

Un modèle de graphe pour le routage BGP

Mickael MEULLE[†] et Quang NGUYEN[‡]

France Télécom R&D, Laboratoire Optimisation, Architectures et Trafic, 38, rue du Général Leclerc, 92794 Issy les Moulinaux Cedex 9 - FRANCE

Le protocole de routage interdomaine BGP permet à chaque système autonome de définir des politiques de routage vers les autres domaines de manière plus sophistiquée qu'un routage aux plus courts chemins basé sur des métriques de distance comme RIP ou OSPF. Les politiques permettent par exemple de filtrer les routes à importer ou à annoncer suivant les accords d'interconnexion commerciaux conclus entre les domaines, de privilégier le choix d'un chemin, ou encore de prévoir les voies de secours. La richesse des possibilités permises entraîne en contrepartie d'importantes difficultés pour appréhender globalement BGP et donc l'Internet. Peu de solutions, ni même de travaux, sont actuellement disponibles en recherche opérationnelle pour analyser et optimiser le réseau au niveau interdomaine. L'établissement d'un modèle théorique de réseau et de routage BGP, suffisamment réaliste, constitue un élément crucial. Ainsi, nous proposons de formuler l'interdomaine dans le cadre de la théorie des graphes et notamment dans l'espace des structures algébriques de chemins.

Keywords: Internet, BGP, routage interdomaine, algèbre de chemins

1 Introduction

L'Internet est organisé en une collection de plusieurs milliers de domaines interconnectés appelés systèmes autonomes (AS). Le routage interdomaine est régi par le Border Gateway Protocol (BGP). Ce protocole de routage permet à chaque AS de spécifier sa *politique de routage* en sélectionnant les routes et en les propageant vers les AS voisins, et cela sans qu'il soit nécessaire de révéler la politique ou la topologie interne de l'AS [Ste98]. Les politiques de routage traduisent en premier lieu les stratégies économiques qui sont établies entre les différents domaines administratifs. Ainsi, un AS client souscrit à un *contrat de transit* avec un fournisseur pour pouvoir envoyer et recevoir du trafic vers le reste de l'Internet. Deux AS peuvent également opter pour un *accord de peering*, c'est-à-dire de libre échange de trafic gratuit à destination de leurs clients respectifs. Ces relations d'interconnexion ont une incidence déterminante sur la structure de l'Internet, sur la distribution du trafic et sur les performances du routage [TGSE01],[LAWS01], [DN03].

Cette grande liberté de configuration au niveau du routage interdomaine a pour contrepartie de soulever des problèmes d'interaction difficilement prévisibles entre les politiques, des problèmes de convergence de BGP, et plus généralement une difficulté à mettre en œuvre des techniques en *Traffic Engineering (TE)* [FBR03],[QUP⁺03]. Peu de travaux sont actuellement disponibles en TE de l'interdomaine et cela en particulier dans le cadre de la recherche opérationnelle. La prise en compte du routage interdomaine basé sur les politiques constitue une première difficulté à surmonter [GSW02],[WG03].

Dans ce papier, nous proposons de formuler le réseau interdomaine dans le cadre de la théorie des graphes. L'objectif est, en particulier, de montrer que les problèmes de routage basés sur des politiques peuvent se formuler et se résoudre dans le cadre des *structures algébriques de chemins*. Nous proposerons également un modèle de transformation du graphe interdomaine permettant de prendre en compte simplement les contraintes de routage introduites.

[†]& Laboratoire d'Informatique, de Modélisation et d'Optimisation des Systèmes, CNRS, Université Blaise Pascal, Campus des Cézeaux, Aubière, France. Email: michael.meulle@rd.francetelecom.com

[‡]Ce travail rentre dans le cadre des projets PACOPTIM, MARS et TORQUE développés à France Télécom - Fonction Groupe Technologie et Innovation - Recherche & Développement. Contact email : quang.nguyen@rd.francetelecom.com

2 Modélisation de l'Interdomaine

Le réseau interdomaine de l'Internet agrégé au niveau des AS peut être brièvement décrit comme suit : soit $G = (V, E)$ le graphe représentant le réseau où $V = \{1, 2, \dots, n\}$ désigne l'ensemble des sommets et $E \subset V \times V$ l'ensemble des arcs ; un sommet correspond à un AS et un arc¹ à un accord d'interconnexion entre deux AS. A chaque lien u , on associe un type de relation d'interconnexion [Hus99],[GR00]. Dans cette étude, on considérera les trois types de relations suivantes : client-fournisseur (*C2P*), fournisseur-client (*P2C*) et peer-peer (*PEER*). Les deux premières relations correspondent à un accord de transit tel que l'on a *C2P* (resp. et inversement *P2C*) lorsque le chemin BGP est annoncé du client vers le fournisseur (resp. du fournisseur vers le client) ; i.e. si j est un fournisseur de i alors l'arc $u = (i, j)$ (resp. l'arc inverse $v = (j, i)$) est étiqueté par le label *C2P* (resp. *P2C*). La troisième relation correspond à un accord de peering pour laquelle on ne distingue pas de sens hiérarchique entre les AS partenaires ; i.e. si i et j ont établi un peering entre eux alors les arcs (i, j) et (j, i) sont tous les deux labellisés par *PEER*.

2.1 Les politiques "économiques" de routage

Considérons maintenant un chemin d'AS issu d'une table de routage BGP. Par exemple, le trafic s'écoule du client vers un fournisseur régional, puis ce fournisseur régional écoule le trafic vers un fournisseur de transit national et ainsi de suite jusqu'à atteindre le fournisseur de plus haut niveau. Le trafic peut ensuite transiter du fournisseur de plus haut niveau vers un autre fournisseur national, qui l'écoulera vers un opérateur régional jusqu'à parvenir à la destination finale. On distingue ainsi trois parties. La première partie du chemin est formée par une chaîne d'arcs du type *C2P*. La seconde partie correspond souvent à une relation du type *PEER*. Et la troisième partie du chemin est formée par une chaîne d'arcs du type *P2C*. Ce cheminement est typique dans l'Internet et traduit la caractéristique hiérarchique de l'organisation des AS. En d'autre terme, on peut "monter" dans la hiérarchie puis en "redescendre" (sans cycler)², mais pas l'inverse. On en déduira également qu'en principe, un chemin BGP comporte au plus un arc de type *PEER* (cf. [Nor00],[Gao00], [SARK01] pour plus de précision). Plus formellement, les combinaisons possibles des accords d'interconnexion pour former un chemin BGP que l'on définira comme *valide* "économiquement" peuvent être obtenues avec l'opération \odot définie ci-dessous : soient les sous-chemins $p_1 = (u_1, u_2, \dots, u_k)$ et $p_2 = (u_{k+1}, \dots, u_q)$, alors le chemin $p = (p_1, p_2) = (u_1, u_2, \dots, u_k, u_{k+1}, \dots, u_q)$ est *valide* si $L(p) = L(p_1) \odot L(p_2) \notin \infty$, avec

$L(p_1)$	$L(p_2)$	<i>C2P</i>	<i>P2C</i>	<i>CPPC</i>	<i>PEER</i>
<i>C2P</i>	\odot	<i>C2P</i>	<i>CPPC</i>	<i>CPPC</i>	<i>CPPC</i>
<i>P2C</i>		∞	<i>P2C</i>	∞	∞
<i>CPPC</i>		∞	<i>CPPC</i>	∞	∞
<i>PEER</i>		∞	<i>PEER</i>	∞	∞

où $L(\cdot)$ est la fonction retournant le label du chemin³ : $L(p) = C2P$ (resp. $L(p) = P2C$) si p est une chaîne d'arcs de type *C2P* (resp. *P2C*) ; $L(p) = PEER$ si p est une chaîne d'arcs débutant par un *PEER* et suivie ou non par des *P2C* ; $L(p) = C2P_PEER_P2C$, que nous notons plus brièvement *CPPC*, si p est une chaîne d'arcs *C2P* suivie, soit d'arcs *P2C*, soit d'un *PEER* suivi ou non de *P2C* ; $L(p) = \infty$ si p est un chemin invalide. On note $l_1 = C2P$, $l_2 = P2C$, $l_3 = PEER$, $l_4 = CPPC$, $l_5 = \infty$, et pour simplifier les notations, on

¹ L'arc $u = (i, j)$ et l'arc inverse $v = (j, i)$ sont associés à un même *lien logique* d'interconnexion ; l'orientation permet de modéliser le sens des annonces BGP.

² Hypothèse "économique" : on supposera qu'un client d'un client ne peut être fournisseur du premier. Cette hypothèse est généralement vérifiée dans le cas général où les chemins BGP ne sont pas annoncés de manière différenciée (par zone géographique, communauté, etc.), elle traduit simplement les relations économiques qui sont généralement hiérarchisées entre les AS.

³ D'autres combinaisons sont possibles ; nous avons proposé et retenu celle-ci qui permettra par la suite de définir une structure algébrique associative et muni d'une relation d'ordre partielle compatible avec l'attribut BGP *Local-pref*. Ces combinaisons (ou en d'autre terme, ces règles) traduisent les politiques "économiques" qui sont en pratique mises en oeuvre par les ISP. Soulignons qu'il existe des exceptions qui échappent à la règle générale, par exemple le *peering indirect* ; on notera également que les chemins de backup peuvent être autorisés à ne pas y être contraints (les politiques de "backup" de routage pourraient par exemple correspondre à un simple plus court chemin).

Un modèle de graphe pour le routage BGP

confondra par la suite les labels avec leurs indices. L'opération \odot a pour propriété d'être une loi de composition interne associative (mais non commutative) sur l'espace des chemins labellisés $\mathcal{L} = \{l_0, \dots, l_5\}$, avec comme élément neutre $l_0 = \emptyset$ correspondant au chemin vide $\{\}$; (\mathcal{L}, \odot) définit donc une structure algébrique de monoïde.

Finalement, sur le graphe interdomaine G , parmi l'ensemble des chemins possibles établis selon l'opération \odot , pour une paire source-destination donnée, la notion de *préférence d'un chemin BGP* (*Local_pref*) indique en général qu'un chemin annoncé vers un client est prioritaire sur celui d'un peer et lui-même prioritaire sur un fournisseur⁴, ce qui se traduit par la relation de dominance suivante : $P2C \overset{\odot}{\succ} PEER \overset{\odot}{\succ} C2P \overset{\odot}{\approx} CPPC$. Comme dans le processus de décision BGP la route ayant le plus grand *Local_pref* est préférée, on aura *par défaut*⁵ : $Local_pref(C2P) < Local_pref(PEER) < Local_pref(P2C)$; le fournisseur de services Internet est bien entendu libre d'arbitrer différemment ces pondérations. Si maintenant il existe plusieurs routes de même préférence locale, alors la seconde règle BGP indique que l'on préfère le *plus court chemin en nombre d'AS*, *AS_path*, et ainsi de suite en appliquant l'ensemble des règles de décision BGP (voir [RL95],[WG03] par exemple). Notons cependant que les deux premières règles sont largement discriminantes.

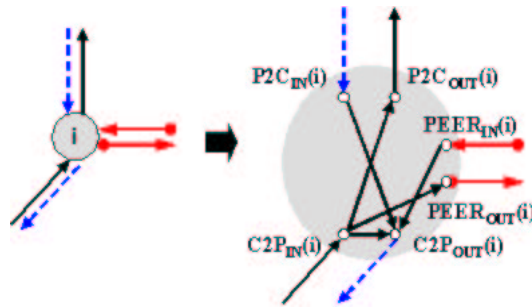
2.2 Un modèle de graphe étendu

Il est intéressant de voir que les politiques de routages introduites précédemment peuvent être implicitement prises en compte dans un modèle de transformation de graphe. Considérons pour cela le graphe étendu $G' = (V', E')$ obtenu à partir du graphe initial $G = (V, E)$ de la manière suivante :

- on remplace chaque sommet, $i \in V$, par six nouveaux sommets $C2P_{in}(i)$, $C2P_{out}(i)$, $P2C_{in}(i)$, $P2C_{out}(i)$, $PEER_{in}(i)$, $PEER_{out}(i)$ reliés entre eux selon la matrice d'adjacence sommets-sommets :

	$C2P_{out}(i)$	$P2C_{out}(i)$	$PEER_{out}(i)$
$C2P_{in}(i)$	1	1	1
$P2C_{in}(i)$	0	1	0
$PEER_{in}(i)$	0	1	0

- et chaque arc, $u = (i, j) \in E$, par : $(C2P_{out}(i), C2P_{in}(j))$ si $L(u) = C2P$, ou $(C2P_{in}(i), C2P_{out}(j))$ si $L(u) = P2C$, ou $(PEER_{out}(i), PEER_{in}(j))$ si $L(u) = PEER$.



Proposition 1 La recherche d'un chemin valide sur le graphe G se ramène simplement à la recherche d'un chemin sur le graphe G' .

Corollaire 2 Un calcul de plus court chemin valide sur le graphe G se ramène simplement à un calcul de plus court chemin sur le graphe G' .

Par contre le graphe étendu est de taille plus importante avec $6 * |V|$ sommets et $(5 * |V| + |E|)$ arcs.

⁴ Ce classement exprime simplement les relations économiques entre les opérateurs.

⁵ Relativement à la configuration des routeurs BGP (cf. CISCO).

3 Cheminement sur le graphe interdomaine

Les protocoles de routage Internet au niveau intradomaine exploitent largement les techniques de calcul de plus court chemin au sens d'une certaine métrique fixée par l'administrateur du réseau. Au niveau interdomaine, avec BGP, nous avons vu qu'il faut considérer en outre les politiques de routage. Pour cela, il nous semble intéressant de recourir aux formalismes des *chemins algébriques*. Notons que de nombreux travaux de cheminement dans les graphes ont été interprétés dans ce cadre (cf. [GM86],[Rot90],[Moh02] pour une revue de l'état de l'art). Nous rappelons ici simplement la définition d'un dioïde et donnons directement son application à la recherche de chemins respectant les politiques de routage établies à la section précédente.

Définition 3 (Dioïde) *Un dioïde (S, \oplus, \otimes) est un ensemble muni de deux lois internes associatives \oplus, \otimes , possédant respectivement comme élément neutre ε appelé élément nul (i.e. $a \oplus \varepsilon = a$) et e dénommé unité (i.e. $a \otimes e = a$), telles que l'opération \oplus est commutative et que la seconde opération \otimes est distributive par rapport à la première et admet l'élément nul comme élément absorbant (i.e. $a \otimes \varepsilon = \varepsilon$).*

3.1 Plus court chemin (par type) valide

Pour calculer le plus court chemin valide au sens des politiques de routage BGP définies par la relation \odot sur le graphe inter-AS $G = (V, E)$, on définit le dioïde (S, \oplus, \otimes) avec $S = \mathfrak{R}^L \cup \{+\infty\}^L = \overline{\mathfrak{R}}^L$ tel que :

- soient $a = (a_i)_{i=1,\dots,L}$, $b = (b_i)_{i=1,\dots,L}$, $c = (c_i)_{i=1,\dots,L}$ appartenant à l'ensemble S , la première opération \oplus est définie par : $c = a \oplus b = (c_i = \min\{a_i, b_i\})_{i=1,\dots,L}$, avec comme élément nul $\varepsilon = (+\infty, +\infty, \dots, +\infty)$,
- la seconde opération \otimes est définie par : $c = a \otimes b$
 $= (c_i = \min\{(a_p + b_q) / p \odot q = i \quad \forall p, q = 1, \dots, L\}; +\infty \text{ si } \nexists p \odot q = i)_{i=1,\dots,L}$,
avec comme élément unité $e = (0, 0, \dots, 0)$.

A chaque arc $u = (i, j)$, on associe un poids w_{ij} ; par exemple, pour le calcul de chemin en nombre d'arcs minimum : $w_{ij} = e_{ij}^1$ si l'arc $(i, j) \in E$ est de type l , ou $w_{ij} = \varepsilon$ sinon (e_{ij}^l désigne le vecteur ayant la $l^{\text{ème}}$ composante égale à 1 et $+\infty$ ailleurs). Considérons en particulier le sommet 1, on note $x_{1i} = (x_{1i}^1, x_{1i}^2, \dots, x_{1i}^L)$ le vecteur de plus court chemin du sommet 1 vers les sommets i (chaque composante x_{1i}^l donne le plus court chemin de type $l \in L$), alors la solution est donnée par le système d'équations d'optimalité :

$$\begin{cases} x_{11} = \bigoplus_{j=1}^n x_{1j} \otimes w_{j1} \oplus e, \\ x_{1i} = \bigoplus_{j=1}^n x_{1j} \otimes w_{ji} \oplus \varepsilon. \end{cases}$$

Pour la résolution du système nous nous référerons notamment aux travaux de Carré [Car71]. Les algorithmes classiques de résolution (de Dijkstra par exemple) se généralisent également directement dans ce cadre algébrique. Les systèmes de résolution seront analogues pour les dioïdes définis ci-dessous.

3.2 Recherche des K meilleurs chemins valides

Outre le choix entre les différents types de chemins (client, peering ou fournisseur), un opérateur peut être amené à sélectionner un chemin précis parmi plusieurs chemins. Pour analyser les différentes possibilités de routage il serait intéressant de rechercher les K meilleurs chemins entre deux AS. Considérons pour cela

le dioïde (S, \oplus, \otimes) avec $S = \overline{\mathfrak{R}}^L \times (K \text{ fois}) \dots \overline{\mathfrak{R}}^L$ tel que :

– soient $a = \begin{bmatrix} a_1^1 & a_2^1 & a_L^1 \\ a_1^2 & a_2^2 & a_L^2 \\ \vdots & \vdots & \vdots \\ a_1^K & a_2^K & a_L^K \end{bmatrix}$, $b = \begin{bmatrix} b_1^1 & b_2^1 & b_L^1 \\ b_1^2 & b_2^2 & b_L^2 \\ \vdots & \vdots & \vdots \\ b_1^K & b_2^K & b_L^K \end{bmatrix}$, $c = \begin{bmatrix} c_1^1 & c_2^1 & c_L^1 \\ c_1^2 & c_2^2 & c_L^2 \\ \vdots & \vdots & \vdots \\ c_1^K & c_2^K & c_L^K \end{bmatrix}$ appartenant à

l'ensemble S , la première opération \oplus est définie par : $c = a \oplus b$ est la matrice $K \times L$ telle que chaque colonne l donne les K plus petits composants distinctes des $l^{\text{ème}}$ colonnes correspondantes de a et de b , avec comme élément nul la matrice ε dont toutes les composantes valent $+\infty$,

– la seconde opération \otimes est définie par : $c = a \otimes b$ est la matrice $K \times L$ telle que chaque colonne l donne les K plus petits composants distinctes de la somme des couples $(a_p^i + b_q^j)$ tel que $p \odot q = l$ pour

$i = 1, \dots, K$ et $j = 1, \dots, K$, ou $+\infty$ si $\nexists p \odot q = l$, avec comme élément unité la matrice e ayant toutes les composantes égales à 0 sur la première ligne et $+\infty$ ailleurs.

3.3 Prise en compte des critères BGP pour le calcul des chemins

Soit p un chemin BGP, considérons le vecteur (a_1, a_2) où les composantes sont associées aux attributs BGP représentés par $a_1 = L(p)$ et $a_2 = \text{longueur}(p)$, correspondant respectivement au label du chemin (ou plus généralement au poids de l'attribut *Local_pref*) et à la longueur en nombre d'AS du chemin (avec la prise en compte éventuelle des répétitions d'AS, *AS prepending*). La relation de préférence entre deux chemins BGP (pour une même paire source-destination) correspond à la relation lexicographique \preceq :

$$(a_1, a_2) \preceq (b_1, b_2) \Leftrightarrow \left\{ a_1 \overset{\circ}{\prec} b_1, \text{ ou } \left(a_1 \overset{\circ}{\approx} b_1 \text{ et } a_2 \leq b_2 \right) \right\}.$$

Considérons alors le dioïde (S, \oplus, \otimes) avec $S = \mathcal{L} \times \overline{\mathbb{R}}^+$ tel que :

– soient a, b, c appartenant à l'ensemble S , la première opération \oplus est définie par :

$$c = a \oplus b = \left\{ a \text{ si } a_1 \overset{\circ}{\prec} b_1, \text{ ou } b \text{ si } b_1 \overset{\circ}{\prec} a_1, \text{ ou } (a_1, \min\{a_2, b_2\}) \text{ si } a_1 \overset{\circ}{\approx} b_1 \right\},$$

avec comme élément nul $\varepsilon = (\infty, +\infty)$,

– la seconde opération \otimes est définie par : $c = a \otimes b = (a_1 \odot b_1, a_2 + b_2)$, avec comme élément unité $e = (\emptyset, 0)$.

Soulignons que la généralisation à n critères (> 2) est immédiate. Dans le cas de BGP on distingue six principales règles de décision.

Concernant les données numériques utilisées pour caractériser le modèle, nous avons observé⁷ un graphe interdomaine comprenant 17 000 AS et 41 000 arêtes, parcouru par 18 million de chemins BGP à destination de plus de 200 000 préfixes. L'implémentation des algorithmes et les résultats numériques sont reportés dans [NM04].

4 Conclusion

La complexité du protocole BGP rend difficile les travaux en *Traffic Engineering* de l'interdomaine. Il est ainsi ardu pour un opérateur d'avoir une vision complète de l'Internet, et a fortiori, de pouvoir optimiser globalement ses stratégies de routage ou ses accords d'interconnexion. Le recours à une modélisation du réseau interdomaine permettant d'analyser l'impact des changements des politiques de routage et par la suite de mieux contrôler et optimiser la gestion du réseau est une solution particulièrement recherchée par les opérateurs.

Dans ce papier, nous avons proposé une modélisation du routage BGP dans le cadre des structures algébriques de chemins. La formulation que nous avons établie pour caractériser les politiques "économiques" de routage⁶ possède les propriétés adéquates correspondant à un monoïde, pouvant s'étendre à la structure plus générale de dioïde. Les problèmes de cheminement peuvent alors être résolus simplement en transposant les algorithmes classiques de résolution en algèbre linéaire et en théorie des graphes. La construction du modèle de transformation de graphe intégrant implicitement la validité des chemins offre également une solution simple et pratique.

En résumé, étant donné le graphe de connectivité inter-AS étiqueté par les relations d'interconnexion présumés entre les AS, nous pouvons étudier l'ensemble des cheminements interdomaines valides dans le sens des contraintes de politique "économique" de routage considérées. Les applications pratiques sont immédiates en aide à la décision pour l'analyse des stratégies de routage BGP. Les prolongements en cours de ce travail portent sur l'application du modèle de routage BGP en optimisation du routage de bout en bout et des tarifs d'interconnexion.

⁷ Jeux de données datés de janvier et février 2004, issus des serveurs Route-Views, RIS et de l'interrogation de routeurs Looking Glass.

⁶ Description restreinte dans ce papier aux deux premiers attributs BGP et par la non prise en compte des chemins de *backup*.

Références

- [Car71] B. A. Carré. An algebra for network routing problems. *Journal Inst. Math. Appl.*, 7 :273–294, 1971.
- [DN03] M. Décima and Q. Nguyen. Topologie de l'internet : Exploration et représentation du réseau. Technical report, France Télécom Recherche et Développement, NT/FTR&D/7919, 2003.
- [FBR03] N. Feamster, J. Borkenhagen, and J. Rexford. Guidelines for interdomain traffic engineering. In *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, pages 19–30, October 2003.
- [Gao00] L. Gao. On inferring autonomous system relationships in the internet. In *Proc. IEEE Global Internet Symposium*, November 2000.
- [GM86] M. Gondran and M. Minoux. *Graphs and Algorithms*. New York : Wiley, 1986.
- [GR00] L. Gao and J. Rexford. Stable internet routing without global coordination. In *Proceedings of the 2000 ACM SIGMETRICS international conference on Measurement and modeling of computer systems*, pages 307–317. ACM Press, June 2000.
- [GSW02] T. G. Griffin, F. B. Shepherd, and G. Wilfong. The stable paths problem and interdomain routing. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 10.2 :232–243, April 2002.
- [Hus99] G. Huston. Interconnection, peering, and settlements. In *Internet Protocol Journal*, March 1999.
- [LAWS01] C. Labovitz, A. Ahuja, R. Wattenhofer, and V. Srinivasan. The impact of internet policy and topology on delayed routing convergence. In *INFOCOM*, pages 537–546, 2001.
- [Moh02] M. Mohri. Semiring frameworks and algorithms for shortest-distance problems. *Journal of Automata, Languages and Combinatorics*, 7.2 :321–350, 2002.
- [NM04] Q. Nguyen and M. Meulle. Modélisation du routage interdomaine. Technical report, France Télécom Recherche et Développement, DE/DAC/OAT/27.04, 2004.
- [Nor00] W.B. Norton. Internet service providers and peering. In *Proceedings of NANOG 19, Albuquerque (New Mexico)*, June 2000.
- [QUP⁺03] B. Quoitin, S. Uhlig, C. Pelsser, L. Swinnen, and O. Bonaventure. Interdomain traffic engineering with BGP. *IEEE Communications Magazine*, 2003.
- [RL95] Y. Rekhter and T. Li. A Border Gateway Protocol 4 (BGP-4). In *RFC 1771*, March 1995.
- [Rot90] G. Rote. Path problems in graphs. In *Computational Graphs Theory*, pages 155–189. Springer-Verlag Computing Supplementum 7, 1990.
- [SARK01] L. Subramanian, S. Agarwal, J. Rexford, and R. Katz. Characterizing the internet hierarchy from multiple vantage points. In *UC Berkeley Technical Report CSD-01-1151, August 2001*, 2001.
- [Ste98] J. W. Stewart. *BGP4 : Inter-Domain Routing in the Internet*. Addison Wesley, 1998.
- [TGSE01] H. Tangmunarunkit, R. Govindan, S. Shenker, and D. Estrin. The impact of routing policy on internet paths. In *INFOCOM*, pages 736–742, 2001.
- [WG03] F. Wang and L. Gao. On inferring and characterizing internet routing policies. In *Proceedings of the conference on Internet measurement conference*, pages 15–26. ACM Press, 2003.