

# Examen écrit INF 586 X00

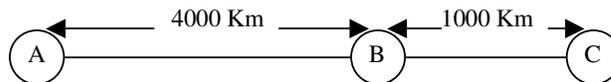
Lundi 31 mars 2003

Notation sur 22.

Partie 1: Contrôle de flux au niveau liaison (6 pts)

Exercice 1.1 (3 pts)

Considérons trois nœuds A, B, et C reliés comme indiqué par la figure ci-dessous:



Des trames générées par A sont envoyées vers C à travers B. Déterminer la débit de transmission minimal requis entre B et C afin que les tampons mémoire au niveau de B ne soient pas débordés, en se basant sur les hypothèses suivantes:

- Le débit entre A et B est de 100 Kbps,
- Le délai de propagation est de  $5\mu\text{s}/\text{Km}$  pour les deux lignes,
- Les lignes sont full duplex entre les nœuds,
- Toutes les trames de données ont une taille de 1000 bits; les ACKs ont une taille négligeable,
- Entre A et B un protocole de contrôle de flux basé sur un fenêtre coulissante est utilisé avec une fenêtre = 3,
- Entre B et C le protocole utilisé est le stop-and-wait.
- Il n'y a pas d'erreurs de transmission.

Exercice 1.2 (3pts)

Un canal a un débit de  $R$  bps et un délai de propagation du signal de  $t$  secondes par kilomètre. La distance entre un nœud source (S) et un nœud destination (D) est de  $L$  kilomètres. S envoie à D des trames de  $B$  bits. Trouvez une formule qui donne la taille minimale du champ "numéro de séquence" des trames en fonction de  $R$ ,  $t$ ,  $B$  et  $L$  (pour une transmission continue de la source). On négligera la taille des ACKs et le temps de traitement dans les nœuds.

On transmet de trames de 8 Koctets via un lien satellite ayant une capacité de 1 Mbps et un délai de bout en bout de 270 ms. Quelle est l'utilisation maximale du lien pour :

- Le protocole stop-and-wait?
- Une fenêtre coulissante de 7?
- Une fenêtre coulissante de 127?

Commentaire?

## Partie 2: Calcul du débit de TCP (7 pts)

Nous considérons un transfert de fichier de  $10^6$  octets au dessus d'une connexion TCP. On négligera la phase d'établissement et de libération de connexion et nous focaliserons sur le phase de transfert de données. Deux phases sont alors considérées: la phase « slow start » et la phase « congestion avoidance ». On considère que chaque paquet TCP est acquitté. Nous nous proposons de calculer le débit moyen de TCP pendant chacune de ces deux phases, ainsi que le temps total de transmission du fichier. Soit  $p$  le taux de perte de paquets (on considère qu'en moyenne  $1/p$  paquets sont délivrés correctement avant une perte),  $d$  le délai aller-retour (RTT) et  $M$  la taille des paquets en bits.

2.1) Considérons d'abord la phase congestion avoidance. Pendant cette phase on considère que la fenêtre augmente linéairement (i.e. la fenêtre augmente de 1 toutes les  $d$  secondes), et qu'elle atteint une valeur maximale  $W$  (valeur à laquelle une perte de paquet se produit) pour passer à  $W/2$ . Pendant cette phase la fenêtre oscille donc entre  $W$  et  $W/2$  en dent de scie parfaite. On supposera que le temps écoulé entre deux pertes de paquets est grand devant le RTT. Quelle est la durée de la phase congestion avoidance (entre deux pertes de paquets) en fonction du RTT? On considère que le nombre total de paquets de données envoyé entre deux pertes de paquets sera *approximé* par la surface en dessous de la dent de scie.

- Calculer  $W$  en fonction de  $p$ . Vérifier que pour  $p = 1/1536$ ,  $W = 64$ .
- Exprimer le débit moyen de la phase congestion avoidance en bits par seconde en fonction de  $d$ ,  $p$  et  $M$ .

2.2) Considérons la phase slow start. La fenêtre augmente de 1 pour chaque ACK reçu, jusqu'à la valeur 64, où une perte de paquet se produit. Calculer le nombre total de paquets transmis pendant la période slow start (y compris la dernière fenêtre), ainsi que la durée de cette période. En déduire le débit moyen pendant la phase slow start pour cette connexion, sachant que  $M = 8000$  et  $d = 10$  ms.

2.3) Quel est le temps total de transmission du fichier?

## Partie 3: Routage dans l'Internet (6 pts)

### Exercice 3.1 (3 pts)

Soit un réseau composé de quatre nœuds A, B, C et D avec les liens pondérés suivants:  $p[AB] = 2$ ,  $p[AC] = 3$ ,  $p[BC] = 2$ ,  $p[CD] = 3$  et  $p[BD] = 3$ . On considère que l'algorithme Bellman-Ford est utilisé pour le calcul des chemins les plus courts, et que les liens sont symétriques.

- Donner les vecteurs de distance ainsi que la table de routage de chacun des nœuds.
- Les liaisons BD et CD sont rompues. Montrer comment les vecteurs sont mis à jour avec la séquence d'échange suivante:
  - à  $t_1$ , B reçoit VA et VC
  - à  $t_2$ , C reçoit VA et VB
  - à  $t_3$ , A reçoit VB et VC

### Exercice 3.2 (3pts)

Un des principes architecturaux de l'Internet c'est "IP par dessus-tout" (IP over everything) c'est à dire la possibilité de transmettre des paquets IP au dessus d'un réseau de technologie quelconque (Ethernet, FDDI, ATM, SDH etc).

Nous avons cité dans le cours le protocole ARP qui permet de résoudre une adresse IP i.e. de retrouver l'adresse média d'une station à partir de son adresse IP, par l'échange de messages de requête et de réponse sur un réseau local. ARP permet donc de mettre en œuvre le principe "IP par dessus tout".

1) Considérons le cas des liaisons satellites géostationnaires. Ces liaisons offrent un débit relativement élevé, mais le coût des stations d'émission est élevé. Par contre, le prix d'une antenne parabolique permettant la réception uniquement est très faible. On pourrait alors envisager de raccorder une antenne de réception à une machine hôte ayant déjà un accès bidirectionnel bas débit à l'Internet (par modem, ou via un réseau local). Ceci permet d'avoir un accès alternatif unidirectionnel à haut débit (45 Mbps). La liaison satellite est unidirectionnelle car le récepteur (la machine hôte) ne peut pas envoyer sur cette liaison. Quel l'impact des liens unidirectionnels sur le principe "IP par dessus-tout"? Quels sont les problèmes à résoudre afin de permettre un fonctionnement normal, même en présence d'un lien unidirectionnel? Rappel: le délai de bout en bout est de l'ordre de 250 ms.

*tuyau: est ce qu'une gestion manuelle du cache ARP de la station émettrice suffit?*

2) Considérons le cas où le récepteur est un routeur supportant un protocole de routage dynamique (RIP ou OSPF). Ces protocoles de routage se basent sur l'hypothèse que les routeurs sont connectés deux à deux par des liens bidirectionnels.

- Expliquer pourquoi.
- Faudrait-il modifier les protocoles de routage afin de prendre en compte la nature unidirectionnelle de la liaison satellite?

### Partie 4: Questions de cours (3 pts)

Pourquoi les cellules ATM ont-elles une taille réduite? Quel impact sur les performance en cas d'utilisation de TCP comme protocole de transport dans le cas d'un taux de perte de cellules non négligeable?

Qu'est ce qui a empêché le déploiement universel des réseaux ATM ?

## Solution examen X00 INF 585

### Partie 1.

#### Exercice 1.1

On n'a pas besoin de connaître la taille des buffers de B. Il suffit de considérer qu'ils ne débordent pas sur le long terme. Comme le cycle se répète, la durée du « cycle » entre A et B (D1) devrait être supérieure ou égale à la durée du cycle en B et C (D2). Il suffit alors que le temps de retour du premier accusé de réception de B vers A soit plus tard que le temps de retour du troisième accusé de réception (le cycle consiste en l'envoi de trois paquets en S&W) entre B et C :

$$B/R_1 + 2.l_1.t_1 \geq 3.[B/R_2 + 2.l_2.t_2]$$

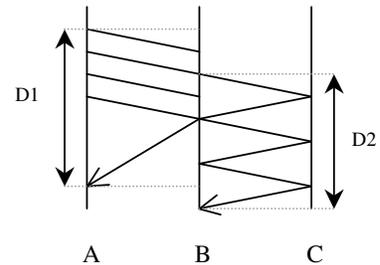
Avec:

$B =$  taille des trames  $= 10^3$

$R_1 =$  débit du lien entre A et B  $= 10^5$

$t_1 = t_2 =$  délai de propagation sur les liens  $= 5.10^{-6}$

$l_1 = 4000$  Km;  $l_2 = 1000$  Km.



On trouve alors:

$$10^{-2} + 4.10^{-2} \geq (3.10^3)/R_2 + 3.10^{-2}$$

$$R_2 \geq 3.10^3/4.10^{-2} = 150000 \text{ bps.}$$

#### Exercice 1.2

Temps de transmission des  $W_{\min} = 2^s$  paquets devrait être au moins égal au temps de transmission et de propagation aller retour du premier paquet:

$$2^s.B/R \geq B/R + 2.l.t$$

$$s \geq \log_2 (1 + 2.l.t.R/B)$$

Pour  $B = 64000$  bits,  $R = 10^6$ ,  $l.t = 0.27$  secondes

$W_{\min} = 10$  (pour avoir une transmission continue).

Dans tous les cas: le premier ACK revient après  $B/R + 2.l.t$  secondes.

Pour S&W : pas de transmission continue.

64000 bits transmis toutes les  $B/R + 2.l.t$  secondes  $\Rightarrow$  débit maximal  $= 64000/0.604 = 105960.26$  bps. Donc utilisation maximale de 0.10596026.

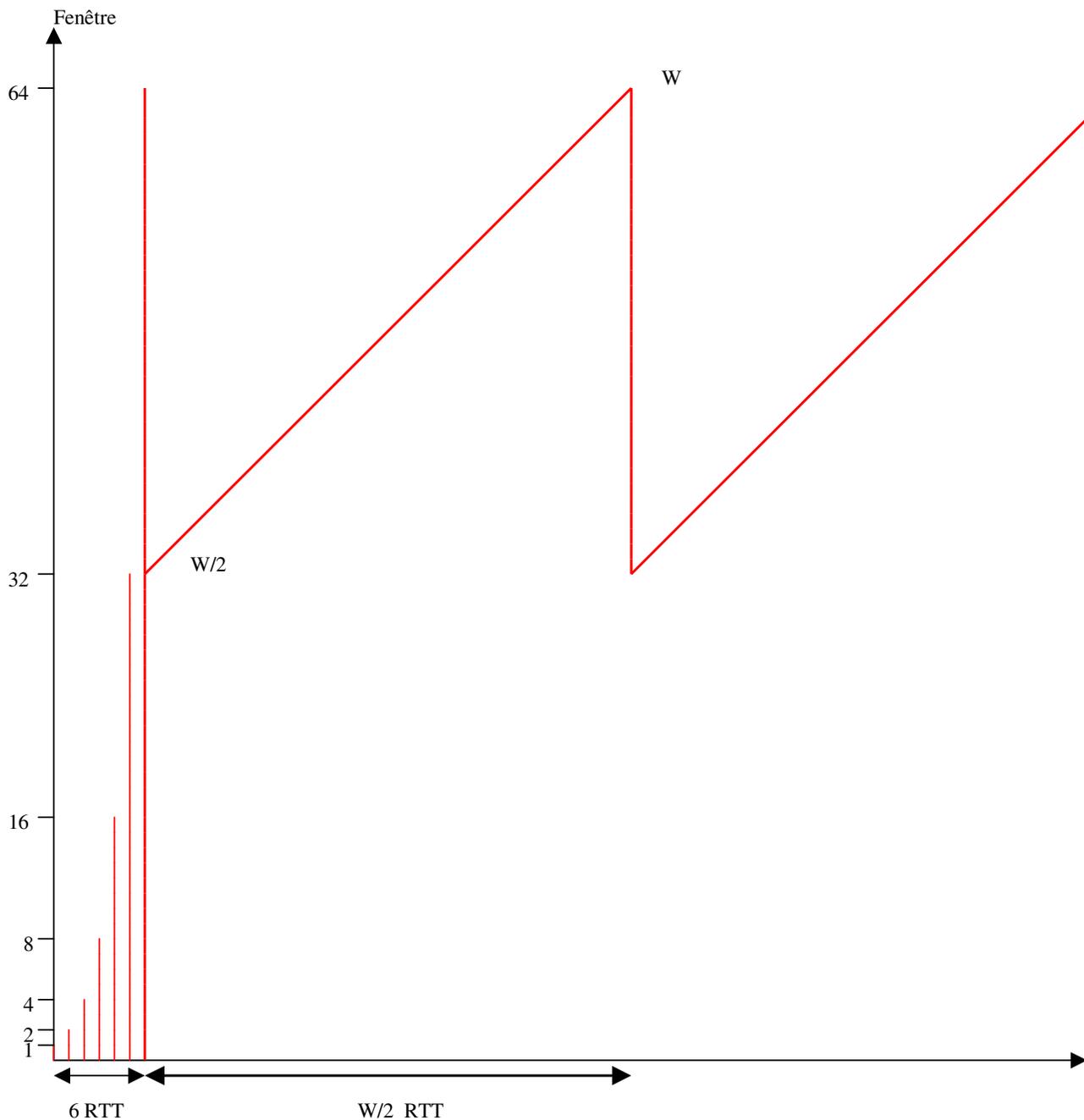
Pour une fenêtre de 7 : pas de transmission continue non plus.

7 paquets de 64000 bits transmis toutes les  $B/R + 2.l.t$  secondes  $\Rightarrow$  débit maximal  $= 448000/0.604 = 741721.85$  bps. Donc utilisation maximale de 0.74172185. Attention ici, à ne pas considérer que le temps de transmission des 7 paquets doit être ajouté au délai de propagation car ce qui compte est le temps de retour du premier ACK qui déclenche une nouvelle transmission. Or comme on demande l'utilisation maximale, il faudrait compter uniquement  $B/R + 2.l.t$  et non  $7 B/R + 2.l.t$ .

Pour une fenêtre de 127 : transmission continue car la fenêtre est  $> W_{\min}$ .

Utilisation maximale  $= 1$ .

## Exercice 2: débit TCP.



2.1) durée de la phase congestion avoidance:  $W/2 \cdot \text{RTT}$

Nombre total de paquets envoyés =  $W/2 \cdot W/2 + W/2 \cdot W/2 \cdot (1/2) = 3W^2/8 = 1/p$

Il ne FAUT pas inclure le terme  $d$  dans le calcul du nombre de paquets qui est une grandeur adimensionnelle. On ne calcule pas la longueur en seconde de l'intervalle, mais le NOMBRE de paquets envoyé pendant cet intervalle. Donc nombre =  $3W^2/8$  et non  $3dW^2/8$

D'autre part, on approxime le nombre de paquets envoyés par la surface. Il ne faudrait donc pas considérer que le nombre de paquets est:  $W/2 + W/2 + 1 + W/2 + 2 + W/2 + 3 + \dots + W/2 + W/2$ , ce qui aurait amené à une équation du second degré à résoudre.

Débit moyen en paquets par secondes =  $(1/p) / (W/2.RTT) = (1/RTT).SQRT(3/2p)$   
Débit en bps =  $(M/d).SQRT(3/2p)$   
 $1/3p = W^2/8$ , pour  $p = 1/1536 = 1/(3.512) \Rightarrow 1/3p = 512 \Rightarrow W^2 = 8.512 = 4096$ .  $W = 64$ .

2.2) Nombre total de paquets =  $1 + 2 + 4 + 8 + 16 + 32 + 64 = 127$  paquets.  
Durée =  $\log_2(64).RTT = 6.RTT = 60$  ms. Débit moyen =  $127 \times 8000 / 0.06 = 16.93$  Mbps  
2.3) Pendant la phase slow start 127 paquets de 8Kbps sont transmis. Il reste  $8.10^6 - 127 \times 8000 = 6984000$  bits à transmettre en phase congestion avoidance. Or le débit pendant cette phase est de  $8000 / 0.01 \times \text{sqrt}(3.1536/2) = 38.4$  Mbps.  
Donc les paquets restant prendront  $6.984 / 38.4 = 0.181875$  secondes.  
Le temps total de transmission est donc de 60 ms (slow start) + 181.875 ms (congestion avoidance) = 241.873 ms.

Partie 3:

3.1)

1<sup>ère</sup> question:

VA = (A,0), (B,2), (C,3), (D,5)

Table de routage de A:

Vers B via B, vers C via C, vers D via B.

VB = (A,2), (B,0), (C,2), (D,3)

Table de routage de B:

Vers A via A, vers C via C, vers D via D.

VC = (A,3), (B,2), (C,0), (D,3)

Table de routage de C:

Vers A via A, vers B via B, vers D via D.

VD = (A,5), (B,3), (C,3), (D,0)

Table de routage de D:

Vers A via B, vers B via B, vers C via C.

2<sup>ème</sup> question:

Comptage jusqu'à l'infini. A dérouler vous-même.

3.2)

1) ARP permet d'effectuer le mapping entre les spécificités du "réseau" et l'adresse inter-réseau.

Sur un lien unidirectionnel ARP ne marche plus. D'autre part, sur un lien satellite le délai est important.

On pourrait envisager une mise à jour manuelle de la table de mapping ARP lors de l'abonnement d'un utilisateur par exemple, on met à jour la correspondance MAC/IP dans une table à l'entrée du réseau satellite. Cette gestion manuelle ne permet pas une allocation dynamique des adresses avec DHCP. Il est donc convenable d'utiliser un chemin de retour terrestre pour acheminer la réponse à la requête ARP. Ceci a l'avantage d'autoriser l'allocation

dynamique des adresses IP, mais pourrait résulter en une congestion à l'entrée du réseau satellite car la résolution de la requête ARP prendra au moins  $250 + x$  ms. Avec  $x$  le délai de propagation sur le lien de retour terrestre.

2) RIP et OSPF supposent des liens bidirectionnels et symétriques. Le raisonnement suivant est implicite au niveau d'un routeur: je peux joindre D avec un coût X, donc D peut me joindre avec un coût X.

Plusieurs options pourraient être suivies pour pallier le problème de lien unidirectionnel:

- 1) lever l'hypothèse de symétrie et considérer un coût infini pour la voie de retour.
- 2) Prendre en compte l'unidirectionnalité (et non plus l'asymétrie) directement au niveau du protocole en autorisant la réception de paquets de routage de la part d'un routeur vers lequel on ne peut pas envoyer des paquets de routage.
- 3) Résoudre le problème de l'unidirectionnalité à un niveau inférieur au protocole dans la pile protocolaire (par un mécanisme de tunnel qui permettrait de véhiculer les paquets des protocoles de routage via le lien terrestre comme si la liaison satellite était bidirectionnelle).

Pour plus de détails voir le groupe de travail udlr ([www.ietf.org/html.charters/udlr-charter.html](http://www.ietf.org/html.charters/udlr-charter.html)) à l'IETF

Partie 4:

Petite taille des paquets: voir le cours. Pour réduire le délai des paquets (support de l'audio sur un réseau intégré).

Problème avec TCP: si cellule perdue d'un paquet -> tout le reste est à jeter. Ceci peut augmenter considérablement le taux d'erreur de paquets (selon le pattern des pertes de cellules).

Non déploiement d'ATM: car ne passe pas à l'échelle si on veut maintenir le gain de multiplexage statistique. On peut l'utiliser comme un support de transmission géré en débit crête.

Et voilà, bonne continuation.

Walid Dabbous