Une Méthode Tabou pour l'Optimisation des VPN

M.Z. Ben Hamouda, O. Brun, J.M. Garcia

LAAS-CNRS ; Université de Toulouse ; 7, avenue du Colonel Roche, F-31077 Toulouse, France
{zied.ben-hamouda,brun, jmg}@laas.fr

Introduction Les opérateurs de télécommunications proposent, depuis quelques années, des services VPN (Virtual Private Network). Les entreprises souscrivant à ces offres peuvent ainsi disposer d'une infrastructure privée et virtuelle de communication longue distance sans avoir à investir dans des liaisons specialisées.

Le modèle Hose a été proposée en 1999 par Duffield et al. [2] comme un modèle souple et facile à utiliser par les clients VPN pour spécifier leurs besoins en termes des capacités de communication. Selon ce modèle, le client n'a qu'à spécifier une bande-passante en entrée et une autre en sortie pour chaque noeud. La bande-passante de sortie d'un noeud VPN représente le débit maximal auquel il pourra émettre vers les autres, tandis que sa bande-passante d'entrée représente le débit maximal auquel il pourra recevoir des données en provenance des autres noeuds. Le modèle "Hose" est le plus utilisé actuellement, et dans la suite, nous supposerons que la demande en bande-passante du VPN est décrite suivant ce modèle.

Problématique et Contribution Pour l'opérateur, la mise en place d'un VPN dédié à un client exige la réservation des ressources nécessaires dans son réseau, le long de chemins reliant les différents sites du client. Il est évidemment essentiel pour l'opérateur de minimiser la capacité totale réservée pour chaque VPN, afin d'utiliser au mieux les ressources disponibles. Cette minimisation de la bande-passante réservée suppose de déterminer le routage optimal des flux dans le réseau opérateur.

Dans cet article, nous étudions le problème de la conception des VPN Hose avec un plan de routage en mono-chemin. La difficulté principale est le fait que spécifier les demandes suivant le modèle Hose revient en fait à spécifier un polytope de matrices de trafic possibles. Le plan de routage et la réservation de bande-passante établis par l'opérateur doivent permettre d'acheminer le trafic de n'importe quelle matrice du polytope, sans que le trafic sur un lien n'excède la bande-passante reservée. Il s'agit donc d'un problème de routage robuste. Ce problème est connu pour être NP-difficile. Nous proposons une heuristique basée sur une méthode tabou pour le résoudre. L'originalité de cette méthode est d'utiliser une borne supérieure sur la bande-passante à réserver pour explorer le voisinage de la solution courante.

Méthode de Résolution La méthode que nous proposons est basée sur la recherche tabou. Elle est décrite dans l'algorithme 1. Dans cet algorithme $\mathbf{f}$ désigne une solution potentielle de notre problème. Une solution potentielle est construite tel que chaque flux entre deux noeuds terminaux du VPN est routé selon un seul chemin entre ces deux noeuds. $\Phi(\mathbf{f})$ et $\Psi(\mathbf{f})$ sont respectivement le coût de la solution $\mathbf{f}$ et une borne supérieure sur ce coût. L'idée est d'améliorer itérativement la solution courante en explorant un voisinage de celle-ci pour y trouver une solution de moindre coût. Une solution voisine de la solution courante est obtenue en re-routant un et un seul trafic entre deux noeuds (u, v) sur un autre chemin parmis K chemins possibles entre u et v. Ces chemins peuvent par exemple être obtenus avec un algorithme de K plus courts chemins. Une fois un minimum local atteint, nous donnons un statut tabou à la transformation qui mène au meilleur voisin. Cette transformation ne peut pas être appliquée pendant un certain nombre d'itérations tiré aléatoirement.

Algorithm 1 Algorithme de Recheche Tabou

$\mathbf{f}_0$: solution initiale
$k = 0$ and $\mathbf{f}^* = \mathbf{f}_0$; STOP=false ;
while Test de convergence faux **do**
    $\mathbf{f}_{k+1} = argmin_{\mathbf{f}\in N(\mathbf{f}_k)}\Psi(\mathbf{f})$
    if $\Phi(\mathbf{f}_{k+1}) > \Phi(\mathbf{f}_k)$ **then**
        $\mathbf{f}_{k+1} = argmin_{\mathbf{f}\in N(\mathbf{f}_k)}\Phi(\mathbf{f})$
    end if
    if $\Phi(\mathbf{f}_{k+1}) < \Phi(\mathbf{f}^*)$ **then**
        $\mathbf{f}^* = \mathbf{f}_{k+1}$
    end if
end while

L'originalité principale de l'algorithme précédent est d'utiliser une borne supérieure $\Psi(\mathbf{f})$ sur le coût d'une solution $\mathbf{f}$. En effet, l'évaluation du coût $\Phi(\mathbf{f})$ d'une solution nécessite le calcul de la réservation sur chaque lien, ce qui veut dire résoudre un problème de transport pour chaque lien [3]. Pour explorer le voisinage d'une solution, c'est à dire évaluer le coût de tous ses voisins, il faut alors résoudre un problème de transport un très grand nombre de fois, ce qui est pénalisant en temps calcul. L'idée est alors d'utiliser une borne supérieure $\Psi(\mathbf{f})$ sur le coût, à la fois très simple à calculer et proche du coût réel, pour déterminer si le voisinage contient une solution améliorante. Si c'est le cas, ce voisin sera choisi comme solution courante de la prochaine itération. Sinon, on refait une exploration du voisinage en utilisant cette fois le coût exact pour pouvoir garantir que le voisinage ne contient pas de solution améliorante.

Le calcul de la valeur de $\Psi(\mathbf{f})$ suppose de déterminer pour chaque lien e du réseau la valeur de la la borne supérieure sur le trafic qui peut passer sur ce lien pour l'ensemble des matrices de trafic du polytope engendré par le modèle Hose. Nous avons démontré dans [1] que cette borne supérieure peut être donnée par la valeur de $min(\alpha_e, \beta_e)$, où α_e et β_e sont tel que :

$$\alpha_e = \sum_{u,\in Q} \alpha_e(u) \quad \text{où} \quad \alpha_e(u) = min\left(b^+(u), \sum_{v\in\Gamma_e^+(u)} b^-(v)\right)$$

$$\beta_e = \sum_{u,\in Q} \beta_e(u) \quad \text{où} \quad \beta_e(u) = min\left(b^-(u), \sum_{v\in\Gamma_e^-(u)} b^+(v)\right)$$

L'ensemble Q est l'ensemble des noeuds terminaux du VPN, $b^+(v)$ et $b^-(v)$ sont les valeurs des bandes passantes d'entrée et de sortie du noeud terminal $v \in Q$, et $\Gamma_e^+(u)$ et $\Gamma_e^-(u)$ sont les noeuds qui sont destinations (respectivement sources) des chemins ayant comme origine (respectivement comme destination) le noeud $u \in Q$ et utilisant le lien e.

Références

[1] M. Z. Ben Hamouda, O. Brun, J.M. Garcia, *Planification et Optimisation des VPN Hose*, LAAS Research Report, 2009.

[2] N. G. Duffield et al. , *A flexible model for resource management in virtual private networks*, in Proc. ACM SIGCOMM, San Diego, CA, Aug. 1999, pp. 95-108.

[3] T. Erlebach, and M. Ruegg*Optimal bandwidth reservation in hose-model VPNs with multi-path routing*, INFOCOM 2004.