Evaluation des performances bout-en-bout du trafic TCP dans une architecture de réseau multi-files d'attente

Mohamed El Hedi Boussada[1], Jean Marie Garcia[2], Mounir Frikha[1]

[1] SUP'COM, MEDIATRON, 2088 Ariana, Tunisia
{med.elhadi.boussada, m.frikha}@supcom.tn
[2] LAAS-CNRS, SARA, 31077 Toulouse Cedex, France
jmg@laas.fr

Mots-clés: *réseau multi-files d'attente, qualité de service, trafic élastique, streaming*

1 Introduction

Les technologies de l'information et de la communication sont devenues un composant critique dans tous les secteurs d'activités. Dans ce contexte, l'interruption des services fournis par les réseaux, ou même une dégradation significative de la qualité de service, deviennent de moins en moins tolérables. Garantir la continuité et la qualité des services offerts est ainsi un enjeu majeur pour les opérateurs de réseaux de télécommunications qui doivent en permanence adapter leurs infrastructures. Cependant, le contexte concurrentiel actuel, ne permet plus d'améliorer les performances d'un réseau par un sur- dimensionnement excessif des équipements. Pour les opérateurs, la solution est d'avoir un suivi plus régulier et plus fin de leurs infrastructures et d'utiliser des techniques d'ingénierie de trafic permettant d'anticiper les phénomènes de congestion et les dégradations de qualité de service qui en résultent. Toutefois, l'utilisation de ces techniques supposent de disposer de modèles et de méthodes théoriques d'évaluation de performances liées à des outils logiciels appropriés permettant de prédire et contrôler la qualité de service offerte aux utilisateurs [1].

Dans ce papier, nous étudions des modèles mathématiques fluides issus de la théorie des files d'attente pour évaluer et optimiser les performances des mécanismes de partage de ressources entre flots dans les réseaux. Dans un premier lieu, nous proposons des approximations simples et explicites pour évaluer les performances bout-en-bout du trafic TCP [Le trafic transporté par le protocole Transmission Control Protocol (TCP) est appelé aussi trafic élastique pour son pouvoir d'adapter son débit à l'état du réseau [2]] dans un réseau à partage de bande dédié seulement pour le trafic élastique. Nous étendons ces résultats ensuite sur un modèle de partage de bande passante entre flux élastiques et flux de streaming (flux de débit supposé constant) dans un réseau multi-files d'attentes en proposant des approximations de performance basées sur une hypothèse de quasi stationnarité. Les résultats de simulation montrent le bon niveau de précision des approximations proposées.

2 Ressources partagées par des flux élastiques

Le modèle consiste en un ensemble des liens $\mathcal{L}$. On note C_l (Mbits/Seconde) la capacité du lien l et soit E l'ensemble des classes des flux élastiques en compétition sur les ressources de ces liens. On représente par une « classe des flux » les flux de même service entre une source et une destination ayant le même débit maximum et mêmes exigences en ressources.

On désigne par $\mathcal{A}$ la matrice d'incidence définie par $a_{i,l} = 1$ si les flots de classe $i \in E$, utilisent le lien $l \in \mathcal{L}$, et 0 si non. On note par $\rho_i^{(e)}$(Mbits/Seconde) l'intensité du trafic de chaque classe $i \in E$. On note par $\theta_l^{(e)} = \sum_{i\in E} a_{i,l}\, \rho_i^{(e)}$ la charge élastique offerte à un lien l. Pour maintenir la stabilité du système on suppose que $\theta_l^{(e)} < C_l \; \forall\, l \in \mathcal{L}$. On note par d le débit crête de tous les flux élastiques. Soit $x_i^{(e)}$ le nombre des flux de classe i et on note $x^e = \left(x_i^{(e)}\right)_{i\in E}$ le vecteur donnant l'état du système. Dans ce qui suit, nous évaluons les performances en termes de débit moyen donné par [3] :

$$\gamma_i = \frac{\rho_i^{(e)}}{E\left[x_i^{(e)}\right]} \tag{1}$$

$E\left[x_i^{(e)}\right]$ est le nombre moyen des flux de classe i qui peut être approximé comme suit:

$$E\left[x_i^{(e)}\right] \approx \frac{\rho_i^{(e)}}{d} + \sum_{l\in\mathcal{L}} a_{i,l}\, B_l \frac{\rho_i^{(e)}}{C_l - \theta_l^{(e)}} \tag{2}$$

Avec :

$$B_l = \frac{\left(\frac{\theta_l^{(e)}}{d}\right)^{N_l}}{N_l!} \frac{C_l}{C_l - \theta_l^{(e)}} \pi_l(0) \tag{3}$$

$$N_l = \frac{C_l}{d} \tag{4}$$

$$\pi_l(0) = \left(\sum_{x=0}^{N_l-1} \frac{\left(\frac{\theta_l^{(e)}}{d}\right)^{x}}{x!} + \frac{\left(\frac{\theta_l^{(e)}}{d}\right)^{N_l}}{N_l!} \frac{C_l}{C_l - \theta_l^{(e)}} \right)^{-1} \tag{5}$$

L'approximation (2) est basée sur les résultats qu'on a déjà montrés en [1] pour un seul lien. On considère ici l'impact de chaque lien séparément, en supposant l'indépendance des évènements de congestion. Des simulations événementielles effectuées sur différents types des réseaux montrent que l'erreur relative ne dépasse pas 3% par rapport aux résultats donnés par simulations.

3 Ressources partagées par un trafic hétérogène

3.1 Modèle

On suppose maintenant que les ressources du réseau sont partagées entre des flux hétérogènes. Soit E l'ensemble des classes des flux élastiques et S l'ensemble des classes des flux streaming. Chaque classe k est caractérisée par un chemin R_k composé d'un ensemble de liens. On définit $\mathcal{C}$ la matrice d'incidence du trafic streaming comme suit : $c_{j,l} = 1$ si $l \in R_j$, et 0 si non. Le débit de chaque flux streaming de classe j est supposé constant et noté $d_j^{(s)}$. L'intensité du trafic de la classe j est donnée par $\rho_j^{(s)}$(Mbits/Seconde). On note par $\theta_l^{(s)} = \sum_{j\in S} c_{j,l}\, \rho_j^{(s)}$ la charge streaming offerte à un lien l. Soit $x^s = \left(x_j^{(s)}\right)_{j\in S}$ le vecteur donnant l'état des classes streaming. Le trafic élastique est défini de la même façon que dans la section précédente. La seule différence est qu'on suppose maintenant que les flux élastiques ont des débits différents. On note alors par $d_i^{(e)}$ le débit de classe $i \in E$. Pour maintenir la stabilité de système on suppose que $\theta_l^{(s)} + \theta_l^{(e)} < C_l$,$\forall\, l \in \mathcal{L}$.

De manière similaire à la configuration des routeurs de l'Internet (IP ou MPLS), à l'entrée de chaque lien l, il y a une file d'attente de type LLQ (Low Latency Queuing) qui associe une file prioritaire avec un nombre de M_l files de type WFQ (Weighted Fair Queuing). Soit $\vartheta_{l,m}$,$1 \leq m \leq M_l$, le poids de la file WFQ numéro m du lien l. On suppose que $\sum_{m=1}^{M_l} \vartheta_{l,m} = 1$, $\forall\, l \in \mathcal{L}$. La file d'attente prioritaire est dédiée aux flux de streaming, qui ont des exigences strictes en termes de bande passante et délai. Les flux streaming dont les besoins ne peuvent pas être satisfaits seront bloqués plutôt que de les laisser entrer dans le système et nuire ainsi à la performance du trafic temps réel. Le trafic élastique est distribué aux files d'attentes WFQ de telle manière que tous les flux de même débit soient affectés à la même file d'attente. On suppose que chaque file d'attente WFQ est caractérisée par un « Code Point ». Un « Code Point » est un entier qui distingue les files d'attentes WFQ l'une des autres. Les files WFQ traversés par des flux de même débit crête ont le même « Code Point ». On note par $E_{l,m}$ l'ensemble des classes des flux passant par la file WFQ, avec le numéro m sur le lien l et par $d_{l,m}^{(e)}$ le débit crête des flux passants par cette file. Dans notre analyse nous supposons que le comportement des flux TCP est quasi-stationnaire: ce qui signifie que pour chaque état de x^s, le nombre des flux pour chaque classe élastique évolue rapidement et atteint un régime stationnaire [1].

3.2 Analyses

La probabilité stationnaire de x^s est donné par (G est la constante de normalisation) [4] :

$$\pi^{(s)}(x^s) = \frac{1}{G} \prod_{j \in S} \frac{\left(\frac{\rho_j^{(s)}}{d_j^{(s)}}\right)^{x_j^{(s)}}}{x_j^{(s)}!} \tag{6}$$

Soit n_l la quantité de la capacité C_l utilisée par les flux de streaming : $n_l = \sum_{j \in S} c_{j,l}\, x_j^{(s)} d_j^{(s)}$. Pour tout $n_l = 0..C_l$, on note par $C^e(n_l)$ la capacité restante pour le trafic élastique sur le lien l . $C^e(n_l)$ peut être vue comme une concaténation de M_l liens virtuels de capacité chacun $C_{l,m}^*(n_l) = \vartheta_{l,m} C^e(n_l)$, $1 \leq m \leq M_l$. Chaque lien virtuel est alors caractérisé par un « Code Point » noté $CP_{l,m}$. Sans perte de généralité on suppose que $CP_{l,m} = d_{l,m}^{(e)}$. Soit $\theta_{l,m}^{(e)} = \sum_{i \in E_{l,m}} \rho_i^{(e)}$ l'intensité du trafic élastique offert au lien virtuel numéro m du lien l et on note $\psi_l = \max\limits_{1 \leq m \leq M_l} \frac{\theta_{l,m}^{(e)}}{\vartheta_{l,m}}$. On suppose que la probabilité $P_{C_l} = A(C_l - \psi_l \leq n_l \leq C_l)$ est négligeable pour assurer la stabilité de notre modèle.
Soit $\mathcal{J}_l(n_l) = \{1 \leq m \leq M_l : C_{l,m}^*(n_l) \leq \theta_{l,m}\}$ et $\mathcal{S}_l(n_l) = \{1 \leq m \leq M_l : C_{l,m}^*(n_l) > \theta_{l,m}\}$. On suppose que si $m \in \mathcal{J}_l(n_l)$, le lien virtuel est toujours occupé. On montre que la capacité moyenne d'un lien virtuel m d'un lien l est approximativement donnée par :

$$\overline{C}_{l,m}^{(e)}(n_l) = \frac{\vartheta_{l,m}}{\vartheta_{l,m} + \sum_{\substack{k \in \mathcal{S}_l(n_l) \\ k \neq m}} \vartheta_{l,k}\left(1 - \pi_{l,k}^{(e)}(0, n_l)\right) + \sum_{\substack{k \in \mathcal{J}_l(n_l) \\ k \neq m}} \vartheta_{l,k}} C^e(n_l) \tag{7}$$

$\pi_{l,k}^{(e)}(0, n_l)$ est donné par identification avec (5) en remplaçant C_l par $C_{l,k}^*(n_l)$, $\theta_l^{(e)}$ par $\theta_{l,k}^{(e)}$, d par $d_{l,k}^{(e)}$ et N_l par $N_{l,k} = \left\lfloor \frac{C_{l,k}^*(n_l)}{d_{l,k}^{(e)}} \right\rfloor$.
Pour des raisons de simplicité, on suppose que si un lien virtuel m d'un lien l vérifiant $\theta_{l,m}^{(e)} \geq \overline{C}_{l,m}^{(e)}(n_l)$, alors tout flux passant par ce lien virtuel a un débit de bout-en-bout égale à zéro. Soit p_l le lien virtuel du lien l vérifiant $CP_{l,p_l} = d_i^{(e)}$ avec $i \in E$. Pour chaque état x^s vérifiant $\theta_{l,p_l}^{(e)} \leq \overline{C}_{l,p_l}^{(e)}(n_l)$ $\forall\, l \in R_i$, le nombre moyen des flux de la classe i est donné approximativement par :

$$E(x_i | x^s) = \frac{\rho_i^{(e)}}{d_i^{(e)}} + \sum_{l \in \mathcal{L}} a_{i,l}\, B_{l,p_l}(n_l) \frac{\rho_i^{(e)}}{\overline{C}_{l,p_l}^{(e)}(n_l) - \theta_{l,p_l}^{(e)}} \tag{8}$$

B_{l,p_l} est donné par identification avec (3) en remplaçant C_l par $\overline{C}_{l,p_l}^{(e)}(n_l)$, $\theta_l^{(e)}$ par $\theta_{l,p_l}^{(e)}$, d par $d_i^{(e)}$ et N_l par $N_{l,p_l}^* = \left\lfloor \frac{\overline{C}_{l,p_l}^{(e)}(n_l)}{d_i^{(e)}} \right\rfloor$.

On montre finalement que le débit moyen de chaque flux de classe i est donné par :

$$\gamma_i = \sum_{x^s} \gamma_i(x^s)\ \pi^{(s)}(x^s) \quad (9)$$

Avec :

$$\gamma_i(x^s) = \begin{cases} \frac{\rho_i^{(e)}}{E(x_i|x^s)} & \text{si } \forall\, l \in R_i :\ \theta_{l,p_l}^{(e)} \leq \overline{C}_{l,p_l}^{(e)}(n_l) \\ 0 & \text{si non} \end{cases} \quad (10)$$

L'approximation proposée est complètement insensible aux distributions du trafic. Ceci est une propriété forte et très utile pour le contrôle du réseau. En effet cela implique que les performances ne dépendent pas des caractéristiques précises des applications qui peuvent changer radicalement au fil du temps [3]. Des simulations événementielles au niveau paquets faites sur différents types des réseaux montrent que les formules proposées fonctionnent de manière satisfaisante. En supposant que la probabilité d'instabilité ne dépasse pas le 0.05, le taux d'erreur du modèle proposé ne dépasse pas 3% comparé aux résultats donnés par les simulations dans tous les cas envisagés.

4 Conclusions et perspectives

Un objectif clé de la conception de systèmes de contrôle du trafic dans les réseaux de communication est d'assurer un maximum de stabilité. La performance est généralement meilleure et prévisible si le système est uniformément stable, avec des périodes d'instabilité locales, négligeables. Le problème que nous avons étudié reflète la réalité (et la complexité) des processus multimédia de l'Internet avec des débits hétérogènes, des classes de service différenciées et des protocoles de transport différents. L'approximation que nous avons obtenu pour évaluer le débit moyen de bout-en-bout du trafic élastique sous une architecture multi-files d'attente en utilisant une hypothèse quasi-stationnaire, est précise et permet une généralisation pour de grands réseaux avec des temps de calcul raisonnables. En donnant la priorité au trafic de streaming, comme cela se fait dans la pratique, la capacité restante est partagée entre le trafic élastique selon un poids déterminé. Le modèle que nous proposons montre l'insensibilité aux caractéristiques détaillées du trafic. Ceci est particulièrement important pour l'ingénierie de réseaux de données puisque les performances peuvent être prédites uniquement en faisant appel à une estimation du volume global du trafic. Ces résultats sont actuellement en voie d'intégration dans des outils de simulation, d'ingénierie et de planification des réseaux IP/MPLS. Ils conduisent directement à des règles simples d'ingénierie de trafic et à des méthodes robustes d'évaluation des performances nécessaires à la maîtrise des réseaux multimedia actuels.

Références

[1] Mohamed El Hedi Boussada, Jean Marie Garcia and Mounir Frikha. (2015, November).Flow level modelling of Internet traffic in Diffserv Queuing. The 5th International Conference on Communications and Networking 2015. IEEE.

[2] Olivier Brun, Ahmad Al Sheikh and Jean Marie Garcia. Flow-level modelling of TCP traffic using GPS queueing networks.Teletraffic Congress, 2009. ITC 21 2009. 21st International. IEEE, 2009. p. 1-8.

[3] Thomas Bonald and Alexandre Proutière. "Insensitive bandwidth sharing in data networks." Queueing systems 44.1 (2003): 69-100.

[4] Joseph S Kaufman. Blocking in a shared resource environment. Communications, IEEE Transactions on, 1981, vol. 29, no 10, p. 1474-1481.