



Optimisation Robuste du Routage IP avec Incertitude sur la Demande

Mohamed Zied Ben Hamouda, Olivier Brun, Jean-Marie Garcia

► To cite this version:

Mohamed Zied Ben Hamouda, Olivier Brun, Jean-Marie Garcia. Optimisation Robuste du Routage IP avec Incertitude sur la Demande. Algotel, May 2010, Belle Dune, France. 4p. inria-00479485

HAL Id: inria-00479485

<https://inria.hal.science/inria-00479485>

Submitted on 2 May 2010

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

Optimisation Robuste du Routage IP avec Incertitude sur la Demande

Zied Ben Hamouda^{1,2}, Olivier Brun¹ and Jean-Marie Garcia²

¹ LAAS-CNRS, 7, avenue du Colonel Roche, 31077 Toulouse, France.

² QoS Design, 6, Avenue Marcel Doret, F-31500 Toulouse, France

Nous étudions le problème d'optimisation des métriques IP dans les réseaux de télécommunications où la demande est incertaine. Nous présentons une heuristique basée sur les techniques de recherche locale pour résoudre ce problème.

Keywords: Optimisation Robuste, Routage IP, Incertitude sur la demande.

1 Introduction

Open Shortest Path First (OSPF) et Intermediate System to Intermediate System (IS-IS) sont les deux protocoles de routage intra-domaine Internet les plus utilisés. Pour ces protocoles, les flux de trafic sont routés le long de plus courts chemins, en partageant équitablement le trafic quand il y a plusieurs chemins candidats. Les poids des liens, et donc les plus courts chemins, peuvent être changés par l'opérateur. Ces poids peuvent être fixés à 1 ou bien proportionnels aux distances physiques, mais la pratique usuelle recommandée par CISCO consiste à prendre des poids inversement proportionnels aux capacités des liens. Bien que parfois efficaces, ces heuristiques conduisent souvent à une utilisation assez pauvre des ressources.

Etant donné un ensemble de demandes entre des couples origine/destination (OD), le problème d'optimisation du routage IP consiste à déterminer un ensemble de métriques à affecter aux liens qui optimisent une certaine mesure de performance. Depuis son introduction par Fortz et Thorup, de nombreuses études ont été dédiées à ce problème d'optimisation du routage IP.

Le problème d'optimisation du routage IP dans les réseaux où la demande est incertaine (connu dans la littérature sous le nom d'optimisation robuste des métriques IP) n'a été considéré que récemment. Ce problème consiste à optimiser le routage sur un ensemble de matrices de trafic possibles. Cet ensemble contient toutes les réalisations possibles des demandes en trafic. Chu et Lea ont traité ce problème pour des réseaux IP supportant des VPN conçus suivant le hose model [4]. Dans [3], Altin et al. étendent l'algorithme tabou de [2] pour prendre en compte une incertitude polyédrale sur la demande.

Les travaux précédents supposent une incertitude sur la demande polyédrale, mais ne font aucune autre hypothèse sur la structure de l'ensemble d'incertitude. Ceci a l'avantage de permettre de prendre en compte toute définition polyédrale de l'incertitude sur la demande. Toutefois, cette approche a l'inconvénient de laisser ouverte la question de ce que doit être réellement un ensemble d'incertitude ayant du sens d'un point de vue pratique. Nous considérons dans ce papier le modèle d'incertitude Hose [1]. On raffine ce modèle en précisant des bornes inférieures et supérieures sur la demande en trafic de chaque couple OD. Ceci fournit une structure concrète d'incertitude sur la demande qui a du sens pour les opérateurs réseaux. Nous présentons également, un algorithme d'optimisation du routage IP basée sur les techniques de recherche locale. De nombreux résultats expérimentaux montrent que cet algorithme fournit des solutions qui sont souvent intéressantes, et ce dans des temps de calcul raisonnables.

2 Structure de l'ensemble d'incertitude

On considère un réseau de N noeuds et M liens de communication représenté par un graphe dirigé $G = (V, E)$. On note $Q \subset V$ l'ensemble des routeurs d'extrémités. Le réseau supporte un ensemble de $K = |Q|(|Q| - 1)/2$ flots OD, et chaque flot OD $k = 1, \dots, K$ est défini par son noeud source $s(k) \in Q$, son noeud destination $t(k) \in Q$ et sa demande (incertaine) en bande passante $d_{s(k),t(k)}$.

Comme expliqué à l'introduction, notre modèle d'incertitude correspond à une combinaison d'un modèle d'incertitude de type box avec un modèle de type hose. Soient $a_{s,t}$ et $b_{s,t}$ les bornes inférieure et supérieure sur la demande en trafic du flot OD $(s, t) \in Q \times Q$, respectivement. Soient b_s^{out} et b_s^{in} les volumes maximaux de trafic que peut émettre et recevoir le noeud d'extrémité $s \in Q$, respectivement. Notre modèle d'incertitude correspond au polytope $\mathcal{D}$ des matrices de trafic $\mathbf{d}$ satisfaisant les contraintes linéaires suivantes :

$$a_{s,t} \leq d_{s,t} \leq b_{s,t} \quad , \quad s, t \in Q, \quad (1)$$

$$\sum_{t \neq s} d_{s,t} \leq b_s^{out} \quad , \quad s \in Q, \quad (2)$$

$$\sum_{t \neq s} d_{t,s} \leq b_s^{in} \quad , \quad s \in Q. \quad (3)$$

Dans la suite, nous supposons que $\sum_{t \neq s} b_{s,t} > b_s^{out}$ et $\sum_{s \neq t} b_{s,t} > b_t^{in}$.

3 Résolution du problème d'optimisation robuste des métriques IP

Le problème d'optimisation robuste des métriques est connu pour être NP-difficile [3]. Bien qu'une formulation sous forme de programme linéaire en nombres entiers soit possible [3], elle ne permet pas une résolution exacte du problème en des temps de calcul raisonnables. En conséquence, la plupart des travaux effectués sur ce problème se sont focalisés sur des algorithmes d'approximation. Nous proposons d'utiliser une heuristique de recherche locale pour résoudre ce problème. Nous considérons le modèle d'incertitude réaliste décrit dans la section précédente. L'originalité principale de cet algorithme est liée à la structure de voisinage utilisée et à la méthode utilisée pour évaluer les charges maximales des liens.

Notre supposons que l'objectif est de minimiser le taux de congestion du réseau, c'est à dire le taux d'utilisation du lien le plus chargé. C'est une fonction coût classique qui est largement acceptée par les opérateurs réseaux.

3.1 Définition du voisinage

Une solution admissible est définie comme un vecteur $\mathbf{w} = (w_1, \dots, w_M)$, où $w_l \in \Omega$ est le poids affecté à l'arc $l \in E$ et $\Omega = \{1, \dots, w_{max}\}$ est l'ensemble des valeurs entières que peuvent prendre les métriques. Dans le cas du protocole OSPF on a $w_{max} \leq 2^{16} - 1$. Le voisinage $N(\mathbf{w})$ d'une solution $\mathbf{w} = (w_1, \dots, w_M)$ est défini de la façon suivante :

$$N(\mathbf{w}) = \{\mathbf{w}^1, \mathbf{w}^2, \dots, \mathbf{w}^M\}, \quad (4)$$

où $\mathbf{w}^l = (w_1, \dots, w_l + \Delta_l, \dots, w_M)$. La quantité Δ_l représente l'augmentation minimale de la métrique du lien l permettant de dévier du trafic sur ce lien (complètement ou en partie). Ainsi, le voisinage d'une solution $\mathbf{w}$ contient au plus M solutions. Chacune est associée à un lien l . On remarquera que cette structure de voisinage permet également de générer automatiquement les situations de partage de charge.

3.2 Génération du voisinage

Notons F_l l'ensemble des flots OD transmis sur le lien l . Si $F_l = \emptyset$, alors Δ_l ne peut être défini puisqu'il est impossible de dévier du trafic de ce lien. Sinon, nous procédons de la façon suivante pour calculer Δ_l :

- (a) Fixer $\bar{\mathbf{w}}^l = (w_1, \dots, w_{i-1}, \infty, w_{i+1}, \dots, w_M)$.
- (b) Pour tout $u, t \in V$, mettre à jour la distance entre u et t $D_u^l(\bar{\mathbf{w}}^l)$, en utilisant un algorithme de plus court chemin dynamique.
- (c) Soit $d_{\min}^l = \min_{f \in F_l} [D_{s(f)}^{t(f)}(\bar{\mathbf{w}}^l) - D_{s(f)}^{t(f)}(\mathbf{w})]$, l'augmentation minimale de la longueur des plus courts chemins sur l'ensemble des flots $f \in F_l$.
- (d) Δ_l est donnée par

$$\Delta_l = \begin{cases} 1 & \text{si } d_{\min}^l = 0 \\ d_{\min}^l & \text{si } 0 < d_{\min}^l < \infty \\ \infty & \text{si } d_{\min}^l = \infty \end{cases}$$

La solution $\mathbf{w}^l = (w_1, \dots, w_l + \Delta_l, \dots, w_M)$ dévie du trafic du lien l :

- Si $d_{\min}^l = 0$, il y avait plusieurs plus courts chemins pour au moins un des flots OD de F_l (partage de charge). En augmentant la métrique w_l de $\Delta_l = 1$, ce flot sera complètement dévié du lien l ,
- Si $0 < d_{\min}^l < \infty$, la solution $\mathbf{w}^l$ introduit du partage de charge pour au moins un flot OD appartenant à F_l ,
- Si $d_{\min}^l = \infty$, le lien l est obligatoire pour tous les flots OD $f \in F_l$ et on ne peut pas donc changer sa métrique.

3.3 Charges des liens

L'opération qui est très souvent réalisée par notre algorithme concerne le calcul de la charge des liens. Cette opération est réalisée à chaque fois que l'on doit évaluer le coût d'une solution voisine $\mathbf{w}^m$, $m \in E$. Si l'on considère une solution $\mathbf{w}$, la charge $y_l(\mathbf{w})$ du lien l est la valeur optimale du problème de maximisation $y_l(\mathbf{w}) = \max_{\mathbf{d} \in \mathcal{D}} \sum_{s,t \in Q} f_{s,t}^l d_{s,t}$, avec $f_{s,t}^l$ est la fraction de trafic de s vers t est passant par le lien l . D'après nos hypothèses $\sum_{t \neq s} b_{s,t} > b_s^{\text{out}}$ et $\sum_{s \neq t} b_{s,t} > b_t^{\text{in}}$, il est clair qu'il existe au moins une solution optimale de ce problème telle que $\sum_{t \neq s} d_{s,t} = b_s^{\text{out}}$ et $\sum_{s \neq t} d_{s,t} = b_t^{\text{in}}$. Observons que ceci implique que $\sum_{s,t \in Q} d_{s,t} = \sum_{s \in Q} b_s^{\text{out}} = \sum_{t \in Q} b_t^{\text{in}}$.

Il est facile de démontrer que le calcul de $y_l(\mathbf{w})$ revient dans notre cas à résoudre le problème de minimisation suivant :

$$\begin{cases} \min_{\mathbf{d} \in \mathcal{D}} & \sum_{s,t \in Q} (1 - f_{s,t}^l) d_{s,t} \\ \text{s.t.} & \\ & a_{s,t} \leq d_{s,t} \leq b_{s,t} \quad , s, t \in Q \\ & \sum_{t \neq s} d_{s,t} = b_s^{\text{out}} \quad , s \in Q \\ & \sum_{t \neq s} d_{t,s} = b_s^{\text{in}} \quad , s \in Q \end{cases}$$

La structure de ce problème est celle d'un problème classique de flot à coût minimal dans un graphe biparti. Les noeuds à gauche représentent les sources de trafic tandis que les noeuds à droite représentent les destinations. Chaque noeud source s a une fourniture correspondant à b_s^{out} unités et chaque noeud destination t a une demande de b_t^{in} unités. Le coût de l'arc (s, t) est $1 - f_{s,t}^l$, sa capacité est de $b_{s,t}$ unités et la borne inférieure sur son flot est de $a_{s,t}$ unités. La résolution de ce problème peut alors se faire efficacement en utilisant un algorithme polynomial.

Instance	$ V $	$ E $	$ Q $	UNIT	INV_CAPA	Borne Inférieure	Recherche Locale
abovenet	19	69	12	1.34	1.56	0.63	0.85
arpanet	24	100	10	0.89	0.99	0.69	0.73
bhvac	19	46	11	1.61	1.99	0.88	0.94
eon	19	74	15	0.65	0.95	0.47	0.60
metro	11	84	9	0.91	2.66	0.39	0.84
nsf	8	21	8	0.7	0.7	0.6	0.7
pacbell	15	42	10	1.38	0.92	0.65	0.88
vnsf	9	21	31	1.21	1.21	0.7	0.80
example	10	31	4	1.38	1.55	0.65	0.96

TAB. 1: Utilisation Maximale des Interfaces

4 Résultats et Conclusion

Nous avons testé notre algorithme de recherche locale sur des topologies réelles. Notre algorithme est utilisé en mode “multi-start” : l’algorithme est exécuté plusieurs fois à partir de solutions initiales différentes : (a) les métriques existantes, (b) les métriques toutes égales à 1 et (c) des métriques inversement proportionnelles aux capacités des liens. A chaque exécution, la recherche s’arrête au premier minimum local trouvé. La solution finale retenue est celle qui correspond au meilleur minimum local. Les informations sur les topologies ont été collectées soit à partir de la littérature IEEE, soit à partir du projet Rocketfuel. L’ensemble Q , les capacités des liens et les bornes sur les trafics ingress et egress ont été obtenus en utilisant la méthode décrite dans [3]. Nous avons également utilisé la méthode de tomogravité [5] pour calculer les valeurs de $a_{s,t}$ et $b_{s,t}$. Les résultats sont représentés dans le tableau 1.

Dans ce tableau, la borne Inférieure sur le coût est obtenue en résolvant le problème de routage optimal multi-chemin. On observe que notre algorithme fournit systématiquement de meilleures solutions que les heuristiques classiques UNIT (métriques à 1) et INV_CAPA (heuristique CISCO). Les améliorations relatives sont de 39.9% et 77.8% en moyenne, respectivement. On observe également que, pour la plupart des instances, les résultats fournis par notre algorithme sont assez proches de la borne inférieure (+20% en moyenne). L’écart absolu le plus grand est de 45% (*metro*), et le plus petit est de 4% (*arpanet*). Pour ces deux instances, les écarts absolus de INV_CAPA sont respectivement de 227% et 30%. Nous avons comparé notre algorithme à deux méthodes heuristiques proposées par Altin et al. [3], et ce en utilisant les mêmes topologies de test. Les résultats ne sont pas détaillés ici par manque de place. Nous avons pu noter que notre heuristique a de bien meilleures performances que ces deux méthodes (38% d’amélioration en termes de coût), et qu’elle est beaucoup plus rapide (1.22 % du temps de calcul).

En conclusion, tous ces résultats soulignent l’efficacité de notre approche et, d’une manière générale, de la recherche locale à résoudre les problèmes d’optimisation combinatoire difficiles.

Références

- [1] N. G. Duffield, P. Goyal, A. Greenberg, P. Mishra, K. K. Ramakrishnan, and J. E. van der Merive. A flexible model for resource management in virtual private networks. In *ACM SIGCOMM*, 1999.
- [2] B. Fortz and M. Thorup. Optimizing ospf/is-is weights in a changing world. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2002.
- [3] A. Altin, B. Fortz, and H. Ümit. Oblivious OSPF routing with weight optimization under polyhedral demand uncertainty, INOC 2009
- [4] J. Chu and C. T. Lea, Internet traffic engineering by optimizing ospf weights, IEEE/ACM Transactions on Networking, 2009.
- [5] Y. Zhang, M. Roughan, N. Duffield and A. Greenberg Fast accurate computation of large-scale IP traffic matrices from link load, ACM SIGMETRICS, 2003.