

Corrigé TD Réseaux INF586

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. Look at next page for a detailed operation of the example.

Exemple avec 4 stations

$$\text{TTRT} = 10 \quad \text{Si} = 2$$

Premier passage du jeton sur l'anneau

$$\text{TRT} = 0$$

T.synchrones émises-> 2 2 2 2

TRT: 2 12 14 16

TTRT-THT: 8 - - -

$$\text{TRT} = 0$$

T.asynchrones émises-> 8 0 0 0

Second passage du jeton sur l'anneau

T.synchrones émises-> 2 2 2 2

TRT: 16 8 9 10

TTRT-THT: - 2 1 0

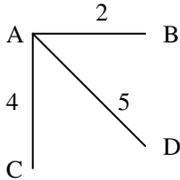
$$\text{TRT} = 0$$

T.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 :

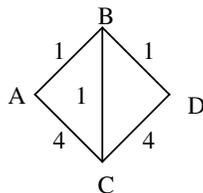
liaison	charge	capacité	temps d'attente
AB	18	25	1/7
AC	14	25	1/11
AD	8	20	1/12
BC	8	20	1/12
BD	16	25	1/9
CD	12	25	1/13

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 1:

The initial vector is $\langle A, 4 \rangle, \langle B, 1 \rangle, \langle C, 4 \rangle, \langle D, 0 \rangle$. 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 2:

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 $\langle A, 4 \rangle, \langle B, 4 \rangle, \langle C, 4 \rangle, \langle D, 0 \rangle$.

Question 3:

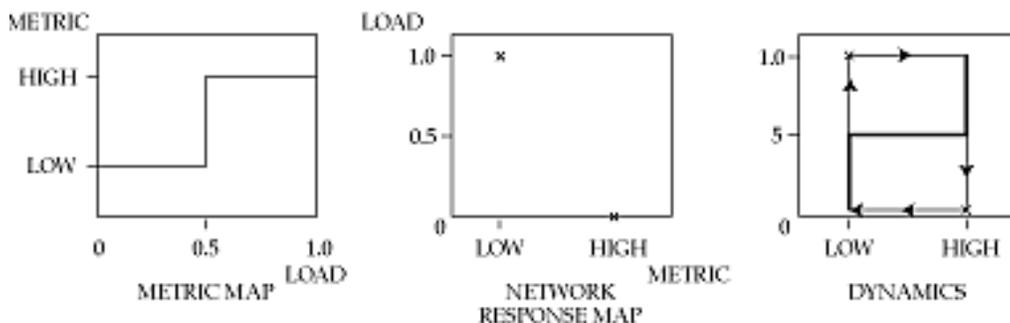
D's path vector is $\langle A, 2, D-B-A \rangle, \langle B, 1, D-B \rangle, \langle C, 2, D-B-C \rangle, \langle D, 0, - \rangle$. This allows D to determine the entire path to A, B, and C. If BA goes down, when B receives D's path vector, it sees that D's path to A is through B, so it will not use D to reach A. When BA goes down, B reports an infinite cost to C, which 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 4:

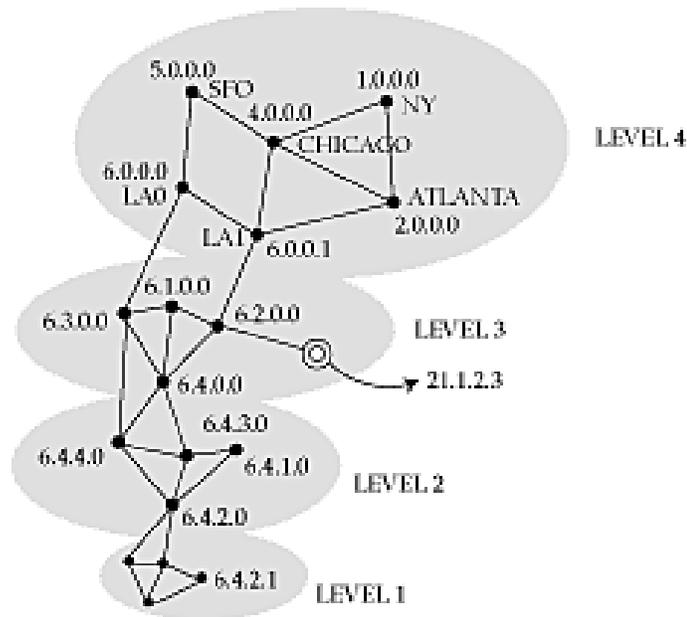
(a) C reports to B and D an infinite distance to A. (b) D reports a distance of 8 to A (c) B thinks the shortest path is B-D-C-A (d) Since C is no longer its next hop to A, B tells C that it has a path of length 9 to A (e) C, therefore, thinks that its route to A should be through B. (f) C tells D that it has a path of length 10 to A. (g) 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



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

Question 2. $\langle 6.1.* , 2 \rangle , \langle 6.2.* , 3 \rangle , \langle 6.3.* , 1 \rangle , \langle 6.4.* , 2 \rangle$

Question 3. It contains :

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

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

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

Summary records for virtual links that connect it to every level-3 router in its area.

Summary records received from other level-4 routers for virtual links to their 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. $W_{\min1} = 0.09375 \rightarrow 1, W_{\min2} = 3, W_{\min3} = 196, W_{\min4} = 6641.$

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 → 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 → 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 ».