

Conservatoire National des Arts et Métiers

292, rue Saint Martin – 75141 PARIS Cedex 03

Chaire de Réseaux

Date de l'examen : Lundi 15 septembre 2003

Titre de l'enseignement : **INFORMATIQUE CYCLE
APPROFONDISSEMENT IRSM**

Nature : CO

Cycle : B1

Code : 16463

Nombre de pages: pages (celle-ci comprise)

Nom du responsable : J. P. ARNAUD

Année universitaire 2002-2003

2^{ème} session

TOUS DOCUMENTS AUTORISES

Calculatrice scientifique autorisée

Durée : 3 heures

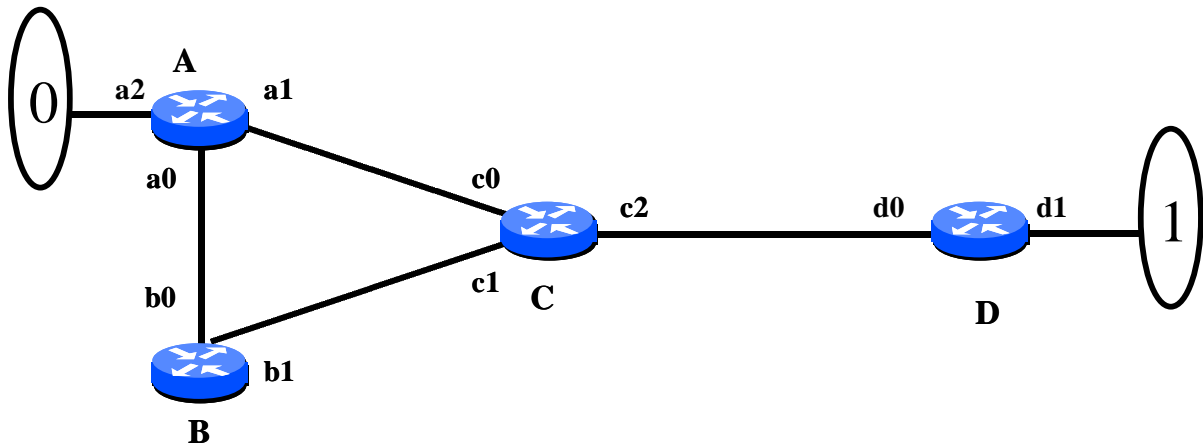
Les énoncés sont relativement détaillés et tentent d'exclure toute ambiguïté. Cependant, la réponse à fournir est souvent plus courte que la question elle-même – et inférieure à 3 lignes dans la plupart des cas. La correction tiendra compte de la précision et de la concision des réponses fournies, ainsi que de leur présentation.

Réseaux : compléments et application

Examen septembre 2003

Problème 1 (10 points)

On se donne le réseau ci-dessous, composé de quatre routeurs (A,B,C,D) et des liaisons indiquées. Les routeurs sont connectés par des liaisons séries dont les interfaces sont désignées sous la forme simplifiée a0, a1.... Les réseaux sont numérotés de 0 à n : vous fixerez n et reporterez les numéros de réseaux sur une copie de la figure (ou en joignant la présente page complétée à votre copie), les réseaux 0 et 1 étant connectés respectivement aux routeurs A et D (voir figure) sont les seuls réseaux terminaux (que l'on pourra supposer de type 802.3). Tous les liens sont bidirectionnels.



Le protocole de routage est de type vecteur distance, identique à RIP v1, ni le clivage d'horizon (split horizon) ni le retour empoisonné (poison reverse) n'étant utilisés.

1. Donner la table de routage du routeur A sous la forme simplifiée suivante (la première entrée vous est donnée), une fois la convergence obtenue. (1 point)

Destination	Interface	Métrique	Next Hop
0	a2	0	connecté
1	a1
....

On désigne par 2 le réseau A-C, 3 le réseau C-D, 4 le réseau C-B et 5 le réseau A-B; on a alors

Destination	Interface	Métrique	Next Hop
0	a2	0	connecté
1	a1	2	C-c0
2	a1	0	connecté
3	a1	1	c-c0
4	a0	1	B-b0
5	a0	0	connecté

On s'intéresse aux routes pointant sur le réseau 1 et à leur évolution suite à la rupture de la liaison C-D. On rappelle qu'une métrique de 16 est considérée comme infinie par RIP.

2. Comment le routeur C s'aperçoit-il de la rupture, au bout de combien de temps? (1 point)

On va chercher à savoir quel est le temps nécessaire au réseau pour converger vers la nouvelle topologie. Pour cela on fera les hypothèses suivantes :

- Si plusieurs voisins d'un nœud sont candidats pour servir de "next hop" vers la destination, le nœud choisit le voisin de rang le plus bas (donc $A < B < C < D$).
- Les nœuds échangent leur vecteur distance périodiquement à chaque intervalle de temps, de façon parfaitement synchrones (comme s'ils étaient initialisés simultanément) et avec des délais de transmission négligeables. Plus spécifiquement, à chaque intervalle de temps i , $i = 0, 1, 2, 3, \dots$, chaque nœud envoie l'information, puis reçoit les informations qui lui ont été envoyées et met à jour sa table de routage; la mise à jour est achevée au temps $i+0,1$.
- On prendra comme origine des temps l'intervalle de temps juste antérieur à la détection de la rupture par C. Par conséquent, à l'intervalle de temps 0 les tables sont stables. La rupture est détectée au temps 0,5 en C et il n'y a plus de changement ultérieur dans la topologie du réseau.

3. Pour recalculer leurs routes, les routeurs doivent calculer, à partir des mises à jour, les routes possibles, puis choisir la meilleure, qui fera partie du vecteur distance émis à l'intervalle de temps suivant. Vous donnerez vos réponses pour l'ensemble des calculs dans les routeurs, en adoptant le format suivant aux instants 0.1, 1.1, 2.1, ... (dans un premier temps, on ne s'intéresse qu'aux intervalles de temps sans s'intéresser aux valeurs réelles). Afin de vous faciliter la tâche, l'entrée au temps 0.1 est remplie ci-dessous, il ne vous reste donc qu'à compléter jusqu'à stabilisation des tables. Vous donnerez, en la marquant d'une "*" la route figurant dans la table pour chaque routeur. A quelle valeur d'intervalle de temps les routes se stabilisent-elles? (2 points)

Temps	En A, distance vers 1			En B, distance vers 1			En C, distance vers 1			
	via	a0	a1	via	b0	b1	via	c0	c1	c2
0.1		3	2*		3	2*		3	3	1*
1.1										
2.1										
...										
0.1		3	2*		3	2*		3	3	1*
1.0		3	2*		3	2*		3*	3	16
1.1		3*	4		3*	4		3*	3	16
2.1		4*	4		4*	4		4*	4	16
3.1		5*	5		5*	5		5*	5	16
4.1		6*	6		6*	6		6*	6	13
5.1		7*	7		7*	7		7*	7	13
6.1			ETC					
7.1			ETC					
14.1		16	16		16	16		16	16	16

Stable à l'intervalle 14.1.

4. Dans le cas de RIPv1 quel serait le temps (en valeur réelle) nécessaire à la convergence (un ordre de grandeur cohérent avec la question précédente sera considéré comme satisfaisant)? (2 points)

A partir de la détection de la défaillance du lien, et compte tenu de l'envoi toutes les 30s du vecteur distance, il faut plusieurs minutes au réseau pour converger (de l'ordre de 7 mn)

5. Est-il intéressant dans ce cas de mettre en place le partage d'horizon. Si oui, quelles sont les différences par rapport au scénario analysé dans la question 3? (2 points)

A partir de 2.1, toutes les mises à jour se font via une transmission "vers l'arrière" du vecteur distance de C : si cette transmission est interdite par le clivage d'horizon, la convergence sera donc plus rapide.

6. Les hosts du réseau décrit ci-dessus sont gérés par un plan d'adressage de classe C. Le lan0 et le lan1 connectent 20 stations chacun. Proposer un masque d'adressage le plus simple possible. (1 point)

Il y a 6 sous réseaux, un masque 255.255.255.224 permet d'avoir 30 stations par sous-réseau et est donc satisfaisant.

7. La station 192.168.0.7 sur le lan0 se plaint de ne pouvoir se connecter au serveur de fichier 192.168.0.20 sur le lan1. Expliquez pourquoi et proposez une solution. (1 point)

Avec le masque proposé, les deux stations doivent être sur le même sous-réseau : il y a donc une erreur de configuration : il faut changer l'adresse ou le raccordement.

Problème 2 (10 points)

On se propose d'étudier les caractéristiques de plusieurs réseaux en vue de leur exploitation pour des applications multimédia.

Considérons une application qui émet des données à un débit constant (par exemple en générant des unités de N bits tous les temps k, k étant petit et fixé). De plus, une fois cette application démarrée, elle continue à émettre pendant un temps relativement long.

1. Quelle est la technologie de commutation la plus appropriée : circuit ou paquet? Justifier votre réponse.

Puisque le débit et le trafic sont constants, le multiplexage des paquets n'apporte aucun gain. Il est de plus susceptible d'introduire des variations de la qualité de service (débit, temps de transfert qui seraient préjudiciable au bon comportement de l'application)

2. Supposons que le réseau utilisé pour cette application soit un réseau à commutation de paquet et que la somme des débits générés par l'ensemble de ces applications soit inférieure au débit de n'importe quelle liaison du réseau. Un contrôle de congestion est-il nécessaire? Si oui, de quelle nature? D'autres formes de contrôle de la qualité de service peuvent-elles être nécessaires?

Toutes les liaisons ayant un débit supérieur à la totalité du débit applicatif, il n'est pas nécessaire d'avoir un contrôle de congestion. Il faut s'assurer en revanche du bon dimensionnement des commutateurs. Un lissage du trafic peut par ailleurs être nécessaire pour maintenir la constance du débit.

On considère maintenant la transmission d'un fichier de taille $F = M \cdot L$ sur un chemin constitué de Q liaisons. Chacune des liaisons fonctionne au débit R bps. On fait l'hypothèse que le réseau et les nœuds sont peu chargés, de sorte qu'il n'y a pas de délai de mise en attente sur les nœuds. Lorsque l'on utilise un réseau orienté paquet, les $M \cdot L$ bits sont transmis en M paquets de L bits. Le délai de propagation est négligeable.

3. On suppose que le réseau est un réseau paquet fonctionnant en mode circuit virtuel. Soit t_s le temps d'établissement du circuit. Soit h_{vc} la longueur de l'en-tête ajouté par le processus d'émission. En combien de temps le fichier est-il reçu par le destinataire?

Temps de transmission d'un paquet sur une liaison : $(L + h_{vc})/R$

Temps de transmission du premier paquet : $Q(L + h_{vc})/R$ (i.e. le paquet doit être transmis sur chaque liaison avant d'arriver à destination)

Toutes les $(L + h_{vc})/R$ secondes un nouveau paquet arrive et est traité sans délai : il en reste $M-1$, de sorte que le délai total est

$$\boxed{t_s + (Q + M - 1)(L + h_{vc})/R}$$

4. On suppose maintenant que le réseau est un réseau paquet exploité en mode datagramme et que le service est non connecté, la longueur totale de l'en-tête étant h_p . En combien de temps le fichier est-il reçu par le destinataire?

$$\boxed{(Q + M - 1)(L + h_p)/R}$$

5. Pour finir, on suppose que le réseau est un réseau à commutation de circuit le temps d'établissement du circuit étant t_c , l'ensemble des liaisons fonctionnant au débit R bps, un en-tête de longueur h_c étant appliqué à chaque paquet.

Il n'y a plus stockage et réémission dans chaque nœud, le temps nécessaire à la transmission est donc

$$\boxed{t_c + M(h_c + L)/R}$$

On souhaite comparer les solutions des questions 2 et 3. Pour ce faire on supposera que $h_c = h_p = h$.

6. Quel est, en fonction de t_c le nombre maximal de nœud du réseau paquet permettant d'obtenir un temps de transfert plus court sur le réseau paquet que sur le réseau circuit?

$$(Q + M - 1)(L + h)/R \text{ } \& \text{ } t_c + M(h + L)/R, \text{ soit}$$

$$(Q - 1)(L + h)/R \text{ } \& \text{ } t_c \text{ Soit } N = Q - 1 \text{ le nombre de nœuds}$$

$$N \text{ } \& \text{ } (R \cdot t_c)/(L + h)$$

7. On considère la transmission de paquets de taille (en-tête compris) $L+h=256$ octets, le réseau circuit ayant un temps d'établissement de 100 ms (ordre de grandeur des réseaux à commutation rapide style RNIS), et on considère deux cas :

- $R = 2,5$ Gbps (fibre optique des réseaux métropolitains)
- $R = 512$ kbps (liaisons cuivre, par exemple ADSL)

Donner le nombre maximal de nœuds dans ces deux cas : qu'en concluez-vous?

$$R = 2,5 \text{ Gbps } \Rightarrow N \approx 2,5 \cdot 10^5 (!)$$

$$R = 512 \text{ kbps } \Rightarrow N \approx 5$$

Les réseaux à hauts débits sont plus intéressants en mode paquet, sous réserve que l'hypothèse de faible charge des nœuds soit respectée.

8. On s'interroge sur la validité de l'hypothèse de faible charge du réseau et des nœuds. En reprenant les deux cas de la question 5, quel est, pour le réseau paquet le nombre de consultations par seconde de la table d'adresse qu'il est nécessaire de réaliser? (Suggestion : pour qu'il n'y ait pas d'attente au niveau des nœuds, il faut que l'adresse de chaque paquet soit analysée avant que le paquet suivant ne soit reçu).

Le taux d'arrivée des paquets est de $R/256 \cdot 8$ et doit être inférieur au nombre de consultations par seconde, soit

$$R = 2,5 \text{ Gbps} \Rightarrow 1.24 \text{ millions de consultations/s}$$

$$R = 512 \text{ kbps} \Rightarrow 250\,000 \text{ consultations/s}$$

9. Supposez que chaque nœud contienne une table d'adresse de 1000 entrées, et que l'analyse et la comparaison de chacune d'elle avec l'adresse de destinations prenne 40 ns de temps de traitement et d'accès mémoire ($1 \text{ ns} = 10^{-9} \text{ s}$). Qu'en concluez-vous?

Durée de l'analyse $40 \cdot 10^{-9} \cdot 1000 = 4 \cdot 10^{-5}$, soit 250 000 analyse/s ce qui est compatible avec le réseau 512 kbps mais pas avec le réseau à 2,5 Gbps

10. En quoi le problème étudié aux questions 6 et 7 peut-il être rapproché des questions soulevées par le streaming sur Internet? On rappelle que le streaming consiste à découper un fichier, par exemple vidéo, en entités de taille plus faible que le fichier global, et à transmettre celui-ci sur le réseau, le destinataire reconstituant et affichant la séquence vidéo au fur et à mesure de la réception des sous ensembles.

Pour que le décompresseur puisse afficher la séquence, les sous ensembles doivent lui parvenir en un temps inférieur au temps nécessaire au temps de traitement : il y a donc une borne au délai de transfert qui ne peut être tenue que si :

- *Les nœuds du réseau n'introduisent pas de délai aléatoire du à la gestion de leurs files d'attente,*
- *Le décompresseur effectue son travail en un temps inférieur au temps séparant l'arrivée successive de deux sous ensembles.*