

le contrôle du délai dans le protocole OLSR

Amina Naimi, Philippe Jacquet

► **To cite this version:**

Amina Naimi, Philippe Jacquet. le contrôle du délai dans le protocole OLSR. [Rapport de recherche] RR-4894, INRIA. 2003. <inria-00071688>

HAL Id: inria-00071688

<https://hal.inria.fr/inria-00071688>

Submitted on 23 May 2006

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.

Le Contrôle du Délai dans le Protocole OLSR

Amina Naimi Meraihi, Philippe Jacquet

N° 4894

Juillet 2003

THÈME 1



*Rapport
de recherche*

Le Contrôle du Délai dans le Protocole OLSR

Amina Naimi Meraihi, Philippe Jacquet

Thème 1 — Réseaux et systèmes
Projet HIPERCOM

Rapport de recherche n° 4894 — Juillet 2003 — 9 pages

Résumé : Dans ce rapport de recherche, nous proposons un modèle pour le support du délai dans le protocole OLSR afin de satisfaire les besoins d' applications temps-réel. Le nouveau protocole est appelé D-OLSR. Étant donné la difficulté du routage contraint par le délai, nous avons focalisé dans ce travail sur le calcul du délai. Nous avons présenté quelques règles pertinentes de calcul et d'estimation du délai. Dans la dernière partie, un modèle plus raffiné a été proposé dans lequel le délai est différencié par voisin. Cette dernière considération répond de façon plus efficace aux vrais besoins d'application temps-réel.

Mots-clés : Délai, Estimation Proactive, Distribution du Délai, Réseaux Ad Hoc, OLSR.

Delay Control in the OLSR Protocol

Abstract: Due to the limited bandwidth and the dynamic topology of mobile ad hoc networks, the OLSR (Optimized Link State Routing) protocol was designed in such a way as to adapt to mobility and link failures, while minimizing its control traffic overhead. OLSR can be extended to support quality of service. It should be equipped with additional mechanisms and make use of dynamic metrics to satisfy varied application requirements. In this paper, we aim to extend OLSR to support delay constraint for real time applications. Some delay control issues are addressed and solutions are proposed.

Key-words: Delay, Proactive Estimation, Delay Distribution, Adhoc Networks, OLSR.

1 Introduction

On entend de plus en plus parler dans les réseaux ad-hoc de protocoles de "routage avec QoS" [6][7][8][9][11], ce qui laisse déduire que les protocoles usuels sont signés "au mieux" (best effort). En effet, les protocoles de routage sans fil qu'ils soient proactifs ou réactifs, ont pour vocation d'établir des routes afin d'acheminer les paquets à leurs destinations tout en réagissant aux variations de topologie et aux ruptures de liens. Mais en aucun cas ils ne tiennent compte des spécificités des applications à savoir les besoins variés en bandes passantes, ou en délai au moment d'établir ces routes. De plus, l'état global du réseaux n'est pas pris en compte dans le calcul. D'où la nouvelle génération de protocoles de routage dite "QoS routing" qui, en plus du routage proprement dit, veille à assurer la qualité des routes sélectionnées. En pratique, un QoS routing se traduit par l'introduction de paramètres de QoS au calcul habituel de route pour répondre au mieux aux besoins des utilisateurs et s'adapter aux variations de trafic. Enfin, nous pensons qu'on peut rapprocher, la notion de routage avec QoS avec la notion de routage dynamique spécifique au monde filaire . Il est bon de rappeler que l'usage de la dite "métrique dynamique" était introduit en premier dans les années 70, mais jugé précoce car ne trouvait pas de domaines d'application convenables, du aux capacités limitées des réseaux de l'époque. L'usage de la métrique statique était alors le seul compromis et ce durant les 2 dernières décennies. Dès lors que les réseaux sont à haute capacité, les demandes de garantie de QoS sont désormais légitimes, que ce soit dans un réseau filaire ou sans fil. A l'heure actuelle, la métrique la plus étudiée dans le routage ad hoc est la bande passante à cause des capacités limitées des réseaux sans fil. Le délai reste très peu étudié car déjà suffisamment problématique dans les réseaux filaires. Dans ce rapport, nous présentons une extension du protocole OLSR avec la prise en compte du délai, appelée D-OLSR. Quelques problèmes liés au calcul du délai seront analysés, et des solutions sont proposées.

2 OLSR : Optimized Link State Protocol

OLSR(Optimized Link State Routing) est un protocole de routage proactif soumis au groupe MANET de l'IETF [1]. Il est considéré comme une optimisation du protocole à état des liens filaire pour les réseaux mobiles ad hoc. Son innovation réside dans sa façon d'économiser les ressources radio lors des diffusions. Ceci est réalisé grâce à l'utilisation du concept des relais multipoints dans lequel chaque nœud choisit un sous-ensemble de ses voisins qu'il appellera "MPR" (multipoint relais) pour retransmettre ses paquets en cas de diffusion. En se basant sur la diffusion sur les MPRs, tous les nœuds du réseau sont atteints avec un nombre réduit de répétitions.

Comme dans le paradigme proactif, des messages de contrôle périodiques doivent être utilisés pour le maintien des tables de routage et de voisinage. Dans OLSR deux types de messages sont introduits : "Hello" et "TC"(Topology Control). Périodiquement, chaque nœud diffuse localement un message Hello contenant des informations sur son voisinage et l'état des liens. Ceci permet à chaque nœud de prendre connaissance de son voisinage à un

et deux sauts. L'ensemble MPR est alors construit dans chaque nœud de façon à contenir un sous-ensemble de voisins à un saut qui couvre tous les voisins à deux sauts. Afin de construire les tables nécessaires au routage des paquets, chaque nœud génère périodiquement un paquet TC contenant la liste de ses voisins l'ayant choisit comme MPR. Le message TC est diffusé dans l'ensemble du réseau. Seuls les voisins MPR rediffusent un paquet TC reçu pour éviter l'inondation. Cette technique prometteuse réduit considérablement l'overhead généré par le trafic de contrôle. A la réception d'un message TC, la table de topologie peut être construite. Basé sur la table de topologie, chaque nœud peut calculer la table de routage qui permet d'acheminer les paquets vers n'importe quelle destination dans le réseau.

3 Les problèmes liés au calcul du délai

La contrainte du délai est très peu étudiée dans le routage ad hoc, et quand tel est le cas, la méthode du calcul reste superficiellement décrite.

Souvent les auteurs proposent des approximations qui peuvent s'avérer inexactes. Très rapidement dans notre étude sur la prise en compte du délai dans OLSR, nous étions confrontés à un certain nombre de problèmes que nous analyserons dans ce qui suit :

3.1 La non-synchronisation des horloges

Tout calcul du délai basé sur la simple différence entre le temps de départ de la source et le temps d'arrivée à la destination, suppose que les horloges sont synchrones. Cette hypothèse était déjà difficilement réalisable dans les réseaux filaires et ne peut que s'aggraver dans les environnements ad hoc sans fil. Une solution basique au problème de la synchronisation consisterait à calculer le délai de bout-en-bout en considérant une seule et même horloge. Le temps sera marqué à l'envoi et à la réception du paquet en retour dans le même nœud. Il s'agit bien sur du temps d'un aller-retour, qui sera divisé par deux pour obtenir le temps d'un aller simple. Cette solution suppose encore que le temps d'aller et de retour sont égaux, ce qui n'est pas forcément le cas. Notre approche consiste à accumuler le délai saut par saut et d'autre part considérer que :

$Delai_{i,j}$ = le temps de service + le délai de propagation de i vers j .

Sous l'hypothèse que le délai de propagation est négligeable, le temps de transmission d'un paquet d'un nœud i vers un nœud j dépendrait uniquement du temps que le paquet passe dans le nœud i .

Par conséquent, $Delai_{i,j} = Delai_i$ (*forall* j voisin de i), qu'on appellera le "délai du nœud".

3.2 Utilisation des paquets de contrôle de type "broadcast"

Afin d'estimer le délai d'un lien, les paquets de contrôle OLSR, tels les HELLO peuvent être utilisés. Cependant, le temps de transmission des paquets de contrôle OLSR ne correspond pas au temps de transmission de paquets de données. Ceci est dû au fait que les paquets

OLSR sont de type broadcast, contrairement aux paquets de données qui sont souvent en unicast. En général, l'acheminement des paquets en broadcast ou en unicast est quelque peu différent et particulièrement suivant OLSR. En effet, Les paquets broadcastés sont envoyés avec une gigue afin d'éviter d'éventuelles collisions dues à la synchronisation des horloges [2]. Cette gigue devrait donc être prise en compte car le cas échéant, le temps de transmission des paquets de données serait surestimé. La déduction de la gigue dans le calcul du délai ne résout le problème que partiellement. Un autre facteur rentre en jeu dans le cas d'un réseau surchargé, à savoir le temps de retransmission. En cas de collision, les paquets seront retransmis lorsqu'ils sont en unicast et sont simplement ignorés s'ils sont en broadcast, et ce selon la norme IEEE 802.11. De ce fait, les paquets broadcastés sembleraient plus rapides que les paquets de données qui se voient sous-estimer leurs délai. Une mauvaise estimation du délai pourrait mener à des conséquences indésirables. En effet, une sous-estimation du délai empêcherait naturellement de satisfaire les besoins de l'application. Par ailleurs, une surestimation du délai entraîne une sous exploitation des ressources dès lors qu'elle laisse croire que le réseau est chargé alors qu'il ne l'est probablement pas.

Pour les raisons évoquées, nous pensons que la façon la plus adéquate pour le calcul effectif du délai est l'utilisation de paquets de contrôle de type unicast. Autrement, le réajustement du délai des paquets broadcastés est nécessaire de manière à correspondre au vrai délai des paquets de données. Cette approche sera explorée dans notre modèle.

4 Le modèle D-OLSR

Contrairement aux protocoles de routage réactifs contraints par le délai dans lesquels l'information sur le délai (ou la QoS généralement) est obtenue à la demande, nous proposons une extension proactive du protocole OLSR. Cela signifie que l'information du délai du nœud (ou du lien) doit être disponible dans chaque nœud du réseau. Autrement dit, c'est l'information sur "l'état" qui doit être généralisée pour comprendre le délai du nœud. Les tables de routages seront alors construites de sorte à offrir des routes avec les meilleurs délais. Afin de renforcer ce modèle, l'information concernant le délai de la route active sera obtenue de façon "réactive", c-a-d des paquets particuliers vont servir à apporter cette information. De façon formelle, 3 paquets de contrôle supplémentaires seront introduits dans OLSR :

Le paquet LDA (Local Delay Advertisement) : joue un rôle similaire à celui du paquet TC, où l'information sur l'état du voisinage est remplacée par celle du délai du nœud.

Le paquet PROBE : sert à calculer le délai de la route active.

Le paquet FEEDBACK : apporte le délai calculé grâce au paquet PROBE à la source. Périodiquement, chaque nœud génère un paquet LDA contenant l'estimation de son délai. Tout comme un paquet TC, le paquet LDA sera broadcasté sur tout le réseau, naturellement suivant les MPRs. LDA se considère comme un complément du paquet TC, en ce sens où il a pour rôle d'informer tous les nœud de l'état, en terme de délai, du nœud générateur. A la

réception d'un paquet LDA, une table de délai (ou équivalent) est construite, elle contient l'information du délai de tous les nœud du réseau. Dès lors, la table de routage avec délai "D-routage" est calculée en utilisant l'algorithme de Dijkstra sur le délai des nœuds. Jusque là, le délai était uniquement estimé, les paquets PROBE et FEEDBACK vont servir à calculer le délai des routes actives afin de réagir aussi rapidement que possible aux changements dans l'état du réseau, c'est à dire proposer de nouvelles routes.

Le paquet unicast PROBE est envoyé de la source à la destination et routé par la source. Son rôle est de déterminer le délai de bout-en-bout de la route sélectionnée. Le délai de bout-en-bout sera calculé de proche en proche pour éviter les horloges non synchrones.

Une fois le paquet PROBE atteint sa destination, le paquet FEEDBACK sera généré et routé suivant le chemin inverse du paquet PROBE. Son rôle est d'apporter les informations collectées par le paquet PROBE à la source.

A la réception du FEEDBACK, la source met à jour la table du délai et la table de routage. Le nœud continue à émettre un paquet PROBE périodiquement pendant que la route est active. La priorité est donnée au paquet FEEDBACK sur le paquet PROBE pour la mise à jour des tables de délai.

4.1 Estimation proactive

Le délai du nœud est considéré comme un "poids" affecté au nœud. Comme nous l'avons présenté, si le temps de transmission des paquets HELLO va être utilisé pour le calcul du délai, un réajustement s'oblige. En réalité, le temps de transmission d'un paquet de données est égal au temps d'attente d'un slot libre auquel on ajoute le temps de retransmission en cas de collision. Suivant l'architecture IEEE 802.11 [10] la fonction du backoff est exponentielle, cela signifie qu'à chaque collision, la retransmission est différée à un intervalle double en longueur de l'ancien intervalle. Soit w_a le temps d'attente d'un slot libre et p_c la probabilité de collision. Le temps de transmission d'un paquet de données peut s'écrire :

$$W_t(w_a) = w_a + p_c W_t(2w_a)$$

Cette formule récursive peut s'écrire de façon itérative comme suit :

$$W_t = w_a + p_c(2w_a + p_c(4w_a + p_c(8w_a + \dots)))$$

Étant donné que la probabilité de collision p_c ne dépasse pas $2/3$, autrement le lien est considéré comme perdu, cette formule récursive s'arrête à la septième itération. Le temps d'attente d'un slot libre s'écrit :

$$w_a = \frac{SlotMac}{1 - \alpha}$$

où α est la proportionnalité de la bande passante utilisée. w_a peut correspondre au temps de transmission d'un paquet HELLO à partir du moment où le HELLO n'est pas retransmis en cas de collision. Le réajustement consiste donc à rajouter le deuxième terme de la première équation ($p_c W_t(2w_a)$) au temps de transmission d'un paquet HELLO. La probabilité de collision peut être approchée par le taux des "HELLO-failure", cette mesure est déjà donnée

par OLSR. Ou simplement calculée au niveau de la couche MAC.

La manière que nous proposons pour l'estimation du délai est assez pertinente, car elle modélise le délai des paquets de données de façon précise tout en tirant profit des mesures sur les paquets de contrôle OLSR pour approcher cette estimation. Désormais, le délai d'un nœud i peut être calculé de la manière suivante :

$$Delay_i = NbPkt * W_t$$

où $NbPkt$ est le nombre de paquets de données dans la file.

4.2 Estimation réelle

Le paquet PROBE est utilisé pour calculer le délai de bout-en-bout entre la source et la destination. Le délai calculé par le paquet PROBE est supposé correspondre au délai des paquets de données. Pour ce, il faut prendre les soins d'acheminer le paquet PROBE dans les mêmes files d'attente que des paquets de données. De plus, il est à noter que le paquet PROBE est envoyé en unicast, nous avons montré plus haut les problèmes engendrés par l'utilisation des paquets de types broadcast dans l'estimation du délai . Le délai de bout-en-bout est alors calculé de proche en proche

$$Delay_{s,d} = \sum_{i \in [s,d]} Delay_i$$

A chaque passage du paquet PROBE par un nœud, ce dernier calcule et enregistre le temps de transmission. Après avoir s'assurer que le paquet ait été complètement délivré, c'est à dire à la réception du paquet d'acquittement, le délai est valide. Le nœud source, aussi bien que les nœuds intermédiaires peuvent calculer le délai à la destination en sommant les délais enregistrés de proche en proche et apportés par le paquet FEEDBACK.

5 Du délai du nœud au délai du lien

Jusque là, nous avons supposé que $Delay_i = Delay_{i,j} (\forall j \text{ voisin de } i)$. Dans cette partie nous essayons de raffiner notre modèle en différenciant le délai par voisin. En particulier le paramètre p_c (probabilité de collision) qui peut varier sensiblement d'un voisin à un autre. Par exemple, suivant l'éloignement du voisin, la probabilité de collision est plus petite si l'on s'adresse à un voisin plus proche. p_c est alors fonction du voisin. Le paquet LDA envoyé par un nœud va contenir la liste des p_c de ses voisins. A la réception d'un paquet LDA, le nœud est capable de calculer le délai moyen que peut prendre un paquet d'un nœud à un autre. La route avec le délai le plus court est alors facilement obtenue en appliquant l'algorithme de Dijkstra sur les liens. Il est probablement plus intéressant de considérer la version "full link state" de OLSR, dans laquelle la paquet TC notifie l'état des liens de tous ses voisins. Ainsi fera le paquet LDA avec le paramètre p_c . Dans ce cas, la route avec le plus proche

voisin (la plus petite valeur de p_c) peut être sélectionnée.

Le plus court délai moyen, même s'il s'agit du paramètre le plus communément utilisé, n'est peut être pas le moyen le plus convenable pour la recherche de routes. En général, on cherche la probabilité que le délai W dépasse un seuil donné $T : P(W > T)$. Pour certaines applications temps réel, ce paramètre est d'une grande importance. Dans la transmission vidéo, ce paramètre est déterminé par la taille du buffer d'entrée chez le récepteur. Afin de calculer une telle probabilité, il est indispensable de connaître la "distribution du délai" dans chaque nœud et pas uniquement la moyenne. La probabilité de distribution peut être exprimée par le biais d'un vecteur d'échantillons, ou dérivée de certains paramètres basiques. Si l'on connaît le flux entrant dans le buffer du nœud et si l'on suppose qu'il s'agit de "poisson" avec des temps de services indépendants, on pourrait évaluer la distribution du délai dans le nœud. Dans ce cas, Le paquet LDA doit contenir l'évaluation du volume moyen du flux entrant. soit

$$f_i(s) = E[e^{-sW_i}]$$

la transformée de Laplace-stieljes de la distribution du délai W_i expérimenté au nœud i . Si on suppose que les délais sont indépendants d'un nœud à un autre, alors la transformée Laplace-stieljes de la distribution du délai W expérimenté par un paquet sur une route donnée est égale au produit des transformées de Laplace-stieljes des distributions des délais exprimés sur chaque nœud de la route :

$$E[e^{-sW}] = \prod_{i \in route} f_i(s)$$

Malheureusement, il n'existe pas de variante de l'algorithme de Dijkstra qui calcule la route avec la plus petite probabilité $P(W > T)$ en ayant la fonction f_i . De toute façon, il existe une approximation

$$P(W < T) \approx E[e^{\frac{W}{T}}]$$

qui semble être vraie dans la plupart des cas, particulièrement quand $P(W > T)$ se réduit polynomialement avec T . En utilisant cette approximation, un algorithme de Dijkstra peut être utilisé puisque :

$$P(W < T) \approx \prod_{i \in route} f_i\left(\frac{1}{T}\right)$$

comme si les quantités $f_i\left(\frac{1}{T}\right)$ jouaient le rôle du taux de pertes (ou facteur de risque) et le produit devrait être maximisé.

Ces nouvelles considérations sont intéressantes, les routes optimales peuvent varier de façon significatives quand T varie et si le $\log f_i\left(\frac{1}{T}\right)$ ne varie pas proportionnellement.

6 Conclusion

Dans ce rapport de recherche, nous avons proposé un modèle analytique pour le support de la contrainte du délai dans le protocole OLSR pour satisfaire les besoins d'applications

temps-réel. L'extension que nous proposons est de nature proactive, en d'autre terme chaque nœud connaît le délai de bout-en-bout vers n'importe quelle destination et à n'importe quel moment. Étant donné la difficulté du routage contraint par le délai, nous avons focalisé dans ce travail sur les méthodes de calcul du délai. Ainsi, nous avons présenté quelques règles pertinentes pour le calcul et l'estimation du délai. Dans la dernière partie, un modèle plus raffiné a été proposé, dans lequel le délai est différencié par voisin. Cette dernière considération répond de façon plus efficace aux vrais besoins d'application temps-réel.

Références

- [1] T. Clausen, P. Jacquet, A. Laouiti, P. Muhlethaler, a. Qayyum and L. Viennot : "Optimized Link State Routing Protocol", IEEE INMIC 2001. Pakistan.
- [2] A. Laouiti, P. Muhlethaler, A. Najid, E. Plakoo : "Simulation results of the OLSR Routing Protocol for Wireless Network", Mediterranean Workshop on Ad-Hoc Networks (Med-hoc), 2002. Italy.
- [3] C.E. Perkins and E.M. Royer : "Ad hoc On-Demand Distance Vector Routing ", IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA), 1999.
- [4] C.E. Perkins and P. Bhagwat : "Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing(DSDV) for mobile computers", In proceedings of ACM SIGCOMM'94, PAGES 234-244, September 1994. London UK.
- [5] D. B. Johnson and D. A. Maltz : "Dynamic Source Routing in Ad Hoc Wireless Networks", IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA), 1999.
- [6] S. Lee and A. T. Campbell : "INSIGNIA : In-ban signalling support for QoS in mobile ad hoc networks", Proc. of the 5th Intl. Workshop on Mobile Multimedia Communication, 1998.
- [7] S. Chen and K.Nahrstedt : "Distributed quality-of-service routing in ad hoc networks", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, special issue on Wireless Ad Hoc Networks, 17(8) : 1488-1505, 1999.
- [8] C.R. Lin : "On-Demand QoS routing in multihop mobile networks", Infocom, 2001.
- [9] R.L. Chunhung and L. Jain-Shing : "QoS routing in ad hoc wireless networks", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1999.
- [10] IEEE 802.11 standard. Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY)specifications. June 1997
- [11] J. Baras and H. Mehta : "A Probabilistic Emergent Routing Algorithm for Mobile Ad hoc Networks", WiOpt'03 : Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks, 2003. France.



Unité de recherche INRIA Rocquencourt

Domaine de Voluceau - Rocquencourt - BP 105 - 78153 Le Chesnay Cedex (France)

Unité de recherche INRIA Lorraine : LORIA, Technopôle de Nancy-Brabois - Campus scientifique
615, rue du Jardin Botanique - BP 101 - 54602 Villers-lès-Nancy Cedex (France)

Unité de recherche INRIA Rennes : IRISA, Campus universitaire de Beaulieu - 35042 Rennes Cedex (France)

Unité de recherche INRIA Rhône-Alpes : 655, avenue de l'Europe - 38330 Montbonnot-St-Martin (France)

Unité de recherche INRIA Sophia Antipolis : 2004, route des Lucioles - BP 93 - 06902 Sophia Antipolis Cedex (France)

Éditeur

INRIA - Domaine de Voluceau - Rocquencourt, BP 105 - 78153 Le Chesnay Cedex (France)

<http://www.inria.fr>

ISSN 0249-6399