

Fiche TD – INF 586 (X04 - février 2007)

Bloc 2 – Couches Physique et Liaison

Exercice 2-1

Le débit utile normalisé (ou efficacité) d'un protocole de contrôle d'accès à un « canal » est défini comme étant la fraction du temps occupée par des transmissions réussies de données de l'utilisateur (en dehors de toute surcharge due au protocole). Trouver une expression du débit utile normalisé pour le « roll-call polling », dans le cas où les paramètres du système sont les suivants: la probabilité qu'une station ait un paquet à envoyer est p , le nombre de stations est N , le délai de propagation aller retour entre la station maître et une station quelconque est R , la « bande passante » du canal est b , la taille d'un message de « poll » ou de réponse est l et la taille moyenne d'un message est de L . Quel est l'impact du délai de propagation ?

Application: $p=0.01$, $N=1000$, $R=0.1$ s, $b=10$ Mbps, $l=10$ octets, et $L=500$ octets. Recalculer pour $p=0.9$. Commentaire.

Exercice 2-2

L'algorithme du jeton temporisé permet le partage de la bande passante dans un réseau FDDI. Soit TTRT le délai de rotation cible du jeton, TRT le délai de rotation effectif du jeton depuis le dernier passage et S_i le pourcentage de la bande passante pour le trafic synchrone de la station i ($100\% \leq TTRT$). Au démarrage, le temporisateur TRT est initialisé partout à zéro ; il est incrémenté « linéairement » (en temps réel) dès le début de la réception du premier paquet de données. La topologie physique est un bus et on néglige le délai de propagation ainsi que le temps de transmission du jeton. Chaque station transmet ses paquets de données puis « relâche » le jeton. A la réception du jeton une station S_i effectue les opérations suivantes:

1. transmettre le trafic synchrone pendant $S_i \cdot TTRT$
 2. enregistrer la valeur de TRT_i dans la variable THT_i
 3. remettre à zéro TRT_i (puis l'incrémenter tout de suite linéairement)
 4. tant que THT_i est inférieur à TTRT
 1. transmettre des trames asynchrones
 2. incrémenter THT_i
 5. relâcher le jeton
- a. Montrer pourquoi cela permet le fonctionnement attendu de FDDI: un temps de rotation de jeton effectif maximal de $2 \cdot TTRT$ et un temps de rotation « à long terme » qui converge vers TTRT.
 - b. Dans quel cas le temps de rotation maximal est-il atteint?
 - c. Appliquer pour un réseau de 4 stations avec $TTRT = 10$, $S_i = 2$.

Bloc 3 – Adressage et Routage

Exercice 3-1

Soit un réseau complètement maillé de quatre nœuds A, B, C, et D. Les liaisons AB et CD ont un coût de 2, AC et BD un coût de 4 et AD et BC un coût de 5. Les coûts attribués aux liaisons sont indépendants du sens: c'est à dire (coût A vers B = coût B vers A).

- a. Calculer les chemins minimaux de chaque nœud vers tous les autres nœuds.
- b. En déduire les tables de routage des nœuds.

On se propose d'évaluer la technique de routage par le chemin minimum. Le trafic moyen entre les nœuds, exprimé en paquets par seconde, étant décrit par la matrice suivante:

	A	B	C	D
A	-	10	6	16
B	10	-	16	8
C	6	16	-	4
D	16	8	4	-

Toutes les lignes ont une capacité de 25 paquets par seconde sauf les lignes AD et BC qui ont une capacité de 20 paquets par seconde. Les liaisons entre les nœuds sont dédoublées (une pour chaque sens de transmission). Il suffit donc de faire les calculs demandés pour un seul sens de transmission.

- c. En fonction des tables de routages calculées ci-dessus, trouver la charge des différentes liaisons.

Une approximation du temps d'attente des paquets avant transmission sur une liaison est donnée par la formule:

$$T = 1/(C - \lambda)$$

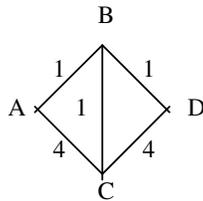
où C et λ sont respectivement la capacité et la charge de la liaison considérée exprimées en paquets par seconde. Calculer les temps d'attente sur les différentes liaisons. En déduire une évaluation de cette technique de routage.

Le trafic de A vers D et de B vers C est maintenant routé de la façon suivante: 50 % sur les liaisons directes ((de A vers D) et (de B vers C)) et 25 % sur chaque ligne de côté (ABD et ACD pour le trafic de A vers D) et (BAC et BDC pour le trafic de B vers C). De même le trafic de D vers A et de C vers B sera partagé de la façon suivante: 50 % sur les liaisons directes (les diagonales) et 25 % sur chaque ligne de côté.

- d. Recalculer les délais d'attente sur les liaisons. En déduire une évaluation de la technique de routage par partage de charge. Comparer avec la technique de routage par le chemin minimum. Conclusion?

Exercice 3-2

Considérons la figure ci-dessous tirée du transparent 31 du bloc 3 (routage), le coût de la liaison CD étant considéré ici égal à 4.



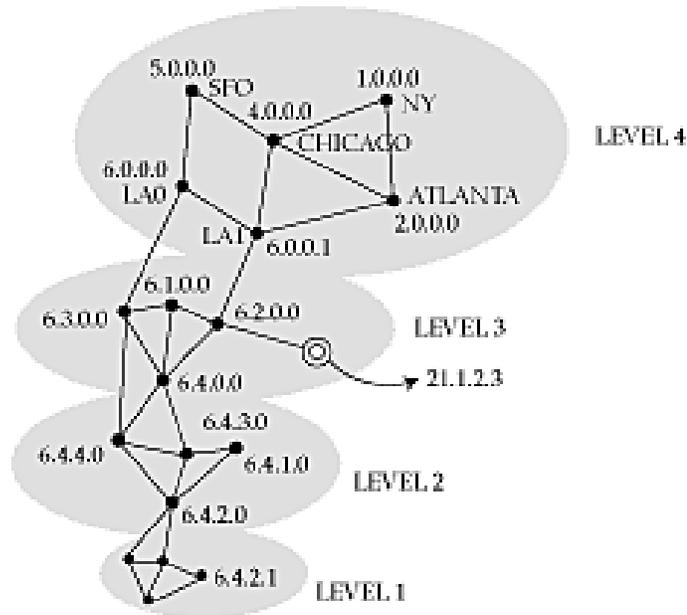
- Quel est le vecteur de distance initial de D, quel est son VD après la réception de celui de C, après la réception de celui de B.
- Si D utilise la technique de l'horizon partagé avec retour empoisonné, quel sera le vecteur de distance qu'il enverra à B ? et à C ?
- Si la technique des *vecteurs de chemins* est utilisée dans le réseau, quel est le vecteur de chemin final calculé par D. Si BA tombe en panne, comment B utilise cette information pour éviter de « compter jusqu'à l'infini »? Quelle est la séquence d'actions par laquelle B commence à envoyer les messages à destination de A par C?
- Considérons de nouveau qu'on utilise les vecteurs de distance et que le lien BA tombe en panne, et que B envoie les messages à destination de A via C. Si B utilise l'horizon partagé avec retours empoisonnés, il annoncera à C une distance infinie vers A, comme B « route » vers A via C. De même, D annoncera à B une distance infinie vers A. 1) Calculer les tables de routage des nœuds. Supposons maintenant que le lien CA tombe en panne. 2) Quelle distance vers A sera annoncée par C à B et D. 3) Quelle distance à A annoncera D à C. 4) Par où C route-t-il les messages vers A? 5) Quelle est la distance vers A annoncée par C à B? 6) Quel est la distance vers A annoncée par B à D ? 7) Que dit D à C? 8) Quand ce cycle prendra fin?

Exercice 3-3

Considérons un réseau composé de deux routeurs A et B liés par deux liens L1 et L2. Le coût de chaque lien est soit 1 (faible) soit 3 (élevé). Si le coût d'un lien est faible, tout le trafic entre A et B emprunte ce lien. Sinon, pas de trafic envoyé sur le lien. Si le lien est utilisé à plus de 50 %, la métrique est mise à 3 ; sinon, elle est mise à 1. Tracer les courbes « métrique » et « réponse réseau ». Montrer les oscillations de routage.

Exercice 3-4

Considérons le réseau suivant :



Supposons que les routeurs utilisent la technique LS pour calculer les chemins les plus courts.

- Dans un réseau sans hiérarchie, quel devrait être le chemin le plus court du routeur 6.4.0.0 au routeur 5.0.0.0 à partir de la topologie du réseau? Considérons maintenant la hiérarchie donnée, sans qu'il y ait diffusion des enregistrements externes et résumés. Par quel autre routeur de niveau 4 risquent de passer les paquets de 6.4.0.0 vers 5.0.0.0?
- Quels sont les enregistrements résumant la topologie de niveau 4 diffusés par le routeur 6.0.0.0 vers les routeurs du niveau 3?
- Quels sont les enregistrements résumant la topologie du niveau 4 diffusés par ce même routeur vers les routeurs du niveau 4?
- Que contient la base de données des LSP au niveau du routeur 6.0.0.0?

Bloc 4 – Contrôle de transmission

Exercice 4-1

On se propose d'étudier la possibilité de supporter un débit élevé sur une liaison l de capacité C bps dans le cas d'une fenêtre coulissante pour le contrôle d'erreurs. Soit D le délai de propagation de bout en bout entre la source A et la destination B liées par l . Les paquets ont une longueur L .

- Quelle est la valeur maximale de la fenêtre?
- Calculer en fonction des paramètres du problème la valeur minimale de la fenêtre qui permet d'assurer une transmission continue (pas d'attente à cause d'épuisement de crédits).
Application: $L = 128$ octets, $C = 9600$ bps, $D = 5$ ms,

$$L = 128 \text{ octets, } C = 64 \text{ Kbps, } D = 20 \text{ ms,}$$

$$L = 128 \text{ octets, } C = 2 \text{ Mbps, } D = 50 \text{ ms,}$$

$L = 128$ octets, $C = 34$ Mbps, $D = 100$ ms.

- c. Que signifie le produit $C.D$?
- d. Refaire la question b) en considérant que le lien l n'est plus un lien direct, mais il traverse 5 nœuds avec deux tampons mémoire par nœud (pour deux paquets). On considère que la taille du tuyau entre deux nœuds quelconques est un multiple entier de la taille de paquet.

Exercice 4-2

Considérons une liaison de capacité C bps reliant deux stations A et B . Le délai de bout en bout entre deux stations A et B est $D = 20.10^{-3}$ secondes. La taille des paquets est $L = 512$ octets. Les paquets sont systématiquement « acquittés » par des accusés de réception explicites de taille négligeable. On suppose qu'il n'y a pas d'erreurs de transmission et que les paquets sont numérotés modulo 128. Quelle est la taille maximale de la fenêtre (le mode de retransmission étant le go-back-N)? Calculer le débit maximum dans les deux cas suivants:

- a. $C = 2.10^6$,
- b. $C = 34.10^6$.

Exercice 4-3

Dans un réseau le temps maximum de vie d'un paquet est de 30 secondes. La taille des paquets est de 128 octets, dont un octet pour désigner le numéro de séquence du paquet. Calculer le débit maximum en bit/s par connexion transport.

Exercice 4-4

Supposons que la segmentation et le réassemblage des datagrammes est une fonction de la couche réseau, donc invisible au niveau transport. Est ce que cela veut dire que le protocole de transport ne devrait pas se soucier du reséquencement des paquets?

Exercice 4-5

Une connexion transport est identifiée par la valeur d'un champ « Identificateur de connexion transport » dans l'entête des paquets. Afin d'éviter toute confusion, une entité de transport ne devrait pas réutiliser le même identificateur une deuxième fois avant un certain délai T_{fr} (le temps de gel de référence).

- a. Expliquer pourquoi.
- b. Calculer en fonction de T_{fr} et de la longueur en bits L du champ « identificateur de connexion transport », la fréquence maximale de demande de connexion transport entre deux « TSAPs » donnés. Application: $T_{fr} = 100$ secondes et $L = 16$. Conclusion.

Corrigé TD Réseaux INF586 (X04 - février 2007)

Bloc 2 – Couche physique et Liaison

Exercice 2-1

Polling a station that has no data to send takes time $R + 2l/b$ ($2l$ because of the poll and poll reply message). On average, $N.p$ stations have data to send. Thus, polling the remaining $N - N.p$ stations takes time $(N - N.p)(R + 2l/b)$. The $N.p$ stations take time $N.p.(R + (l+L)/b)$ to send their data ($R/2$ to get the poll message, $R/2$ to send the data). Thus, the total time for a poll is $(N-N.p)(R + 2l/b) + N.p(R + (l+L)/b)$, of which, only $N.p.L/b$ is spent on actually carrying data. Thus, the goodput is :

$$(N.p.L/b) / ((N-N.p)(R + 2l/b) + N.p(R+(l+L)/b))$$

Plugging in the values, we get a peak goodput of 0.0054. Thus, the overhead for polling takes 99.5% of the time! With $p = 0.9$, the goodput rises to 0.049, which means the overhead is still over 95%. This is mainly because of the large value of R compared to L/b , that is, a large 'a'. Thus, a lot of time is wasted in propagating packets and poll messages.

Exercice 2-2

The sum of the synchronous allocations may not exceed TTRT. If a station uses up the entire TTRT for non-real-time data, successive stations can still send real-time data for TTRT more seconds. Thus, the real rotation time would become as large as 2 TTRT. However, in the next rotation time, no station could send any non-real-time data, so that the rotation time would return to its target.

Concerning the 4 stations example. We start with $TRT=0$ for all stations.
First round of the token :

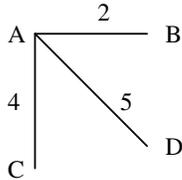
TRT = 0	S ₁	S ₂	S ₃	S ₄
Trames Synchrones émises	2	2	2	2
TRT après émission des trames synchrones	2	12	14	16
THT reçoit TRT ; TRT est remis à zéro				
TTRT-THT	8	-2	-4	-6
Trames Asynchrones émises	8	0	0	0

	S ₁	S ₂	S ₃	S ₄
Trames Synchrones émises	2	2	2	2
TRT après émission des trames synchrones	16	8	9	10
THT reçoit TRT ; TRT est remis à zéro				
TTRT-THT	-6	2	1	0
Trames Asynchrones émises	0	1	1	0

Bloc 3 – Adressage et Routage

Exercice 3-1

1) Les chemins minimaux sont les chemins directs. Ci-joint les chemins minimaux au niveau du nœud A :



et c'est symétrique pour tous les autres nœuds.

2) Tables de routage par le chemin minimum:

Pour A

Destination	Prochain nœud	Coût estimé
B	B	2
C	C	4
D	D	5

3) Les charges des lignes sont exprimées soit en paquets par seconde soit en % de la capacité de la ligne. Comme les lignes sont dédoublées on considère le trafic dans un seul sens de transmission (de A vers D par exemple le trafic de D vers A est symétrique et va emprunter la liaison dédoublée de retour.)

Donc la charge des liaisons est:

liaison	charge
AB	10
AC	6
AD	16
BC	16
BD	8
CD	4

On calcule les temps d'attente pour les différentes liaisons:

liaison	charge	capacité	temps d'attente
AB	10	25	1/15
AC	6	25	1/19
AD	16	20	1/4
BC	16	20	1/4
BD	8	25	1/17
CD	4	25	1/21

Une « évaluation » de cette technique de routage:

somme des temps d'attente = 0.725 seconde

4) Si on transmet 50% des diagonales sur les liaisons de back up:

On calcule la charge des liaisons:

liaison	charge
AB	10 + 4 + 4
AC	6 + 4 + 4
AD	16 - 8
BC	16 - 8
BD	8 + 4 + 4
CD	4 + 4 + 4

L'augmentation du trafic de CD est due aux 25 % du trafic de C vers B qui est routé sur CD car le trafic de B vers C passera sur la liaison DC et par suite ne sera pas pris en compte. On aura pour les temps d'attente :

liaison	charge	capacité	temps d'attente
AB	18	25	1/7
AC	14	25	1/11
AD	8	20	1/12
BC	8	20	1/12
BD	16	25	1/9
CD	12	25	1/13

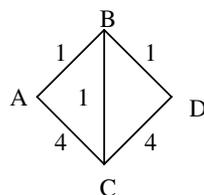
Une « évaluation » de la technique de partage de charge:

somme des temps d'attente = 0.588 sec. (a priori c'est mieux).

On remarque qu'en déchargeant les lignes AD et BC (par le partage de charge) qui étaient trop chargées on réduit les délais d'attente dans le réseau. Mais est ce que cette technique est plus avantageuse pour l'utilisateur?

Cela dépend du coût du reséquencement au niveau de la destination, en fait la destination devrait garder les messages reçus hors séquence dans l'attente de la réception des messages éventuellement retardés. Ce coût devrait être « comparé » au gain provoqué par le partage de charge.

Exercice 3-2



Question a:

The initial vector is $\langle A, U \rangle, \langle B, 1 \rangle, \langle C, 4 \rangle, \langle D, 0 \rangle$. When C's vector arrives, D discovers that it has a path to A of length 8, so the vector becomes $\langle A, 8 \rangle, \langle B, 1 \rangle, \langle C, 4 \rangle, \langle D, 0 \rangle$. When B's vector arrives, D discovers shorter paths to both A and C, so that its eventual vector is $\langle A, 2 \rangle, \langle B, 1 \rangle, \langle C, 2 \rangle, \langle D, 0 \rangle$.

Question b:

Since D uses B for paths to A and C, as well as to B itself, D should report "infinite" distances to A, B, and C. Thus, the distance vector that B receives from D is $\langle A, U \rangle, \langle B, U \rangle, \langle C, U \rangle, \langle D, 0 \rangle$. However, the distance vector to C is still the same $\langle A, 2 \rangle, \langle B, 1 \rangle, \langle C, 2 \rangle, \langle D, 0 \rangle$.

Question c:

D's path vector is $\langle A, 2, D-B-A \rangle, \langle B, 1, D-B \rangle, \langle C, 2, D-B-C \rangle, \langle D, 0, - \rangle$. This allows D to determine the entire path to A, B, and C. If BA goes down, when B receives D's path vector, it sees that D's path to A is through B, so it will not use D to reach A. When BA goes down, B reports to C an infinite cost to reach A; C realizes that AC is a shorter path. When B receives a path vector from C with the AC cost of 4, it realizes it has a non-looping path through C to reach A with cost 5. It, therefore, starts routing to A through C.

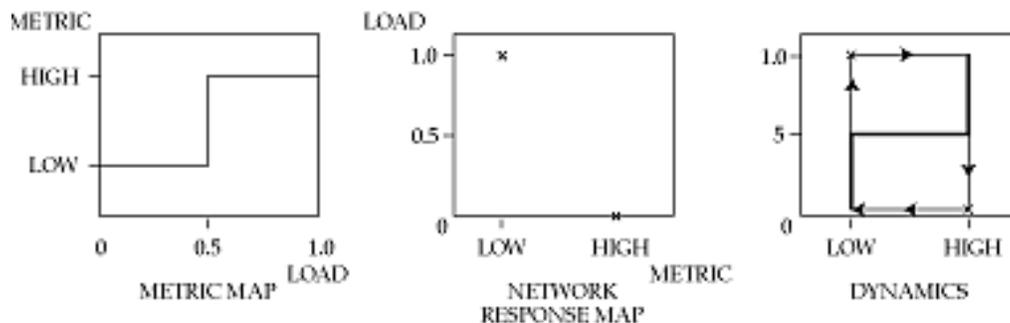
Question d:

(1) A's table: $\langle A, \text{local}, 0 \rangle, \langle B, C, 5 \rangle, \langle C, C, 4 \rangle, \langle D, C, 6 \rangle$. B's table: $\langle A, C, 5 \rangle, \langle B, \text{local}, 0 \rangle, \langle C, C, 1 \rangle, \langle D, D, 1 \rangle$. C's table: $\langle A, A, 4 \rangle, \langle B, B, 1 \rangle, \langle C, \text{local}, 0 \rangle, \langle D, B, 2 \rangle$. D's table: $\langle A, B, 6 \rangle, \langle B, B, 1 \rangle, \langle C, B, 2 \rangle, \langle D, \text{local}, 0 \rangle$.

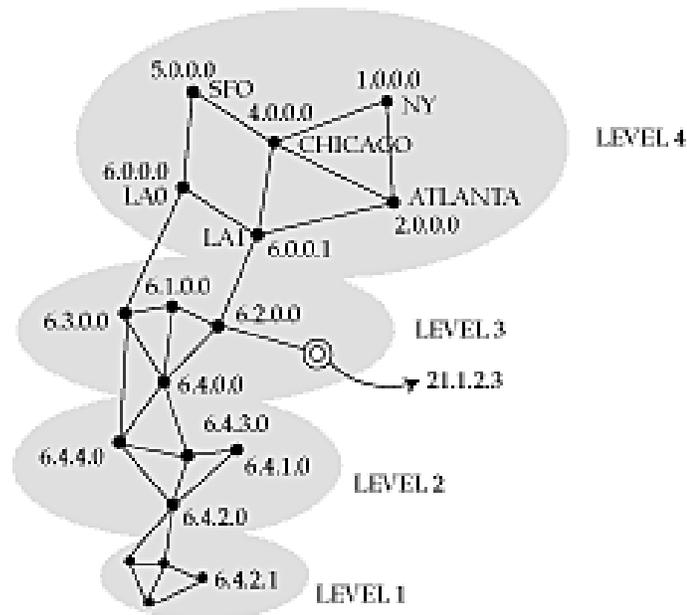
(2) C reports to B and D an infinite distance to A. (3) D reports to C a distance of 6 to A. (4) C routes messages to A through D; (5) Then C reports to B a distance of 8 to A. (6) B thinks the shortest path to A is still through C but now with a cost of 9, so B tells D that it has a path of length 9 to A. (7) D updates the cost and now tells C that it has a path of length 10 to A. (8) The routers cyclically count to infinity till all routers set their distance to A as infinity, so that A is known to be unreachable.

Exercise 3-3

See figure below.



Exercice 3-4



a. The path is: 6.4.0.0 – 6.3.0.0 – 6.0.0.0 – 5.0.0.0; If hierarchical routing without external and summary records is used, 6.4.0.0 could route to level 4 through either 6.3.0.0 – 6.0.0.0 or 6.2.0.0 – 6.0.0.1 which results in longer path to 5.0.0.0.

b. $\langle 5.* , 1 \rangle , \langle 4.* , 2 \rangle , \langle 1.* , 3 \rangle , \langle 6.0.0.1 , 1 \rangle , \langle 2.* , 3 \rangle$

c. $\langle 6.1.* , 2 \rangle , \langle 6.2.* , 3 \rangle , \langle 6.3.* , 1 \rangle , \langle 6.4.* , 2 \rangle , \langle 21.1.2.3 , 4 \rangle$

d. It contains :

LSP records for every link in its level-3 network.

LSP records for every link in its level-4 network.

Summary records that summarize its cost to reach every router in level-4.

External records for “virtual links” that connect it to every level-3 router.

External records received from other level-4 routers for “their” virtual links to level-3 routers.

Bloc 4 – Contrôle de transmission

Exercice 4-1

1. Si pas de piggybacking, la fenêtre maximale est égale au module de la numérotation. Si piggybacking, et la fenêtre = module de la numérotation, et comme il y a renvoi d'un Ack systématiquement avec les paquets de données il se peut que l'on confonde un Ack reçu dans le cas où tous les paquets transmis ont été perdus avec l'Ack de tous ces paquets. Exemple si Modulus = 8. On transmet de 0 à 7. Tous sont perdus. Nous recevons de l'autre bout DT(P(S)=0, P(R)=0). On pourrait confondre P(R) = 0 avec un Acquiescement de tous ces messages. Donc la taille max. de la fenêtre dans ce cas devrait être = Modulus -1.

2. $W_{\min} = 2.D.C/L$

3. $W_{\min 1} = 0.09375 \rightarrow 1$, $W_{\min 2} = 3$, $W_{\min 3} = 196$, $W_{\min 4} = 6641$.

4. La taille du tuyau = le nombre de bits transmis sur le réseau avant l'arrivée du premier bit du premier paquet à la destination. (c'est dans un seul sens, le 2 dans la formule pour W_{\min} signifie qu'on considère le chemin entre A et B symétrique).

5. $W_{\min} = 2 \cdot TT/L$ avec $TT = D.C + 10 \cdot L$

Exercice 4-2

1. Acquittements explicites uniquement \rightarrow le problème du piggybacking n'existe pas. Donc fenêtre Max = Modulus = 128.

2. Débit max:

pour $C = 2 \cdot 10^6$, $W_{\min} = 20 \rightarrow W_{\max}$ permet de saturer la ligne.

pour $C = 34 \cdot 10^6$, $W_{\min} = 333 \rightarrow$ débit limité par la fenêtre de 128.

Pendant 40 ms nous pouvons transmettre au maximum 128 paquets \rightarrow Débit max = $128 \cdot 512 \cdot 8 / 0.04 = 13.1$ Mbps

Exercice 4-3

Pas de recyclage du champ de numérotation avant 30 seconde

$128 \cdot 8 \cdot (2^8)$ bits	30 secondes
x	1 seconde

$x = 8.738$ Kbps

Exercice 4-4

Si, le reséquencement intra-datagramme sera traité par la couche réseau, mais le reséquencement inter-datagramme devra être effectué par la couche transport si on adopte le mode de transmission sans connexion (datagramme)

Exercice 4-5

1. Gel de référence afin qu'un paquet dupliqué appartenant à une ancienne connexion numéro n ne vienne perturber le fonctionnement d'une nouvelle connexion ouverte avec le même numéro.

Temps de gel de référence = max lifetime d'un paquet.

2. TSAP signifie « Transport service Access point » (processus identifié par adresse IP + numéro de port). On peut avoir au maximum 2^L connexion par T_{fr} . Donc la fréquence maximale de demande de connexion de transport est de $2^L / T_{fr}$.

3. $F_{\max} = 655$ cnx/s

4. En général ça ne pose pas de problème. Sauf peut être dans le cas où on aurait des applications transactionnelles à haut « débit ».