

Majeure Informatique - X02

Contrôle écrit : Réseaux, protocoles (INF 586)

Mercredi 30 mars 2005

Le contrôle dure 2h. Les questions sont indépendantes (y compris les parties A et B des questions 1, 2 et 4). Les documents sont autorisés.

Question 1 : Contrôle de congestion TCP

Partie 1A (2 points)

Pendant la phase d'augmentation linéaire ("linear increase"), la fenêtre de congestion `cwnd` (en octets) est supposée être incrémentée à chaque RTT d'une valeur égale à MSS (Maximum Segment Size). Ceci revient à incrémenter la fenêtre de l'équivalent d'un "paquet" à chaque RTT. Cependant, l'algorithme utilisé par TCP, tel que mentionné par le RFC2001 est le suivant : à chaque ACK reçu, `cwnd` est incrémentée de la valeur :

$$\text{increment} = (\text{MSS} \times \text{MSS}) / \text{cwnd}$$

Expliquer pourquoi cette formule ne correspond pas à l'augmentation correcte souhaitée. Proposer une façon plus précise de calculer cet incrément.

Partie 1B (2 points)

Considérons un algorithme de contrôle de congestion "simple" :

- qui fonctionne en unités de paquets et non en octets
- basé sur une augmentation linéaire (la fenêtre augmente d'un paquet chaque RTT) en l'absence de perte et une diminution multiplicative (la fenêtre est divisée par deux) en cas de perte d'un paquet
- dans lequel il n'y a pas de phase de "slow start"
- pas de "fastretransmit" ni de "fastrecovery"
- chaque paquet est confirmé par un ACK reçu après exactement un RTT
- le RTT est supposé fixe
- chaque connexion commence avec une fenêtre égale à 1

a) Quelle doit être la valeur du RTO (Retransmission Time Out)?

b) Tracer la valeur de la fenêtre de congestion en fonction du temps (unité de temps = 1 RTT) dans le cas où les paquets 9, 25, 30, 38 et 50 sont perdus. Indiquer pour chaque intervalle de temps RTT les paquets envoyés, reçus et perdus. S'arrêter au dix-huitième RTT.

Question 2 : Contrôle d'erreurs

Partie 2A (2 points)

Un émetteur est relié à un récepteur par un lien de capacité C paquets par seconde. Le taux de perte de paquet sur ce lien est de l . Les paquets transmis pour la première fois le seront à la vitesse du lien (on négligera dans ce cas le délai de propagation). Nous supposons par contre que pour *chaque* paquet perdu, la détection de la perte et la retransmission du paquet nécessitent en tout un temps t secondes. Calculer le débit effectif E en paquets par seconde en fonction de C , l et t dans les deux cas suivants :

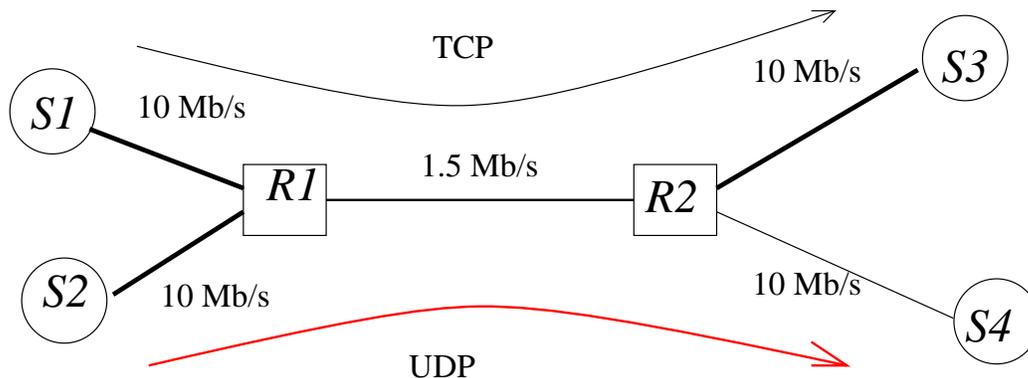
- les paquets retransmis ne sont jamais perdus
- les paquets retransmis sont eux mêmes sujets aux pertes.

Partie 2B (1 point)

Dans un réseau ATM le taux de perte des cellules est de 10^{-5} . Un paquet TCP a une taille de 100 cellules en moyenne. Dans quelle plage varie le taux de perte de paquets?

Question 3 : Qualité de Service (3 points)

Dans le réseau ci-dessous le trafic consiste en plusieurs connexions TCP ayant des données à transmettre en continu entre les nœuds S1 et S3 et d'un seul flux UDP à débit d'émission d entre S2 et S4. Soit $C = 1.5$ Mbps la capacité du goulot d'étranglement (le lien entre R1 et R2). Les flux TCP commencent à $t_0 = 0$. Le flux UDP commence à $t_1 > 0$.



a) Les routeurs R1 et R2 implémentent la politique Premier Arrivé Premier Servi (FCFS). Tracer en fonction de d/C :

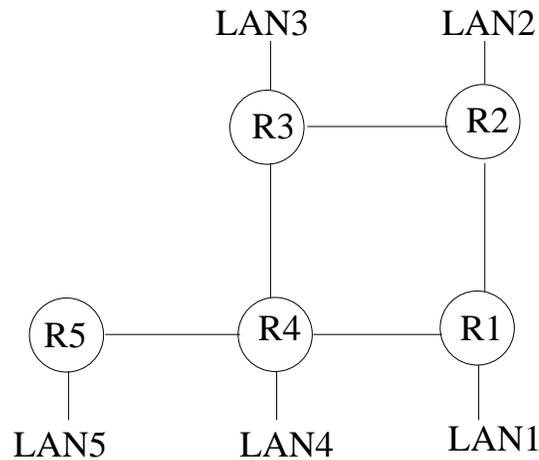
- le débit d'émission UDP à l'entrée du routeur R1
- le débit du flot UDP à la sortie du routeur R1
- le débit agrégé des flux TCP
- l'utilisation du lien R1-R2

b) Les routeurs R1 et R2 implémentent la politique WFQ avec deux classes : une pour TCP avec un poids 0.75 et une pour UDP avec un poids 0.25. Tracer l'évolution des mêmes fonctions que a).

Question 4 : Routage

Partie 4A (4 points)

- Comparer les avantages et les inconvénients du routage statique et dynamique.
- Le protocole RIP est utilisé dans le réseau de LANs ci-après. Les vecteurs de distance sont envoyés par les routeurs toutes les 30 secondes. Les routeurs ont une désynchronisation les uns par rapport aux autres de telle sorte que R1 commence par envoyer ses vecteurs de distance (disons à $t=0$) à R4 et R2, suivi par R4 8 secondes plus tard, puis R3 et R5 8 secondes plus tard et finalement R2 8 secondes après R3 et R5.



1. Quel sera le contenu des tables de routage dans R1 et R2 après la convergence?
2. Après combien d'itérations la convergence aura-t-elle lieu?
3. En considérant qu'aucune amélioration de RIP n'est mise en œuvre, décrire ce qui se passe si R1 perd sa connexion avec LAN1 2 secondes après avoir envoyé son dernier vecteur de distance.

Partie 4B (2 points)

Un routeur a les entrées (CIDR) suivantes dans sa table de routage :

Adresse / Masque	Prochain Nœud
208.12.16.0/20	Routeur 2
208.12.21.0/24	Routeur 3
208.12.16.0/24	Routeur 4
192.53.40.0/23	Routeur 3
135.46.56.0/22	Routeur 4
135.46.60.0/22	Routeur 3
default	Routeur 2

- Que signifient les trois premières entrées?
- Pour chacune des adresses IP suivantes, que fera le routeur à la réception d'un datagramme ayant comme adresse destination cette adresse là? et pourquoi? :

135.46.63.10, 135.46.57.14, 135.46.52.2, 192.53.40.7, 192.53.56.7, 208.12.16.0, 208.12.21.0, 208.12.31.0, 208.12.44.0.

Question 5 : Couche MAC(4 points)

Nous nous proposons de calculer le débit utile du protocole ALOHA. Dans ALOHA, l'architecture est centralisée mais les communications entre les stations et le nœud central utilisent un canal partagé dit "uplink" et les communications entre le nœud central et les stations utilisent un autre canal dit "downlink". Considérons en particulier le problème d'accès au canal "uplink" et supposons que toutes les stations sont à la même distance du nœud central. Selon l'algorithme ALOHA, une station qui a un paquet à émettre le fait sans attendre. La station attend ensuite un accusé de réception (envoyé par la sous-couche LLC du récepteur) pendant un certain intervalle de temps. Si un ACK n'est pas reçu, le paquet est retransmis. On considère qu'il y a un très grand nombre de stations transmettant chacune à un débit très faible de façon à ce que la charge totale du système soit finie. Soit S le débit utile agrégé du canal et G la charge totale générée par les stations. On considère que G a une distribution Poisson, i.e. la probabilité d'avoir un paquet généré pendant un intervalle de temps t est égale à $1 - e^{-Gt}$. On considère que tous les paquets ont la même taille et que le canal est sans erreur (autres que celles dues aux collisions). On considère que l'unité de temps est le temps de transmission d'un paquet. La capacité du canal est de donc de 1 paquet par unité de temps.

- Etablir une relation entre S et G et le nombre de paquets *retransmis* par unité de temps.
- Calculer la période vulnérable pendant laquelle un paquet émis par une station risque d'avoir une collision.
- En déduire une relation entre S et G .
- Vérifier que le débit utile maximum est égal à $1/2e = 0.18$.

Question 1

Partie 1A

La définition de la phase Linear increase est à l'origine : à chaque envoi réussi d'une fenêtre de paquets (qui a lieu a priori chaque RTT), la fenêtre de congestion $cwnd$ est incrémenté de l'équivalent d'un paquet (ou plutôt d'un MSS). En pratique, au lieu d'augmenter la fenêtre d'un seul coup chaque RTT, TCP augmente la valeur de la fenêtre petit à petit à la réception de chaque ACK, d'une valeur : $\text{Incrément} = (\text{MSS} \times \text{MSS}) / cwnd$. Pour mieux comprendre cette formule, considérons que $cwnd = K \cdot \text{MSS}$, où K représente le nombre de paquets dans la fenêtre. L'incrément sera donc $= \text{MSS} / K$, et donc après K paquets la fenêtre est supposée avoir été incrémentée de MSS. Ceci dit, la formule utilisée en pratique incrémente $cwnd$ d'une valeur variable pour chaque ACK. Cette valeur est inversement proportionnelle à $cwnd$ qui croît, et est donc décroissante. La formule pratique aboutit donc à une valeur de $cwnd$ plus petite que celle "souhaitée" par la définition d'origine de linear increase. Pour régler ce problème, il suffit d'ajouter une valeur constante égale à la valeur d'origine de la fenêtre.

Partie 1B

Le RTO peut être fixe et réglé à 1 RTT. Le tableau suivant donne toutes les valeurs pertinentes.

Temps (RTTs)	Numéros des paquets ACKés	$cwnd$	Numéros des paquets envoyés
0	-	1	1
1	1	2	2,3
2	2,3	3	4,5,6
3	4,5,6	4	7,8,9,10
4	7,8 (9 perdu)	2 (TO)	9,10
5	9,10	3	11,12,13
6	11,12,13	4	14,15,16,17
7	14-17	5	18-22
8	18-22	6	23-28
9	23,24 (25 perdu)	3	25,26,27
10	25,26,27	4	28,29,30,31
11	28,29 (30 perdu)	2	30,31
12	30,31	3	32,33,34
13	32,33,34	4	35-38
14	35,36,37 (38 perdu)	2	38,39
15	38,39	3	40,41,42
16	40,41,42	4	43-46
17	43-46	5	47-51
18	47-49 (50 perdu)	2.5	50,51

Question 2

Partie 2A

Considérons le temps de transmission de x paquets.

- Si les paquets retransmis ne sont pas perdus, le nombre de paquets perdu sera en tout égal à xl , $x - xl$ seront reçus correctement. Tous les paquets doivent être transmis une première fois.

Cette première transmission des x paquets prend x/C secondes. Le temps de retransmettre les xl paquets est xlt . Donc le temps total pour transmettre x paquets est $x/C + xlt$. Le débit effectif E en paquets par seconde est égal à $C/(1 + lCt)$.

- Si les paquets retransmis sont sujets aux pertes, le nombre total des paquets perdus sera de $xl + xl^2 + xl^3 + \dots = x(l + l^2 + l^3 + \dots) = xl/(1 - l)$. Le temps total pour transmettre correctement les x paquets sera donc $x/C + xlt/(1 - l)$. Le débit effectif E sera donc de $C/(1 + lCt/(1 - l))$.

Partie 2B

Si les cellules sont perdues par des bursts de 100 (meilleure configuration pour un protocole de niveau paquet), alors le taux de perte de paquets est de 10^{-5} = taux de perte de cellules. Si les cellules perdues sont réparties uniformément (de façon à avoir une cellule perdue par paquet), le taux de perte de paquets sera de 10^{-3} .

Question 3

- a) Débit d'émission UDP : fonction identité, $y = x$
 Débit à la sortie du routeur : $y = x$ (- quelques pertes de datagrammes)
 Débit agrégé TCP (normalisé en divisant pas C) : décroît de 1 pour $d/C = 0$ vers 0 pour $d/C = 1$ de façon à ce que la somme reste constante = 1
 Utilisation du lien : justement constante = 1 = débit UDP + débit TCP.
- b) Débit d'émission UDP : fonction identité, $y = x$
 Débit à la sortie du routeur : $y = x$ jusqu'à $d/C = 0.25$, puis reste constant à 0.25. Débit agrégé TCP (normalisé en divisant pas C) : décroît de 1 pour $d/C = 0$ vers 0.75 pour $d/C = 0.25$, puis reste constant à 0.75 de façon à ce que la somme reste constante = 1
 Utilisation du lien : justement constante = 1 = débit UDP + débit TCP.

Question 4

Partie 4A

- Routage statique vs Dynamique : question de cours. A mentionner la nuance entre "dynamicité" dans le sens prise en compte des pannes dans le réseau (dans ce sens RIP et OSPF de base sont des protocoles de routage dynamique) et dans le sens prise en compte de la variabilité des caractéristiques du réseau (délai, bande passante, taux d'erreur), qui pourrait être source d'oscillations.
- A $t = 0$: R1 envoie son DV {[LAN1,0]} à R2 et R4.
 A $t = 8$: R4 envoie son DV {[LAN1,1], [LAN4,0]} à R1, R3 et R5.
 A $t = 16$: R3 envoie son DV {[LAN1,2], [LAN3,0], [LAN4,1]} à R2 et R4.
 A $t = 16$: R5 envoie son DV {[LAN1,2], [LAN4,1], [LAN5,0]} à R4.
 A $t = 24$: R2 envoie son DV {[LAN1,1], [LAN2,0], [LAN3,1],[LAN4,2]} à R1 et R3.
 A $t = 30$: R1 envoie son DV {[LAN1,0], [LAN2,1], [LAN3,2], [LAN4,1]} à R2 et R4.
 A $t = 38$: R4 envoie son DV {[LAN1,1], [LAN2,2], [LAN3,1], [LAN4,0],[LAN5,1]} à R1, R3 et R5.
 A $t = 46$: R3 envoie son DV {[LAN1,2], [LAN2,1], [LAN3,0], [LAN4,1],[LAN5,2]} à R2 et R4.
 A $t = 46$: R5 envoie son DV {[LAN1,2], [LAN2,3], [LAN3,2], [LAN4,1],[LAN5,0]} à R4.
 A $t = 54$: R2 envoie son DV {[LAN1,1], [LAN2,0], [LAN3,1], [LAN4,2],[LAN5,3]} à R1 et R3.
 A $t = 60$: R1 envoie son DV {[LAN1,0], [LAN2,1], [LAN3,2], [LAN4,1], [LAN5,2]} à R2 et R4.
 Puis les DV suivants ne changent plus. Convergence au bout de deux échanges de DV.
- Si R1 perd sa connexion avec LAN1, il y aura un comptage à l'infini car les autres routeurs enverront les DV en annonçant une route vers LAN1.

Partie 4B

Afin d'obtenir des tables de routages les plus compactes on procède à au regroupement des préfixes pour obtenir un préfix plus court qui remplace les préfixes plus longs. Sachant qu'il peut y avoir certaines plages d'adresse ayant un routage différent de l'agrégat, on procède par recherche de correspondance du préfixe le plus long (longest prefix matching) qui désigne l'information la plus fine. 208.12.16.0/24 et 208.12.21.0/24 sont donc deux exceptions au préfix agrégé 208.12.16.0/20.

On obtient:

Pour 135.46.63.10 routage par Routeur 3

Pour 135.46.57.14 routage par Routeur 4

Pour 135.46.52.2 routage par Routeur 2 (default)

Pour 192.53.40.7 routage par Routeur 3

Pour 192.53.56.7 routage par Routeur 2 (default)

Pour 208.12.16.0 routage par Routeur 4 (longest prefix matching)

Pour 208.12.21.0 routage par Routeur 3 (longest prefix matching)

Pour 208.12.31.0 routage par Routeur 2 (entrée groupée)

Pour 208.12.44.0 routage par Routeur 2 (default)

Question 5

S représente le nombre de paquets transmis correctement par unité de temps ($S \leq 1$). Cette grandeur représente le débit utile, et en normalisant pas rapport au temps de transmission d'un paquet, l'efficacité du canal. G représente le trafic total sur le canal, composé des paquets nouveaux générés par les différentes stations ainsi que des retransmissions. $G = S +$ le nombre de paquets retransmis par unité de temps.

La période vulnérable est la période de temps pendant laquelle il peut y avoir une collision entre deux paquets transmis chacun par une station différente. Si les deux stations commencent l'émission en même temps leurs paquets chevaucheront complètement. Sinon, un chevauchement partiel pourrait avoir lieu avec le paquet d'une station quelconque pendant un intervalle de temps égal à 2 unités de temps (l'intervalle précédent la transmission et celui pendant la transmission du paquet). Voir B2T79.

La période de vulnérabilité étant de 2, la probabilité d'avoir un paquet généré par une autre station pendant cette période (et donc d'avoir une collision et par suite une perte de paquet) est de $(1 - e^{-2G})$.

Le nombre de paquets retransmis = $G \cdot (\text{Probabilité de perte de paquet}) = G(1 - e^{-2G})$.

Donc $G = S + G(1 - e^{-2G})$. On trouve $S = Ge^{-2G}$.

S est maximal pour $G = 0.5$. On a alors $S_{max} = 1/2e$.