Routage de flots stochastiques dans un réseau

Olivier Klopfenstein

Orange Labs ; 38 rue du gl Leclerc, 92130 Issy-les-Mx, France
olivier.klopfenstein@orange-ftgroup.com

Mots-Clés : *routage, dimensionnement de réseau, contrainte probabiliste, trafic stochastique.*

1 Introduction

Le plus souvent, les études publiées sur le routage de trafic dans les réseaux considèrent que chaque demande à écouler est caractérisée par une valeur de trafic fixe et déterministe. Ceci ne correspond pas à la réalité de nombreux réseaux, où les flots à gérer sont en fait stochastiques. C'est notamment le cas pour les réseaux de télécommunications : le trafic écoulé entre deux points n'est pas constante dans le temps. Cette variabilité du trafic a évidemment des impacts en termes de dimensionnement de réseau et d'ingénierie de trafic.

La stochasticité du trafic a été prise en compte finement dans les études de performance, généralement restreintes à un lien isolé. On envoie à [4] pour une revue de nombreux résultats liés à ce domaine. Dans cette lignée, de nombreux auteurs ont proposé de dimensionner les réseaux maillés sur la base de ces études de liens isolés. Il s'agit alors, pour chaque demande, de calculer la bande passante qui serait nécessaire sur un lien virtuel reliant la source et la destination (notions de "capacité équivalente" ou de "bande passante effective"), et de réserver cette bande passante le long du chemin de routage, voir par exemple [2, 3]. Ces approches sont insatisfaisantes, car elles ne prennent que très partiellement en compte le multiplexage statistique des flux qui a lieu dans le réseau. On notera l'existence de certaines approches robustes ayant pour but de modéliser ce multiplexage, et s'appuyant sur des valeurs moyenne et maximale pour chaque demande [1]. Mais de tels modèles restent très rudimentaires.

L'objet du présent travail est de proposer des modèles de routage et de dimensionnement de réseau qui prennent en compte la stochasticité du trafic dans le temps.

2 Modèle de base

Soit $G = (V, A)$ un graphe orienté. Pour tout lien $a \in A$, p_a est le coût de router une unité de trafi sur a. On considère un ensemble I de demandes, chaque demande $i \in I$ étant caractérisée par une origine $s_i \in V$, une destination $d_i \in V$ et une quantité de trafic b_i, qui sera dans cette étude une variable aléatoire. On considère deux ensembles de variables de décisions : pour toute demande $i \in I$, $x_{ia} \in [0, 1]$ est la fraction de la demande routée sur le lien $a \in A$. Par ailleurs, c_a est la capacité installée sur le lien $a \in A$.

On note enfin X l'ensemble des multiflots monoroutés correspondant aux demandes de I :

$$X = \Big\{x \in \{0,1\}^{|I|\cdot|A|} \,|\, \forall i \in I, v \in V : \sum_{a\in A^+(v)} x_{ia} - \sum_{a\in A^-(v)} x_{ia} = \left\{ \begin{array}{ll} 1, & \text{si } v = s_i \\ 0, & \text{si } v \notin \{s_i, d_i\} \end{array} \right. \Big\}.$$

où $A^+(v)$, resp. $A^-(v)$, est l'ensemble des arcs sortants, resp. entrants, de v. Le modèle fondamental étudié, appelé CCNRDP (pour *Chance-Constrained Network Routing and Dimensioning Problem*), est alors :

$$\begin{array}{lll} \min & \sum_{a \in A} p_a . c_a & \\ \text{s.c.} & \mathbb{P}\left(\sum_{i \in I} b_i x_{ia} \leq c_a\right) \geq 1 - \varepsilon, & \forall a \in A, \\ & x \in conv(X), & \\ & c_a \geq 0, & \forall a \in A. \end{array}$$

Il s'agit donc de trouver le routage le moins coûteux possible, sous la contrainte que la probabilité de congestion (perte de trafic) est inférieure à ε. On s'intéressera particulièrement à la version mono-routée de ce problème, désignée par CCNRDP-U, où chaque demande ne doit utiliser qu'un seul chemin dans le réseau ($x \in X$ au lieu de $x \in conv(X)$).

On s'intéressera au cas spécifique, pertinent en pratique, où les trafics $\{b_i\}_{i \in I}$ sont gaussiens et stochastiquement indépendants. On montre en particulier que :

- CCNRDP-U est NP-difficile ;
- l'écart entre l'optimum de CCNRDP et celui de CCNRDP-U est borné ;
- un routage selon les plus courts chemins au sens des coûts $\{p_a\}_{a \in A}$ est une bonne approximation de l'optimum de CCNRDP-U.

Le modèle proposé plus haut est extrêmement simple. En particulier, il ne prend pas en compte le fait que les capacités à installer ne sont pas continues mais modulaires. On montre que ceci peut, sous certaines hypothèses, simplifier la résolution du modèle avec contrainte de mono-routage.

Une autre extension du modèle CCNRDP consiste à prendre en compte des structures de routage plus complexes que des chemins, par exemple des paires de chemins disjointes (pour des raisons de sécurisation) ou des arbres (diffusion de contenu). On montre comment les résultats obtenus pour des routages sur des chemins simples s'étendent au cas de structures plus complexes, telles que celles mentionnées.

Références

[1] A. Capone, G. Carello and R. Matera, Multi-layer Network Design with Multicast Traffic and Statistical Multiplexing, *proc. of Globecom'07*, pp.2565-2570.

[2] R. Guerin, H. Ahmadi and M. Naghshineh, Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high-speed networks, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 9, n. 7 (1991), pp.968-981.

[3] F. Kelly, Notes on effective bandwidths, In *Stochastic Networks : Theory and Applications* (Editors F.P. Kelly, S. Zachary and I.B. Ziedins), Royal Statistical Society Lecture Notes Series, 4. Oxford University Press, 1996. pp. 141-168.

[4] J. Roberts, A survey on statistical bandwidth sharing, *Computer networks*, vol 45, pp 319-332, 2004.