de réserveation ALOHA, l'échelle du temps est discrétisée de façon à créer des trames qui sont elles-mêmes divisées en intervalles de trames. Les trames sont de taille égale. Le principe de réserveation est implicite et fonctionne comme suit :

l'accès à un intervalle de trame est garanti à tout utilisateur ayant déjà eu accès à ce même intervalle de trame lors du passage de la trame précédente et cela jusqu'au moment où il a fini sa transmission. Les intervalles de trame non utilisés sont libres d'accès à tous

5.5.2. Méthode de réservation FIFO.

Dans la méthode de réservation FIFO, les réservations de transmission sont explicites. L'échelle du temps est divisée en intervalles correspondant à un paquet. De temps en temps un intervalle est divisé en X petites parties utilisées pour les réservations. L'accès à ces parties est géré par le mécanisme du "Slotted ALOHA" vu précédemment. Les autres intervalles sont réservés aux données et accédés sans conflit. La répartition entre intervalles de données et de réservations peut être obtenue par une division temporelle de la bande passante.

Chaque station garde des informations sur le nombre de réservations courantes et sur l'intervalle auquel ses propres données commencent. Les réservations sont mémorisées dans une queue interne à la station qui est gérée par une discipline FIFO. Une nouvelle réservation se verra accorder le nombre d'intervalles demandé seulement lorsque toutes les réservations précédentes auront été servies. Pour éviter qu'une station monopolise le réseau, il est possible de fixer une borne supérieure au nombre de paquets d'une réservation effectuée par une station.

Pour être sûr que toutes les stations possèdent les mêmes informations concernant les réservations, chaque station envoie dans ses paquets de données une information sur le statut de sa propre queue de réservation. Cette information est indispensable car l'accès à un intervalle de temps assigné aux réservations est géré par la méthode du slotted ALOHA (vue dans le paragraphe précédent) qui risque de créer des collisions et ainsi de rendre incompréhensible la transmission de la réservation. Les stations ayant transmis la réservation n'auront donc plus les mêmes queues que les autres stations. L'information relative à la queue des réservations transmise dans les paquets sera aussi utilisée par les nouvelles stations qui veulent se joindre à

la queue. Dans cette technique, l'encodage des paquets de réservation devra être effectué avec le plus grand soin pour assurer leur réception correcte par toutes les stations.

5.5.3. Méthode de réservation "round-robin".

La méthode de réservation "round-robin" utilise l'AMRT pour occuper les intervalles de trames.

Une trame est divisée en un nombre d'intervalles supérieur au nombre de stations. Chaque station a un intervalle dans la trame qui lui est automatiquement assigné. Les intervalles non utilisés sont assignés aux stations actives sur une base round-robin c'est-à-dire chacun à son tour. Pour cela, chaque station doit faire connaître aux autres l'état courant de son intervalle en envoyant des informations sur sa queue de paquets dans l'entête du paquet de données de la trame précédente. Si sa queue ne contient plus de paquet, cela signifie que dans la trame courante son intervalle est libre. Toutes les stations gardent une table de toutes les longueurs de queue de toutes les stations. Cela leur permet de connaître les intervalles libres dans la trame courante. Les stations actives disposeront chacune à leur tour des intervalles non utilisés. Une station inactive peut récupérer son intervalle en y créant un conflit ce qui sera détecté par les autres utilisateurs. A une certaine période, une station active enverra sa table pour qu'une station précédemment au repos ait les informations sur la queue. En attendant de recevoir cette information, la station peut déjà commencer à transmettre dans l'intervalle qui lui est assigné de façon permanente.

5.5.4. Minislotted Alternating Priorities (MSAP).

Le "Minislotted Alternating Priorities" est une technique d'accès sans conflit pour un petit nombre d'utilisateurs. Un minislot correspond à un intervalle de temps durant lequel il est possible de transmettre un petit nombre de bits. La taille du minislot est égale au délai de propagation maximal et peut être inférieur à la taille d'un paquet. Tous les utilisateurs sont synchronisés et ne peuvent commencer leur transmission qu'au début d'un minislot. Les utilisateurs sont ordonnés de 1 à M. Quand la transmission d'un paquet se termine, la règle d'assignation du canal est la suivante :

- assignation du canal à l'utilisateur i qui a transmis le dernier paquet si cet utilisateur est encore occupé;
- sinon assignation à l'utilisateur suivant qui est le $(i \text{ mod } M+1)$ utilisateur.

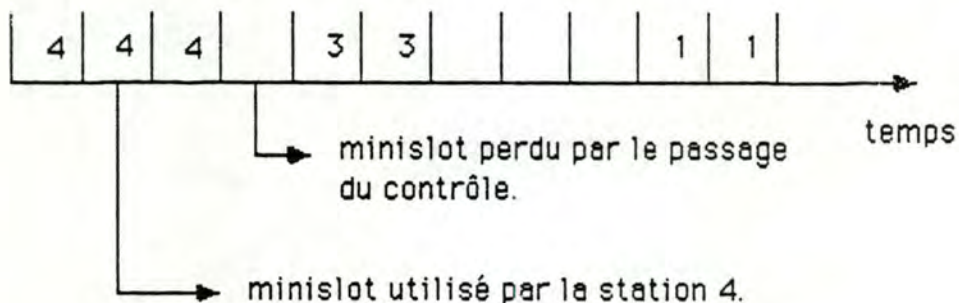


fig. 5.13 : le principe du MSAP.

La fin de transmission est détectée par tous les utilisateurs en écoutant l'absence de signal de la porteuse sur un minislot. Au moment où un utilisateur termine sa transmission, un minislot est perdu pour le passage du contrôle du canal à l'utilisateur suivant.

Le MSAP est en fait une version "Carrier Sense" du polling et se comporte comme celui-ci et en particulier plus la charge diminue plus le temps de transmission moyen d'un

paquet augmente. Pour améliorer les performances du MSAP en forte charge, un autre protocole permet à plusieurs utilisateurs de partager un minislot. Il y a dans ce cas un compromis entre le temps perdu en collision et le temps perdu le passage du contrôle du canal. Pour L minislots et M utilisateurs, on groupe M/L utilisateurs par minislot. Un utilisateur ne peut transmettre que dans le minislot assigné à son groupe.

Si $M/L = 1$ on s'approche du MSAP

$M/L = M$ cela correspond au pur CSMA.

Remarquons que en fait M/L doit être ajusté en fonction de la charge du canal.

5.5.5. Algorithme de retransmission distribué en arbre dans un canal de diffusion par paquets.

Cette technique est basée sur l'observation qu'une contention parmi différentes sources actives est complètement résolue si et seulement si toutes les sources sont subdivisées en groupes tels que chaque groupe contient au plus une source active.

Dans sa forme la plus simple, l'algorithme consiste en ceci : chaque source correspond à une feuille d'un arbre binaire. L'échelle de temps du canal est divisé en intervalles qui sont regroupés par paires. Chaque intervalle dans une paire correspond à un des deux sous-arbres du noeud visité. Si nous commençons par la racine, chacun des deux sous-arbres correspond à un intervalle. Les stations se trouvant dans un sous-arbre peuvent transmettre dans l'intervalle assigné à ce sous-arbre. Si l'un des deux intervalles contient une collision, l'algorithme s'exécute à la racine du sous-arbre contenant cette collision. Ce processus continue jusqu'à ce que toutes les feuilles soient séparées en ensembles tels

que chacun d'eux contiennent au plus une source active. Par convention les collisions du sous-arbre de gauche sont résolues avant celles du sous-arbre de droite.

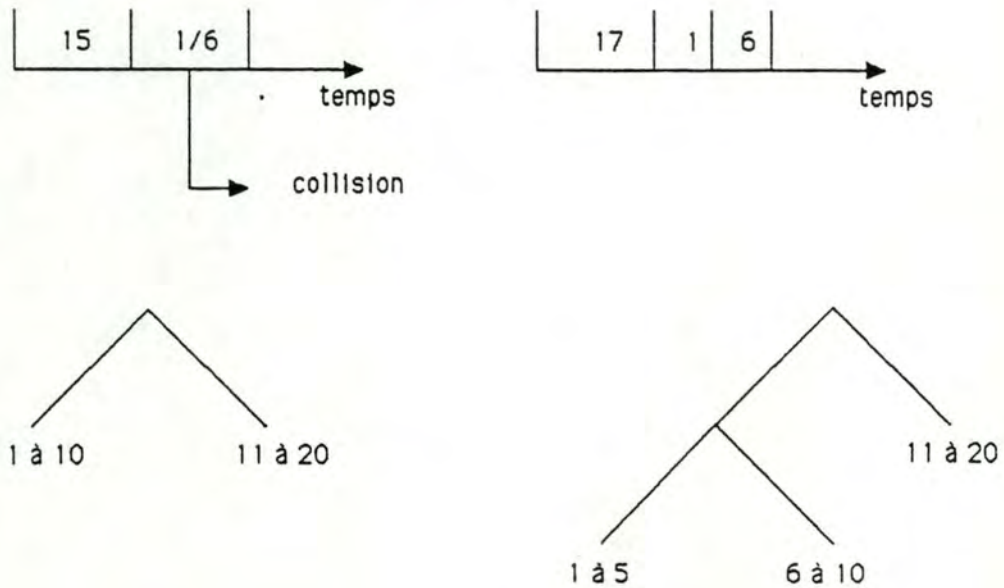


fig. 5.14 : principe de l'algorithme.

5.5.6. L'accès par Jeton.

5.5.6.1. Accès par Jeton non adressé.

Jusqu'à présent nous avons principalement discuté de méthodes d'accès pour des réseaux à diffusion tels que les Bus. Mais dans les réseaux locaux, il existe d'autres topologies (cfr chapitre sur la topologie) qui induisent des techniques d'accès différentes. Ainsi beaucoup de réseaux locaux offerts sur le marché présentent une topologie en anneau. Les messages dans ce cas ne sont pas diffusés mais passent d'un noeud à l'autre d'une façon unidirectionnelle jusqu'à ce qu'il retourne à leur noeud source.

Le principe général de l'accès par Jeton consiste à

faire circuler sur le réseau un permis d'émission appelé "jeton". Seule la station qui possède le jeton est autorisée à émettre. Le jeton sera représenté par une configuration binaire particulière qui circule sur l'anneau.

Dès qu'une station désire transmettre, elle attend l'arrivée d'un jeton libre, le capte en le marquant occupé et commence la transmission d'un paquet. La station destinataire ayant reconnu son adresse dans l'entête du paquet recopie ce paquet à l'intérieur de la station tout en le renvoyant sur l'anneau. La station source retire son paquet quand elle le reçoit. Rien n'empêche la station source de continuer son émission tout en recevant le début de son paquet. Cela permet de transmettre des paquets de taille arbitraire.

Il est possible de concevoir diverses stratégies pour la remise du jeton sur l'anneau par la station la possédant. Ces différentes stratégies sont:

1. la station ne rendra le jeton que lorsque sa trame lui sera entièrement revenue (fig. 5.15);
2. la station rendra le jeton dès qu'elle aura reçu l'entête de sa propre trame (fig. 5.16);
3. la station rend immédiatement le jeton, après transmission de sa trame (fig. 5.17);

Le choix d'une de ces solutions influence beaucoup l'efficacité du réseau.

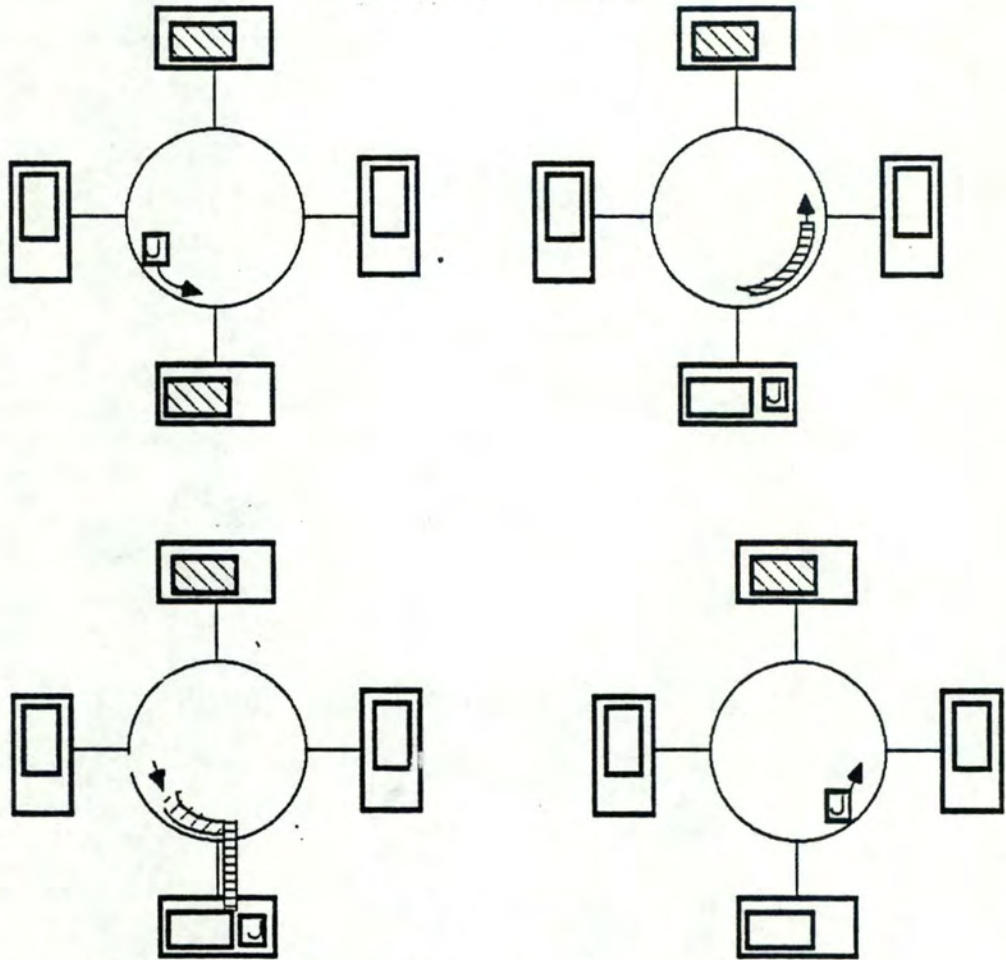


fig. 5.15 : première stratégie.

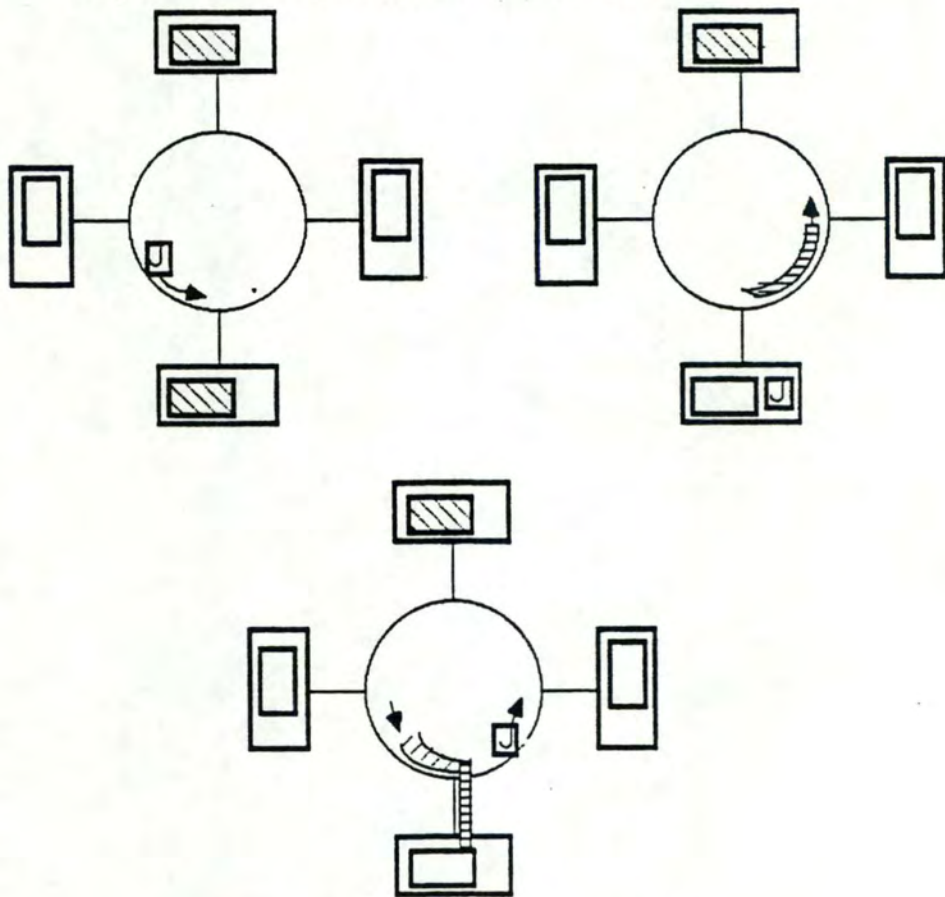


fig. 5.16 : deuxième stratégie.

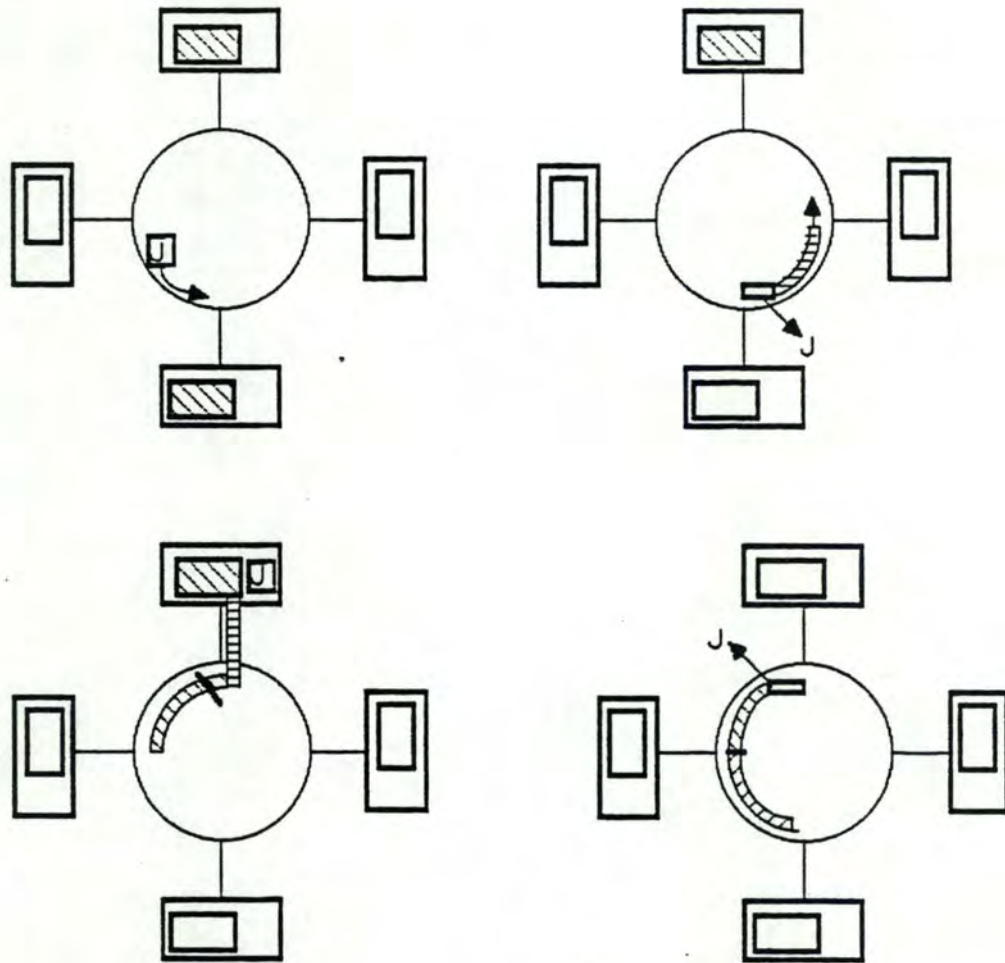


fig. 5.17 : troisième stratégie.

La première solution a pour avantage de ne pas nécessiter de reconnaissance d'adresse de la station source puisqu'à tout instant il n'y a qu'une seule trame sur l'anneau. Cette stratégie entraîne évidemment une perte de temps, d'abord pour attendre le retour de toute la trame et ensuite pour tester certains de ses champs. Globalement les performances attendues ne constituent pas un optimum.

La deuxième solution permet un gain de temps par rapport à la première. Il n'y aura jamais qu'un seul jeton circulant sur l'anneau mais il pourra y avoir plusieurs trames (une complète et une partie d'une autre au maximum). Cette solution ne permet cependant pas de continuer à transmettre la suite d'une trame quand on a reçu en retour le début de celle-ci. De plus si la trame est petite, on risque de gaspiller une bonne partie de la bande passante.

La troisième solution permet de mieux utiliser la bande passante en autorisant la propagation simultanée de plusieurs trames d'émetteurs différents. Il n'y a toujours qu'au maximum un jeton libre qui circule. L'inconvénient de cette méthode provient de la nécessité d'implémenter un mécanisme de reconnaissance de l'adresse source pour que la station source puisse reconnaître sa trame et la retirer après un tour de l'anneau. Dans cette solution, il est possible de supprimer le problème de l'adresse source, en imposant à la station destination de retirer la trame reçue de l'anneau. Ce procédé a le désavantage de nécessiter un système d'acquiescement de trame alors qu'avant il suffisait à la station destinatrice de positionner un bit à 1 dans la trame par exemple pour indiquer à la source qu'elle l'avait bien reçue. L'analyse des performances des trois méthodes montre que la troisième est à peine meilleure que la deuxième au prix de quelques complications. C'est pour cette raison que la deuxième approche est plus utilisée. De plus, à l'inverse des deux premières, la troisième solution ne permet pas de supporter des opérations synchronisées .

Les problèmes pouvant survenir au niveau du jeton tels que la perte du jeton sont examinés dans le chapitre 7 (les stations moniteurs). En prenant comme hypothèse qu'il n'y aura pas de problème dans la gestion du jeton, on peut considérer que cette technique d'accès est déterministe puisqu'elle permet d'assurer à chaque utilisateur un temps d'attente de transmission maximal. La borne supérieure de ce temps peut être facilement déterminé, à partir de la connaissance de la quantité maximale d'informations qui peut être émise sur le réseau et le nombre de communicateurs connectés au réseau. Cette propriété est particulièrement intéressante pour les applications dites en temps réel.

Si les trames doivent de plus être de longueur limitée et que la station émettrice doit remettre le jeton en circulation à la fin de l'envoi de sa trame, le réseau sera partagé équitablement entre les stations.

5.5.6.2. Accès par Jeton adressé.

Cette méthode est employée pour des Bus sur lesquels il n'est pas possible d'envoyer un jeton sans spécifier l'adresse de sa destination puisqu'un message est reçu par toutes les stations du réseau. Il faut donc créer un anneau logique. Une fois cet anneau créé, les mécanismes d'accès au réseau sont équivalents à l'accès par jeton non adressé. Néanmoins le mécanisme de gestion du jeton est plus complexe lorsqu'il est adressé car il nécessite une recherche, lecture et écriture des adresses des stations dans la trame comportant le jeton libre, ce qui diminue les performances.

Une autre méthode d'accès par jeton est également possible sur un bus. Le jeton est passé de l'émetteur d'une trame (son possesseur actuel) au destinataire de cette trame. C'est le message en circulation qui représente le jeton. Si le récepteur n'a rien à émettre, il doit passer explicitement le jeton à une autre station en envoyant une trame de contrôle avec l'adresse d'un récepteur qui pourra par exemple être la station voisine ou une autre station choisie dans une table que chaque communicateur possède. Cette méthode n'est cependant pas très souple et nécessite une initialisation de l'anneau logique. De plus l'adjonction ou la suppression de station n'est pas simple puisque ces opérations demandent une remise à jour des tables d'activités. D'autre part cette méthode nécessite un mécanisme qui empêche la monopolisation de la ressource par deux stations.

5.5.7. Le polling avec contrôle distribué.

Comme dans le polling avec contrôle centralisé présenté précédemment une station maître donne la parole à une station esclave qui, lorsqu'elle a fini sa transmission, donne la

parole à la station suivante sans repasser par le maître. Si la station suivante n'a rien à transmettre, elle passe directement la main à une autre station et ainsi de suite.

Dans cette méthode la station centrale joue encore un rôle important. D'une part elle reprend la main à la fin de chaque tour et d'autre part, c'est elle qui gère la connexion de nouvelles stations.

L' avantage du contrôle distribué sur le centralisé provient du gain de temps lors du passage du droit d'émission. En effet, en contrôle distribué, une station ayant terminé sa transmission passe la main à la station suivante alors qu'en contrôle centralisé, la station rendait la main au maître qui la repassait à la station suivante.

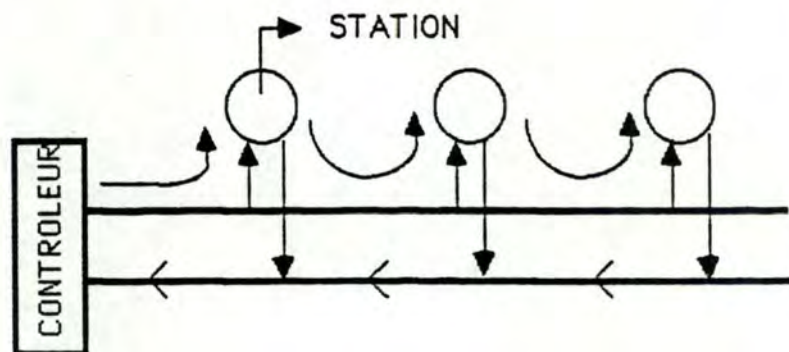


fig. 5.18 : polling avec contrôle distribué.

5.5.8. La technique de la trame vide.

Le principe de la technique de la trame vide consiste à diviser la capacité de l'anneau en une (ou plusieurs) trames de dimension fixée.

Chaque trame contient dans son entête un bit indiquant si la trame transporte ou non des informations. Une station désirant transmettre une trame doit examiner l'entête de

chaque trame passant sur l'anneau pour savoir si la trame est pleine ou vide. Si elle est vide, elle peut émettre son paquet qui doit respecter la longueur de la trame. Comme la (ou les) trame doit se trouver complètement sur l'anneau (une partie pouvant cependant être ralentie dans les stations pour lecture et répétition du contenu), elle aura donc une longueur proportionnelle à la taille de l'anneau, au nombre de stations et à la vitesse de propagation. C'est pourquoi les paquets sont en général de petite taille.

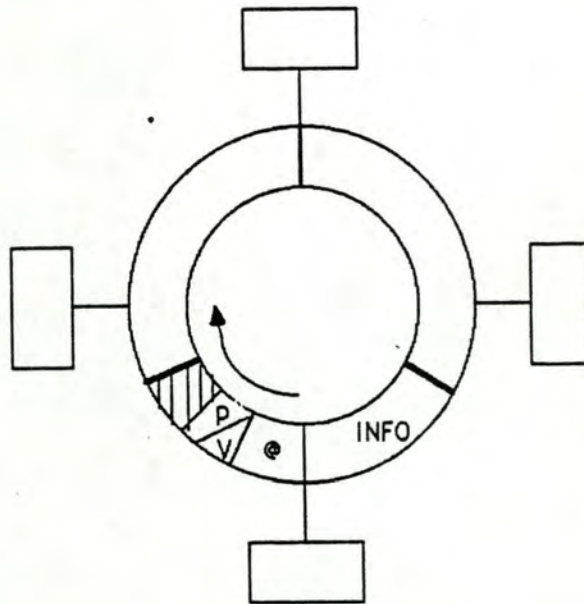


fig. 5.19 : technique de la trame vide.

L'indicateur P/V de le fig.5.19 représente le bit indicateur de l'occupation de la trame. Il peut être marqué P (plein) par l'émetteur et V (vide) par le responsable du retrait de la trame. Ce dernier peut être:

- l'émetteur dans ce cas la trame fait le tour complet de l'anneau ce qui permet un acquittement facile de la part du récepteur (changement d'un bit par exemple);
- le récepteur ce qui permet une bonne utilisation de la trame mais nécessite un mécanisme plus complexe pour acquitter les messages reçus;
- la station de contrôle pour éviter qu'une trame pleine tourne continuellement sur l'anneau en cas de détérioration de l'adresse.

Cette technique nécessite une technologie très rapide puisque les stations doivent être capables de détecter et de comparer au passage l'indicateur P/V, le modifier au vol et remplir les trames. Cette technique permet d'autre part la circulation simultanée de plusieurs trames sur l'anneau.

Le problème le plus important de cette méthode est la petite dimension des paquets qui augmente le temps passé à transmettre des informations de contrôle (adresse...) par rapport aux données.

L'équité des stations est atteinte en ne permettant pas à une station de prendre plusieurs trames successivement.

5.5.9. L'insertion de registres.

La technique de partage de l'accès du réseau par insertion de registres permet d'offrir un accès totalement distribué sur un anneau.

Chaque station possède trois registres : un registre d'entrée, un de sortie et un de transition.

Une station peut se trouver dans l'un des trois états suivants:

1. l'état de repos : la station a dans ce cas pour seule tâche d'examiner l'adresse des trames passantes et de copier celles lui étant destinées dans son registre d'entrée; (elle se trouve en position 1)
2. l'état d'insertion d'une trame : cet état ne peut être occupé que lorsqu'aucune trame ne circule sur l'anneau ou entre deux trames. Pendant que la

station émet sa trame, celles circulant sur l'anneau et arrivant à la station sont mémorisées dans le registre de transition. Ce registre est géré en FIFO. (la station se trouve en position 2).

3. l'état de transition : lorsque la station a fini son émission, elle retransmet les trames se trouvant dans son registre de transition. Elle restera dans cet état jusqu'à ce que ce registre soit vide. Comme chaque station a la charge de retirer soit ses propres trames après un tour soit les trames qui lui sont destinées, cela créera un temps vide qui lui permettra de vider le registre de transition.

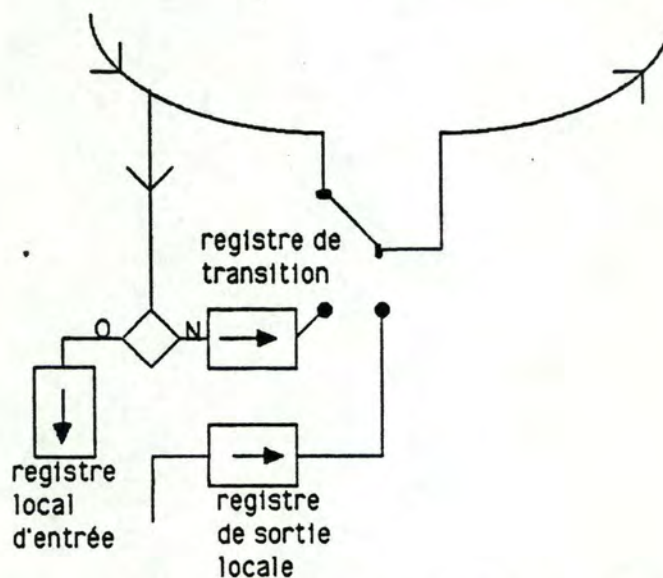


fig. 5.20 : insertion de registre.

Les registres sont gérés en FIFO et permettent la transmission de paquets de longueur variable. Cette technique permet des émissions simultanées de plusieurs paquets de différentes stations mais a pour désavantage que le délai de transmission des informations est variable

puisqu'il dépend du nombre de registres insérés dans le réseau. la variabilité de ce délai peut être un désavantage pour certaines applications et notamment les applications synchrones. Pour que la transmission prenne un délai raisonnable, il ne faut pas que le nombre de stations connectées soit trop élevé et que les registres soient grands.

5.5.10.Conclusion.

L'étude effectuée ci-dessus concernant les techniques d'allocation des demandes avec contrôle distribué a permis de mettre en évidence qu'il est possible de classer ces techniques en deux grandes catégories: d'une part, les méthodes permettant l'accès au réseau sur base de réservation et d'autre part, les méthodes basées sur la transmission d'un droit d'émission passant de station en station.

Le principal problème des méthodes par réservation est principalement présent lorsque la stratégie d'accès pour la transmission des réservations est aléatoire. En effet, il pourrait y avoir dans ce cas des collisions entre réservations les rendant ainsi incompréhensibles. De telles collisions sont assez perturbantes puisque pour que ces techniques fonctionnent correctement toutes les stations doivent disposer des mêmes informations quant aux réservations. Les méthodes par réservation demandent également une gestion de la queue des réservations, la taille de cette queue étant proportionnelle au nombre de stations du réseau.

Les méthodes basées sur la transmission d'un droit d'émission (jeton...) sont couramment utilisées dans les réseaux locaux en anneau. Parmi ces méthodes, celle utilisant un jeton non adressé paraît être la plus utilisée dans les réseaux locaux.

5.6. LES METHODES HYBRIDES.

parmi les méthodes d'accès examinées ci-dessus, aucune n'est efficace à tout point de vue. Certaines sont performantes dans le cas de charges élevées et régulières mais sont inefficaces pour des trafics irréguliers parce qu'elles gaspillent trop de bande passante par exemple. C'est notamment le cas de l'AMRT. D'autres telles ALOHA sont bonnes à faible charge mais leurs performances diminuent avec l'augmentation du trafic.

Certaines méthodes telles CSMA/CD, se révèlent en général assez performantes mais dissimulent d'autres inconvénients tels que des contraintes sur la longueur des paquets et sur le type d'applications qu'elles peuvent supporter. Ainsi, si le délai de transmission des paquets n'est pas borné, il n'est pas possible d'effectuer des opérations synchrones ou en temps réel.

Pour arriver à un compromis entre les différentes contraintes, certaines techniques d'accès résultent d'un mélange de plusieurs autres et sont appelées méthodes hybrides.

Certaines méthodes hybrides répartissent les utilisateurs en classes de telle sorte que chaque classe a accès à un intervalle de temps en utilisant la méthode AMRT. Plus la charge est élevée, plus les classes sont petites pour diminuer le nombre de conflits à l'intérieur d'un intervalle. Les utilisateurs d'une même classe se disputent l'accès à un intervalle de temps par une méthode aléatoire telle que CSMA. Plus le nombre de classes est grand, plus on converge vers la méthode AMRT. On atteint cette méthode si une classe correspond à un utilisateur. Inversément si le nombre de classes diminue, on converge vers le CSMA qui sera atteint lorsqu'il n'y aura plus qu'une classe.

D'autres méthodes hybrides consistent à diviser le temps en deux types de trames qui s'alternent, la première étant accédée de façon aléatoire, la seconde l'étant en mode AMRT c'est-à-dire que la seconde trame est divisée en autant d'intervalles qu'il y a d'utilisateurs. La deuxième trame pourra par exemple servir aux opérations synchrones.

Exemple de technique mixte : combinaison des méthodes
Jeton et CSMA/CD.

Ce protocole combinant les stratégies d'accès par jeton et CSMA/CD est proposé pour les réseaux en bus. Le principe en est le suivant : les stations sont numérotées de 1 à N et ont la possibilité de contrôler le canal de façon continue. A l'initialisation, la station 1 possède le jeton. Les stations ne possédant pas le jeton accèdent au réseau par la méthode CSMA/CD. La station qui possède le jeton transmet son paquet quand elle s'est aperçue que le canal était libre comme en CSMA/CD, mais si elle s'aperçoit d'une collision, elle avorte sa transmission et continue à occuper le canal pendant toute la période de vulnérabilité. Lorsque cette durée est écoulée, la station retransmet son paquet sans risque de collision. Le jeton passe d'une station à la suivante chaque fois que le canal passe de l'état occupé à l'état libre. Ce protocole se comporte en faible charge comme le CSMA/CD et en forte charge comme la technique du jeton. Elle bénéficie donc des avantages des deux techniques et offre globalement de meilleures performances.

5.7.CONCLUSION.

La critique de ces différentes méthodes d'accès a fait l'objet d'un certain nombre d'étude en comparant les délais de transmission d'un paquet en fonction de la charge, du délai de propagation et autres paramètres pouvant intervenir dans le temps de transmission. Une étude intéressante fût proposée par W.Bux sur les stratégies d'accès utilisées dans les réseaux locaux (BUX, 81).

Notons que les méthodes d'accès ne peuvent être isolées des autres caractéristiques du réseau. La plupart de ces méthodes sont directement liées à la topologie du réseau sur laquelle elles fonctionnent. Par exemple, les méthodes d'accès aléatoire ont été initialement créées pour les réseaux à diffusion tels que les bus; les méthodes d'allocation des demandes avec contrôle distribué utilisant le jeton non adressé, la trame vide ou l'insertion de registre sont prévus pour des anneaux. La préférence d'une méthode d'accès est donc liée à la topologie sur laquelle elle s'applique. D'autre part, certaines stratégies d'accès nécessitent l'utilisation d'une station moniteur. Nous verrons au cours du chapitre 7 (station moniteur) quels sont leurs avantages et inconvénients.

Enfin la méthode d'accès interviendra dans le choix du réseau car elle pose des contraintes sur les types d'application qui pourraient être supportés. Par exemple, certaines méthodes rendent impossible les applications synchrones ou temps réel parce qu'elles rendent le délai de transmission non déterministe. Pour comparer les différentes méthodes, il sera également nécessaire de tenir compte du trafic que l'on veut atteindre sur le réseau car les performances des méthodes d'accès varient en fonction de la charge du réseau.

CHAPITRE 6

LES PROTOCOLES.

CHAPITRE 6

LES PROTOCOLES

6.1. INTRODUCTION.

Les protocoles constituent un ensemble de règles que doivent respecter deux entités communicantes pour se comprendre. La gestion des transmissions de données sur un réseau, est basée sur une architecture en couche. Les couches communiquent entre elles par des interfaces. Une couche N utilise les services de la couche N-1 et fournit des services à la couche N+1. Une couche N d'un système 1 doit également connaître les interfaces de la couche N d'un système 2. L'ensemble des règles que doit suivre un processus pour communiquer au travers d'une interface est un protocole. Il existe deux types de protocoles : les protocoles horizontaux ou intracouches entre 2 couches de même niveau mais dans des systèmes différents et les protocoles verticaux ou intercouches entre les couches d'un même système. Les protocoles intercouches ne sont généralement pas spécifiés, ils doivent assurer la compatibilité des protocoles horizontaux.

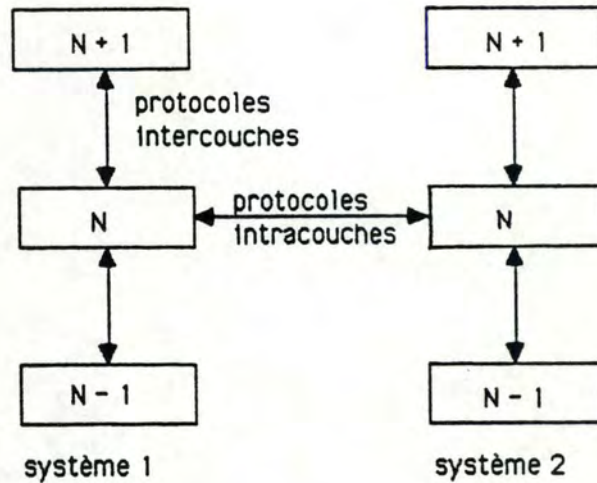


fig. 6.1 : principe de l'architecture en couche.

6.2. EXEMPLE D'ARCHITECTURE : OSI.

L'architecture OSI (Open System Interconnection) proposée par l'ISO (International Standardization Organization) est une des plus connues et sert généralement de modèle de référence pour les réseaux proposés par les différents constructeurs. La décomposition de cette architecture comprend 7 couches dont nous pouvons résumer ci-dessous les caractéristiques.

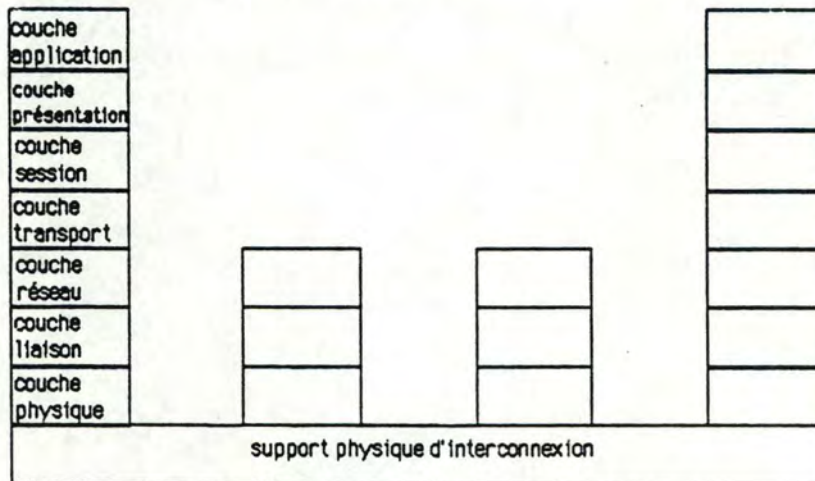


fig. 6.2 : l'architecture en couches OSI.

1. La couche physique assure le transport de l'information. L'unité d'information utilisée est le bit et le transport se fait en série. Elle a entre autres pour fonction le codage, l'échantillonnage, la modulation ...

2. La couche liaison est responsable de l'acheminement sans erreurs de blocs d'information sur des liaisons de données entre deux noeuds. Les blocs d'information sont souvent nommés "trames". Cette couche permet d'établir, de maintenir et de libérer des connexions entre noeuds. On trouve à ce niveau des fonctions telles que le contrôle de flux, le séquençement des blocs, la détection et le contrôle d'erreurs de transmission.

3. La couche réseau est responsable de l'acheminement des paquets de données qui transiteront à l'intérieur du système. Ces paquets doivent traverser plusieurs noeuds intermédiaires. Un routage est nécessaire. Cette couche offrira donc un service d'adressage. De même un contrôle de flux pourra être compris dans cette couche pour éviter des pertes de paquets de données par engorgement de certains chemins.

4. La couche transport est responsable du contrôle du transport des informations de bout en bout ou au travers du réseau. Cette couche doit assurer que les messages des utilisateurs connectés à un réseau informatique soient correctement parvenus à leurs destinataires. C'est donc une couche charnière entre les couches réseau (1,2,3) et les couches application (5,6,7). Elle permet entre autres l'assemblage des paquets pour le niveau supérieur et le découpage de façon inverse mais également des fonctions de contrôle de flux, multiplexage, purge, détection d'erreurs ...

5. La couche session est responsable de la mise en place et du contrôle du dialogue entre tâches distantes. Elle a pour fonction de négocier les interactions entre les

utilisateurs pour synchroniser les opérations effectuées sur les données. Elle doit également assurer le contrôle et les reprises en cas de dérapage au niveau des échanges.

6. La couche présentation est responsable de la présentation des données échangées par les applications; ceci pour avoir une compatibilité entre tous les matériels raccordés au réseau.

7. La couche application est responsable de l'application traitée (messagerie, transfert de fichier, ...).

Cette architecture a été proposée par l'ISO comme modèle de référence pour les réseaux à longue portée tels que les réseaux publics. Mais elle sert également de référence pour un certain nombre de réseaux locaux proposés sur le marché.

Une question vient alors à l'esprit : peut-on transposer sur les réseaux locaux une architecture initialement prévue pour les réseaux publics ? Pour répondre à cette question, nous analyserons d'abord les besoins des protocoles de bas niveaux (1,2 et 3) et ensuite les protocoles de haut niveau.

6.3. PROTOCOLES DE BAS NIVEAU.

Deux aspects des réseaux locaux ont un impact important sur la conception des protocoles de bas niveau.

D'une part, les performances des technologies hardware utilisées dans les réseaux locaux permettent de simplifier les protocoles de bas niveau. D'autre part, les protocoles de bas niveau doivent être conçus de façon à se servir des avantages et des capacités spéciales des réseaux locaux.

Ces capacités pourront être utilisées par les protocoles de niveau supérieur.

6.3.1. La simplicité des protocoles.

La simplicité des protocoles est nécessaire car un réseau local est susceptible de connecter des équipements divers allant des plus gros ordinateurs au terminal ou contrôleur d'imprimante.

Une grande différence entre les réseaux locaux et publics provient de l'utilisation du média qui est presque gratuite dans les réseaux locaux et que l'on peut se permettre de "gaspiller" alors que c'est loin d'être le cas dans les réseaux publics où on a plutôt tendance à l'épargner car le coût du réseau est fonction du temps de connexion de l'utilisateur au réseau ou du volume d'information transféré.

Le fait de pouvoir gaspiller de la bande passante permet d'utiliser des bits supplémentaires de manière à simplifier le processus de communication. Ainsi, on peut utiliser des champs fixes dans le "header" d'un paquet à la place de champs optionnels suivant le type de paquet. Cela réduira le temps de traitement du paquet.

Les réseaux locaux se caractérisent également par un délai de transmission très bas et un débit binaire élevé. Ceci permet d'éliminer la complexité de gestion des buffers, du mécanisme de contrôle de flux et du contrôle de congestion. Le contrôle de flux par exemple peut être fait de la façon la plus élémentaire qui soit en envoyant un message à la station émettrice spécifiant que la station réceptrice est prête à recevoir un paquet et cela pour chaque paquet. Ces mécanismes ne peuvent cependant être

complètement éliminés car il peut exister des différences de débit, de temps de traitement, de taille de buffer entre les stations connectées. C'est pourquoi on trouve malgré tout, par exemple, des mécanismes de contrôle de flux très complexes dans les réseaux locaux.

6.3.2. Les particularités des réseaux locaux.

Les protocoles de bas niveau doivent également tenir compte des capacités spéciales que peuvent fournir les réseaux locaux. Outre le fait qu'ils puissent fournir un service de circuit virtuel, ils peuvent également permettre l'échange de messages considérés comme entités isolées ne faisant pas partie d'une séquence. Ils peuvent aussi fournir un service de diffusion de messages à un groupe d'utilisateurs. Ces deux services ne sont pas supportés par les protocoles des réseaux à longue portée, cela constitue une difficulté de plus à l'utilisation des protocoles tels que ceux de l'architecture OSI dans les réseaux locaux.

Certains mécanismes des réseaux à longue portée prévus pour des circuits virtuels sont difficilement concevables dans les transmissions par diffusion. C'est le cas par exemple du contrôle de flux basé sur une fenêtre (voir le chapitre s'y rapportant) dans lequel des messages sont échangés entre le récepteur et l'émetteur pour qu'ils soient synchronisés. Dans le cas de la diffusion, il y a plus d'un récepteur qui peuvent avoir des temps de traitement différents. Le contrôle de flux effectué dans un circuit virtuel ne peut être transposé dans un tel environnement. Il en est de même pour les mécanismes d'acquiescement. Que ce soit en diffusion ou en échange de messages, l'acquiescement d'une séquence de messages ne peut être effectué de la même manière que dans un circuit virtuel.

Ayant constaté que les protocoles de bas niveau prévus pour les réseaux à longue portée ne permettent pas de se servir de toutes les caractéristiques des réseaux locaux, il est intéressant d'analyser les protocoles de haut niveau pour voir si les réseaux locaux y engendrent également des différences par rapport aux réseaux publics.

6.4. PROTOCOLES DE HAUT NIVEAU.

Les protocoles des réseaux locaux présents sur le marché sont généralement limités aux couches inférieures (1,2,3).

On ne rencontre presque jamais la couche présentation et très rarement la couche session. Par contre, beaucoup de protocoles d'application sont offerts. Ils fournissent des fonctions permettant par exemple les transferts de fichiers, le transfert de "lettre" , ...

Pour les couches supérieures, le modèle OSI pourrait être appliqué aux réseaux locaux mais ici encore il faut étendre les possibilités données à l'utilisateur pour qu'il puisse se servir des avantages de diffusion et d'échange de messages vus dans le point précédent. En effet, les couches 4 et 5 sont basées dans l'architecture OSI sur des liaisons établies entre deux stations.

Le réseau PCNET d'IBM, réseau large bande basée sur une topologie en bus et utilisant la méthode d'accès CSMA/CD, offre les 5 premières couches de l'OSI mais pour exploiter les caractéristiques d'échange de messages et de diffusion réalisables dans un environnement local, PCNET offre également un service datagram qui permet par exemple les

fonctions suivantes :

- send datagram : permet d'envoyer un message ne faisant pas partie d'une séquence à une ou plusieurs stations;
- send broadcast datagram : permet d'envoyer un message à toutes les stations prêtes à recevoir un "broadcast datagram".

Pour plus de détails sur les protocoles des réseaux locaux, vous pouvez trouver en annexe des exemples de protocoles utilisés dans les réseaux tels que Cambridge, Ethernet et autres et la procédure HDLC qui sert souvent comme modèle de référence pour les protocoles de niveau 2.

CHAPITRE 7

STATION MONITEUR.

CHAPITRE 7

STATION MONITEUR.

Certaines méthodes d'accès nécessitent la présence d'une station pour initialiser et surveiller le bon fonctionnement de l'accès au réseau. Cette station, que l'on nommera généralement "station moniteur", devra également assurer le recouvrement des erreurs pouvant survenir dans la gestion des mécanismes d'accès au réseau.

Nous examinerons dans ce chapitre, les fonctions attribuées aux stations moniteurs pour les méthodes d'accès et topologies les plus courantes dans le domaine des réseaux locaux. Nous mettrons ensuite en évidence les avantages et inconvénients de telle station du point de vue de l'impact sur la fiabilité du réseau et des facilités qu'elle offre pour supporter les opérations synchrones.

7.1. Anneau à jeton.

La stratégie d'accès par jeton sur un anneau requiert une station spéciale pour l'initialisation et la surveillance du bon fonctionnement du système. Cette station de surveillance doit tout d'abord générer le premier jeton et le régénérer en cas de perte. La fonction de surveillance ne doit pas nécessairement être affectée en permanence à la même station. Elle peut être reprise en cas de panne par n'importe quelle autre station. Cela implique un protocole spécial pour le transfert de privilèges et augmente bien entendu la complexité du système.

En pratique, la fonction de monitorat existe dans chaque station, mais elle n'est active qu'à un instant donné et uniquement dans l'une d'entre elles.

La station moniteur a la responsabilité de recouvrement en cas d'erreur. Les anomalies pouvant survenir au niveau du jeton peuvent être :

- la perte du jeton, celui-ci devenant méconnaissable sur l'anneau, ce qui peut se produire à l'initialisation ou lors de la destruction du début de la trame;
- le blocage du jeton sur l'état occupé : par suite de perturbations électriques, le jeton peut passer à l'état occupé;
- la duplication du jeton : c'est la création par le "bruit" d'un nouveau jeton libre.

Le moniteur recouvrera ces problèmes de la manière suivante :

- dans le cas de l'absence de jeton : il s'en aperçoit en démarrant un time-out quand il voit passer un délimiteur de début de trame. Si arrivé à la fin du time out le moniteur n'a pas lu un jeton, il fait disparaître les fragments de trames et génère et insère un nouveau jeton libre;
- dans le cas d'un jeton continuellement occupé, la station moniteur emploie la technique du bit moniteur (voir dans Cambridge). Pour une telle anomalie, le moniteur effectue une remise à zéro par transmission de zéros binaires et régénère un champ TC (cfr protocole des réseaux à jeton en annexe) avec un jeton libre;
- dans le cas de la duplication, on aboutira à l'une des deux situations suivantes :
 - une erreur de différence d'adresse avec la station émettrice puisque celle-ci, connaissant le nombre de trames circulant sur l'anneau essaiera de retirer une trame qui n'est pas la sienne car il y en a une en plus;

- la station ne reçoit aucune en-tête de trame malgré l'expiration du time out.

Les stations s'arrêteront alors d'émettre et on reviendra à la situation d'une perte de jeton.

Si la station moniteur tombe en panne, une autre station peut la remplacer.

Une fonction supplémentaire du moniteur est sa capacité de donner une priorité aux stations qui veulent transmettre en mode synchrone.

7.2. Anneau à trame vide.

Dans la stratégie d'accès à trame vide sur un anneau, une station de surveillance est nécessaire pour générer la première trame lors de l'initialisation, vérifier qu'une trame pleine empêchant toute utilisation du réseau ne circule pas en permanence sur le réseau.

En cas d'ennui sur un répéteur, il est possible de le court-circuiter pour le remplacer. Mais cela va modifier le nombre de bits que l'anneau est capable de stocker. Considérons comme exemple un anneau ayant 6 stations, un délai de traitement correspondant à de deux bits par station et une section entre noeuds dont le temps de propagation correspond à 4 bits. La longueur maximale de la trame que l'anneau peut admettre est de 30 bits avec 6 bits d'intervalles entre trames. En effet, nous avons:

$$\begin{aligned} & (6 \text{ sections} * 4 \text{ bits/section}) + (6 \text{ stations} * 2 \text{ bits délai}) \\ & = 24 + 12 = 36 \\ & 36 - 6 \text{ bits d'intervalle} = 30 \text{ bits de trame.} \end{aligned}$$

Si nous supprimons une station, nous aurons :

$$(4 \text{ sections} * 4 \text{ bits/section}) + (5 \text{ stations} * 2 \text{ bits délai}) \\ + (1 \text{ section} * 8 \text{ bits/section}) = 16 + 10 + 8 = 34 \text{ bits};$$

$$34 \text{ bits} - 6 \text{ bits d'intervalle} = 28 \text{ bits de trame.}$$

La trame est alors plus petite et donc supprimer une station requiert une action spéciale de la station de surveillance. Pour éviter ce caractère dynamique de l'adaptation du nombre de bits sur le réseau au nombre de stations, on cherche à maintenir le répéteur en opération, même lorsque la station rencontre des difficultés. Pour éviter que le répéteur tombe en panne, il sera alimenté par le câble et sera donc indépendant de la station.

Le Cambridge Ring étant un anneau à trame vide le plus connu, examinons les fonctions de sa station moniteur. Elles sont :

- lancer les trames vides lors de l'initialisation de l'anneau;
- introduire un délai additionnel dans les stations. Ce délai permet de placer sur l'anneau plus de trames que ce que la réalité physique le permet. De plus l'ajustement de ce délai permet d'ajouter une station sans avoir à modifier le nombre de trames;
- éliminer les mini-paquets qui sinon circuleraient indéfiniment par suite de certaines situations telles que par exemple, si une station source tombe en panne après l'émission d'un mini-paquet mais avant d'avoir pu le retirer de l'anneau. Pour réaliser cette fonction, il existe un bit dans le mini-paquet (monitor-bit) qui sera mis à 1 au premier passage de la trame dans la station moniteur, la station émettrice l'ayant mis à 0 auparavant. Si le mini-paquet passe dans la station moniteur avec ce bit à 1, cela signifie qu'il a déjà fait un tour de l'anneau et n'a pas été retiré par la station source.

A ce moment la station moniteur marque le paquet comme vide;

- une fonction de surveillance est exécutée par chaque station en regardant si le bit de parité de chaque mini-paquet est correcte. Dans la négative, la station réajuste le bit de parité et envoie un mini-paquet à la station moniteur pour l'avertir qu'une erreur s'est produite à la station ou jonction précédente. Grâce à la correction du bit de parité, les stations suivantes n'enverront pas de rapport d'erreurs à la station moniteur qui de ce fait pourra localiser la section de câble ou la station ayant produit la faute;
- chaque station émet également une séquence continue de zéros quand il n'y a pas de données à l'entrée. Ceci entraîne l'envoi d'un paquet d'erreurs vers la station de surveillance et dès lors il est possible de détecter et de localiser une rupture dans l'anneau.
- une station moniteur peut également produire des statistiques sur le fonctionnement de l'anneau.

7.3. Anneau à insertion de registres.

L'anneau à insertion de registres doit lui aussi bénéficier des mêmes dispositifs de surveillance que l'anneau à trame vide pour éviter qu'une défaillance d'une station ne bloque finalement totalement la ressource. En effet, dans cette méthode d'accès, tous les paquets passent à l'intérieur d'une station par le registre de transition si la station veut émettre un paquet. Une panne de la station à ce moment peut paralyser tout l'anneau.

7.4. Bus avec CSMA/CD.

Dans les réseaux de type bus utilisant la méthode d'accès CSMA/CD, il n'y a pas de station de contrôle privilégiée puisque chaque station détermine d'elle-même quand elle peut accéder au réseau et que les mécanismes de récupération et de contrôle d'erreurs sont implémentés sur chaque station.

7.5. Contrôle centralisé.

Toutes les méthodes d'accès au réseau employant un contrôle centralisé nécessitent une station moniteur pour effectuer ce contrôle. Par exemple, dans le cas du polling, la station devra donner le droit à la parole aux diverses stations du réseau, elle gèrera aussi l'ajout ou la suppression de stations et les mécanismes permettant des opérations synchrones.

7.6. Contrôle distribué.

Lorsque le contrôle d'accès au réseau est réparti sur toutes les stations, il se peut qu'une station moniteur soit nécessaire. Nous avons déjà vu trois cas de l'utilisation d'une station moniteur pour les méthodes d'allocation des demandes avec contrôle distribué (anneau à jeton, anneau à trame vide et anneau à insertion de registres). Deux autres cas sont introduits ci-dessous.

Dans la méthode d'accès par jeton sur un bus, une station moniteur est nécessaire pour initialiser l'anneau

logique, pour adjoindre ou éliminer des stations, pour déterminer qui possède le jeton lors de l'initialisation et également pour surveiller la gestion du jeton et résoudre les problèmes qui peuvent survenir comme dans la gestion du jeton sur l'anneau.

Le poling avec contrôle distribué utilise une station moniteur pour initialiser la séquence suivie par le droit d'émission, pour ajouter ou éliminer une station de l'anneau, et pour résoudre les problèmes tels que la mauvaise transmission du droit d'accès.

7.7. Critique des stations moniteurs.

Une station moniteur constitue un point sensible pour la fiabilité du réseau. Lorsqu'elle est en panne, le réseau est soit directement paralysé, soit risque de le devenir à court terme.

Le réseau ne sera plus opérationnel si la station moniteur jouant un rôle dans la donation du droit d'accès au réseau pour les stations tombe en panne. C'est le cas dans les méthodes d'accès avec contrôle centralisé telles que le polling.

Une panne de la station moniteur peut avoir un effet non immédiat lorsque celle-ci surveille le bon fonctionnement de l'accès au réseau. Par exemple dans l'anneau avec accès par jeton, seule la station moniteur résoud les problèmes de la gestion du jeton tels que la perte du jeton. Si elle est en panne et qu'un tel problème a lieu, il ne sera pas résolu et l'anneau sera paralysé dès la perte du jeton.

Une station moniteur a néanmoins des avantages non négligeables pour certaines applications.

Il est possible grâce à l'existence d'une station moniteur de concevoir sans trop de difficulté un mécanisme de priorité qui peut être nécessaire pour pouvoir effectuer des opérations synchrones qui nécessite l'accès au réseau à un moment déterminé (par exemple toutes les 125 micro-secondes si l'on veut transférer la voix sous forme digitale). La section 7 est un exemple de mécanisme permettant les opérations synchrones sur les réseaux en anneau employant la technique d'accès par jeton. Notons que certaines méthodes d'accès permettent les opérations synchrones sans passer par une station moniteur. C'est notamment le cas pour les stratégies d'accès employant des techniques d'allocation statique.

Une station moniteur permet également de détecter et de localiser des défaillances techniques telles que la coupure d'un câble ou une panne d'une station comme nous l'avons vu ci-dessus.

Malgré ces quelques avantages, le fait d'avoir une station moniteur est souvent vu comme un point noir à cause de son risque de panne. Pour pallier à ce défaut tout en gardant les avantages cités ci-dessus, la stratégie suivie est de ne plus dédier les fonctions de moniteur à une seule station mais à toutes les stations du réseau. A tout instant cependant, la fonction de monitorat n'est active que pour une seule station. Cette stratégie a été adoptée dans les anneaux à jeton et se réalise de la manière suivante: lors de l'initialisation, une station du réseau a sa fonction de monitorat active; les autres stations l'ont passive et sont capables de passer en mode actif selon un mécanisme précis et de prendre la relève du moniteur de service qui serait tombé en panne.

Comme nous l'avons déjà mis en évidence lors de l'étude des topologies, les adaptateurs d'anneau sont équipés d'une logique dite d'auto-diagnostic leur permettant de s'assurer à tout moment du bon fonctionnement de leurs organes. Cette

logique détecte et court-circuite les stations en panne. La station moniteur tombée en panne peut alors être déconnectée du réseau. Pour pouvoir détecter une panne éventuelle de la station dont la fonction de monitorat est active, le moniteur passif de chaque station dispose d'une fonction de surveillance. A chaque passage d'un jeton libre ou occupé, le moniteur passif remet un timer à zéro. Si le délimiteur de début de trame, ainsi que le champ TC (voir le format d'une trame dans un anneau à jeton en annexe) étaient détruits très peu de temps après l'interruption de l'anneau par suite de panne ou d'isolement du moniteur actif, cela provoquerait la perte du jeton, état qui serait constaté par tous les adaptateurs après expiration du timer.

Ce timer a une durée plus grande que celui employé par la station moniteur pour constater la perte du jeton. Les adaptateurs déduisent que la station moniteur est en panne sinon elle aurait regénéré un jeton. Il faut donc prendre sa relève. Pour cela, les adaptateurs rentrent en mode compétition. Durant ce mode, tous les adaptateurs passifs vont transmettre, de façon continue, un message de recouvrement dans lequel seule l'adresse de la station est indiquée et qui est donc adressé à toutes les autres stations de l'anneau. Chaque station qui reçoit un message de recouvrement avec une adresse source supérieure à la sienne, quitte le mode compétition et entre en mode répétition qui est le mode de fonctionnement normal. Un seul message de recouvrement va donc rester en circulation sur l'anneau, celui contenant l'adresse la plus élevée. Ce message sera capté par sa station source qui va quitter à son tour le mode compétition pour entrer en mode moniteur actif. Cette station va alors ré-initialiser l'anneau et y insérer un jeton libre.

7.8. Opérations synchrones sur un anneau à jeton.

La technique du jeton a initialement été prévue pour des opérations asynchrones. Lorsqu'une station veut émettre une trame, elle attend de pouvoir capter un jeton libre, le positionne occupé et transmet sa trame. Le temps d'attente d'un jeton libre n'est pas régulier. Pour permettre des opérations synchrones, il est nécessaire que l'anneau bascule à intervalles réguliers en mode synchrone. Le passage en mode synchrone est signalé par le moniteur au travers d'un bit du champ TC (voir le format de la trame dans le protocole d'accès par jeton en annexe) appelé bit PI. La nouvelle valeur de PI indique à l'adaptateur qui vient de recevoir sa trame qu'il ne doit pas émettre de jeton libre car l'anneau vient d'être réservé pour une opération synchrone. Cet adaptateur transmettra des zéros binaires sur l'anneau jusqu'au moment où il reçoit à nouveau le délimiteur de fin de sa trame.

Lorsque le moniteur reçoit de son côté le délimiteur de fin de la trame dont il a changé TC, il insère un jeton prioritaire libre. S'il y a un jeton libre directement lorsque le moniteur veut démarrer les opérations synchrones, il positionne le jeton libre en prioritaire.

Lorsqu'une station désire l'établissement d'une connexion synchrone, elle fait appel à la station moniteur qui peut accepter ou refuser en fonction du trafic, du nombre de demandes en attente et du nombre de connexions synchrones établies.

Le jeton prioritaire sera capté par la station ayant une connexion synchrone qui le rencontre en premier. Cette station va émettre ses informations dans la trame et positionner le jeton à occupé. La station destinatrice recevant cette trame, copiera l'information qu'elle contient

dans sa station et remplira le champ d'information par la réponse synchrone qu'elle doit transmettre à la station source. Dès qu'elle reçoit la réponse, la station source la copie en mémoire et envoie une trame prioritaire avec un jeton libre. Toute autre station ayant une connexion synchrone peut se servir de la trame.

Une fois que toutes les stations opérant en mode synchrone ont eu l'opportunité de transmettre, la station moniteur fait rebalancer l'anneau en mode asynchrone soit en transmettant un jeton libre, soit en redonnant la main à la station qui possédait le jeton juste avant les opérations synchrones.

Pour que la technique de passage en mode synchrone soit efficace, il faut bien entendu que toutes les trames aient une longueur maximale puisque la station moniteur ne sait reprendre la main que lorsque la station émettrice a fini sa transmission.

CHAPITRE 8

DEBIT DES EQUIPEMENTS.

CHAPITRE 8

DEBIT DES EQUIPEMENTS.

8.1. INTRODUCTION.

Généralement, les équipements que l'on désire connecter aux réseaux locaux possèdent des débits différents. Si une station transmet ses données avec un débit plus élevé que celui de la station réceptrice, celle-ci devra freiner la station source en employant un mécanisme que l'on nomme "contrôle de flux". Ce mécanisme devra également être utilisé lorsque le traitement effectué par la station réceptrice sur les informations reçues ne permet pas de suivre le flux des informations arrivant à la station. Nous verrons différents mécanismes permettant de contrôler le flux.

Généralement, il existe aussi une différence entre le débit des équipements et le débit du réseau. En général, celui des équipements est inférieur à celui du réseau, ce qui permet d'utiliser le réseau simultanément pour plusieurs applications. Nous verrons alors comment le multiplexage permet une meilleure utilisation du réseau.

8.2. Le contrôle de flux.

8.2.1. Les contrôles de flux classiques.

Le contrôle de flux peut s'effectuer de différentes façons. La manière la plus simple est de freiner l'émetteur en lui envoyant une commande de type "wait". L'émetteur recevant cette commande, en attendra alors une autre de type "ready" qui lui permettra de continuer sa transmission.

Un deuxième mécanisme provient du séquençement des messages. Il utilise une fenêtre dont la taille est 2^n . Ce mécanisme fût conçu initialement pour diminuer les pertes de performance dues aux acquittements de chaque message en permettant d'acquitter un bloc de messages dont le nombre est au plus égal à la taille de la fenêtre - 1. Si, par exemple, il y a une fenêtre de taille 8 à la couche 2 (logique) l'émetteur pourra envoyer 7 trames au maximum sans recevoir d'acquiescement de la part du récepteur, ensuite il devra attendre un accord de la part du récepteur pour continuer à transmettre ou pour retransmettre des trames érronées. Ce système peut servir de contrôle de flux car l'émetteur doit attendre un accusé de réception du récepteur pour pouvoir avancer sa fenêtre.

Dans le modèle ISO, les protocoles de contrôle de flux sont prévus dans les couches 2, 3, 4 et 5, sur des entités d'informations différentes.

8.2.2. Le contrôle de flux dynamique.

Dans certains réseaux, le contrôle de flux est presque obligatoire si on ne veut pas perdre trop de trames. C'est le cas, par exemple, lorsque l'on interconnecte des

anneaux à jeton. Le pont entre les anneaux risque d'être congestionné si le trafic est trop important. Le contrôle de flux effectué emploie le mécanisme de la fenêtre. Si celle-ci a une petite taille, les performances diminueront par un trop grand nombre d'acquittements. Par contre, si la fenêtre est trop grande, on risque de perdre beaucoup de trames lorsque le trafic est élevé. Le trafic sur le réseau étant généralement irrégulier, il serait intéressant de pouvoir adapter la taille de la fenêtre de façon à ce qu'elle soit grande en faible charge et petite en charge élevée. Cette possibilité est offerte par le contrôle de flux dynamique dont le fonctionnement est le suivant : initialement, les stations utilisent une fenêtre dont la taille est définie lors de l'initialisation de la liaison logique. Lorsqu'une station doit retransmettre une trame d'information, elle met la taille de sa fenêtre à 1. La taille de la fenêtre sera par la suite augmentée de 1 jusqu'à sa valeur initiale chaque fois que l'on aura transmis n trames d'informations avec succès. Des études de performance effectuées sur ce contrôle de flux ont montré qu'à partir d'une valeur de 8 pour n , on obtient de très bons résultats.

8.3. LE MULTIPLEXAGE.

Outre la différence de débit existant entre équipements connectés au réseau, il y a en général une différence entre le débit des équipements et le débit du réseau. Si les débits sont identiques, on ne pourra permettre qu'un seul type de communication sur le support. Par contre des débits différents permettent un multiplexage temporel des applications. Ce multiplexage consiste à diviser l'échelle du temps en tranches en utilisant le principe de l'AMRT vu au chapitre 5 (les méthodes d'accès) et à les répartir aux différentes applications. On pourra par exemple réserver

des tranches de temps pour les communications synchrones telles que la parole.

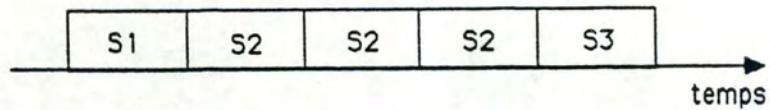


fig. 8.1 : le multiplexage temporel.

Dans ce schéma, chaque tranche de temps S est réservée à un type d'application. Par exemple on pourrait avoir sur un anneau les tranches S2 pour les données informatiques avec accès par jeton, la tranche S1 pour la voix et la tranche S3 pour une application temps réel.

CHAPITRE 9

*CONSIDERATIONS
TECHNIQUES.*

CHAPITRE 9

CONSIDERATIONS TECHNIQUES.

Les réseaux locaux se différencient des réseaux à longue portée par leur taille (comprise entre 100 mètres et quelques kilomètres) et par leur débit plus élevé (quelques centaines de kbps). Au cours de ce chapitre, nous aborderons les phénomènes physiques qui limitent la taille et le débit d'un réseau. Nous analyserons également l'influence de certaines méthodes d'accès sur la taille du réseau et sur la longueur des trames que l'on peut transmettre sur le réseau. Des exemples de tailles et de débits dans les réseaux locaux les plus connus sont donnés en annexe.

9.1.AIRE GEOGRAPHIQUE.

9.1.1.Les limitations techniques.

Les réseaux locaux sont limités en distance car le signal transmis est sujet à une atténuation qui peut être de deux types: en courant continu ou alternatif. L'atténuation en courant continu (DC) est donnée en ohms par kilomètre et détermine l'atténuation de la composante continue du signal. Elle dépend de la résistance du conducteur. Elle variera donc d'un réseau local à l'autre suivant le diamètre du fil du circuit employé pour la transmission. L'atténuation en courant alternatif est exprimée en db par unité de

longueur. Elle augmente avec la fréquence, la distance et le diamètre du circuit d'acheminement. Globalement, l'atténuation β s'exprime en décibells par la relation:

$$\beta_{db} = 20 \log_{10} V_0/V_R$$

0 = origine

R = réception

V = différence de potentiel.

En bande de base, la distance maximale entre répéteurs dépend du câble choisi et, pour un câble donné est approximativement inversement proportionnelle à la racine carrée du débit binaire .

En large bande, cette distance maximale dépend également du câble choisi et des connecteurs installés. (1)

9.1.2. Les limitations dues aux méthodes d'accès.

Outre les considérations techniques limitant la longueur des segments, la méthode d'accès peut également restreindre l'étendue maximale du réseau. Dans le cas du CSMA/CD, la détection de collision nécessite qu'un paquet de taille minimale prenne plus de temps pour être transmis que le temps de propagation aller-retour. Ce temps de propagation étant fonction de la longueur du réseau, plus le réseau est grand, plus la taille minimale d'un paquet doit être grande ce qui conduira inévitablement à une borne supérieure pour l'aire géographique du réseau.

(1) De plus amples détails peuvent être trouvés au chapitre 2 de (DANTHINE, 83).

9.2. DEBIT BINAIRE.

Le débit binaire d'un réseau peut se définir comme la quantité de bits transmissibles par unité de temps. Il est en général mesuré en Kbits/sec ou Mbits/sec. Si on parle du débit du réseau en terme général, cela peut recouvrir deux aspects: le débit brut et le débit utile. Le débit brut est fonction du support physique employé dans le réseau et exprime le nombre de bits transmissibles, sans se soucier de la signification de ces bits. Le débit utile représente la quantité d'information utile transférable par unité de temps. Nous ne considérerons ici que le débit brut.

9.2.1. Principe de calcul du débit binaire maximal.

Le débit binaire maximal peut être obtenu par la formule de Shannon :

$$C = W \log_2 (1 + S/N)$$

où W = la bande passante en Hz,

S/N = le rapport signal/bruit exprimé en db.

Le débit dépend également du codage utilisé. Si on considère un moment élémentaire comme le temps pendant lequel une ou plusieurs caractéristiques du signal sont constantes et donc significatives d'un ou plusieurs chiffres binaires, on peut transmettre n bits pendant ce moment élémentaire. Dans ce cas le débit binaire exprimé en bits/sec est égal à n fois la rapidité de modulation R exprimée en bauds :

$$D = n * R.$$

Pour transmettre n bits pendant un moment élémentaire, il faut utiliser un codage impliquant plusieurs états stables du signal. Ce nombre d'états est égal à 2^n .

EX : si $n = 2$, il faudrait utiliser 4 niveaux de tension.

Il ne faut pas oublier que n est limité par la formule de Shannon présentée ci-dessus.

9.2.2. Les nécessités actuelles.

Nous avons parlé jusqu'ici des débits des réseaux pour la transmission de données informatiques. Or actuellement les besoins en information d'une entreprise sont beaucoup plus vastes. Ils comprennent les alarmes (quelques bits par seconde), la parole numérisée (64 Kbits/sec), l'archivage sur disque optique numérique (8 Mbps), l'archivage sur disque magnétique (10 Mbps), la visiophonie (2 Mbps), la télévision (34 Mbps), et la vidéographie (150 Mbps), en plus des données informatiques.

Une tentative de satisfaction de quelques-uns de ces besoins est présentée par le réseau Escalibur. Ce réseau est physiquement constitué par une boucle de " n " fils : la transmission d'une trame de " n " bits s'effectue sur les fils en parallèle de façon unidirectionnelle. On peut considérer ce réseau comme un bus longue distance (plusieurs centaines de mètres). Si chaque fil supporte un débit de m Mbps, le débit global sera de $n*m$ Mbps. Une expérience en cours porte sur un réseau à 64 lignes avec un débit m de 1 Mbps qui donne donc un débit global de 64 Mbps.

On voit que par cette technique si on augmente le nombre de fils et/ou le débit de chaque fil, on peut arriver à un débit global très important. Ainsi si on prend 64 fils en fibre optique à un débit de 1 Mbps, on obtient un débit global de 64 Mbps. La méthode d'accès au réseau est basée sur la technique d'insertion de registre.

9.2.3. Certains débits caractéristiques.

La transmission en bande de base.

Cette transmission n'offre qu'un seul canal par câble. Sur un câble coaxial, ce mode de transmission permet facilement d'atteindre des débits binaires de 1 Mbps, couramment 10 Mbps et, moyennant des équipements plus coûteux, 50 Mbps.

La transmission en large bande.

La transmission en large bande permet, par le principe du multiplexage fréquentiel, d'obtenir une série de canaux séparés à partir d'un câble coaxial unique. On rencontre actuellement des modems permettant de créer un canal à 2 et même 5 Mbps. Notons que deux équipements connectés à des canaux différents ne peuvent se parler. On ne peut donc faire la somme des débits des différents canaux pour obtenir le débit global.

9.3. NOMBRE DE BITS AU KILOMETRE.

9.3.1. Introduction.

Le nombre de bits transmissibles au kilomètre est fonction du débit brut du réseau ainsi que de la vitesse de propagation qui est une fonction de la vitesse de la lumière. Si le support physique est une paire symétrique, la vitesse de propagation sera plus ou moins égale à

0,6 * vitesse de la lumière
alors que pour un câble coaxial, la vitesse de propagation sera à peu près égale à

0,8 * vitesse de la lumière.

Prenons par exemple le réseau Ethernet qui offre un débit de 10 Mbps et qui utilise un câble coaxial. La vitesse de propagation vaudra :

$$10 \text{ Mbps} / 0,8 * 300.000 = 41,67 \text{ bits/km.}$$

La vitesse de propagation dépend de la nature du diélectrique qui sera pour:

- | | |
|---------------------------|-------------|
| - le polyéthylène plein | v = 0,66 c; |
| - le teflon plein | v = 0,71 c; |
| - le polyéthylène expansé | v = 0,78 c; |
| - le teflon expansé | v = 0,85 c. |

9.3.2. Limitation de la longueur de la trame.

Dans cette section, nous mettrons en évidence les rapports existant entre la longueur des trames et le temps de propagation exprimé en bit par unité de longueur pour les méthodes d'accès les plus rencontrées dans les réseaux locaux et analysées dans le chapitre 5 (les méthodes d'accès).

Anneau à trame vide.

Si l'on connaît le débit binaire de la ligne (par exemple 4 Mbps), la distance entre les stations (par exemple 200 mètres), le nombre de stations (par ex. 6) et si:

- le délai de transition dans une station est de 500 nsec. L'expression de ce délai en bits donnera 2 bits puisque le débit est de 4 bits par μsec ;
- le délai de propagation est égale à 200.000 km/s.

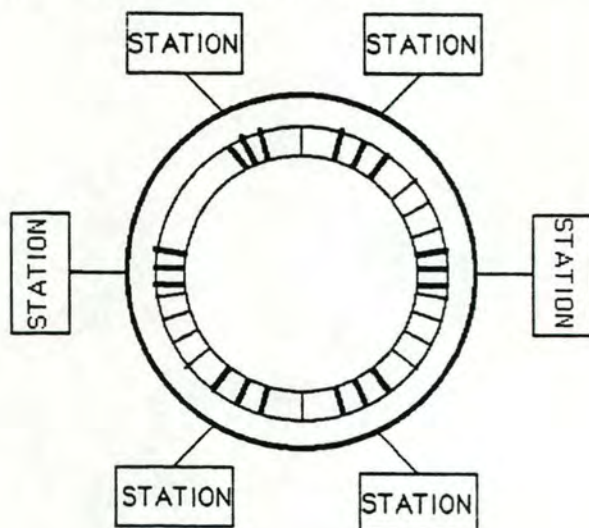
Alors le délai de propagation entre stations est de :

$$\frac{4 * 10^6 \text{ b/s}}{2 * 10^5 \text{ km/sec}} = 20 \text{ bits/km ou } 4 \text{ bits/200 mètres.}$$

On peut également déduire la longueur de l'anneau en bits qui vaut pour notre exemple:

$$4 \text{ bits/seg} * 6 \text{ seg} + 6 \text{ stations} * 2 \text{ bits/station} = 36 \text{ bits.}$$

En prenant 6 bits d'intervalle entre trames, la taille de la trame sera finalement de 30 bits.



délai de propagation entre stations: 4 bits
temps de traitement d'une station : 2 bits
longueur de l'intervalle entre trames: 6 bits

fig. 9.1 : anneau à trame vide.

Anneau à jeton.

La station qui possède le jeton est la seule (dans le cas d'un seul jeton circulant sur l'anneau) à pouvoir transmettre des données. Si la politique de retransmission du jeton le permet et s'il n'est pas permis d'effectuer des opérations synchrones, il est possible d'avoir des trames de taille arbitraire. La station émettrice pourra alors continuer à transmettre des données dans une trame dont une partie a déjà effectué le tour de l'anneau.

CSMA.

Avec la méthode d'accès CSMA, plusieurs trames peuvent être transmises simultanément par différentes stations. Il existe donc un risque de collision des trames.

Le nombre de collisions est fonction du temps de propagation, du débit, de la longueur du réseau et du temps de transmission. Si le temps de propagation est de 5 μ sec au km :

w = débit binaire en Mbps;

s = dimension maximale d'un paquet en bits;

L = longueur maximale du câble en kilomètres.

On a la relation

$$a = \frac{5 w * L}{s}$$
 où a est le rapport du délai de propagation sur le temps de transmission.

Pour ne pas avoir trop de collisions, il faudrait que a soit compris entre 0,1 et 0,01.

On a donc :

$$2 * 10^{-3} < w * L / s < 2 * 10^{-2}.$$

Si on augmente la taille maximale d'un paquet, on peut augmenter soit le débit binaire, soit la longueur du câble.

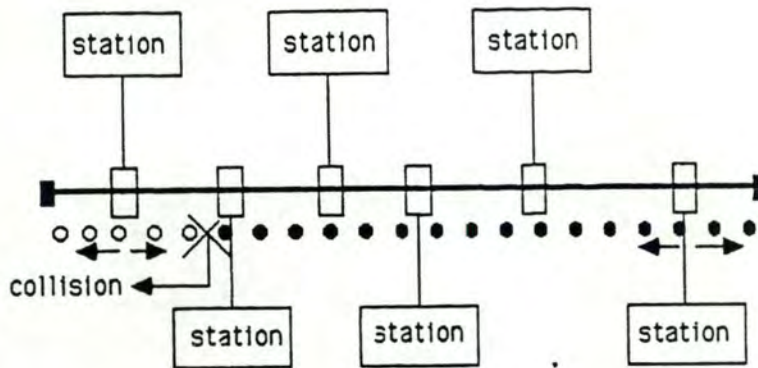


fig. 9.2 : collision sur un bus.

CSMA/CD.

En CSMA/CD, la station source détecte la collision en écoutant si sa transmission est brouillée par une trame d'une autre source. La trame doit avoir une taille minimale telle que le temps de transmission de la trame prenne au minimum le temps de propagation aller-retour sur le réseau pour que chaque station émettrice puisse détecter la collision.

La taille minimale augmentera donc avec la longueur du câble et le débit binaire.

Si (L) la longueur du câble vaut 1 km, que (w) le débit binaire est de 10 Mbps et que la vitesse de propagation est de 5 μ sec/km

le temps aller-retour sera de 10 μ sec.

La taille minimale de la trame doit être égale à $w * \text{le temps aller-retour}$ c'est-à-dire dans notre cas à 100 bits.

Dans le cas d'Ethernet-parc,

$w = 30 \text{ Mbps}$, $L = 1 \text{ km}$

$v = 8,6 \text{ microsecondes}$ pour aller-retour

Finalement le temps de contention ou période de vulnérabilité (qui tient compte non seulement du délai de

propagation aller-retour sur le câble, mais également des délais qui peuvent intervenir dans le système entre les deux stations de contrôle les plus distantes) a été fixé à 16 microsecondes. Ce qui conduit à une taille minimale des paquets de 48 bits.

CONCLUSION.

CONCLUSION.

Les caractéristiques des réseaux locaux analysées dans ce mémoire permettent de faciliter le choix d'un réseau pour un acheteur ou un concepteur qui devra opter pour certaines propriétés de son futur réseau. Le choix sera déterminé par l'utilisation que l'on désire du réseau et par son coût. L'utilisation permettra d'extrapoler le trafic qui devra pouvoir être supporté par le réseau. D'autre part, la connaissance des équipements que l'on veut connecter permettront de choisir un réseau dont le débit est supérieur au débit de chacun des équipements. Il faudra enfin considérer l'aire géographique sur laquelle s'étendra le réseau et le nombre de stations que l'on désire connecter.

L'évaluation de ces différentes caractéristiques permettra une première sélection parmi les réseaux locaux existant. Le trafic attendu sera considéré comme un élément déterminant de la méthode d'accès. Nous avons en effet mis en évidence que certaines méthodes d'accès sont plus appropriées aux faibles charges et d'autres aux fortes charges. D'autre part, il est nécessaire de considérer le type d'application que l'on envisage de mettre en oeuvre sur le réseau local. Comme nous l'avons constaté, toutes les méthodes d'accès n'admettent en effet pas les opérations demandant l'accès au réseau à des instants déterminés.

Le choix de la méthode d'accès ne peut s'effectuer isolément des autres caractéristiques du réseau telles que la topologie, le type de liaison, le support physique et la fiabilité. Un compromis sera donc nécessaires entre les diverses particularités.

- CONCLUSION -

Le tableau suivant est un exemple de combinaisons des quelques caractéristiques communément rencontrées dans les réseaux locaux.

Topologie	méthodes d'accès	type de liaison	support physique	station moniteur
bus	aléatoire (csma, csma/cd)	duplex	coaxial	non
anneau	jeton, trame vide, insertion registres	simplex	coaxial, fibre optique, paires torsadées	oui
étoile	commutation circuit ou paquet	duplex, half- -duplex	coaxial, fibre optique, paires torsadées	commuta- teur

Evaluation

Ce mémoire ne reprend que les caractéristiques principales des réseaux locaux. Une étude approfondie pour le choix d'un réseau local devra prendre en considération toutes les spécificités d'un réseau, notamment les protocoles du niveau application qui diffèrent d'un réseau à l'autre. Il sera également nécessaire de tenir compte des extensions possibles du réseau et des possibilités d'interconnecter plusieurs réseaux locaux entre eux ainsi que la possibilité d'avoir un "gateway" permettant de raccorder le réseau local à un réseau longue distance.

ANNEXE 1.

LES SUPPORTS PHYSIQUES: TABLEAU RECAPITULATIF

	PAIRE TORSADÉE	COAXIAL	FIBRE OPTIQUE
Technologie			
-éprouvée	oui	oui	oui
-disponibilité	oui	oui	limité
Immunité aux interférences	non	non	oui
Largeur de bande			
-jusqu'à 24 canaux de 64 kbps	oui	oui	oui
-plus de 24 canaux vidéo	non	oui	oui
Capacité de transporter de l'énergie électrique	oui	oui	non
Coût par km			
-aérien	8000\$	10000\$	12000\$
-souterrain	14000\$	16000\$	24000\$

	PAIRE TORSADÉE	COAXIAL	FIBRE OPTIQUE
Distance maximale	1,2 km	-2,5 km bb -dizaines de km de km lb	centaines de km
Pertes	importantes	faibles	presques nulles

bb = bande de base

lb = large bande.

ANNEXE 2

LES PROTOCOLES.

Dans cette annexe, nous donnerons quelques exemples de protocoles utilisés dans les réseaux locaux suivants:

- l'anneau de Cambridge;
- Ethernet-parc;
- Ethernet;
- l'anneau à jeton.

2.1. Protocoles de l'anneau de Cambridge.

Le Basic Block Protocol (BBP).

L'anneau de Cambridge ne permet que la transmission de petits paquets de données dont le format est représenté à la figure A2.1.

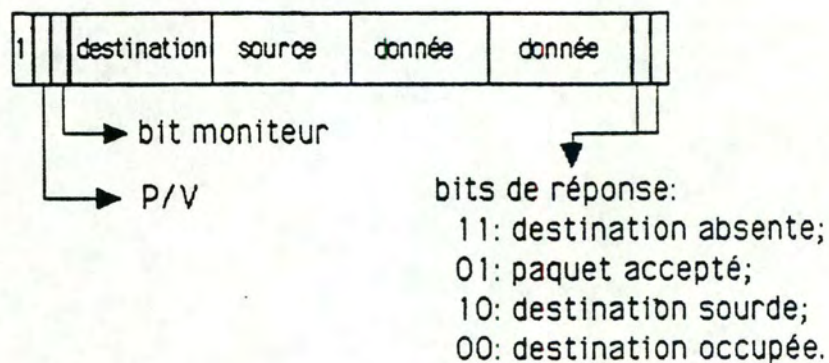


fig. A2.1 : format d'un paquet dans l'anneau de Cambridge.

Le BBP rassemble ces paquets de la manière suivante :

- le header
 - le drapeau
 - le type de bloc * avec ou sans checksum
 - * si le troisième champ comprend des données
 - le nombre de mini blocs. de données à attendre
- la route
 - premier champ = 0
 - deuxième champ = numéro de porte
- les données
- le checksum (si tout à 0 --> pas de checksum).

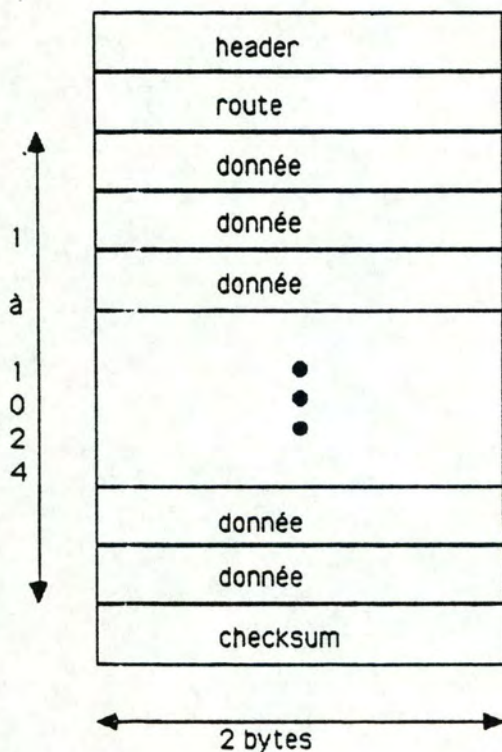


fig. A2.2 : format d'un basic block.

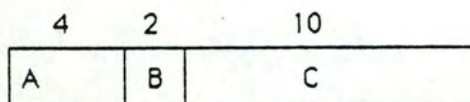


fig. A2.3 : format de l'header.

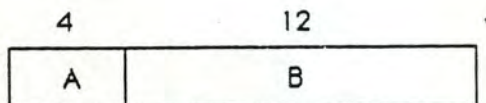


fig. A2.4 : format de la route.

Pour décider de la réception des paquets, le BBP va se servir d'un registre appelé "source select". Si ce registre possède uniquement des 1, la station acceptera n'importe quel paquet qui lui est adressé. S'il contient uniquement des 0, la station n'acceptera aucun paquet. Enfin, s'il contient une adresse, la station acceptera uniquement les paquets en provenance de cette adresse.

Ce registre va donc permettre à une station de décider si elle accepte ou non une séquence de mini-paquets. Si une station est incapable de recevoir quoique ce soit, ce registre sera à 0 et les bits de réponse d'un mini-paquet destiné à la station seront marqués occupés. Si la station est prête à recevoir une entrée, elle attend un header avec son registre "source select" à 1. Quand un header valide est reçu, la station décide si elle souhaite ou non recevoir des informations de la station d'où provient ce header. Si oui, le registre source contiendra l'adresse de la source du header et la station n'acceptera que les paquets en provenance de cette source.

Le mini-paquet suivant qu'elle recevra est la route qui indiquera la porte que la station émettrice veut utiliser. Si celle-ci est inactive ou n'existe pas, le récepteur se replacera dans l'état d'attente d'un header. Si la route est acceptée, la station réceptrice doit alors recevoir un nombre de mini-paquets correspondant aux indications contenues dans le header.

Si les mini-paquets ou le block n'arrivent pas dans un temps attendu, la station repasse à l'état source select = 1. S'il n'y a pas de problème, la station recevra finalement le checksum qu'elle devra vérifier ou pas suivant

ce qui a été défini dans le header. S'il y a une erreur, le block entré est ignoré. Après réception d'un block, la station remet les bits de son registre source à 1.

Le registre "source select" établit donc un circuit virtuel entre la source et la destination.

Il est également possible d'implémenter des stations plus puissantes capables de multiplexer plusieurs canaux simultanément. Le récepteur sélectionnera ainsi sur une liste plutôt que sur une seule adresse. Cette station doit cependant être capable de buffériser les blocs entrant.

Byte Stream Protocol (BSP).

Ce protocole fournit une paire de liaisons full duplex. Le BSP est au-dessus du BBP en ce sens qu'il permet de récupérer les erreurs détectées. Dans le BSP, tous les paquets sont numérotés, ce qui assure l'intégrité des données par le mécanisme d'acquit positif et permet le contrôle de flux.

Les commandes du BSP sont les suivantes :

- data(n) : indique que le bloc contient des données;
- no data(n) : indique qu'il n'y a pas de données à envoyer immédiatement;
- Rdy(n) : tout ce qui a été reçu jusqu'au bloc n-1 l'a été correctement et le destinataire est prêt à recevoir le bloc n;
- Notrdy(n) : tout a été reçu correctement jusqu'au bloc n-1 mais le destinataire n'est pas prêt à recevoir le bloc n;
- reset : revient à l'état initial, demande un reset en réponse;

- close : permet de fermer la paire des flots de données. La réponse à un close est un close.

En BSP, les commandes data(n) et rdy(n) doivent être acquittées dans un certain intervalle de temps comme indiqué ci-dessous.

Les réponses au data(n) peuvent être :

- soit rdy(n+1);
- soit notrdy(n) pour éviter une retransmission du paquet après expiration du time-out.

Les réponses qu rdy(n) peuvent être :

- soit data(n);
- soit noata(n) pour éviter la retransmission du paquet.

Le contrôle de flux s'effectuera par l'envoi d'une commande notrdy. Si après l'envoi de cette commande la station réceptrice a un problème, la station source attendra indéfiniment une commande rdy. Pour pallier à ce problème, il faudra instaurer un mécanisme de time-out.

En appendice de la spécification du BSP, on trouve un protocole normalement utilisé pour établir une connexion BSP. Celui qui est à l'origine de la connexion envoie un open avec un numéro de porte de retour, un numéro de fonction et un certain nombre de paramètres BSP tels que la taille maximale des blocs que la source de l'open est prête à transmettre et la taille des blocs qu'elle est prête à recevoir. Les autres paramètres peuvent être utilisés pour transmettre des informations dépendant de l'application. La station destination renverra un openack avec un numéro de porte, un code de retour (0 si la requête est acceptée) et des paramètres comme dans l'open pour définir la taille des blocs. Il est à noter que la taille de la fenêtre du BSP est toujours un.

Les commandes offertes par le BSP s'apparentent fort à celles de HDLC qui seront présentées dans l'annexe suivantes. Mais comme vous pouvez le constater, les commandes de HDLC sont beaucoup plus nombreuses. Comme HDLC, le BSP utilise la numérotation des paquets pour le contrôle de flux et l'acquittement des données.

2.2. Protocoles d'Ethenrnet-parc.

Le réseau Ethernet-parc fournit au niveau 2 un service datagramme c'est-à-dire sans établissement de connexion. Ce service permet d'atteindre une station particulière ou toutes les stations.

Il y a également un mécanisme de détection d'erreurs par le CRC. Comme pour l'anneau de Cambridge, la récupération des erreurs est laissée au niveau supérieur. Il n'y a pas non plus de contrôle de flux à ce niveau.

2.3. Protocoles d'Ethernet.

Seul les deux premières couches ont été normalisées. La couche physique comprend:

- l'encodage et décodage des données;
- la transmission et la réception sur le canal.

La couche logique comprend:

- l'encapsulation et la décapsulation des données;
- la transmission et la réception des trames.

Les couches supérieures varient d'un constructeur à l'autre.

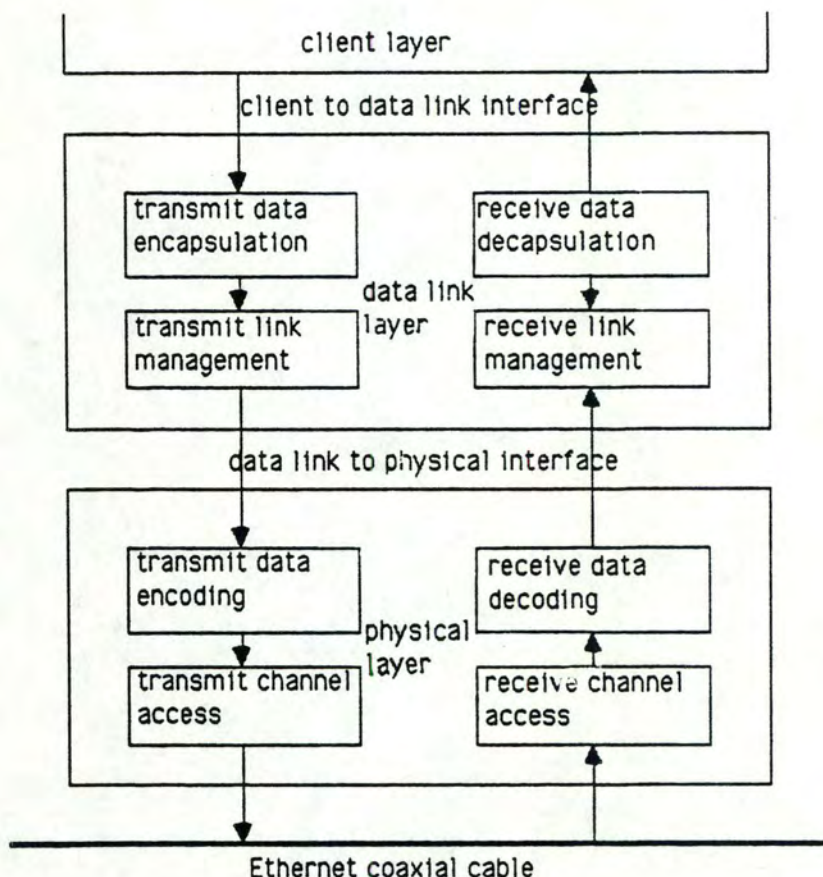


fig. A2.5 : fonctions des deux premières couches d'Ethernet.

2.4. Protocoles des réseaux à jeton.

Les protocoles des réseaux à jetons sont normalisés pour les deux premières couches (physique et logique). Ils résolvent les problèmes de l'accès liés à la détection des erreurs et des pannes de fonctionnement et se chargent également du recouvrement de ces problèmes.

La trame a la structure suivante:

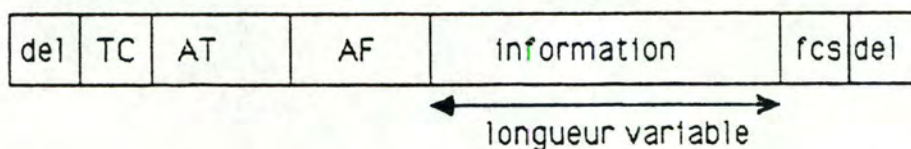


fig. A2.6 : trame d'un réseau à jeton.

Cette trame peut être de longueur variable et comprend:

- un délimiteur de fin et un de début de trame;
- un champ de contrôle de transport (TC) qui comprend:
 - un indicateur de comptage servant pour les tâches de supervision de la station moniteur examinées au chapitre 7 (station moniteur);
 - un jeton;
 - un indicateur de priorité;
 - un indicateur de mode de trafic (synchrone ou asynchrone);
- un champ d'adresse source (AT);
- un champ d'adresse destination (AF);
- un champ de transport de l'information;
- un champ de contrôle (FCS).

Les adresses sont contenues chacune dans quatre octets ce qui permet d'interconnecter plusieurs anneaux en dédiant deux octets à l'adresse de la station et deux au réseau.

Le champ de contrôle, dont la taille est de deux octets, est une fonction polynomiale de puissance 16 utilisée dans la procédure HDLC pour contrôler et valider la transmission des trames excepté les délimiteurs.

La trame du réseau LNA d'IBM respecte cette configuration. On remarque au niveau deux, à l'inverse de HDLC, que les trames ne sont pas numérotées. Il n'y a donc pas de mécanisme de contrôle de flux ni d'acquiescement basé sur un numéro de séquence de la trame. Ces mécanismes pourront être fournis dans les niveaux supérieurs.

ANNEXE 3

LA PROCEDURE HDLC.

Sans rentrer dans les détails, il est intéressant de voir en quoi consiste la procédure HDLC (high level data link control) car elle est en générale le modèle de référence des procédures de niveau 2 (couche logique) utilisées dans les réseaux locaux. Cette procédure a fait l'objet d'une normalisation par l'ISO.

Dans HDLC, on distingue deux types de stations: la station primaire et la station secondaire. La primaire est celle qui demande la connexion et la secondaire est celle qui reçoit la demande.

Comme le montre la figure A3.1, les messages sont organisés en trame.

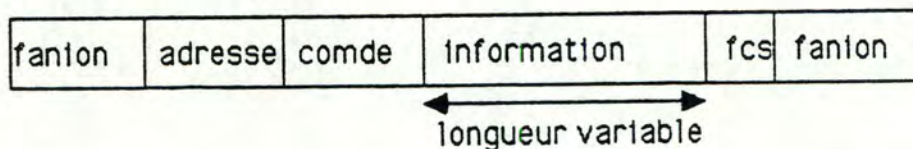


fig. A3.1 : la trame HDLC.

Le fanion a la structure suivante: 01111110 et sera distinct de tout autre octet.

Une adresse est représentée en 8 bits et définit l'adresse de la station secondaire qui envoie le message ou qui est destinataire du message.

Le champ de commande définit en 8 bits le format de la trame ainsi que le type de commande et éventuellement les numéros de séquence des trames.

Il existe 3 formats de trame qui correspondent à des définitions différentes du champ de commande.

1. La trame d'information.

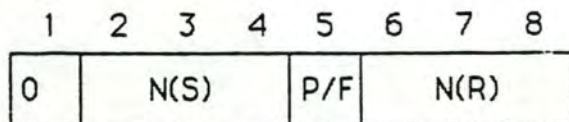


fig. A3.2 : champ de commande d'une trame d'information.

N(S) indique le numéro de la trame émise (modulo 8).

N(R) indique le numéro de la prochaine trame attendue (modulo 8).

Ce dernier champ signale implicitement que les trames qui précèdent celle numérotée N(R) ont été bien reçues.

Le bit P/F (poll, final) quand il est à 1 indique pour une station primaire qu'elle demande une réponse (poll) et pour une station secondaire qu'elle a terminé sa réponse.

2. La trame de commande de supervision.

Cette trame est caractérisée par les 2 premiers bits du champ de commande qui valent 1 et 0. Les 2 bits suivants servent à indiquer le type de la commande (il en existe 4). P/F et N(R) ayant la même signification que pour la trame d'information.

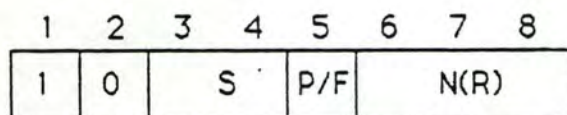


fig. A3.3 : champ de commande d'une trame de commande de supervision.

Les commandes possibles sont les suivantes:

RR: prêt à recevoir à partir de N(R);

REJ: rejet dû à une erreur de transmission des trames commençant en N(R);

RNR: non prêt à recevoir. Le récepteur a bien reçu les trames jusqu'à N(R) mais il n'est pas prêt pour le moment à en recevoir d'avantage;

SREJ: rejet sélectif. Permet de demander la retransmission d'une trame dont le numéro est spécifié par N(R).

3. La trame de commande non numérotée.

Le champ de commande d'une trame de commande non numérotée commence par deux bits à 1. Tous les autres bits du champ excepté le bit P/F indiquent le type de la commande.

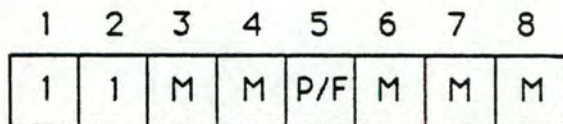


fig. A3.4 : champ de commande d'une trame de commande non numérotées.

Les commandes non séquentielles sont les suivantes:

SARM : Mettez-vous en mode asynchrone de réponse. Le secondaire peut émettre sans recevoir de permission du primaire.

SNRM : Mettez-vous en mode de réponse normal. Le secondaire ne peut émettre qu'avec la permission du primaire.

SABM : Mettez-vous en mode asynchrone de réponse équilibré. Le récepteur peut émettre sans recevoir de permission.

SARME: Mettez-vous en mode asynchrone étendu de réponse. Le mode étendu a un champ de contrôle de deux octets.

SNRME: Mettez-vous en mode normal étendu.

SABME: Identique à SABM en mode étendu.

DISC : Libérez une connexion de liaison.

- SIM : Commande de mise en oeuvre du mode d'initialisation pour obtenir un accord de l'émetteur et du récepteur sur un nouveau mode de fonctionnement.
- UP : Commande d'invitation à émettre non numérotée.
- UI : Commande d'information non numérotée.
- XID : Commande d'échange d'identification dans le champ d'information.
- RSET : Remise à zéro. La station recevant cette commande remet le numéro N(R) à 0 et la station émettant cette commande remet son compteur N(S) à 0.

Les réponses non séquentielles sont:

- UA: accusé de réception non numéroté. C'est une réponse à une commande U.
- CMDR: rejet de commande. La station secondaire a reçu une trame avec des paramètres faux. Les raisons de l'erreur se trouvent dans le champ d'information.
- DM: réponse de mode déconnecté. Indique que la station est déconnectée.
- RIM: réponse de demande d'initialisation de mode.
- RD: réponse de demande de déconnexion.
- FRMR: équivalent de CMDR mais en mode équilibré.
- UI: réponse d'information non numérotée.
- XID: réponse d'échange d'identification.

Le champ FCS permet de vérifier si la trame a été transmise sans erreur.

Deux extensions du format de base sont possible. La première est l'extension de l'adresse, la deuxième est l'extension du champ de commande pour permettre de numéroter les trames modulo 128 au lieu de modulo 8.

La procédure HDLC peut fonctionner en 3 modes différents selon le type d'exploitation qui est désiré par

l'utilisateur. Ces 3 modes sont: le mode normal de réponse, le mode asynchrone de réponse et le mode asynchrone équilibré.

Le mode normal de réponse (NRM) peut être utilisé pour des liaisons point-à-point ou multipoint hiérarchique exploitable par élection. Il met en oeuvre une station primaire et des stations secondaires. La station primaire est responsable de l'ouverture et de la supervision de la liaison ainsi que de la reprise en cas de défaut. Les stations secondaires n'ont pour rôle que de répondre aux commandes du primaire et d'émettre sur invitation. L'initialisation du mode se fait par l'envoi de la commande SNRM avec le bit P positionné à 1 ce qui demande un acquittement de la part de la station secondaire sous forme de UA avec $f=1$.

Le mode asynchrone de réponse est utilisable pour le même type de liaison mais en mode compétition. Les stations secondaires peuvent émettre librement ce qui peut provoquer des collisions d'où on aura une seule station secondaire à la fois. L'initialisation se fait par SARM et la réponse est UA.

Le mode asynchrone équilibré permet la liaison de deux stations identiques qui ont les mêmes droits. L'initialisation se fait par SABM et la réponse est UA.

Pour illustrer cette procédure, voyons comment s'effectue un échange d'information en mode normale de réponse.

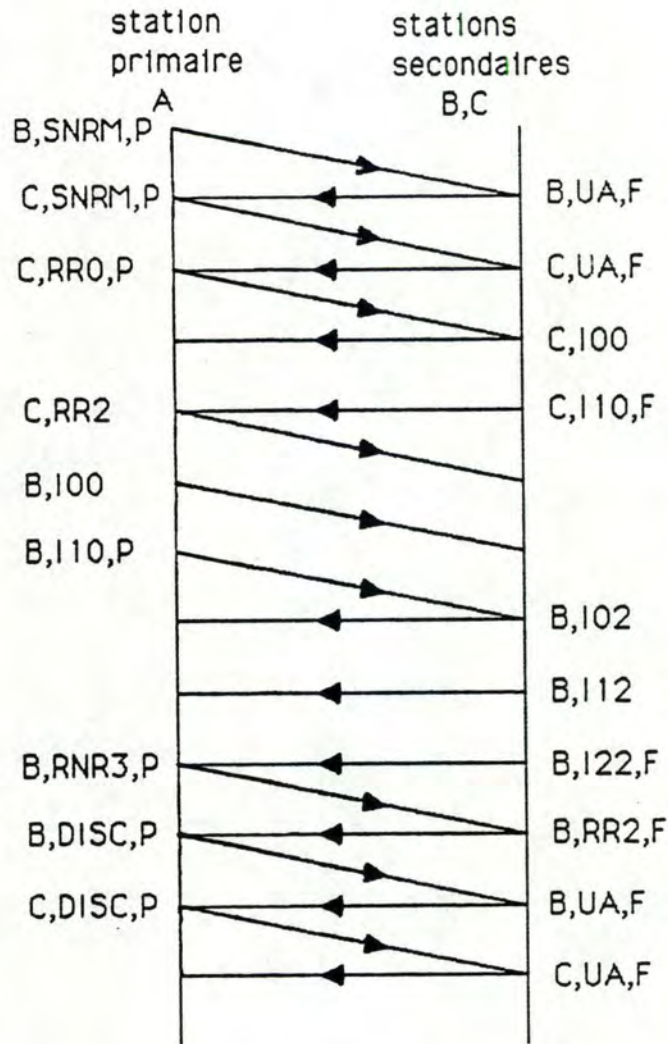


fig. A3.5 : exemple de fonctionnement d'une liaison multipoint HDLC.

Dans cet exemple, nous considérons 3 stations: une primaire A et deux secondaires B et C. La station primaire initialise la connexion en mode de réponse normale en envoyant SNRM avec le bit P à 1 pour obliger les secondaires à répondre par UA avec F à 1 ce qui indique que la parole est rendue au primaire. Celui-ci donnera le droit d'émission à C qui transmettra 2 trames d'information la 0 et la 1. Dans la figure, I signifie une trame d'information et les deux chiffres sont N(S) et N(R). Lors de la transmission de la deuxième trame, C met le bit F à 1 pour indiquer qu'il a fini une transmission. Alors A lui envoie un accusé de réception comme quoi il a bien reçu les 2

trames. Ensuite A envoie 2 trames d'information à B en lui demandant un acquittement après la deuxième. B acquitte les trames reçues en envoyant 3 trames d'informations. Comme la troisième trame de B est la dernière trame que B veut envoyer car le bit F est à 1, la station primaire décide d'arrêter les échanges en acquittant les 3 trames reçues de B et en faisant passer la voie à l'état inactif à l'aide des commandes DISC envoyées aux stations secondaires. Tout nouvel échange devra être précédé par une nouvelle initialisation destinée à mettre la voie dans le mode approprié.

Pour un bon fonctionnement du protocole, il faut que les réponses perdues soient détectées. Ceci sera fait par l'emploi d'un temporisateur dont la durée est fixée par accord préalable à la connexion.

La procédure HDLC possède un mécanisme de contrôle de flux. Ce contrôle s'effectue selon deux stratégies. La première est implicite, elle est basée sur le fait qu'une station ne peut envoyer plus de 7 trames consécutivement sans avoir reçu d'acquiescement du récepteur. En effet, les trames sont numérotées modulo 8, la huitième trame envoyée sera acquittée par le numéro 0 comme valeur de $N(R)$ ainsi que la première trame. On ne saura donc pas distinguer l'acquiescement de ces deux trames. La deuxième stratégie provient de la commande RNR qui permet de freiner l'émetteur jusqu'à ce que le récepteur décide de continuer en utilisant la commande RR.

ANNEXE 4

CONTROLE DE FLUX.

Dans cette annexe, nous donnerons quelques exemples de contrôle de flux que l'on rencontre dans les réseaux locaux. Nous aborderons succinctement les contrôles de flux de l'anneau de Cambridge, d'Ethernet-parc et des réseaux à jeton.

Dans l'anneau de Cambridge, le Basic Block Protocol permet de contrôler le flux en sélectionnant dans le registre de sélection de source, la station pour laquelle une station réceptrice est prête à recevoir des données. Ce mouvement limite le nombre de paquets à traiter. Au-dessus de ce protocole, le Byte Stream Protocol utilise un mécanisme de numérotation similaire à l'HDLC pour assurer l'intégrité des données et contrôler le flux. Les commandes de ces deux protocoles sont expliquées dans le chapitre concernant les protocoles. La fig. A4.1 montre les différents états que peut prendre une station émettrice en fonction de ce que lui envoie le destinataire.

Data(n) et rdy(n) doivent être acquittées avant un certain intervalle de temps. Il y a donc lancement d'un time out. Si elles ne sont pas acquittées, elles sont retransmises. Les commandes nodata(n) et notrdy(n) sont prévues comme réponse lorsque la station n'est pas prête à continuer. Cela permet d'éviter le time out.

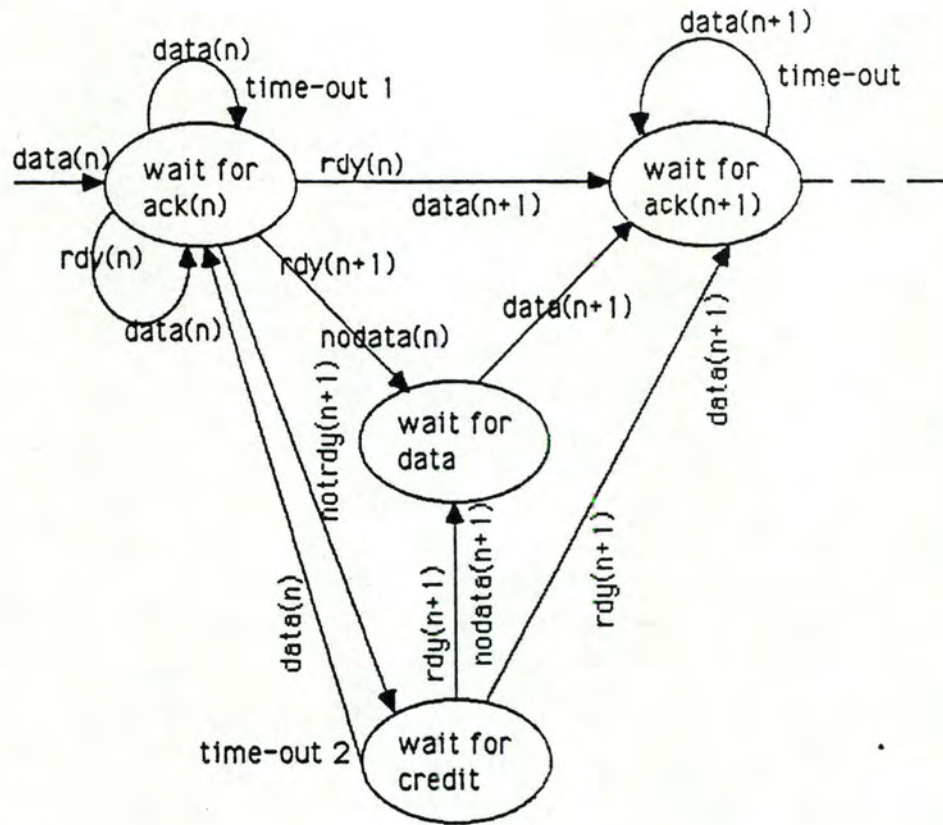


fig. A4.1 : diagramme d'états de la source dans BSP.

Le réseau ETHERNET-PARC fournit un protocole de datagramme, ce qui signifie que l'ordre des paquets ne sera pas nécessairement respecté. Ce protocole n'assure pas la délivrance réelle du paquet. En effet, si plusieurs paquets arrivent quasiment sans délai entre eux, la station réceptrice ne pourra pas tous les prendre en charge et certains seront donc perdus. Ce problème n'a pas été résolu par un mécanisme de contrôle de flux qui risquerait d'alourdir les performances du réseau pour corriger une situation spéciale qui n'interviendra que rarement mais bien en concevant très soigneusement le contrôleur de manière à éliminer presque totalement la probabilité d'une congestion locale.

Les réseaux à jeton tels que le LNA d'IBM ne prévoit

pas non plus de contrôle de flux au niveau 2. Il n'y a pas de commande le permettant, ni de mécanisme de séquençement des trames.

Si le contrôle de flux n'est pas implémenté au niveau 2, il peut l'être dans les couches supérieures.

ANNEXE 5

EXEMPLES D'ETENDUE GEOGRAPHIQUE DE RESEAUX LOCAUX.

5.1.L'anneau de Cambridge.

L'anneau est construit par des connexions point-à-point entre répéteurs. La distance maximale entre répéteurs dépend du câble utilisé et du débit binaire que l'on veut atteindre. La distance maximale entre répéteurs a été fixée à 100 mètres mais avec une paire de câble en fibre optique, la distance peut être portée à plusieurs kilomètre.

5.2.Réseau en bus avec CSMA/CD.

Le réseau Ethernet-parc est à l'origine du réseau Ethernet. Il présente une topologie en bus réalisée à partir d'un câble coaxial. Le raccordement au câble est réalisé à l'aide d'un "tap" (prise) qui introduit une capacité en parallèle, il est donc nécessaire de laisser une certaine distance entre deux émetteurs-récepteurs pour limiter l'influence de cette capacité. D'autre part, pour limiter l'influence de l'impédance insérée en parallèle, il est important de ne pas introduire un nombre trop grand d'émetteur-récepteur sur une section donnée .

La résistance du conducteur central est de l'ordre de 20 ohms par kilomètre. Ceci constitue une première limite de la longueur d'une section passive du câble coaxial. Une

deuxième limitation est introduite par l'atténuation de la composante alternative du signal qui augmente avec la longueur du câble ainsi qu'approximativement avec la racine carrée de la fréquence du signal. La longueur d'un segment à été fixée à un kilomètre. Notons que des répéteurs peuvent être insérés sur le câble pour pallier à ces limitations de taille.

Le réseau NBSNET permet une distance maximale entre émetteur-récepteurs de l'ordre de 5 kilomètres en utilisant des répéteurs. Pour ce réseau, la taille minimale des paquets est de 48 bits alors qu'elle est de 32 bits pour ETHERNET-PARC.

Examinons finalement les caractéristiques du réseau ETHERNET. Le câble coaxial utilisé à une impédance caractéristique de 50 ohms, alors qu'elle est généralement de 75 ohms pour les câbles coaxiaux. Le conducteur central du câble dans Ethernet est donc plus épais et sa résistance continue est moindre. L'atténuation continue étant réduite la longueur d'un segment de câble peut être plus grande. De plus, cette impédance caractéristique permet un plus grand nombre d'émetteurs-récepteurs sur un même segment. La distance maximale entre station est de 2500 mètres puisqu'entre stations il est possible d'avoir :

- 3 segments de câble de 500 mètres;
- deux répéteurs;
- une liaison point-à-point de 1000 mètres.

5.3. Wangnet.

Le réseau proposé par Wang est un réseau à large bande qui utilise la méthode d'accès CSMA/CD. Il permet de couvrir une étendue de 3 kilomètres. La limitation est probablement due à la méthode d'accès utilisée car la technologie large bande permet d'atteindre des distances supérieures à celle réalisable en bande de base.

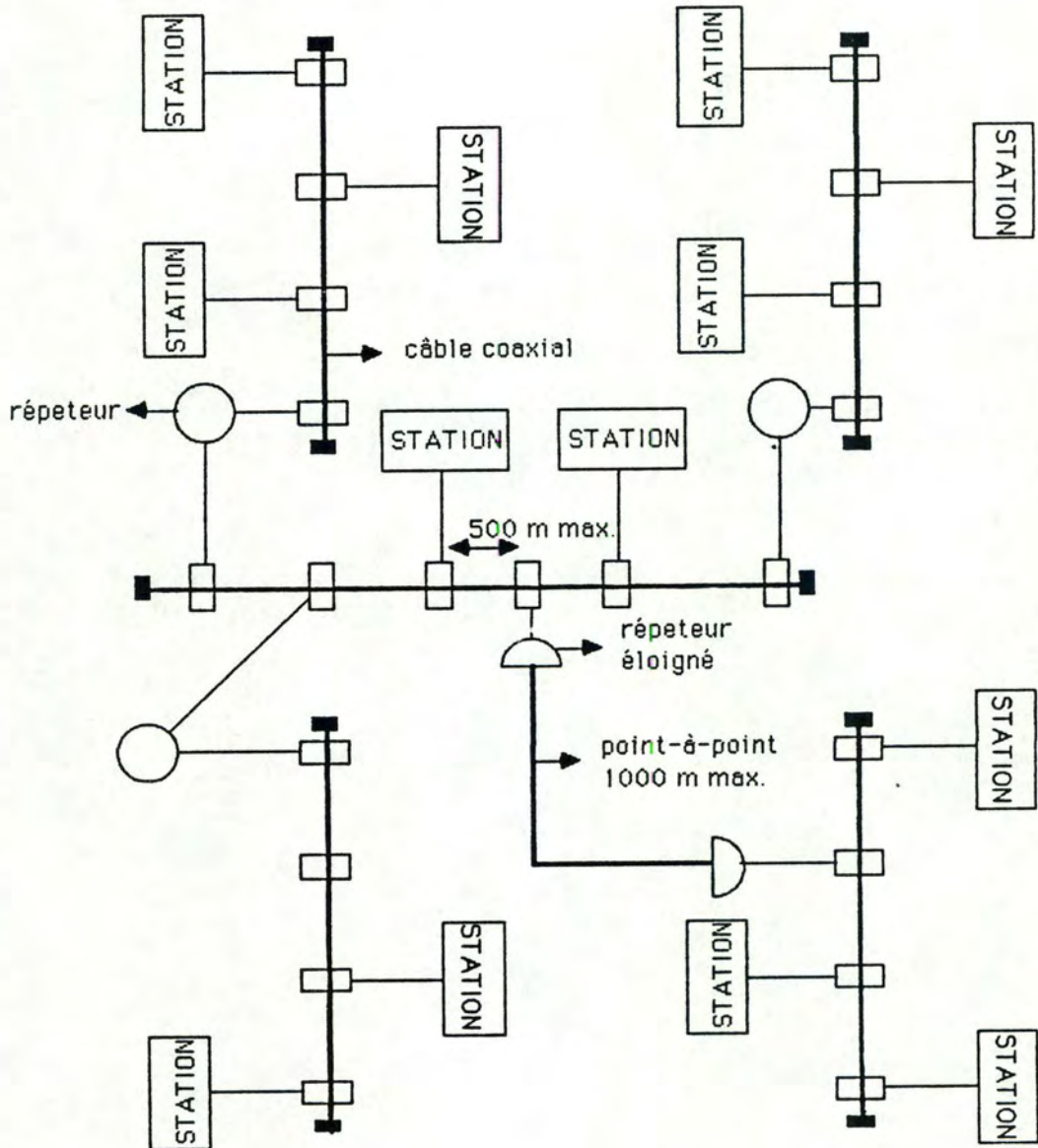


fig. A5.1 : configuration maximale d'un réseau Ethernet.

5.4. Les réseaux des centres de calcul.

Outre les réseaux locaux "classiques", il est intéressant d'observer les caractéristiques de réseaux spécialisés. Hyperchannel par exemple a été conçu spécialement pour les centres de calcul et permet une communication entre ordinateurs centraux à un débit de 50

Mbps. Les distances sont de l'ordre de 1500 mètres. Ce réseau est constitué d'une série de câbles coaxiaux et d'adaptateurs.

Un autre type de réseau est le LCN. Ce réseau a le même débit que hyperchannel et est utilisé pour la communication du cyber 205. Le LCN fournit une communication entre la mémoire et les disques ainsi que les stations frontales. Sa topologie est le bus et il utilise une méthode d'accès par jeton. La longueur totale du bus est limitée à 900 mètres pour 4 "access devices" et 300 mètres si il en compte 20.

5.5.L'anneau à jeton.

Un exemple de ce type de réseau est le LNA d'IBM. Les distances entre les stations dépendent bien entendu des câbles utilisés et du débit binaire que l'on veut atteindre. Le réseau LNA ayant un débit de 4 Mbps emploie des paires torsadées comme support physique. Le réseau peut être implémenté de deux façons. Soit toutes les stations sont raccordées au centre d'un anneau en étoile et dans ce cas la distance entre le centre et la station peut être de 100 mètres. Soit les stations sont groupées autour de plusieurs centres. La distance entre le centre et la station est alors de 45 mètres au maximum et la distance entre centres peut aller jusqu'à 120 mètres.

ANNEXE 6

EXEMPLES DE DEBIT BINAIRE.

6.1. Les débits binaires des types de réseaux classiques.

Dans le réseau de Cambridge, on rencontre généralement des débits binaires bruts de 10 Mbps.

Pour Ethernet-parc, le débit binaire brut est de 3 Mbps.

Le débit binaire brut d'un réseau ne doit pas être un attrait en lui-même car il n'est pas utile d'avoir un débit très élevé si les équipements qui sont connectés au réseau ont un débit très faible. Ainsi dans le réseau NBSnet, les équipements que l'on prévoyait de connecter au réseau avaient un débit binaire limité à 9,6 Kbps, d'où le débit binaire sur le câble a été limité à 1 Mbps.

Le réseau Ethernet quant à lui possède un débit de 10 Mbps sur un câble coaxial d'impédance caractéristique de 50 ohms et utilise une modulation en bande de base Manchester.

Dans les réseaux à large bande basée sur le multiplexage en fréquence, on alloue un ou plusieurs canaux à la transmission de données. Dans le réseau Mitrenet, le canal réservé aux données fournit un débit de 1 Mbps. On trouve également des réseaux offrant des débits beaucoup plus faibles. Ainsi le réseau de systems/3m conçus pour des communications point-à-point ou multipoint a un débit de 9,6 Kbps en utilisant une bande de 80 kHz. Cablenet d'AMDAN

quant à lui, a un débit de 56 kbps en utilisant une bande de fréquence de 192 Khz.

6.2. Les débits binaires de réseaux de micro-ordinateurs.

Actuellement on rencontre de plus en plus de réseaux d'ordinateurs personnels. Ces réseaux offrent en général des débits de l'ordre de 1 à 2,5 Mbps. Ainsi par exemple, la société Corvus a développé un réseau appelé Omninet qui utilise une paire torsadée pouvant supporter jusqu'à 64 équipements et ayant un débit de 1 Mbps. La société Nestor quant à elle propose un réseau (PLAN) qui permet d'interconnecter 250 APPLES ou IBM PCs en utilisant un câble coaxial en bande de base à un débit brut de 2,5 Mbps.

BIBLIOGRAPHIE.

(BATES, 86)

"TRANSMISSION. THE IBM TOKEN RING WILL HANDLE UP TO 72 STATIONS AT THE FULL 4-MBIT/S DATA RATE", R. Bates, L. Haas, R. Love et F. Noel. Data communication, fevrier 1986.

(BUX, 81)

"LOCAL-AREA SUBNETWORKS: A PERFORMANCE COMPARISON", W. Bux. Local Networks for Computer Communication, IFIP 1981.

(BUX & GRILLO, 85)

"FLOW CONTROL IN LOCAL AREA NETWORKS OF INTERCONNECTED TOKEN RINGS", W. Bux et D. Grillo. IEEE Trans. on Comm., vol. com-33, n°10, octobre 1985.

(BUX & PITT, 86)

"FLOW CONTROL. DYNAMIC "TRANSMIT WINDOW" OPTIMIZES DATA FLOW", W. Bux et D. Pitt. Data communication, fevrier 1986.

(CARPENTER, 80)

"OPERATIONAL EXPERIENCE WITH THE NBS LOCAL AREA NETWORKS", R. Carpenter, J. Malcom et N. Strawbridge. Proceedings of Local Networks for Computer Communications, Zurich, août 1980.

(CLARK, 78)

"AN INTRODUCTION TO LOCAL NETWORKS", D. Clark, K. Progran et D. Reed. Prpoceeding IEEE, vol 66, 11, novembre 1978.

(COLE, 82)

"COMPUTER COMMUNICATIONS", R. Cole. The macmillan press ltd, 1982.

(CRANE & TAFT, 80)

"PRACTICAL CONSIDERATIONS IN ETHERNET LOCAL NETWORK DESIGN", R. Crane et E. Taft. Xerox report, fevrier 1980.

(CROSS, 86)

"WHAT MAKES A BUILDING INTELLIGENT ? ", T. Cross. Data communications, mars 1986.

(DANTHINE & MAGNEE, 80)

"LES RESEAUX LOCAUX - PERSPECTIVES ET PROBLEMES", A. Danthine et F. Magnée. Deuxième congrès de la F.A.I.B., Impact de l'informatique distribuée, Bruxelles, octobre 1980.

(DANTHINE, 83)

"LES RESEAUX LOCAUX"
A. Danthine 1983.

(DIXON, 83)

"A TOKEN RING NETWORK FOR LOCAL DATA COMMUNICATIONS", R.D. Dixon, N.C. Strole et J.D. Markov. IBM systems, journal 22, 1983.

(DIXON, 86)

"SYNCHRONOUS DATA. MULTIPLEXING TECHNIQUE ENSURES MINIMUM DELAYS", R.D. Dixon. Data communications, fevrier 1986.

(DUPUY, 84)

"ESCALIBUR: UN RESEAU D'ENTREPRISE DE DEUXIEME GENERATION", M. Dupuy, J.A. Hernandez, E. Horlait, R. Joly et G. Pujolle. Minis et micros 200, 55-60, 1984

(GOPAL & WONG, 84)

"ANALYSIS OF A HYBRID TOKEN CSMA/CD PROTOCOL FOR BUS NETWORKS", P.M. Gopal et J.W. Wong. Performance of computer communication systems, H. Rudin et W. Bux eds. Zurich 1984.

(HOPKINS, 79)

"MULTIMODE COMMUNICATIONS ON THE MITRENET", G. Hopkins. Proceedings of Local Area Communications Networks Symposium, Boston, mai 1979.

(HOSTE)

"NORMALISATION DU RESEAU EN ANNEAU A JETON", F. Hoste. Minis et micros.

(MARK, 78)

"GLOBAL SCHEDULING APPROACH TO CONFLICT FOR MULTIACCESS VIA A DATA BUS", J.W. Mark. IEEE trans. comm., septembre 1978.

(METCALFE & BOGGS, 76)

"ETHERNET: DISTRIBUTED PACKET SWITCHING FOR LOCAL COMPUTER NETWORKS", R. Metcalfe et D. Boggs. Communications of ACM, juillet 1976, vol. 19, n° 7.

(NUSSBAUMER, 83)

"RESEAUX DE TELEINFORMATIQUE, PRINCIPE GENERAUX", H. Nussbaumer. Ecole polytechnique fédérale de Lausanne, fevrier 1983.

(PCNET, 84)

"PC NETWORK TECHNICAL REFERENCE", IBM, septembre 1984.

(PUJOLLE, 85a)

"RESEAUX ET TELEMATIQUE" tome 1, G. Pujolle, D. Seret, D. Dromard et E. Horlait. Eyrolles 1985.

(PUJOLLE, 85b)

"RESEAUX ET TELEMATIQUE" tome 2,
G. Pujolle, D. Seret, D. Dromard et E. Horlait.
Eyrolles 1985.

(RYAN, 81)

"INTEL LOCAL NETWORK ARCHITECTURE", R. Ryan,
G. Marshall, R. Beach et S. Kerman. IEEE micro 1981.

(SALTZER & PROGRAN, 79)

"A STAR-SHAPED RING NETWORK WITH HIGH MAINTENABILITY",
J. Saltzer et K. Progran. Proceedings of Local Area
Communication Networks Symposium, Boston, mai 1979.

(SALTZER, 81)

"WHY A RING ? " ,J. Saltzer, D. Clark et K. Progran.
Data com., octobre 1981.

(STROLE, 86)

"HOW IBM ADRESSES LAN REQUIREMENTS WITH THE TOKEN
RING", N.C. Strole. Data communications, fevrier 1986.

(TANENBAUM, 81)

"COMPUTER NETWORKS", A. Tanenbaum. Prentice Hall 1981.

(TOBAGI, 80)

"MULTIACCESS PROTOCOLS IN PACKET COMMUNICATION SYSTEM",
F. Tobagi. IEEE Trans. on comm., avril 1980.

(TOBAGI & HUNT, 79)

"PERFORMANCE ANALYSIS OF CARRIER SENSE MULTIPLE ACCESS
WITH COLLISION DETECTION", F. Tobagi et V. Hunt.
Proceedings of Local Area Communication Networks
Symposium, Boston, mai 1979.

(WILKES & WHEELER, 79)

"THE CAMBRIDGE DIGITAL COMMUNICATION RING", M. Wilkes
et D. Wheeler. Proceedings of Local Area Communication
Networks Symposium, Boston, mai 1979.

(WIRGA, 86)

"LES RESEAUX LOCAUX", I. Wirga. Soft et micro, juin
1986.