

Chapitre 5

Contrôle de flux

5.1. Introduction

Nous avons défini la notion de protocole et les principaux mécanismes protocolaires utilisés. Dans ce chapitre nous allons considérer le protocole LAP B utilisé actuellement sur le réseau Transpac, afin d'illustrer de manière concrète les notions de couches et d'enveloppes, de regarder comment fonctionnent les mécanismes de reprise sur erreur et de séquençement dans ce protocole. Chaque solution protocolaire est propre à un protocole particulier. Enfin, nous allons sur ce protocole introduire et illustrer le mécanisme de contrôle de flux défini dans le chapitre 2.

5.2. Le réseau Transpac

Le réseau de transmission par paquets le plus utilisé en France est le réseau Transpac. Son nom est d'ailleurs tiré des premières syllabes de « transmission par paquets ». On trouvera tous les renseignements concernant Transpac (tarifs, normes et connexions) dans les STUR (Spécifications Techniques d'Utilisation du Réseau).

5.2.1. Historique

L'objectif de Transpac était de répondre aux besoins nouveaux qui découlent de l'utilisation de matériels informatiques variés. Avant lui, il n'existait en France que les réseaux commutés téléphoniques analogiques et le télex. Or ces réseaux ont des performances limitées et le taux d'erreur y est important (10^{-4}). Ils ne peuvent répondre complètement aux besoins d'applications informatique. Pour des besoins spécifiques, des lignes spécialisées (ou liaisons spécialisées) peuvent être louées à France Télécom, mais elles coûtent cher et de ce fait ne sont rentables que pour des utilisateurs importants, c'est-à-dire dont le besoin de communication permet de les utiliser de manière satisfaisante (taux d'occupation élevé). La liaison spécialisée est point à point et ne sait pas raccorder deux usagers pour un usage temporaire (comme le fait le téléphone). Cette solution manque de souplesse.

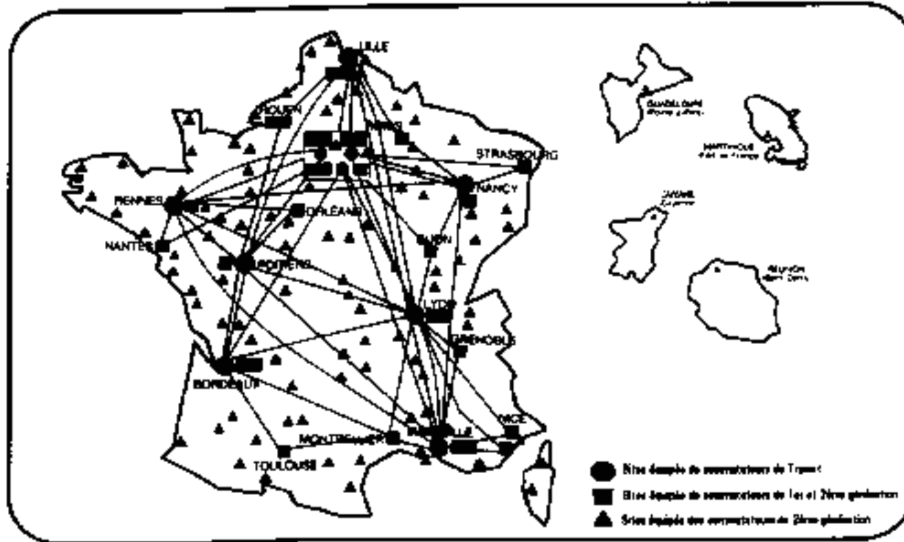


Figure 5.1. Infrastructure du réseau TRANSPAC fin 1993

Ouvert en 1978, le réseau Transpac permet l'établissement de relations entre matériels hétérogènes et entre abonnés situés sur l'ensemble du territoire français. A l'origine, le réseau possédait 4 commutateurs, en 1985 il en comportait plus de 25. En 1993 le réseau compte plus de 150 commutateurs (cf. figure 5.1.). Les commutateurs de Transpac sont reliés entre eux par des liaisons spécialisées louées à France Télécom. Le service de Transpac permet de rationaliser l'usage (par multiplexage statistique) de ces liaisons permanentes pour des usagers qui réalisent des communications de courte durée.

L'une des originalités de ce réseau de commutation de paquets est d'offrir aux abonnés une tarification indépendante de la distance entre les équipements, mais uniquement fonction du temps de connexion et de la quantité de données transportées.

Il existe de nombreux moyens d'accès au réseau Transpac. On voit sur la figure 1.6. l'accès par le réseau téléphonique commuté. Il permet un accès à 1200 B/s en réception et 75 B/s en émission. Des accès à plus haut débit sont possibles par des modems sur des numéros d'appels Transpac pour des usages temporaires. Transpac est aussi accessible par le canal D de Numéris à 16 Kb/s. Des débits plus élevés (64, 128, 256 kb/s ou même 2 Mb/s) nécessitent la location d'une liaison spécialisée.

5.2.2. Architecture de Transpac

Seuls les trois premiers niveaux du modèle OSI de l'ISO sont implantés dans Transpac. Le niveau 3 (couche réseau) offre à l'utilisateur un service de transmission de

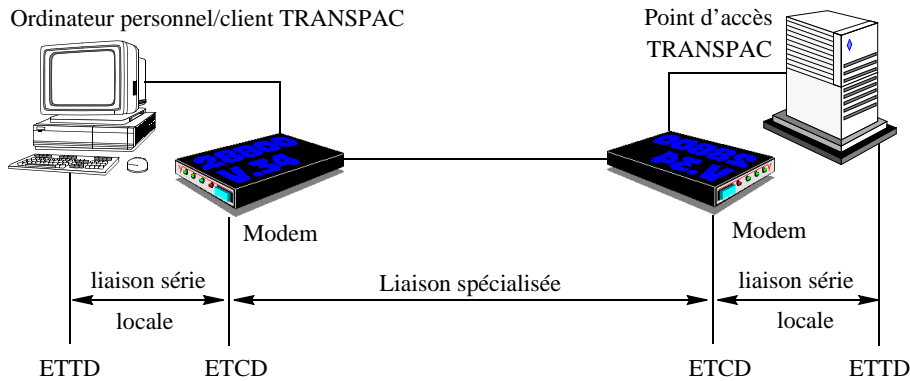


Figure 5.2. Raccordement au point du réseau TRANSPAC par une voie liaison spécialisée

données sur connexion, appelé X25 [21]. Les informations circulant à ce niveau s'appellent des paquets, N PDU. Nous y reviendrons au chapitre 6.

Le niveau 2 (couche liaison) assure la transmission des données par blocs, L SDU sans erreurs. Les informations circulant à ce niveau s'appellent des trames, L PDU. Ce niveau gère le protocole de transmission entre les deux entités (gestion des ressources, traitement des erreurs) et s'occupe de l'enveloppe des trames pour leur délimitation dans le flot continu de données. Le protocole utilisé, appelé LAP B (*Link Access Protocol version B*), est un protocole de transfert de données sur connexion. Nous allons l'examiner. Aujourd'hui, Transpac utilise diverses versions de protocoles (LAP D...). Néanmoins le segment terminal d'accès usager utilise toujours le protocole LAP B.

Le niveau 1 (couche physique) permet le transport des informations élémentaires (bits) à un rythme fixe (vitesse de la liaison). Il utilise un format de trame, MA PDU, connu sous le nom de HDLC (*High Level Data Link Control*). Nous ne le décrivons ici que pour illustrer la couche physique et le mécanisme de détection des erreurs. On ne le verra plus dans les exercices proposés pour ce chapitre puisque les trames sont collectées par une station au niveau liaison. Seul un oscilloscope pourrait montrer les enveloppes physiques complètes. La couche physique est mise en œuvre sur les liaisons spécialisées.

Le réseau Transpac est résumé par le schéma de la figure 5.2. dans le vocabulaire de Transpac (et dans les recommandations de l'IUT-T), on appelle ETCD, Equipement de Terminaison de Circuit de Données (en anglais DCE, *Data Commutation Equipement*), le point d'accès au réseau pour l'utilisateur ; en pratique un modem. On appelle ETTD, Equipement Terminal de Traitement de Données, l'équipement de l'utilisateur (en anglais DTE, *Data Terminal Equipement*), ou le nœud d'entrée Transpac (cf. figure 5.3.). Ce vocabulaire permet entre autres de distinguer la partie fournie par et sous la responsabilité de la société Transpac de la partie dont l'abonné est responsable.

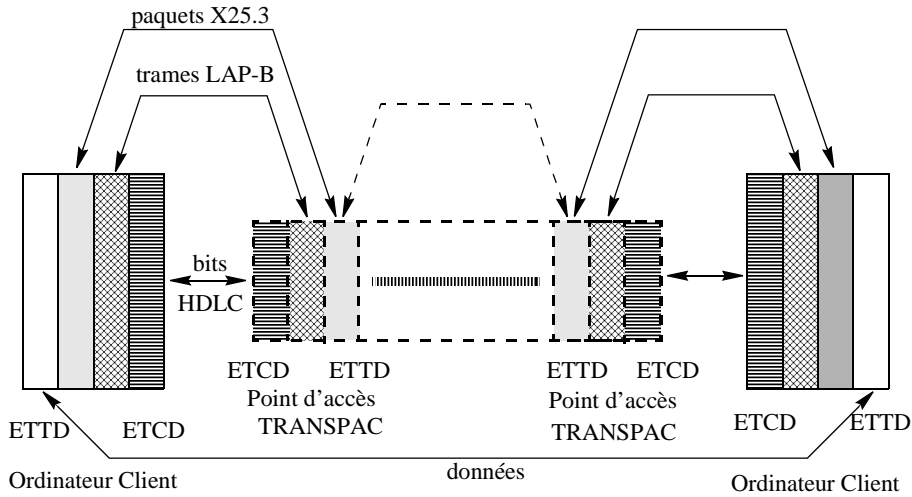


Figure 5.3. Modèle de référence du service X25 de TRANSPAC

L'ETDD doit disposer de la pile de protocole utilisée en interne par Transpac pour construire la voie de communication jusqu'à l'abonné demandé (cf. figure 5.3.). On observe donc que les ordinateurs des clients et les point d'accès mettent en œuvre la même pile de protocoles.

5.2.3. L'enveloppe du niveau physique

Ce sous-niveau permet de délimiter les blocs d'informations utiles dans le flot continu de bits transmis par le niveau physique. Il permet également de détecter les erreurs éventuelles introduites par le niveau physique dans les blocs d'information. Il permet, enfin, d'effectuer une signalisation des deux états de la ligne physique (actif et inactif) pour chaque sens de transmission.

Avec le format utilisé HDLC, *High Level Data Link Control* (cf. figure 5.4.), toutes les trames doivent commencer et se terminer par une séquence spéciale de délimitation de trame ou fanion (*flag* en anglais). L'équipement (ETCD) doit, en permanence, rechercher cette séquence. Le fanion est utilisé pour la synchronisation des trames. Il sert à délimiter le début et la fin d'une trame. Un même fanion peut être

fanion	bloc d'information	CRC	fanion
01111110		16 bits	01111110

Figure 5.4. Structure de la trame HDLC dans la couche physique

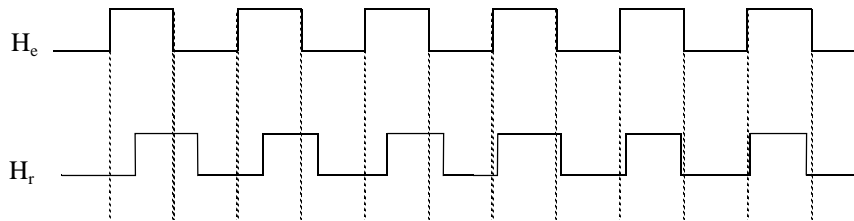


Figure 5.5. Les horloges de l'émetteur et du récepteur ne sont pas généralement en phase et n'ont pas la même précision

utilisé à la fois comme fanion de fermeture et fanion d'ouverture de la trame suivante, autrement dit comme séparateur de trames. L'émission continue de fanion ou de données signale une liaison physique active. L'absence prolongée de fanions signale une liaison physique inactive.

Le codage utilisé ne prévoit pas de retour à zéro, il est appelé NRZ (Non-Retour à Zéro). Il consiste à coder la valeur 1 par un niveau électrique et 0 par un second niveau pendant une durée, égale à l'inverse du débit, appelée : temps bit = $1/D$ secondes. Cela pose problème au niveau physique, car l'horloge de l'émetteur et du récepteur ne sont d'une part pas synchrones (cf. figure 5.5.), d'autre part elles ne sont pas également précises et donc risquent de dériver l'une par rapport à l'autre. L'horloge sert à déterminer les temps bits. Chaque temps bit débute sur un front d'horloge. Les transitions $1 \rightarrow 0$, $0 \rightarrow 1$, coïncident avec un front d'horloge. Ces transitions peuvent donc être utilisées pour caler et synchroniser l'horloge du récepteur sur le signal reçu. En l'absence prolongée de telles transitions (suite de 0 et de 1), il n'est plus possible de synchroniser l'horloge. En conséquence, une suite de bits identiques risque d'être reçue avec un bit en plus ou en moins. Pour éviter cela, il y a lieu de forcer des changements de niveau lorsque plus de cinq bits à un sont soumis, pour permettre au récepteur de caler son horloge sur le signal reçu. La séquence 01111110 viole cette règle, aussi sert-elle de marque de début et de fin de la trame (appelé fanion). Il faut éviter que la suite 01111110 se retrouve à un autre endroit dans la trame, sinon le récepteur croirait à une fin de trame. L'émetteur doit examiner le contenu de la trame entre les deux fanions. Il doit insérer un 0 après toute séquence de cinq 1 consécutifs¹. Le récepteur doit examiner le contenu des trames et éliminer tout élément 0 qui suit immédiatement 5 éléments à 1 (cf. figure 5.6.). Afin de préserver la transparence de l'information transmise. C'est-à-dire que l'utilisateur peut envoyer n'importe quelle séquence de bits sans que cela influence le service de la couche inférieure (ici physique) chargée de transmettre le SDU.

Le mécanisme de détection d'erreur est basé sur un code à redondance cyclique (CRC, cf. paragraphe 4.2) de 16 bits placés en fin de trame. Le polynôme générateur utilisé pour calculer le CRC est $x^{16} + x^{12} + x^5 + 1$. Les bits, ou éléments binaires, à 0

1. Ce mécanisme est appelé *bit stuffing* en anglais.

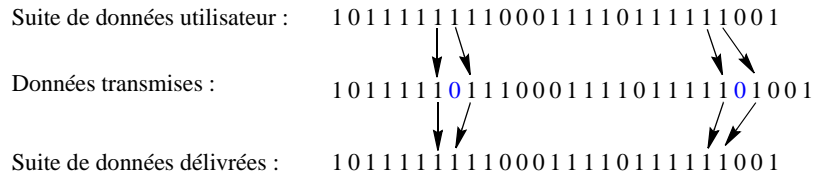


Figure 5.6. Processus d’insertion et de retrait de bits dans une séquence émise et reçue

ajoutés pour éviter toute confusion avec le fanion, ne sont pas inclus dans le calcul du CRC.

5.2.3.1. Architecture de la couche physique de HDLC

Le sous-niveau physique et la partie basse de la couche liaison peuvent ainsi être décomposés en quatre fonctions ou entités protocolaires, comme le montre la figure 5.7. On remarquera que la fonction *bit stuffing* est effectuée en émission après le calcul du CRC, réciproquement en réception avant le calcul du CRC. Elle s’applique donc au résultat du calcul du CRC. On remarquera qu’il s’agit d’un empilement hiérarchique d’entités protocolaires (en l’occurrence, toutes au sein du niveau physique du modèle OSI). Comme il n’y a pas de besoin de multiplexage, il est inutile de créer plusieurs SAP spécifiques en entrée (resp. en sortie) de chaque entité protocolaire. L’assemblage est figé, il ne tolère aucun multiplexage. Par exemple une seule entité « fanion et bit-stuffing » peut utiliser le service fourni par l’entité modulation/démodulation.

En émission on peut décomposer le niveau physique en quatre entités.

— entité sérialisateur qui permet de passer des octets ou mots en mémoire à un train de bits continu au débit de la voie, et réciproquement le récepteur remet en octets la suite de bits reçus,

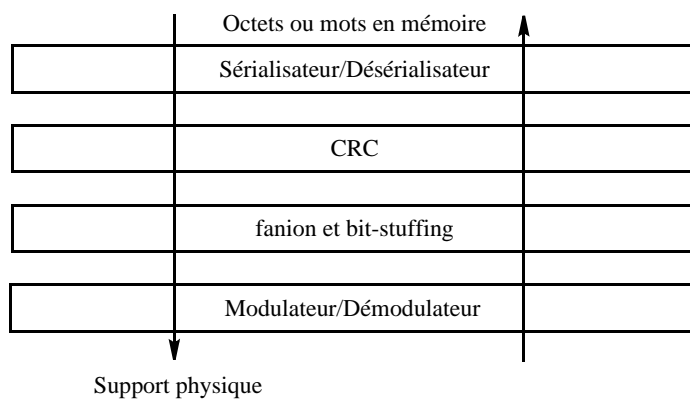


Figure 5.7. Décomposition en sous-couches des fonctions réalisées par la couche physique

Adresse 8 bits	Commande 8 bits	Information
-------------------	--------------------	-------------

Figure 5.8. *Format court du bloc d'information de la trame HDLC*

— entité de calcul du CRC, l'émetteur ajoute le CRC dans le MA PDU alors que le récepteur effectue la vérification,

— entité d'ajout (resp. retrait) de bits à 0, bit stuffing. Ce même module émet les fanions en l'absence de demande de données à transmettre. Ce module marque (resp. signale) le début et la fin des MA PDU.

— enfin, entité d'émission physique, ou modem proprement dit, qui transforme les séquences de bits en un signal adapté au support de transmission. Le réseau remplit normalement le temps entre les trames en émettant des fanions contigus. Lorsque le réseau émet des fanions contigus, la liaison physique de transmission du réseau vers l'ETTD est dite dans l'état actif.

Cette séparation en quatre entités est purement logique et n'est pas nécessairement implantée dans les réalisations, car des simplifications peuvent souvent être réalisées en associant les différentes fonctions nécessaires à l'élaboration des tâches de ces entités.

5.2.4. Gestion logique des trames

La couche physique permet d'assurer un transport de blocs avec une faible probabilité d'erreur sur l'information, mais avec possibilité de pertes. Une trame reçue avec un CRC faux est en effet éliminée.

Le format des paquets de la couche liaison est donné sur la figure 5.8. La couche liaison permet de corriger ces pertes de blocs d'informations à l'aide de plusieurs protocoles. Nous allons décrire ici la procédure appelée LAP B (*Link Asynchronous Protocol version B*). Ce protocole permet de transporter sans erreur et de conserver l'ordre des paquets manipulés par la couche supérieure. La couche liaison avec le protocole LAP B ne gère que des liaisons point à point. Il existe un format long (utilisé dans les réseaux locaux, les réseaux satellites) et un format court. Nous décrivons ici uniquement le format court.

Dans Transpac, pour connecter un ETTD au réseau, deux valeurs d'adresse sont utilisées. Elles permettent de distinguer les deux catégories de trame appelées *commande* et *réponse*. L'utilisation de ces adresses et les valeurs sont données sur la figure 5.9.

5.2.4.1. Champ de commande

Le champ de commande sert à désigner le type de la trame. Suivant la fonction de la trame (ouverture de connexion, acquittement, transport de données, etc.), ce champ prend des valeurs différentes. Les trames sont classées suivant trois types.

Catégorie \ Emetteur	réseau	abonné
COMMANDE	00000011	00000001
REPONSE	00000001	00000011

Figure 5.9. Le champ adresse

— Le type I, ou Information, désigne les trames qui transportent des données utiles, L SDU, c'est-à-dire transmises à la couche supérieure.

— Le type S, ou Supervision, désigne les trames qui vont transporter des informations de contrôle pour la connexion (acquiescement, contrôle de flux, etc).

— Le type U, ou non numéroté (*Unnumbered*), permet de transmettre des trames en dehors des connexions (ouverture de connexion, fermeture, purge, etc).

La figure 5.10. récapitule les différents types de champs de contrôle utilisés au niveau 2 du réseau Transpac.

5.2.4.2. Les numéros de séquence

Chaque paquet, L SDU, venant de la couche Réseau est placé dans un bloc d'information, L PDU, lui-même placé dans une trame physique, MA PDU. Pour détecter les pertes éventuelles de bloc d'information, on attache à ceux-ci un numéro de séquence. Dans la suite de ce document, nous appellerons ce numéro de séquence en émission N_s (S pour Send).

Le numéro de séquence est codé sur 3 bits, ce qui permet d'obtenir des valeurs comprises entre 0 et 7. La numérotation des trames se fera modulo 8. Quand nous ferons référence à une relation d'ordre (par exemple : cette trame a un numéro de séquence supérieur à cette autre trame), nous nous référerons à cette numérotation modulo 8.

Les trames perdues sur la liaison d'accès devront être répétées. A cet effet, il faut les garder en mémoire chez l'émetteur. Le nombre de trames mémorisées sera au maximum égal à 8. L'anticipation ne peut excéder 7 trames du fait que le compteur est implanté sur 3 bits, sinon l'on retrouverait un numéro déjà utilisé.

Pour indiquer à l'émetteur que tous les paquets contenus dans les trames d'information précédentes ont bien été reçus, et par conséquent qu'il n'est plus nécessaire de les garder en mémoire, le récepteur va émettre le numéro du prochain paquet attendu, appelé « numéro de séquence en réception » N_r (R pour Receive) dans les trames d'information (technique du *piggy backing*¹) et les trames de supervision ($N_r = N_s + 1$, où N_s indique le numéro de la dernière trame reçue en séquence). En d'autres termes, le récepteur émet le numéro de la prochaine trame attendue.

1. Le terme *piggy backing* désigne le fait d'utiliser une trame de type I (Information) pour acquiescer une trame précédente. Cette technique est utilisée dans de nombreux protocoles.

Type de trame	Catégorie	C O D A G E							
		8	7	6	5	4	3	2	1
Trame I	commande		N_r		P/F		N_s		0
Trame S RR: prêt à recevoir REJ: Rejet RNR: Non prêt à recevoir	Réponse/ commande		N_r		P/F	0	0	0	1
	Réponse/ commande		N_r		P/F	1	0	0	1
	Réponse/ commande		N_r		P/F	0	1	0	1
Trame U SABM: Ouverture ou réinitialisation DM: Indication de mode déconnecté DISC: déconnexion UA: Accusé de réception FRMR: rejet de trame	Commande	0	1	1	P	1	1	1	1
	Réponse	0	0	0	P	1	1	1	1
	Commande	0	1	0	P	1	1	1	1
	Réponse	0	1	1	F	0	0	1	1
	Réponse	1	0	0	F	0	1	1	1

Figure 5.10. Différentes valeurs du champ commande (format court)

5.2.4.3. Le bit P/F

Le bit P/F se retrouve dans chacune des trames LLC. Une convention de notation fait que ce bit n'est pas appelé de la même manière suivant que la trame est une requête ou une réponse à une requête (par exemple, une trame SABME est une requête et une trame UA est une réponse à cette requête).

Pour une requête le bit, s'appelle P (pour *Poll*). L'émetteur de la requête demande une réponse immédiate du récepteur. Dans le cas d'une réponse, ce bit s'appelle F (pour *Final*) : il indique que le récepteur répond bien à la précédente requête. A l'origine du protocole, le droit d'émission était géré par une station maître à l'aide du *polling* (invitation à émettre). Les stations esclaves pouvaient émettre une suite de trame dont la dernière était marqué *final*. Ces noms ont été conservés dans les évolutions du protocole.

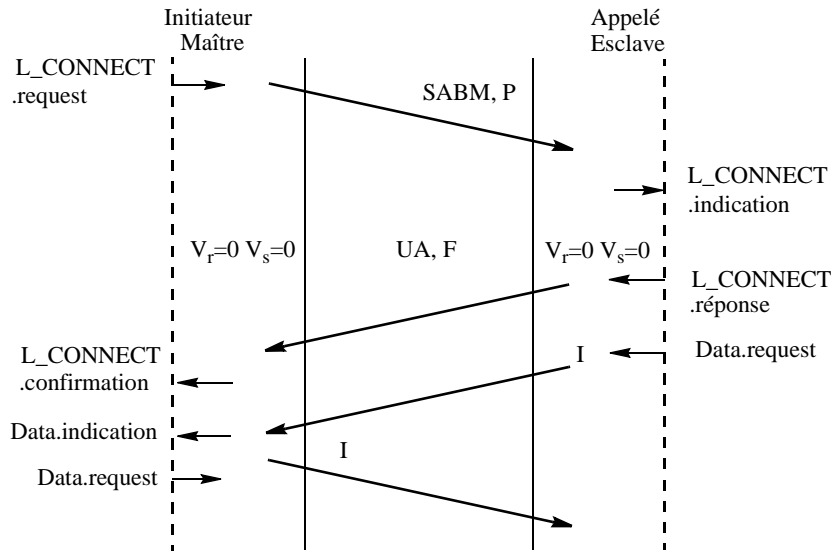


Figure 5.11. Etablissement de la connexion. Une fois établie la connexion est full duplex. Les deux entités peuvent émettre et recevoir

Il ne faut pas confondre ce bit P/F avec le bit C/R présent dans le champ adresse, aussi appelé SSAP. Le bit C/R sert à coder la nature de la trame commande ou réponse, tandis que le bit P/F sert à demander une réponse immédiate dans le cas d'une trame de commande et à donner une réponse immédiate dans le cas d'une trame réponse. Autrement dit, dans le cas d'une trame de commande (bit C/R à 0), le bit du champ contrôle s'appelle P, et dans le cas d'une trame de réponse (bit C/R à 1), le bit du champ contrôle s'appelle F.

5.2.5. Fonctionnement du protocole

LAP B est un protocole qui offre un service sur connexion. Il y a donc trois phases dans la vie du protocole (cf. paragraphe 2.1.5) :

- établissement de la voie (ouverture de la connexion),
- transfert de données sur la voie,
- libération de la voie (fermeture de la connexion).

5.2.5.1. Etablissement de la voie

Si la voie est dans l'état déconnecté, l'ETTD initiateur, abonné ou réseau, peut demander l'établissement de la liaison en transmettant la commande SABM (*Set Asynchronous Balanced Mode*), comme le montre la figure 5.11. L'ETTD appelé répond normalement par UA (*Unnumbered Acknowledge*) et passe en phase de transfert

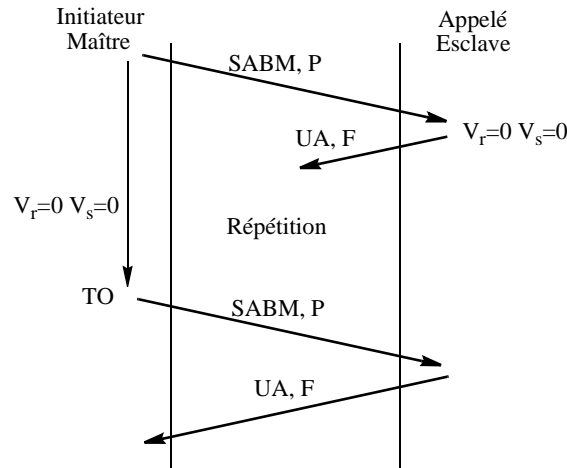


Figure 5.12. Etablissement d'une connexion après la perte de l'accusé de réception

d'information. L'ETTD initiateur et l'ETTD appelé peuvent alors s'échanger des trames d'information. Deux compteurs V_r (receive) et V_s (send) qui appartiennent au contexte de la connexion sont créés de chaque côté et initialisés à 0.

Le contexte de la connexion est donc créé pendant la phase d'établissement de la connexion et ces deux compteurs vont servir à assurer le séquençement des paquets.

Le protocole garantit le séquençement des données et la récupération des erreurs, comme nous allons le voir par la suite. Par contre la demande de connexion (SABM) ou l'accusé de réception (UA, cf. figure 5.12.) peuvent se perdre. Pour pallier ce risque de perte, un réveil, TO pour Time Out, est armé par l'initiateur de la connexion. S'il n'obtient pas de réponse avant la fin du délai compté par le réveil, il réitère sa demande. Cette opération peut être répétée plusieurs fois (3 ou 4), et, si au bout de ces répétitions aucune réponse n'est parvenue, la connexion est refusée.

L'automate d'établissement d'une connexion est décrit sur la figure 5.13. Il y apparaît que les deux équipements ont un rôle différent dans cette phase. L'initiateur va demander l'ouverture de la connexion, alors que le répondeur est préalablement en attente de la demande d'ouverture. Cet automate comporte quatre états :

- « Repos » : l'automate attend soit une demande d'ouverture par un utilisateur de la couche supérieure, soit une trame SABM de la couche inférieure.
- « Attendre ACK » : l'automate est l'initiateur de la connexion. Il a émis une demande de connexion (SABM) vers son correspondant et attend l'accusé de réception de celui-ci. Il a aussi armé un réveil (TO) pour surveiller l'arrivée de la réponse. Dans cet état, il surveille la réception de l'accusé de réception, ou la sonnerie du réveil. Si le réveil sonne, il réémet la demande d'ouverture (le contrôle du nombre de répétitions n'est pas implanté sur cet automate).

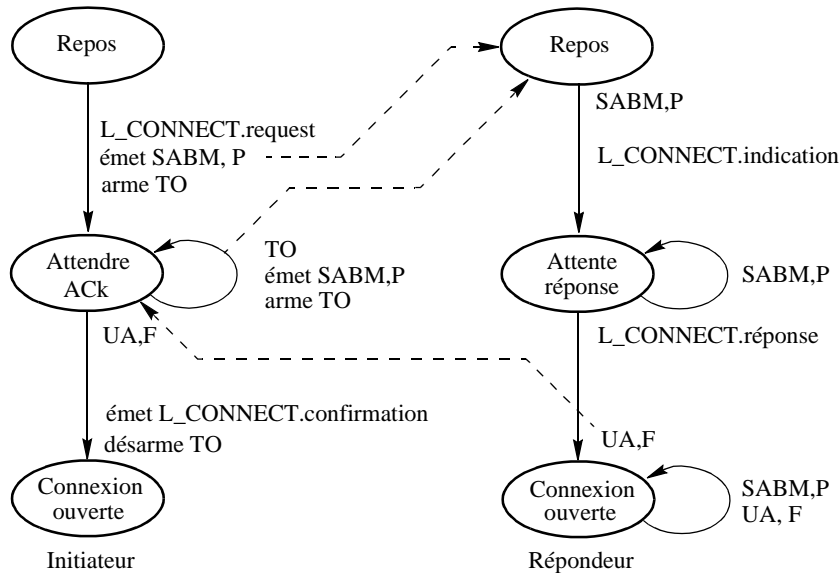


Figure 5.13. Automate décrivant le fonctionnement de l'établissement d'une connexion

— « Attente réponse » : l'automate a reçu un SABM de la couche inférieure. Il a averti l'utilisateur local d'un appel externe et attend que celui-ci accepte ou refuse la connexion. Il peut alors recevoir de nouveau la demande SABM dans le cas d'un répétition par l'initiateur. Il ignore cette répétition. Par contre, lorsqu'il reçoit l'acceptation de l'utilisateur, il envoie l'accusé de réception.

— « Connexion ouverte » : l'automate autorise le transfert de données sur la connexion. L'automate entre dans la phase de transfert de données.

5.2.5.2. Déconnexion de la voie

Pendant la phase de transfert de l'information, l'ETTD indique une demande de déconnexion en transmettant au réseau la commande DISC (*Disconnect*). Celui-ci répond par la commande DM, Disconnect Mode, et passe dans l'état déconnecté.

5.2.6. Transfert de données

5.2.6.1. Séquencement

Quand une requête L DATA.request (L SDU¹) est soumise en A, l'automate LAP B de A va créer la L PDU Information correspondante. Le paramètre de la

1. Dans les paragraphes suivants, on utilisera l'expression la L SDU ou la L PDU par abréviation pour la trame L SDU (resp L PDU) bien que, en principe, les abréviations anglaises soient toujours au masculin en français.

Vitesse de la ligne	Valeur minimale du temporisateur.
48 000 b/s	100 ms
19 200 b/s	200 ms
9 600 b/s	400 ms
4 800 b/s	800 ms
2 400 b/s	1 600 ms

Figure 5.14. Valeur de temporisation TO pour différents débit de la voie physique

requête est l'information SDU (*Service Data Unit*) que l'utilisateur souhaite transmettre. Il met le numéro du L PDU dans le champ N_s grâce à la valeur courante V_s , et dans le champ N_r la valeur courante du numéro de la prochaine L PDU attendue grâce à la valeur de V_r . Le bit de polling est à zéro. Le compteur V_s est incrémenté après l'envoi de la L PDU.

La figure 5.17. montre différents cycles d'échanges après l'ouverture de la connexion. Après l'envoi de la L PDU, le compteur V_s est incrémenté et un réveil, TO, est armé. Le récepteur de cette trame va l'accepter car elle est en séquence (le numéro N_s est égal au V_r qu'il possède). Il incrémente V_s , le numéro de la prochaine L PDU attendue. Il peut émettre au destinataire l'indication de réception L.DATA.indication (L SDU). Comme ce n'était pas une L PDU I de scrutation ($P = 0$), l'entité liaison réceptrice peut attendre pour répondre d'avoir une trame de données. Il ne faut pas néanmoins qu'elle attende plus qu'une durée TO pour éviter que l'émetteur ne retransmette sa L PDU (cf. figure 5.14.). Nous verrons plus loin que s'il n'a aucune donnée à émettre, il peut répondre par une L PDU de supervision RR.

Restons sur l'exemple de la figure 5.17. B ne répond pas immédiatement. B incrémente son compteur V_r pour noter qu'il attend maintenant une L PDU de numéro de séquence 1. A, de nouveau, a une L PDU à transmettre : il émet donc une L PDU 1 de numéro de séquence $N_s = 1$. Comme il souhaite savoir où en est sa précédente LPDU, il émet une L PDU de commande avec le bit P à 1. A la réception de cette commande, B va être obligé de répondre. A ne réarme pas nécessairement un réveil TO car celui de la L PDU précédente court toujours. Comme précédemment, B accepte cette L PDU car, $V_r = N_s$, il incrémente V_r . Sur la figure 5.17, on suppose qu'à cet instant, B a des données à émettre, il répond par une L PDU de réponse avec le bit P/F = 1. Il met $N_s = V_s = 0$ et $N_r = V_r = 2$. Après cette transmission, B incrémente V_s ; en recevant cette L PDU, A sait que ses L PDU 0 et 1 ont été correctement reçues. Il va désarmer aussi le réveil TO, armé pour la première émission. OI libère les copies des L PDU 0 et 1 conservées dans ses buffers.

Dans le réseau Transpac, un certain nombre de valeurs pour le temporisateur (TO) sont définis en fonction du débit de transmission des données. Au débit correspond bien sûr une durée d'émission. La figure 5.14. donne les valeurs de ce temporisateur.

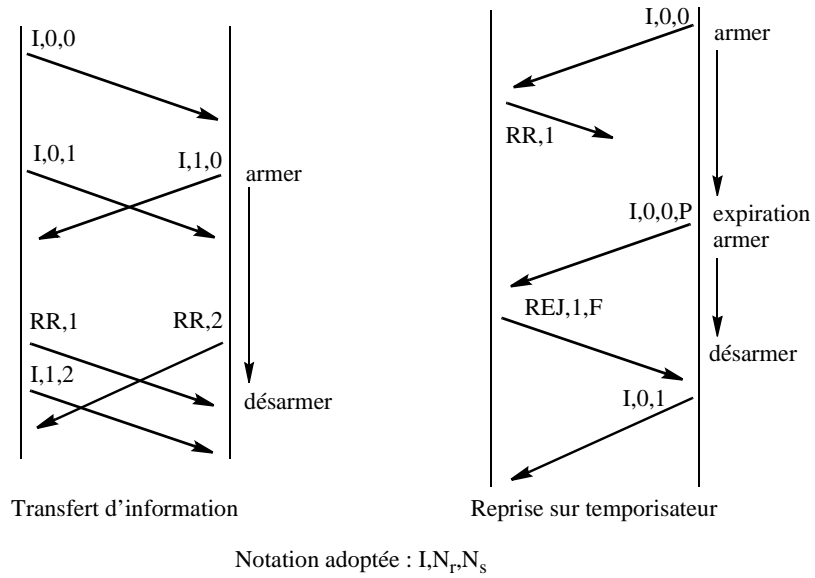


Figure 5.15. Exemple d'échanges d'informations quand les réveils sont armés

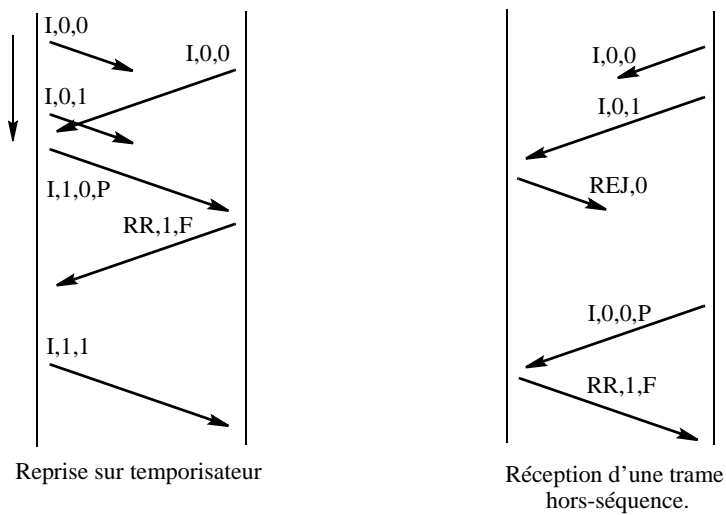


Figure 5.16. Exemples de schémas d'échanges ou diagrammes temporels

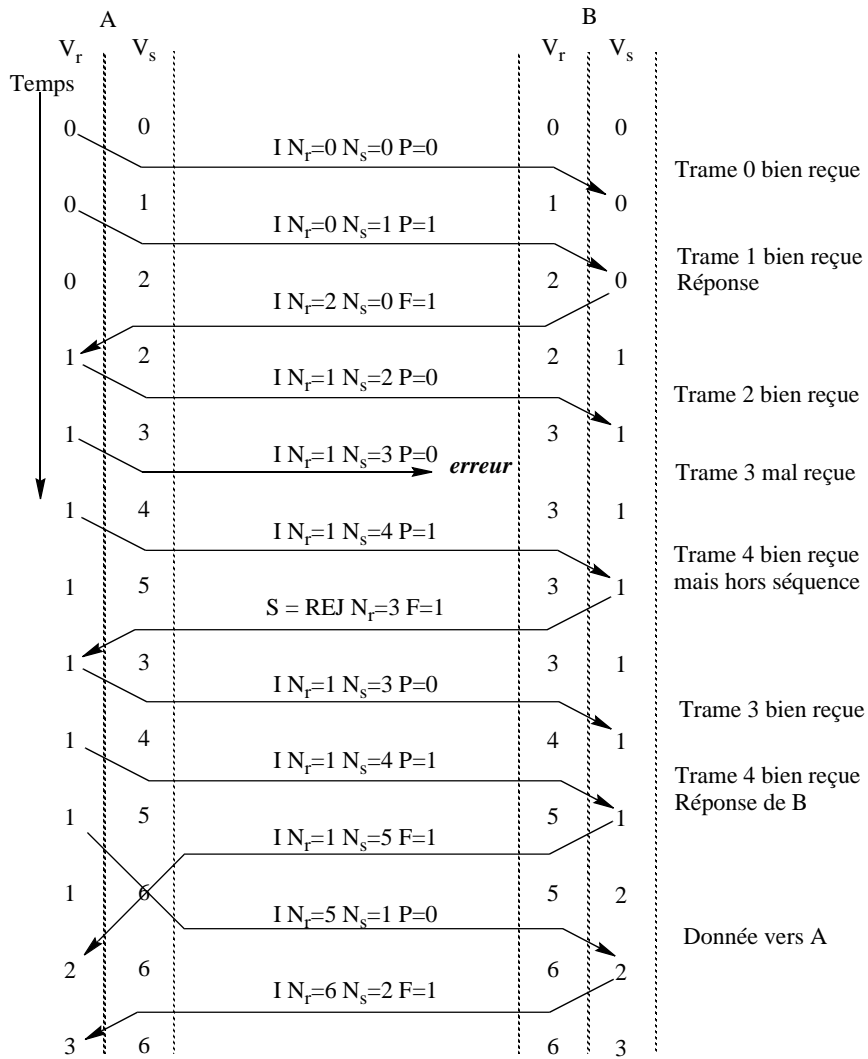


Figure 5.17. Echanges de trames de données

Toujours sur la figure 5.17, étudions maintenant un cas d'erreur détectée. A envoie trois L PDU de numéro de séquence 2, 3 et 4. On suppose que la seconde trame ($N_s=3$) arrive erronée chez B et que la dernière trame ($N_s=4$) est une commande de polling. Le réveil TO est armé sur la L PDU 2 uniquement. V_s croît jusqu'à 5.

Comme précédemment, B reçoit la L PDU 2 ($N_s=2$) et accepte celle-ci car $N_s = V_r$. B ne reçoit pas la L PDU 3 ($N_s=3$), mais reçoit la L PDU 4 ($N_s=4$) et constate que

$N_s > V_r$. La L PDU 4 est dite hors séquence. Il ignore donc la partie SDU de cette L PDU, c'est-à-dire qu'il ne délivre pas le L SDU 4, les données, à l'utilisateur. Par contre, il reconnaît dans la trame la source et la présence du bit P. B va donc renvoyer une L PDU de supervision de code REJ avec $N_r = V_r$. Le compteur V_s n'est pas incrémenté dans ce cas. La réception par A de cette trame de supervision lui permet savoir qu'une L PDU hors séquence est arrivée à l'entité homologue et de reconnaître que B attend toujours la L PDU 3. A remet son compteur V_s à 3, libère le tampon de la L PDU 2 qui est acquittée, désarme le réveil TO et reprend la transmission des L PDU 3 et 4.

Une L PDU information, même avec le bit P/F à 1, n'aurait pas eu un effet similaire. En effet les L PDU peuvent se croiser et le fait que N_r ne soit pas égal à V_s ni signifie nullement qu'une perte à eu lieu. Afin de mettre en lumière les phénomènes d'asynchronisme qui se produisent, la partie inférieure de la figure 5.17. montre un exemple d'échanges où les L PDU arrivent pendant une réception. On s'aperçoit alors que les compteurs V_s et V_r évoluent de manière différente dans le temps en A et en B.

Il s'agit, comme le lecteur peut le constater, d'un protocole qui revient en arrière pour retransmettre les N L PDU émises depuis la L PDU (incluse) : on dit qu'il est de type « Go Back N ». Normalement, B ne doit envoyer qu'une seule L PDU REJ. Après celle-ci, il ignore les L PDU hors séquence, afin d'éviter les reprises de transmissions multiples chez A. Néanmoins, un réveil de surveillance du rejet est armé pour contrôler que celui-ci ne s'est pas perdu. Dans une telle hypothèse, la L PDU REJ pourrait être retransmise N fois de manière similaire à la procédure d'ouverture de connexion avant de décider que la connexion est fermée. Nous ne traiterons pas tous les cas de fautes et d'asynchronismes possibles. La figure 5.19. décrit le fonctionnement de cet automate simplifié et son comportement dans les différentes situations. Nous laissons au lecteur le soin de le découvrir, ou de se reporter à la description détaillée fournie soit par les STUR LAP B, soit par la norme IEEE802.2.

Le fonctionnement correct de ce protocole est basé sur une hypothèse de flux équilibré, c'est-à-dire que les deux partenaires envoient des données (scénario de type question-réponse typique des applications transactionnelles). Dans ce cas, si la réponse vient rapidement, la donnée permet d'économiser l'acquiescement. En pratique, du fait des valeurs des timers (cf. figure 5.14.), il faut une réaction très rapide. Si un ordinateur peut le faire, c'est rarement le cas d'un humain. La plupart du temps, il faut envoyer une trame d'acquiescement RR pour éviter que le réveil ne sonne chez l'émetteur. On réfléchira à ce problème dans l'exemple proposé par l'exercice 5.4.

5.2.6.2. Contrôle de flux

Etudions maintenant la gestion du contrôle de flux. La figure 5.17. montre un tel cas et fait suite directement à la figure 5.17. Après réception de la L PDU 6, B a utilisé tous ses tampons. Une cause possible est, par exemple, que l'utilisateur de cette connexion ne retire pas ses données. B ne peut recevoir les L PDU 7 et 0 du fait qu'il n'a plus de tampons. Celles-ci sont donc perdues. B envoie une L PDU de supervision RNR après la L PDU de numéro de séquence 0 venant de A (numérotation modulo 8

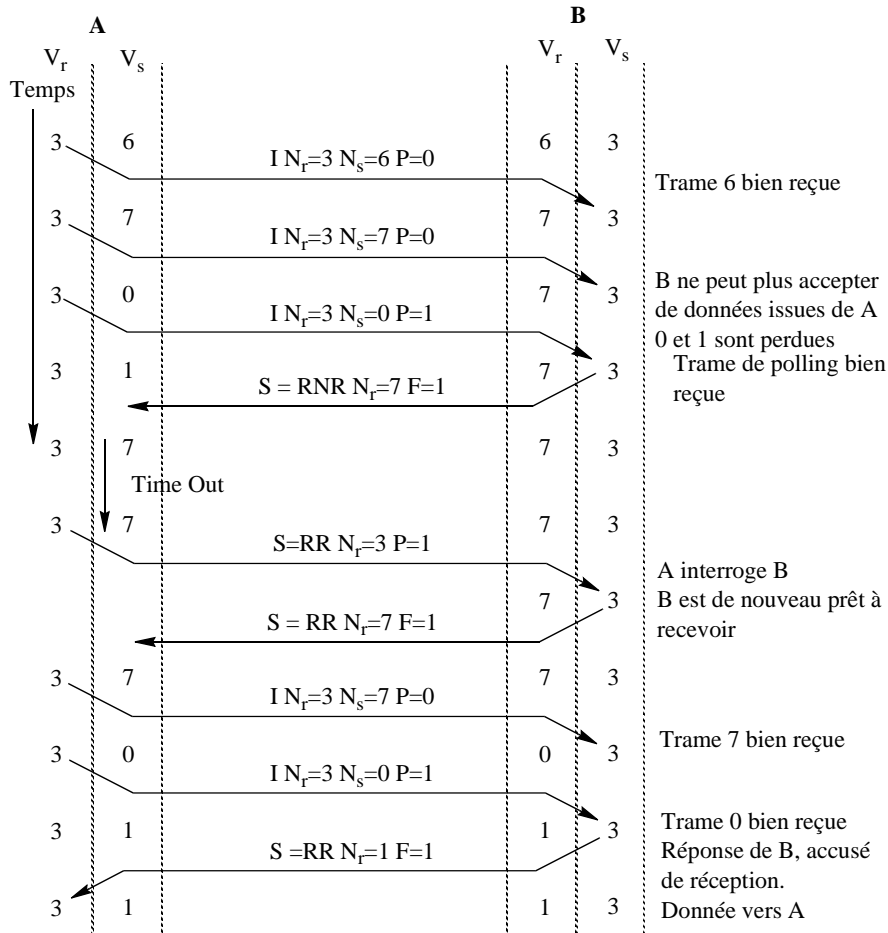


Figure 5.18. Utilisation des L PDU Recepteur non prêt (RNR) et Receiver Ready (RR) pour gérer le contrôle de flux

dans l'exemple), car celle-ci a le bit P à 1 et la réponse est donc impérative. B aurait tout aussi bien pu envoyer son RNR sur la L PDU précédente. Sur réception du RNR, A comprend que B est bloqué. Cette L PDU a $N_r = 7$: A remet donc son compteur V_s à 7 mais ne reprend pas la transmission de nouvelles L PDU information.

Le déblocage de cette situation ne peut provenir que de B. Néanmoins A est autorisé à envoyer des L PDU supervision RR avec le bit P à 1 pour forcer B à répondre, à acquitter les L PDU qu'il a reçues précédemment et à vérifier qu'il est toujours en état de fonctionnement. En effet, A ne peut rester éternellement silencieux ; si B n'a aucune donnée à envoyer, il doit forcer B à lui confirmer qu'il est

toujours bloqué. Lorsque B a de nouveaux tampons, il envoie une L PDU de supervision RR pour signaler qu'il est de nouveau prêt à accepter des L PDU d'information. Cette L PDU permet de débloquent A, elle ne l'informe nullement du nombre de L PDU I qu'il est habilité à émettre.

Cela signifie seulement que la fenêtre de réception est de nouveau ouverte sans précision du nombre de L PDU I qui peuvent être envoyées. A va donc renvoyer ses informations. Sur cet exemple, la L PDU I de numéro 0 envoyée par A oblige B à répondre. B, n'ayant pas de données à transmettre, le fait en envoyant une L PDU de supervision RR qui acquitte les deux précédentes données de A. Le mécanisme que nous venons de décrire permet d'asservir le débit d'émission de l'émetteur aux capacités de réception du récepteur. Ce mécanisme est appelé contrôle de flux.

Dans les exemples précédents, nous avons toujours eu des données à transmettre soit de A vers B, soit de B vers A. Supposons maintenant que A envoie sa dernière unité de donnée vers B et que celle-ci ne soit pas reçue correctement.

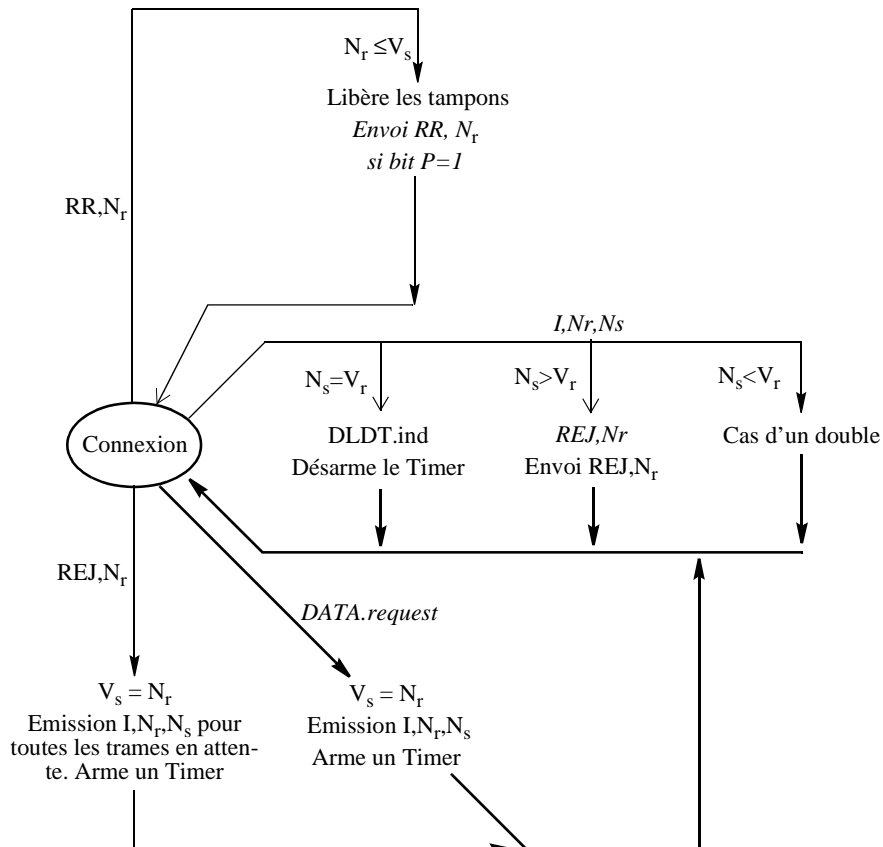
A pourrait attendre indéfiniment l'acquiescement de celle-ci. Il faut un réveil pour débloquent cette situation. Lorsque le réveil TO sonne, A renvoie une L PDU Information avec le bit P à 1 vers B pour le forcer à répondre et arme un réveil spécifique appelé P Bit, *Poll Bit*, plus court que TO. On prend en compte ici le fait que le correspondant est dans l'obligation de répondre. Si à la sonnerie du réveil P-Bit aucune réponse n'a été reçue (L PDU donnée, RR ou RNR), la L PDU Information de commande est réémise. Le réveil P Bit est armé de nouveau. Ce processus est répété au maximum N fois¹. Si au bout de N fois aucune réponse n'est obtenue du correspondant, la connexion est considérée comme rompue et l'utilisateur en est informé.

5.2.6.3. Gestion des pertes

Nous avons vu que la réception d'une L PDU hors séquence permettait de détecter la perte d'une précédente L PDU et de reprendre la transmission des L PDU depuis celle qui a été perdue. A l'émission d'une L PDU, un réveil TO est armé pour surveiller la réception de l'acquiescement correspondant. Si ce réveil sonne, cette L PDU est retransmise N fois avant de décider de la rupture de la liaison. Afin de réduire la durée de cette détection, le bit P permet de forcer le correspondant à répondre. Lorsqu'une L PDU avec le bit P est émise, un réveil spécifique plus court que TO est armé. Nous ne traiterons pas ici d'autres cas de fautes que ceux déjà évoqués.

Il est extrêmement complexe de prévoir tous les cas de figures d'erreurs possibles dans un protocole. Il est généralement recommandé aux auteurs d'implantation d'être extrêmement prudents quant aux L PDU qu'ils envoient et suspicieux à l'égard de tout ce qu'ils reçoivent. Ils doivent en général prévoir de recevoir toutes les configurations de L PDU dans les différents états de leur automate. La norme décrit sous forme d'automate d'état fini le fonctionnement du protocole et décrit les réactions que doit avoir le récepteur d'une L PDU dans tel ou tel état.

1. Typiquement N=3.



DLDT.ind indique la délivrance d'un SDU à l'utilisateur, ou pour le moins le dépôt du SDU dans le SAP de l'utilisateur.

Figure 5.19. Partie de l'automate de LAP-B active pendant la phase de transfert de donnée d'une connexion établie. Le contrôle de flux n'est pas traité

5.2.6.4. Surveillance de la liaison

En l'absence de données soumises par l'utilisateur le protocole émet périodiquement des L PDU RR avec le bit P à un. L'entité homologue répond aussi avec une L PDU RR. La période de répétition est définie par le réveil TO (cf. figure 5.14.).

Donc en l'absence de trafic utilisateur la trace d'une connexion IAP B établie montrera uniquement des L PDU RR.

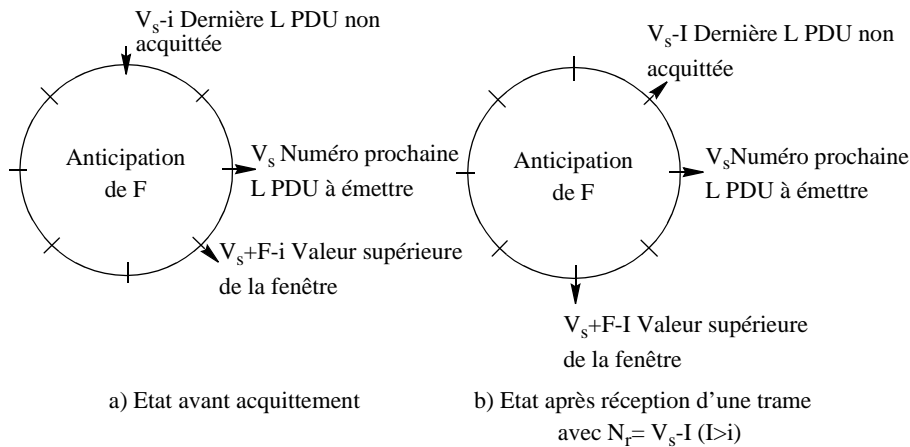


Figure 5.20. Position de la fenêtre dans la numérotation des L PDU

5.2.6.5. Gestion de la fenêtre

La fenêtre d'anticipation indique à l'émetteur le nombre de L PDU I qu'il peut envoyer avant d'exiger un acquittement. A chaque L PDU I émise, il décrémente sa fenêtre locale. A réception d'un ACK, il incrémente sa fenêtre locale du nombre de L PDU acquittées. Ce mécanisme ne peut à lui seul garantir le contrôle de flux. En effet, le récepteur doit conserver les L SDU tant que l'utilisateur ne les a pas consommées. Il peut donc entrer dans des situations de manque de ressources. La fenêtre locale glisse de chaque côté au rythme des L SDU soumises et acquittées pour la source et chez le récepteur des L SDU reçues et consommées par l'utilisateur. Il n'y a aucun mécanisme dans le protocole qui permette d'échanger les valeurs locales.

La figure 5.20. montre une situation où l'émetteur a déjà émis i L PDU I non acquittées. Il est prêt à émettre la L PDU I , V_s , il a encore la possibilité d'émettre $F-i$ nouvelles L PDU avant d'être bloqué. Sur la réception d'une L PDU avec $N_r = V_s - I$, il fera avancer sa fenêtre de manière à ce que la valeur supérieure soit égale à $V_s + F - I$ (cf. figure 5.20. b).

Le lecteur remarquera que, lorsque $F = 1$, le protocole utilisé n'est autre que le mécanisme « Send and Wait » décrit précédemment.

5.3. Conclusion

Le mécanisme de gestion du séquençement et de détection des pertes est utilisé par tous les protocoles fiables, c'est-à-dire qui veulent garantir la correction des erreurs et le séquençement. LAP P est une implantation simple à comprendre. Contrairement au protocole arrêt et attente vu au chapitre précédent qui utilise un réveil pour détecter les pertes LAP B utilise un acquittement négatif explicite (REJ). Il est très important de

maîtriser ces mécanismes que l'on retrouvera sous diverses formes dans d'autres protocoles [53], [54], [26], .

