

Routage QoS et réseaux ad-hoc : de l'état de lien à l'état de noeud

Claude Chaudet, Isabelle Guérin Lassous

▶ **To cite this version:**

Claude Chaudet, Isabelle Guérin Lassous. Routage QoS et réseaux ad-hoc : de l'état de lien à l'état de noeud. RR-4700, INRIA. 2003. inria-00071886

HAL Id: inria-00071886
https://inria.hal.science/inria-00071886

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.

INRIA

INSTITUT NATIONAL DE RECHERCHE EN INFORMATIQUE ET EN AUTOMATIQUE

Routage QoS et réseaux ad-hoc : de l'état de lien à l'état de nœud

Claude Chaudet — Isabelle Guérin Lassous

N° 4700

Janvier 2003

THÈME 1



ISSN 0249-6399

Routage QoS et réseaux ad-hoc : de l'état de lien à l'état de nœud

Claude Chaudet , Isabelle Guérin Lassous

Thème 1 — Réseaux et systèmes
Projet Ares

Rapport de recherche n° 4700 — Janvier 2003 — 15 pages

Résumé : L'engouement suscité par la téléphonie cellulaire laisse à penser que l'utilisateur va devenir de plus en plus mobile. Les réseaux ad-hoc répondent à ce besoin en éliminant le besoin d'infrastructure fixe pour communiquer. L'activité du groupe IETF Manet créé en 1996 montre que le développement de ces réseaux sans fil et sans infrastructure est en plein essor. Parallèlement à ce phénomène, on assite à un déploiement des services multimédia aussi bien dans les réseaux dits grand public que dans les réseaux professionnels. Ce type d'applications est exigeant en terme de qualité de la transmission et l'on voit apparaître un réel besoin de garanties sur la qualité du service offert. Toutefois, les réseaux ad-hoc introduisent un grand nombre de contraintes dont il faut tenir compte lors de l'élaboration d'un protocole de qualité de service. Dans cet article, après avoir défini ce que nous entendions par qualité de service et avoir présenté les spécificités des réseaux ad-hoc et leur impact sur les protocoles cherchant à offrir des garanties aux applications, nous présenterons une solution au problème du routage avec qualité de service basée sur l'état des mobiles dans le réseau.

Mots-clés : Réseaux ad-hoc, routage QoS, interférences, contrôle d'admission

Unité de recherche INRIA Rhône-Alpes
655, avenue de l'Europe, 38330 Montbonnot-St-Martin (France)
Téléphone : +33 4 76 61 52 00 — Télécopie +33 4 76 61 52 52

QoS routing and ad-hoc networks: from link state to node state

Abstract: The commercial success of cellular telephony prefigures that the user will become more and more mobile. Ad-hoc networks were designed in this purpose, freeing the user from the need of a fixed infrastructure to communicate. The activity of the MANET working group at the IETF shows that the deployment of these networks is in real expansion. At the same time, multimedia services are developing fast in the customer's life as well as in the industrial world. These applications often require strong guarantees on the transmission quality. Ad-hoc networks introduce new problems that have to be addressed in order to provide an efficient quality of service solution. In this article, we will first define what the term "quality of service" means to us. Then we will have a look at the specificities of the ad-hoc networks and their impact on QoS protocols. Finally, we will present a solution to the QoS routing problem based on the state of the network nodes.

Key-words: Mobile ad-hoc networks, QoS routing, interferences, admission control

Introduction

Depuis l'apparition et le grand succès commercial de la téléphonie cellulaire, le développement d'équipements mobiles n'a cessé de prendre de l'importance. Grâce aux assistants personnels et aux ordinateurs portables, l'utilisateur devient de plus en plus nomade. Dans un tel contexte il n'est pas surprenant de voir apparaître des solutions de communication sans fil de plus en plus performantes. En 1999, l'IEEE a standardisé le protocole d'accès au médium radio 802.11 [fITTbS99] visant à assurer la communication entre ordinateurs personnels utilisant le médium radio. Aujourd'hui, le protocole IEEE 802.11 a subi plusieurs évolutions et est devenu un standard. De nombreux constructeurs proposent maintenant des cartes d'interfaces inter-opérables basées sur cette norme.

Le protocole IEEE 802.11 a été conçu dans une optique d'utilisation administrée. Les terminaux communiquent entre eux et avec le réseau filaire par le biais d'une borne d'accès administrant une zone géographique. Faisant suite aux travaux effectués sur les *packet radio networks* dans les années 1980, des recherches ont débuté afin d'étudier la possibilité de se passer de ces bornes d'accès et de former ainsi des réseaux mobiles totalement dynamiques et spontanés. Il s'agit des réseaux ad-hoc.

Cette absence d'infrastructure fixe pose un certain nombre de problèmes non triviaux. En particulier, afin d'assurer la transmission des informations d'un bout à l'autre du réseau, les terminaux mobiles doivent avoir la capacité de retransmettre des informations, jouant ainsi le rôle de routeurs. Cependant, les spécificités du lien radio ainsi que la mobilité potentielle des utilisateurs rendent les protocoles de routage utilisés dans les réseaux usuels peu performants. C'est pourquoi un groupe de travail de l'IETF travaille actuellement à la standardisation d'un ou plusieurs protocoles de routage pour ce type de réseaux.

Le travail de ce groupe, nommé Manet[1], s'inscrit dans un contexte de routage *au mieux*. Cependant, l'attrait suscité par les applications multimédia laissent penser que certaines applications pourraient tirer parti de certaines garanties qui pourraient être offertes par le réseau. Par exemple, garantir une borne sur le délai de transmission des paquets peut être profitable aux applications de téléphonie ; garantir un débit peut être nécessaire pour les applications de vidéo à la demande, etc. C'est pourquoi il semble important de s'interroger sur la meilleure façon d'assurer une certaine qualité de service aux mobiles d'un tel réseau. Le terme "qualité de service" regroupe un grand nombre de concepts et de techniques complémentaires. Nous avons choisi ici de nous intéresser au problème spécifique du routage avec qualité de service pour ces réseaux radio mobiles et sans infrastructure fixe car ce point soulève beaucoup de problèmes auxquels il n'existe pas encore de solution satisfaisante.

En section 1, nous essaierons de définir de façon claire et complète ce que signifie le terme routage avec qualité de service : quels en sont les enjeux et les objectifs ? Puis, après avoir présenté les contraintes introduites par les réseaux ad-hoc en section 2, nous examinerons les différentes approches pour le routage proposées à ce jour en section 3. Enfin, en section 4, nous présenterons les principales caractéristiques de la solution que nous proposons. Notamment, nous intégrons dans ce protocole une connaissance de l'état des mobiles, qui permet

[1] Mobile Ad hoc Networks

d'obtenir des informations sur le réseau plus réalistes qu'une connaissance basée sur l'état des liens.

1 Objectifs du routage avec qualité de service

Tout d'abord, il convient de préciser ce que recouvre le terme "routage avec qualité de service". Le routage au mieux consiste souvent à rechercher le plus court chemin en terme de distance [FF62] ou de délai [Moy91] entre une source et une destination afin de transférer des données. Dans le cas du routage avec qualité de service, le but n'est pas simplement de trouver le meilleur chemin selon un certain critère mais de trouver le meilleur chemin *admissible*. On ajoute un certain nombre de contraintes sur les routes afin de déterminer leur éligibilité. Par exemple, on peut vouloir rechercher une route disposant d'une certaine quantité de bande passante pour un trafic vidéo. On peut vouloir rechercher une route assurant que les paquets seront reçus par la destination moins d'un certain temps après leur émission par la source. Toute route satisfaisant un certain critère quantitatif peut être qualifiée de route assurant une certaine qualité de service.

Pour définir la qualité de service, il existe un certain nombre de critères usuels bien identifiés : une application peut désirer obtenir des garanties sur le débit des communications, sur le délai, le taux ou le profil de pertes, la gigue, etc. En revanche, chaque application a des besoins spécifiques et seule l'application est consciente de ses besoins. Il est difficile de définir globalement des niveaux de service. Les applications doivent pouvoir indiquer explicitement, par exemple, quel délai maximal elles peuvent supporter. On voit alors apparaître une spécificité du routage avec qualité de service. Les routes doivent être déterminées flux par flux et non plus destination par destination comme dans le routage au mieux. Il serait en effet inacceptable de conclure qu'il n'existe pas de route permettant de transmettre un flux d'une source à une destination simplement parce qu'il existe déjà une route reliant ces deux terminaux mais ne satisfaisant pas le critère demandé. De plus, assurer un routage par flux permet d'assurer un contrôle plus fin des ressources du réseau. On peut décider de supprimer un flux particulier sans couper totalement la communication entre deux mobiles. Par exemple, on peut scinder un trafic vidéo en un flux principal et en plusieurs sous-flux améliorant le niveau de détail. Il est alors concevable de supprimer les flux secondaires lorsque des congestions apparaissent dans le réseau.

Il est aussi primordial de prendre en compte la disparition ou la faible fiabilité d'un lien. Dans les réseaux filaires, cette situation survient rarement. Les liens sont fiables et ne sont coupés que lorsqu'un équipement tombe en panne. Il n'en est pas de même dans les réseaux ad-hoc. En effet, le simple fait d'utiliser le médium radio pour communiquer introduit une grande variation dans la fiabilité des liens. Les ondes radio sont extrêmement sensibles à leur environnement. Fermer une porte , par exemple, peut suffire à couper un lien existant. D'autre part, les terminaux dans un réseau ad-hoc sont mobiles. En conséquence, il est impossible de prévoir si un lien existant à une certaine date sera toujours valide à une date ultérieure. Il est encore plus incertain qu'il conserve les mêmes propriétés. Il s'agit ici d'une différence importante par rapport aux réseaux filaires. La topologie du réseau

dépend maintenant de l'environnement du réseau, sur lequel on ne peut pas agir. Dans ces conditions, il semble primordial de concevoir un mécanisme de maintenance des routes qui soit suffisamment performant pour que ces changements de topologie occasionnent une gêne minimale pour les applications. De plus, les contraintes apportées lorsqu'on cherche à assurer une certaine qualité de service rendent encore plus complexe ce mécanisme de maintenance. En effet, les applications concernées sont par nature moins tolérantes vis-à-vis de la perte momentanée de service que les application élastiques usuelles.

Enfin, il est aussi important d'assurer une certaine *optimalité* du processus de routage. Toutefois, quel est le critère à considérer lorsqu'on parle d'optimalité ? Doit-on rechercher le plus court chemin admissible, le chemin de plus faible délai, etc. ? Il semble ici important de garder comme objectif d'utiliser au mieux le réseau. Ceci peut se traduire par la maximisation de l'utilisation de la bande passante du réseau ou encore par la maximisation du nombre de clients servis. Encore une fois, si le routage plus faible délai (basé sur l'état des liens) [Moy91] semble donner de bons résultats dans des réseaux filaires cherchant à offrir un service au mieux, il ne semble pas évident qu'il soit le meilleur choix ici Nous développerons ce point en section 4.1.

Nous pouvons maintenant proposer une définition du routage avec qualité de service : il s'agit du processus d'établissement et de maintenance de routes optimales (pour la paire communicante comme pour le réseau) satisfaisant un certain critère sur la qualité de la transmission de données. Si l'on peut considérer que cet objectif sera bientôt atteint dans les réseaux locaux filaires, les réseaux ad-hoc présentent un grand nombre de spécificités qui rendent la conception d'un tel algorithme difficile.

2 Contraintes introduites par les réseaux ad-hoc

Les réseaux ad-hoc sont avant tout des réseaux radio. Les cartes d'interface sans fil présentes sur le marché implantent essentiellement le standard IEEE 802.11, en conséquence les réseaux ad-hoc conçus actuellement sont basés sur ce standard. Même si ce protocole se comporte comme un lien Ethernet vis-à-vis des couches supérieures, il possède un certain nombre de spécificités dont il faut tenir compte.

Tout d'abord, la propagation radio dans l'air est soumise à bon nombre de contraintes spécifiques. Nous avons déjà entrevu au paragraphe précédent les problèmes de fiabilité dus à l'environnement d'utilisation et à la mobilité. Une variation *a priori* anodine dans l'environnement d'un mobile peut se traduire par la disparition d'un lien dans le réseau. La topologie peut donc évoluer de façon imprévisible. Il ne suffit pas de mesurer la qualité du signal reçu par un émetteur pour en déduire sa position et son modèle de mobilité. Si une telle stratégie peut donner des résultats satisfaisants en espace libre, l'utilisation de terminaux radio dans des bâtiments ne sera pas soumise aux mêmes lois.

D'autre part, le médium radio est partagé. Ce qui signifie que lorsqu'un mobile émet un signal, tous les mobiles dans un certain périmètre ne pourront pas transmettre de données simultanément, sous peine de provoquer des interférences à la réception. Si l'on considère ce phénomène dans un réseau mobile, le déplacement d'un émetteur dans le réseau le conduira

probablement dans une zone où ses émissions empêcheront d'autres mobiles d'émettre. Par conséquent, du fait de la mobilité des terminaux, la qualité des liens (en terme de bande passante et de délai) peut varier, encore une fois sans qu'il soit possible de le prévoir à l'avance à un coût raisonnable.

Le partage du médium radio est assuré par le protocole d'accès au médium de 802.11. Ce protocole de type CSMA/CA a été conçu pour limiter les risques de collision entre des paquets de données, au prix du délai d'accès au médium. En effet, une collision est très coûteuse dans un réseau radio puisqu'il est impossible à l'émetteur de se rendre compte au cours de la transmission qu'un paquet est brouillé. Le seul moyen de détecter les collisions est d'utiliser des acquittements de paquets au niveau MAC. Pour se rendre compte du surcoût introduit par ce protocole d'accès au médium, considérons une transmission entre deux nœuds seuls dans leur réseau (afin de s'affranchir des possibilités de collisions), transmettre un paquet de 1000 octets à un débit de 10 Mb/s sur un médium Ethernet prendra 848 μs. Sur un lien 802.11 à 11 Mb/s, la transmission du même paquet prendra 2122 μs ou 1954 μs selon le mode de transmission utilisé[2], soit plus de deux fois plus qu'Ethernet. En conséquence, les transmissions souffrent d'un délai nettement plus grand que leurs homologues filaires et la bande passante disponible pour les applications est moindre même si la bande passante effective est du même ordre de grandeur.

Afin de limiter les collisions entre deux transmissions, le protocole d'accès au médium IEEE 802.11 n'autorise qu'un seul émetteur à transmettre dans une zone géographique définie. Pour ce faire, lorsqu'un mobile veut émettre un paquet il commence pas scruter le canal radio afin de déterminer s'il est libre. Si le canal radio est occupé, on remet la transmission à plus tard. Cependant ce type de mécanisme présente plusieurs défauts. Tout d'abord, il est difficile de localiser les autres mobiles d'un réseau. Les collisions surviennent lors de la réception du paquet, et non lors de l'émission. Or, l'émetteur refuse de transmettre un paquet si le médium est occupé. Ceci peut conduire à des situations comme celle de la figure 1. Dans cet exemple, connu comme le problème de la station exposée, les deux émetteurs pourraient transmettre en même temps sans risque de collision. D'un autre coté, les interférences provoquées par des transmissions radio s'ajoutent. Prenons par exemple la situation représentée en figure 2. Si les transmissions des mobiles hors de portée ne gênent pas individuellement la transmission du mobile A, l'ajout des bruits provoqués par ces transissions provoquera une interférence à la réception par B. Ce mécanisme peut donc dans certaines situations conduire à une sous-utilisation du médium radio, comme à une situation de collision entre transmissions.

Les réseaux ad-hoc actuels, basés sur la norme 802.11, souffrent donc de la versatilité et de la faible bande passante du médium radio, du délai important introduit par le protocole d'accès au médium, et de l'impossibilité d'utiliser des techniques de détection de collision qui conduit soit à l'utilisation d'un mécanisme aléatoire coûteux, soit à une perte importante de paquets. Toutes ces contraintes sont présentes quel que soit le type de routage effectué. Il faut donc en tenir compte lorsqu'on souhaite concevoir un protocole, qu'il permette de

[2]Paquets UDP de 1000 octets transmis avec ou sans échange RTS-CTS — Les paramètres de la couche Mac correspondent à ceux utilisés par les cartes Avaya 802.11b



FIG. 1 – Problème de la station exposée

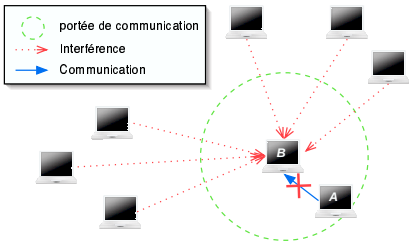


FIG. 2 – Interférences additives

garantir une certaine qualité de service ou non. Par la suite, on suppose que le protocole assurant la transmission aux niveaux physique et liaison est le protocole 802.11, car il s'agit du seul protocole actuellement implanté dans des cartes d'interface.

3 Des algorithmes adaptés ?

Les réseaux ad-hoc sont donc construits sur un médium changeant et peu fiable, avec un fort délai de transmission de paquets et une bande passante relativement faible compte tenu du surcoût du protocole d'accès au médium. Afin de s'adapter à ces contraintes, de nombreux travaux ont été réalisés dans le domaine du routage, principalement sans qualité de service.

3.1 Routage au mieux

Le groupe Manet de l'IETF est actuellement en passe de standardiser un ou plusieurs protocoles de routage au mieux pour les réseaux ad-hoc. Parmi toutes les propositions, deux approches s'opposent : le routage réactif et le routage proactif.

Dans un protocole de routage réactif, les mobiles ne conservent pratiquement aucune information sur la topologie globale du réseau. Seules sont stockées les informations sur les routes actives. Les routes sont construites à la demande et sont détruites lorsqu'elles ne sont plus utilisées.

Dans un protocole de routage proactif, la topologie du réseau est connue de tous les mobiles. Les routes sont disponibles immédiatement mais, en contrepartie, il faut diffuser régulièrement des informations sur les changements de topologie du réseau.

Les protocoles réactifs génèrent *a priori* un volume plus faible de signalisation mais en contrepartie engendrent un délai lors de la construction (ou de la reconstruction) des routes et produisent plus difficilement des routes optimales (quel que soit le critère). Les protocoles proactifs disposent en permanence d'une route pour chaque destination dans le réseau mais génèrent en contrepartie un volume de signalisation important. De nombreux débats ont lieu sur la performance des deux approches. Dans [JV00], une comparaison des deux approches

montre que la performance de chacune dépend énormément des conditions d'utilisation. Les protocoles construisant des routes par diffusion sont plus performants que leurs concurrents lorsque le nombre de routes actives est faible ou lorsque la mobilité dans le réseau est élevée.

Il existe par ailleurs une approche de routage hybride. Dans ce cas de figure, le routage est proactif jusqu'à un certain nombre de sauts fixés puis réactif ensuite. Ainsi, chaque nœud connaît la topologie avoisinante jusqu'à une certaine distance et effectue une recherche de route au-delà. On peut aussi noter l'existence de protocoles géographiques qui utilisent des informations de localisation fournies par un système GPS pour affiner le routage. Il faut noter que ce système fournit une localisation en deux dimensions et est donc peu précise à l'intérieur de bâtiments. De plus, il n'y a pas équivalence entre distance physique et connectivité radio.

De nombreuses optimisations ont été réalisées afin de réduire le volume de signalisation échangé, le délai de construction de routes, etc. Plus de 45 protocoles de routage ont été proposés jusqu'ici[3] Les protocoles réactifs AODV [PRD02] et DSR [JMHJ02] et les protocoles proactifs OLSR [JMQ+02] et TBRPF [OLTB02] ont été retenus et sont maintenant les derniers en compétition pour la standardisation à l'IETF.

AODV implante un routage réactif à la demande alors que DSR adopte une approche de routage par la source. La principale différence entre les deux approches réside dans la technique de stockage des informations de routage. Dans AODV, chaque nœud connaît, pour chaque destination avec laquelle il communique le saut suivant sur la route alors que dans DSR, la source stocke toute les informations et inclut la route dans l'entête des paquets de données.

OLSR et TBRPF sont deux protocoles de routage basés sur l'état des liens. Chaque mobile calcule, pour toute destination dans le réseau, le meilleur chemin à emprunter en terme de nombre de sauts et stocke le saut suivant. Les différences fondamentales entre les deux protocoles résident dans la manière de propager les informations de topologie. Là où OLSR utilise une élection de nœuds particuliers pour limiter l'impact des diffusions, TBRPF ne diffusent que les changements dans la topologie du réseau plutôt que la topologie complète.

Toutefois, toutes ces approches souffrent de certaines faiblesses dues aux aléas de la propagation radio. Dans [LNT02], les auteurs mettent en avant le fait que, avec le protocole 802.11, les paquets émis en diffusion (mises à jour de topologie, recherches de route ...) n'ont pas les mêmes propriétés que les paquets transmis en point à point. Ces paquets sont transmis à un débit faible (2Mb/s). En conséquence, ils peuvent atteindre des distances plus élevées que les paquets de données transmis à 11Mb/s. Les information sur le voisinage des nœuds peuvent donc être erronées. Ceci peut avoir un impact important sur les performances des protocoles de routage.

D'autre part, les paquets envoyés en diffusion ne sont ni protégés par un échange RTS-CTS, ni acquittés. Des collisions peuvent survenir fréquemment entre ces paquets. Ceci conduit très vite à de nombreuses pertes de paquets de signalisation lorsque le réseau devient dense. Il semble donc assez peu recommandé d'établir un protocole de routage reposant uniquement sur des diffusions de paquets. Toutefois, compte tenu du caractère dynamique

[3] voir http ://www.wikipedia.org/wiki/Ad_hoc_protocol_list

du réseau, il est difficile de se passer de la diffusion. C'est pourquoi, en dépit du manque de fiabilité de cette approche, les quatre principaux protocoles de routage pour réseaux ad-hoc se basent des diffusions de paquets pour la découverte de route ou pour la propagation d'informations topologiques. TBRPF utilisent un mécanisme de diffusion avec acquittement négatif permettant de détecter certaines pertes de paquets mais cette approche ne résout pas les problèmes de validité de l'information liés à l'allongement du temps de propagation de ces informations.

Pour palier à ce problème, et assurer dans une certaine mesure une diffusion fiable, on pourrait imaginer élire un nœud privilégié parmi son voisinage à qui l'on enverrait les paquets de signalisation en mode point-à-point, les autres nœuds du voisinage "écoutant" cette transmission. Cette approche présente, en plus de la protection relative des paquets de signalisation, l'avantage de permettre une transmission rapide de ces paquets et une transmission à la même portée que les paquets de données. Le voisinage calculé par la transmission de paquets de signalisation correspond alors bien au voisinage à un saut réel. Toutefois, ce mode de fonctionnement est très consommateur en batteries (les cartes d'interfaces devant traiter un grand nombre de paquets inutiles) et semble peu performant lorsque la mobilité est trop importante pour élire un voisin privilégié.

Une autre solution consisterait à envoyer systématiquement les paquets de signalisation les plus importants en mode point à point. Cette approche est cependant très consommatrice en débit et est peu adaptée à la mobilité. Il faut en effet prendre en compte les apparitions et disparitions de voisins, et on ne profite plus de la diffusion locale lorsque le réseau est dense.

On peut enfin imaginer utiliser plusieurs canaux de communication. Un canal serait dédié à la signalisation et l'autre aux données. Cette approche n'est cependant pas envisageable partout, la législation de certains pays, comme le Japon, ne permettant pas d'utiliser plus d'un canal. Elle interdit aussi la coexistence de plusieurs réseaux.

Ces techniques ne sont cependant que des correctifs et ne règlent en aucun cas les problèmes posés par l'utilisation en mode ad-hoc d'un protocole initialement conçu pour des réseaux administrés. 802.11 semble, en effet être assez peu adapté à une utilisation mobile et sans infrastructure. Toutefois, lorsque les réseaux ad-hoc auront évolué et seront devenus commercialement viables, il sera possible de concevoir des cartes d'interface dédiées.

3.2 État de l'art sur le routage QoS dans les réseaux ad-hoc

Les travaux publiés concernant le routage avec qualité de service reposent beaucoup sur les protocoles de routage du groupe Manet. En effet, d'une part les travaux effectués en routage au mieux peuvent et doivent aider à concevoir un protocole de routage qualité de service efficace. D'autre part, il est important de prévoir l'inter-opérabilité des deux types de routage. Un certain nombre de recherches ont été menées dans le domaine du routage avec qualité de service dédié aux réseaux ad-hoc.

Les réseaux radio 802.11 disposent d'une bande passante limitée, or la recherche de routes par diffusion (AODV, DSR) est très coûteuse en terme de bande passante car elle nécessite de nombreux échanges de messages. C'est pourquoi dans [CN99], les auteurs du

protocole *Ticket based probing* proposent de réduire ce coût en associant à chaque demande de route un certain nombre de *tickets* en fonction de l'importance de la recherche. Les tickets représentent le nombre de routes à explorer en parallèle. Plus une requête contient de tickets, plus elle aura de chances d'aboutir mais plus la recherche d'une route admissible consommera de bande passante. Un certains nombre de travaux ont été effectués à partir de ce protocole. Les auteurs de [RHZ00], [LTWS01] cherchent à déterminer le bon nombre de tickets à associer à une requête et dans [LTWS01] ils proposent de considérer tous les chemins trouvés par la recherche de route afin de faire du routage multi-chemins. Ce type d'approche peut devenir très intéressante dès lors qu'elle serait couplée à un mécanisme de localisation géographique des mobiles permettant de déterminer, par exemple, dans quelle direction envoyer les requêtes de route ou, au contraire, de couvrir une grande aire avec peu de messages.

Le protocole de routage au mieux ABR [Toh97] a introduit la notion de *stabilité* des routes. Il s'agit, en privilégiant les terminaux peu mobiles, de limiter la fréquence des reconstruction de routes. C'est aussi ce que préconisent les auteurs de CEDAR ([SSB99]), un algorithme de routage avec qualité de service reposant sur l'élection dynamique d'un cœur de réseau stable approximant un sous-ensemble dominant minimum. Ce cœur de réseau, relativement stable, est en charge du routage et de la propagation des informations sur l'état des liens permettant de contrôler l'admission des requêtes de routes avec qualité de service. Ce type de mécanisme permet de confier la tâche d'administration du réseau aux nœuds qui semblent les plus à même de la réaliser.

Par ailleurs, certaines propositions ([Lin01], [ZSC02]) visent à construire des routes possédant une certaine qualité de service au dessus d'un protocole d'accès au médium fonctionnant en multiplexage temporel (TDMA). Leur but est essentiellement de trouver une politique d'allocation d'unités de temps permettant de faire cohabiter plusieurs trafics avec qualité de service. Ils ne correspondent pas aux réseaux basés sur la norme 802.11 considérés ici.

Les résultats obtenus par les protocoles TBP et CEDAR montrent qu'il est possible d'obtenir des bonnes performances en terme d'acceptation (rapport entre le nombre de requêtes acceptées et le nombre de requêtes totales) et de nombre de messages envoyés. Les simulations menées dans [SSB99] s'intéressent à la recherche de routes ayant suffisamment de bande passante, tandis que les simulations réalisées dans [CN99] sont basées sur des recherches de routes ayant de faibles délais. Les auteurs étudient aussi l'impact de la mobilité sur le taux d'acceptation lors de la reconstruction de routes et des délais nécessaires pour reconstruire ces routes. Les protocoles comme CEDAR ou TBP construisent des routes répondant à un certain critère (délai ou autre) mais les auteurs n'indiquent pas comment ils maintiennent des informations sur l'état des liens ou comment ils les utilisent pour construire leurs routes. Or ces informations sont fondamentales pour la mise en place d'un protocole de routage avec qualité de service puisque l'acceptation ou le refus de requêtes sera basé sur ces informations. Il nous a donc semblé important de déterminer précisément les informations à utiliser dans un tel protocole ainsi que de clarifier la maintenance de ces informations. Dans

la section 4, nous présentons un protocole de routage avec qualité de service basé sur l'état des mobiles et non plus sur l'état des liens comme dans TBP et CEDAR.

4 Vers un routage réactif basé sur l'état des mobiles

4.1 De l'état de lien vers l'état de nœud

Les protocoles de routage filaire de type *état de lien* reposent sur la transmission d'informations sur le délai des liens dans le réseau. Cependant, le mode de fonctionnement d'un réseau radio est différent d'un réseau filaire. Si l'on peut parler de liens lorsqu'on cherche à déterminer la connectivité d'un réseau, cette approche est insuffisante dans un réseau ad-hoc car les nœuds émettent en diffusion locale. Ainsi, une émission sur un lien va avoir un impact sur la capacité des autres liens du voisinage, comme le montre le scénario de la figure 3.

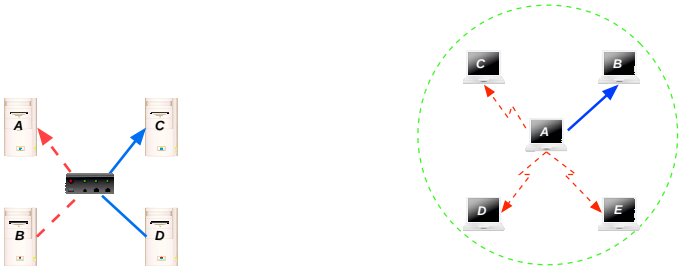


FIG. 3 – Si en filaire, l'utilisation d'un switch permet d'isoler des liens, en radio, le médium est toujours partagé

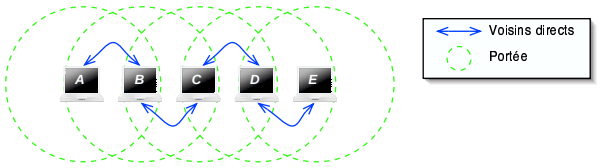


FIG. 4 – Une chaîne de nœuds sans fil n'est pas un bus

Le médium radio n'a cependant pas le comportement d'un bus classique. Dans un réseau multi-sauts, si deux nœuds sont voisins, ils n'ont pas forcément le même ensemble de voisins. Par exemple, sur la figure 4, les nœud A et B sont voisins et le nœud C fait partie de l'ensemble des voisins de B mais pas de celui de A. La relation de voisinage n'est pas transitive comme sur un bus usuel. C'est pourquoi, si les réseaux filaires sont souvent représentés pas

des graphes classiques, les réseaux ad-hoc correspondent plutôt à un modèle d'hypergraphe [Ber99] dans lequel chaque hyperlien représente un nœud du réseau et l'ensemble de son voisinage à un saut. On peut alors affecter une capacité à chaque hyperarête à partir des informations sur l'état des mobiles qui le composent.

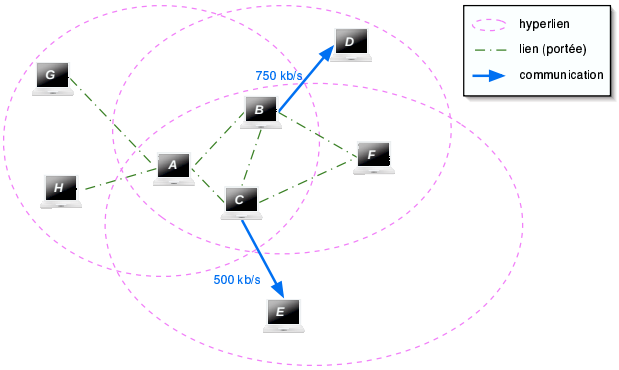


FIG. 5 – Hyperliens associés à certains nœuds d'un réseau ad-hoc

L'exemple de la figure 5 représente un réseau ad-hoc simple. Les trois zones représentées en pointillés correspondent aux hyperliens associés aux sommets A, B et C. Deux transmissions ont lieu dans le réseau : B communique avec D à un débit de 750 kb/s et C communique avec E à un débit de 500 kb/s. Même si le nœud A ne prend part à aucune communication, la présence dans son voisinage de la transmission du nœud C va avoir un impact sur le débit maximum dont peut disposer A. La communication se réalise donc *dans l'hyperlien* associé à A et C

Il est impératif pour chaque nœud du réseau de connaître l'état des mobiles dans son hyperlien si l'on veut garantir une certaine qualité de service. C'est pourquoi nous proposons de baser notre protocole de routage et le contrôle d'admission associé sur l'état des mobiles du voisinage (donc des hyperliens) plutôt que sur l'état des liens à proprement parler.

Dans [CGL02], nous présentons un mécanisme de réservation de bande passante basé sur l'état des mobiles du voisinage. Dans ce mécanisme, un mobile, avant d'accepter une requête de bande passante, doit déterminer si le canal radio environnant a la capacité de transmettre un tel flux. Le terminal peut connaître le débit maximal auquel lui et chacun de ses voisins peut émettre (dépendant principalement de la version du protocole utilisée). Il peut aussi, si chaque mobile transmet régulièrement ces informations à tous ses voisins, évaluer la quantité de bande passante utilisée par ses émissions et celles de ses voisins.

En fonction de ces données, le mobile est capable de déterminer si l'ajout d'un trafic provoquera dans son voisinage un dépassement de la capacité du canal ou non. Il peut alors décider s'il accepte ou refuse une requête de réservation, en sachant si ce nouveau trafic entrera en conflit avec ses trafics existants ou ceux de ses voisins. Toute la difficulté est

alors de déterminer précisément les interactions entre les mobiles. En effet, il est difficile de déterminer quel ensemble de voisins sont affectés par les émissions d'un mobile particulier dès lors qu'on considère les interférences entre transmissions distantes. En effet, l'exemple 5 et le modèle d'hypergraphe présenté est basé sur la connaissance du voisinage à un saut des mobiles. Or, deux communications éloignées peuvent interférer entre elles et donc conduire à un partage du médium radio. La difficulté est donc de définir pour chaque nœud son hyperarête associée, c'est-à-dire l'ensemble des mobiles communiquant ou interférant avec lui. Nous verrons en section 4.2 que c'est un problème difficile.

Ce mécanisme est destiné à résoudre le problème de la réservation de bande passante. Toutefois, dès lors qu'on souhaite fournir des garanties sur le délai des transmissions, les interactions entre les liens sont peu claires. En effet, à cause du caractère aléatoire du protocole d'accès au médium, il est semble difficile de prévoir l'impact qu'aura l'ajout d'un nouveau flux sur le délai de transmission des flux existants. C'est pourquoi, nous ne nous intéresserons dans un premier temps qu'au problème de la réservation de bande passante.

Dans la suite de cet article, nous proposons un mécanisme d'évaluation de la bande passante disponible dans un voisinage de chaque nœud puis nous décrirons un protocole de routage avec qualité de service basé sur cette connaissance.

4.2 Le problème de l'évaluation des ressources disponibles

Une énorme difficulté, lorsqu'on souhaite fournir des garanties sur une ressource consiste à évaluer la quantité de ressources disponibles. Comment, en effet garantir un niveau de service si l'on ne connaît pas cette information. La plupart des protocoles proposés occultent cet aspect qui est pourtant fondamental. Or, estimer la quantité de ressources disponible est impossible si l'on ne considère pas l'environnement des nœuds.

Si l'on veut fournir des garanties sur la bande passante disponible sur une route, il faut pouvoir évaluer correctement le débit maximal que peut transmettre chaque nœud intermédiaire. Or, les cartes d'interface 802.11 ne fournissent pas aux couches supérieures des informations précises sur les communications en cours dans le réseau. Les seules informations sur l'utilisation du canal dont peut disposer un protocole de niveau 3 ou supérieur sont la bande passante utilisée par les émissions du nœud concerné et éventuellement le débit des communications de ses voisins directs. Toutefois, il n'est pas possible d'évaluer la quantité de ressources consommées par les trafics des mobiles à plus d'un saut. Le rapport signal sur bruit fourni par les cartes d'interface ne permet pas d'effectuer un calcul satisfaisant. Pourtant ces trafics peuvent avoir une influence importante sur la bande passante disponible, comme le montre le scénario de la figure 6. Dans cette simulation effectuée sous NS-2, deux paires de nœuds communiquent de manière à saturer le canal. Les deux paires sont éloignées d'une distance supérieure à la portée de communication. On constate que lorsque les deux émissions ont lieu en même temps, les émetteurs se partagent le canal. Il existe donc une zone d'interférence au-delà de la portée de communication. Sous NS-2 la zone d'interférence a une taille double de la zone de communication. Les expérimentations que nous avons réalisées montrent qu'en espace libre, il s'agit bien approximativement de la bonne valeur,

et ceci même dans la version b du protocole 802.11[4] qui repose sur une couche physique à étalement de spectre (DSSS).

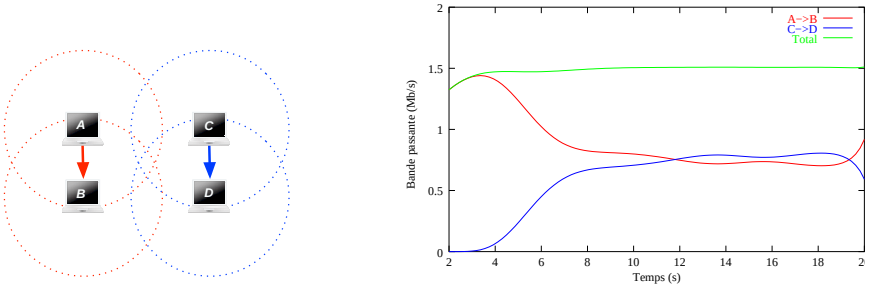


FIG. 6 – Illustration du phénomène d'interférences

De façon analogue, on considère souvent qu'on peut avoir une estimation du délai de transmission entre deux mobiles en utilisant des requêtes ICMP mesurant le délai d'aller-retour d'un paquet. Mesurer le délai réel de transmission d'un paquet est difficile car il faut synchroniser les horloges des correspondants. Si la méthode de l'aller-retour peut donner une approximation correcte en filaire, l'incertitude est beaucoup plus importante en sans fil. Les "liens" radio peuvent être fortement asymétriques à cause de la nature même du médium. Prenons l'exemple de la figure 7. Le nœud A n'a aucun voisin avec qui il rentre en contention. Il peut donc transmettre un paquet à tout moment. En revanche, son correspondant, le nœud B se trouve dans une zone perturbée par des émissions concurrentes. La réponse à la requête ICMP étant un paquet totalement dissocié de la requête pour les couches 802.11 sous-jacentes, avant de renvoyer un paquet, B devra attendre que le médium soit libre. Le délai de A vers B pourra donc être beaucoup plus faible que le délai de B vers A. Le délai est lui aussi une notion qu'il semble plus réaliste d'associer aux nœuds du réseau car il dépend fortement de l'environnement des mobiles.

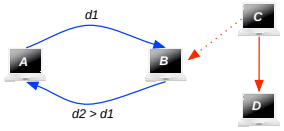


FIG. 7 – En radio, le délai est asymétrique

Il semble donc difficile en se basant uniquement sur la perception d'un mobile de connaître son environnement. L'utilisation d'un protocole de signalisation permettant aux nœuds d'obtenir des informations sur leur voisinage semble être profitable dès lors qu'on souhaite offrir des garanties dans un réseau ad-hoc.

[4]NS-2 utilise une implantation de la version initiale de 802.11

4.3 Connaissance du voisinage étendu

Dans [CGL02], nous avons proposé un premier mécanisme pour apporter aux mobiles une connaissance du voisinage étendu. Dans cette section, nous détaillons et expliquons plus précisément les choix effectués pour ce mécanisme.

Apporter de la connaissance aux nœuds sur l'état des mobiles de leur voisinage peut se faire en diffusant périodiquement des paquets de signalisation (que nous nommerons *Hello* par la suite). Si ces paquets contiennent des informations sur le nœud émetteur et sur tous les nœuds de son voisinage jusqu'à n sauts. Ce mécanisme permet alors de propager des informations à $n+1$ sauts.

Afin de permettre un contrôle d'admission relativement fiable dans le cadre d'un mécanisme de réservation de bande passante, il est intéressant de transmettre des informations sur la capacité de chaque nœud à émettre et sur la quantité de bande passante qu'il consommera. Si tous les nœuds propagent cette information dans tous les hyperliens auxquels ils appartiennent, il est alors possible pour chaque nœud d'estimer la bande passante restante dans son hyperlien.

Il est cependant difficile d'obtenir une estimation exacte de la bande passante disponible dans le voisinage étendu. En effet, plusieurs phénomènes viennent perturber le partage de la bande passante.

Tout d'abord, lorsque n émetteurs à portée de communication sont en compétition pour l'accès au médium, la bande passante utilisable au niveau application par chaque émetteur est supérieure à la bande passante qu'obtiendrait un seul émetteur divisée par n [GK00]. En effet, avant d'émettre chaque nœud doit s'assurer que le canal radio a été libre pendant un certain temps aléatoire. Lorsque plusieurs émetteurs sont en concurrence, ces attentes ont lieu en parallèle, ce qui permet de réduire globalement le surcoût du protocole d'accès au médium. Toutefois, on ne peut augmenter indéfiniment le nombre d'émetteurs sans risquer de collisions. Dans ce cas, les délais sont à nouveau allongés car le protocole 802.11 retransmet les paquets perdus.

Dans un réseau multi-sauts, il y a de plus un phénomène d'interférences qui diminue le débit atteignable par chaque station. En effet, dans 802.11, lorsqu'un mobile désirant émettre capte un signal sur le médium qu'il ne peut décoder (une transmission distante par exemple), il diffère sa transmission plus longuement que s'il captait un signal qu'il pouvait décoder (utilisation de EIFS à la place de DIFS) afin de ne pas brouiller l'acquittement de cette transmission, augmentant ainsi le surcoût de l'accès au médium.

Ces deux phénomènes antinomiques dans 802.11 (recouvrement des attentes, ajout de EIFS) montrent qu'il est très complexe d'évaluer exactement la capacité du médium. En l'état actuel de nos connaissances, il semble difficile d'obtenir un mécanisme distribué, peu coûteux, qui permette d'obtenir une information précise sur cette capacité. Par conséquent, un mécanisme de diffusion des paquets *Hello*, contenant des informations sur la capacité et la bande passante consommée des nœuds, sur une certaine distance (en nombre de sauts), nous semble être une approximation raisonnable de la capacité restante sur chaque nœud. Il est intéressant de noter que l'évaluation ainsi faite donne une sous-évaluation de la bande passante restante. Si cette sous-évaluation ne conduit pas à une utilisation optimale de la

bande passante, elle permet néanmoins d'assurer aux requêtes acceptées une bonne qualité en terme de bande passante.

Il reste maintenant à déterminer la distance sur laquelle les informations de bande passante et de voisinage seront diffusées. Nous tombons là encore sur des phénomènes opposés, puisque d'une part la propagation des paquets *Hello* sur une trop longue distance peut conduire à un surcoût important de signalisation et à une maintenance d'informations périmées étant donné le délai nécessaire pour propager l'information, et d'autre part une propagation sur une distance trop courte peut donner une sous-approximation de la capacité des hyperliens du réseau et donc donner de mauvaises garanties sur les routes construites.

La figure 8 montre une propagation d'informations sur une distance de deux sauts. Jouer sur la fréquence d'envoi des paquets *Hello* permet aux nœuds d'obtenir des informations plus ou moins récentes : plus la fréquence sera élevée, plus les informations sur le voisinage seront récentes. De plus une fréquence élevée permet de propager des informations récentes sur une plus longue distance qu'une fréquence faible. En contrepartie, une fréquence élevée introduit une signalisation importante.

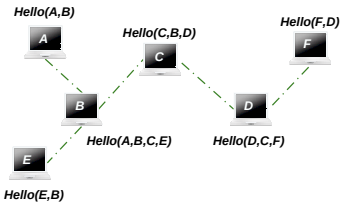


FIG. 8 – Propagation d'informations sur le voisinage jusqu'à 2 sauts

Les protocoles comme CEDAR ou TBP utilisent des informations sur les liens directs (à un saut) pour chaque nœud. Or comme le montre la figure 6, deux mobiles se situant à plus d'un saut radio l'un de l'autre partage la bande passante. Il nous semble donc important d'élargir la connaissance du voisinage à plus de un saut sans pour autant augmenter de manière drastique la signalisation. C'est pourquoi nous proposons, dans un premier temps de propager les informations de bande passante à deux sauts, ce qui donne une meilleure connaissance du voisinage que dans les protocoles actuellement proposés. Chaque mobile a donc périodiquement une connaissance sur la bande passante consommée de tous les mobiles qui se trouvent à deux sauts radio de lui. Chaque mobile peut donc maintenant utiliser cette information pour faire un contrôle d'admission sur les requêtes qu'il peut éventuellement router. Dans la section suivante, nous proposons un protocole de routage qui utilise ce contrôle d'admission basé sur cette connaissance.

4.4 Un routage réactif basé sur l'état des mobiles

Nous avons choisi, dans un premier temps, de proposer un protocole de routage avec qualité de service réactif. En effet, il existe une analogie dont on peut tirer parti entre les

protocoles de routage réactifs — particulièrement AODV [PRD02] — et le protocole de signalisation RSVP [ZDE+93] utilisé pour fournir des garanties de qualité de service fortes dans les réseaux filaires. Les deux protocoles recherchent en effet des routes à la demande par envoi d'un message particulier qui parcourt le réseau jusqu'à atteindre la destination recherchée.

Les critiques adressées au modèle IntServ/RSVP concernant son extensibilité semblent, dans le contexte des réseaux ad-hoc, assez peu pertinentes. En effet, les réseaux ad-hoc sont des réseaux *locaux*. Il est peu probable que les mécanismes actuellement utilisés dans ce type de réseaux soient adaptables à des réseaux de grande taille de type Internet, ou des réseaux d'équipements embarqués disposant de faibles capacités de stockage. Le routage réactif, par exemple, présente à un facteur près les mêmes défauts que le modèle IntServ.

Si un mobile se contente de stocker pour chaque destination vers laquelle il route un flux le saut suivant dans le réseau, l'espace de stockage nécessaire est multiple de $n-1$ dans le pire cas, où n est le nombre de nœuds du réseau. Si l'on conserve dans la table de routage une entrée par flux dans le réseau, on a au plus $(n-1)*f$ entrées où f est le nombre de flux maximal par source (255 si l'on identifie les flux en utilisant le champ TOS de l'entête IP). Compte tenu de la bande passante limitée de ces réseaux et du surcoût important introduit par le protocole d'accès au médium, il est peu réaliste d'imaginer un réseau comportant à la fois un grand nombre de nœuds et un grand nombre de flux privilégiés.

Dans notre proposition, la recherche de route s'effectue de façon classique par diffusion d'une requête de route avec qualité de service. Cette requête se propage dans tout le réseau et chaque nœud la recevant effectue un contrôle d'admission avant de la retransmettre. Si le contrôle d'admission échoue, la requête n'est pas retransmise. Il est important ici de noter que le protocole de signalisation sous-jacent doit propager suffisamment d'informations pour que tout nœud puisse effectuer *seul* un contrôle d'admission précis et juste.

Comme pour AODV, chaque nœud potentiellement impliqué dans le routage d'un flux mémorise les information concernant chaque requête, particulièrement le prédécesseur sur la route (afin de propager la confirmation de route sur le chemin inverse), la quantité de ressources demandées et des informations permettant d'identifier les paquets du flux (adresses source et destination, identifiant de flux).

Plusieurs requêtes se propagent en parallèle et les chemins ainsi déterminés auront des propriétés différentes. La destination, lorsqu'elle reçoit une requête de route, patiente afin de laisser le temps à des requêtes moins rapides de lui parvenir. Lorsque plusieurs chemins admissibles au regard des critères de qualité de service sont disponibles, elle a alors à choisir un chemin principal parmi ceux qui lui seront proposés. On peut ici associer un coût à chaque requête. Il suffit ensuite de choisir le chemin de coût le plus faible.

Le critère de coût peut être choisi en regard de l'application ou en regard du fonctionnement global du réseau. Du point de vue de l'application, le critère de coût peut être la stabilité de la route ou le nombre de sauts. Du point de vue du fonctionnement global du réseau, le critère de coût peut être basé sur la bande passante disponible sur les chemins ou sur les interférences générées par cette communication, c'est-à-dire sur le nombre de trafics concurrents sur les hyperliens du chemin. Comme le contrôle d'admission que nous proposons

est basé sur une approximation de la notion d'interférences, le critère de minimisation des interférences générées par les routes calculées nous semble un critère adapté à nos objectifs.

Une fois le choix de la route effectué, la destination renvoie une confirmation de réservation qui traverse le réseau en suivant le chemin inverse de celui qui sera utilisé pour router le trafic. Chaque nœud intermédiaire recevant un tel message procède alors à la réservation effective des ressources après avoir effectué à nouveau un contrôle d'admission afin de s'assurer que les ressources sont toujours disponibles. En effet, un mobile sur la route a pu, entre le premier contrôle d'admission et le moment où il reçoit la confirmation de route, accepter un nouveau trafic qui ne lui permet plus d'acheminer celui-ci. Un mobile a aussi pu recevoir de nouvelles informations sur son voisinage qui ne lui permettent plus de transmettre ce trafic. Si le contrôle d'admission échoue dans un nœud intermédiaire, ce nœud envoie un message d'erreur à la destination qui peut fournir une autre route admissible.

Lorsque le message de confirmation parvient à la source, la transmission des données peut débuter. Celle-ci se poursuit jusqu'à la fin du flux — auquel cas un message est envoyé par la source afin de libérer explicitement les ressources — ou jusqu'à ce que la route ne corresponde plus aux critères négociés. La figure 9 illustre le processus d'établissement d'une communication entre les mobiles A et F.

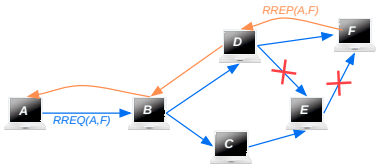


FIG. 9 – Processus de recherche de route et réservation

4.5 Dégradation des routes

Le routage que nous proposons fonctionne en mode *circuit virtuel*. En effet, il semble difficile d'offrir des garanties fortes en mode datagramme. Cependant, lorsqu'un mobile sur la route se déplace, la route peut perdre en qualité ou être déconnectée. Il faut alors trouver un moyen de poursuivre la transmission des données. Une reconstruction systématique des routes à la source est coûteuse puisqu'elle implique une inondation du réseau.

Deux alternatives à une reconstruction à la source sont possibles. La première est la reconstruction locale des routes. Un mobile sur une route active peut détecter que le mobile suivant sur la route n'est plus joignable lorsqu'il ne reçoit pas un certain nombre d'acquittements. Lorsque cela se produit, il doit alors trouver une route de secours vers la destination. Il peut essayer de réparer la route initiale en essayant de joindre un nœud en aval sur cette route ou reconstruire entièrement la route à partir de ce point en recherchant une route admissible vers la destination du flux. La seconde approche consiste à conserver en réserve une ou plusieurs routes de secours à partir de la source ou des nœuds intermédiaires.

Conserver plusieurs routes de secours au sein des nœuds intermédiaires permet de limiter fortement les délais lors des reconstructions des routes. Cette approche permet de limiter les interruptions de service.

En revanche, que faire lorsque la route est toujours valide et que la qualité de service négociée à l'établissement de cette route se dégrade ? Ceci peut aisément se produire lorsque un nœud émettant un certain trafic, en se déplaçant, vient à perturber une transmission préalablement acceptée. Faut-il alors reconstruire systématiquement la route, compte tenu du fait qu'il n'existe peut être qu'une seule route permettant de relier la source et la destination de la transmission perturbée ? Qui plus est, une recherche de route est une opération pouvant introduire une interruption importante dans la communication.

Les auteurs d'INSIGNIA [LAZC00] proposent de définir deux niveaux de service et d'alterner entre les deux niveaux en fonction de la disponibilité des ressources sur la route. INSIGNIA n'effectue cependant aucun routage avec qualité de service dans le sens où il n'y a aucun contrôle d'admission de la part du réseau. Le seul but est d'informer les correspondants de ce que peut leur offrir le réseau.

Cette approche est intéressante dans le sens où il nous semble important d'assurer une certaine souplesse dans le mécanisme de réservation. Si certaines applications peuvent avoir un besoin rigide en terme de ressource sur la route, certaines applications pourront se satisfaire momentanément d'une qualité de service restreinte. Afin d'assouplir le mécanisme de réservation, nous proposons d'ajouter aux requêtes de bande passante quelques paramètres indiquant comment réagir à une diminution des ressources sur la route.

Nous proposons de définir un *profil de dégradation* qui consiste en trois paramètres : le débit désiré, le débit minimal en dessous duquel l'application ne peut plus fonctionner correctement et l'incrément de dégradation. Lorsqu'un mobile constate une dégradation dans la qualité des routes transitant par lui, il dégrade ses flux en commençant par les flux les plus consommateurs en terme de bande passante. Si les débits ne peuvent toujours pas être satisfaits, on recommence jusqu'à ce que la situation soit arrangée.

À chaque itération du processus, le nœud qui a choisi de dégrader ses flux doit en informer tous les nœuds sur la route afin que ceux-ci prennent les mesures appropriées. Lorsque toute perturbation a disparu, le mobile restaure les débits de ses flux de manière incrémentale jusqu'à atteindre le débit initial ou constater à nouveau une une perturbation.

Conclusion

Nous étudions dans cet article les problèmes liés au routage avec qualité de service dans les réseaux ad-hoc. Après avoir présenté les caractéristiques du routage avec qualité de service et les contraintes liées aux réseaux ad-hoc, nous avons présenté les protocoles de routage avec qualité de service proposés pour de tels réseaux. Ces protocoles se basent sur l'état des liens du réseau pour construire des routes pouvant offrir certaines garanties. Or, une connaissance sur l'état des liens nous semble inadaptée aux réseaux ad-hoc qui sont basés sur la caractéristique partagée du médium radio. Il semble alors plus naturel de parler d'hyperlien radio. Or, obtenir une connaissance, sur la capacité d'un hyperlien par exemple, peut se

faire simplement dès lors que les mobiles dans cet hyperlien échangent des informations, sur leur consommation de ressources par exemple. Partant de cette constatation, nous proposons un protocole de routage réactif avec qualité de service basé sur l'état des mobiles. Ce protocole maintient périodiquement des informations qui approximent la capacité (bande passante utilisée) des hyperliens. Avec cette connaissance, chaque mobile est en mesure d'effectuer un contrôle d'admission qui va garantir une certaine qualité aux routes construites. La construction des routes se fait par inondation du réseau. Pour finir, nous abordons le problème de dégradation des routes qui peut intervenir de par la mobilité. Si ce problème inclut les déconnexions de routes qui interviennent classiquement dans le routage au mieux, il concerne aussi la mobilité de routes valides qui peuvent se positionner dans des zones qui ne peuvent honorer les débits demandés sur ces routes. Ce dernier point est un problème de mobilité spécifique à la qualité de service.

Dans cet article, nous considérons la bande passante comme étant le critère déterminant dans le choix des routes. En effet, ce paramètre est primordial lorsqu'on souhaite offrir des garanties de qualité de service puisque maîtriser les débits dans le réseau permet de limiter la congestion dans le réseau et par conséquent d'améliorer les délais de transmission et les taux de pertes. Toutefois nous n'offrons aucune garantie sur ces paramètres. Nous pensons donc étendre notre travail aux autres métriques de qualité de service usuelles.

Références

[Ber99] C. Berge. *Hypergraphs*. Elsevier, Amsterdam NL, 1999.

[CGL02] Claude Chaudet and Isabelle Guérin Lassous. Bruit : Bandwidth reservation under interferences influence. In *European Wireless 2002 (EW2002)*, Florence, Italy, February 2002.

[CN99] Shigang Chen and Klara Nahrstedt. Distributed quality-of-service routing in ad-hoc networks. *IEEE Journal on Special Areas in Communications*, 17(8) :1–18, August 1999.

[FF62] L.R. Jr. Ford and D.R. Fulkerson. *Flows in Networks*. Princeton University Press, 1962.

[fITTbS99] IEEE Standard for Information Technology Telecommunications and Information Exchange between Systems. *Local and Metropolitan Area Network – Specific Requirements – Part 11 : Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*. The Institute of Electrical and Electronics Engineers, 1999.

[GK00] Piyush Gupta and P.R. Kumar. The capacity of wireless networks. *IEEE Transactions on Information Theory*, IT-46(2) :388–404, March 2000.

[JMHJ02] David B. Johnson, David A. Maltz, Yih-Chun Hu, and Jorjeta G. Jetcheva. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks. IETF internet draft (work in progress), Internet Engineering Task Force, February 2002.

[JMQ+02] Philippe Jacquet, Paul Muhlethaler, Amir Qayyum, Anis Laouiti, Laurent Viennot, and Thomas Clausen. Optimized link state routing protocol. IETF internet draft (work in progress), Internet Engineering Task Force, November 2002.

[JV00] Philippe Jacquet and Laurent Viennot. Overhead in mobile ad-hoc network protocols. Technical Report 3965, INRIA, June 2000.

[LAZC00] Seoung Bum Lee, Gahng Seop Ahn, Xiaowei Zhang, and Andrew T. Campbell. Insignia : An ip-based quality of service framework for mobile ad hoc networks. *Journal on Parallel and Distributed Computing*, 60(4), 2000.

[Lin01] Chunchun Richard Lin. On-demand QoS routing in multihop mobile networks. In *IEEE Infocom 2001*, Anchorage, Alaska, USA, April 2001.

[LNT02] Henrik Lundgren, Erik Nordström, and Christian Tschudin. Coping with communication gray zones in IEEE 802.11b based ad hoc networks. Technical report, Uppsala University, Sweden, June 2002.

[LTWS01] Wen Hwa Liao, Yu Chee Tseng, Shu Ling Wang, and Jang Ping Sheu. A multipath qos routing protocol in a wireless mobile ad hoc network. In *International Conference on Networking 2001 (ICN 2001)*, Colmar, France, July 2001.

[Moy91] J. Moy. Open shortest path first (ospf) version 2. Internet Request For Comments RFC 1247, Internet Engineering Task Force, July 1991.

[OLTB02] Richard G. Ogier, Mark G. Lewis, Fred L. Templin, and Bhargav Bellur. Topology dissemination based on reverse-path forwarding (TBRPF). IETF internet draft (work in progress), Internet Engineering Task Force, November 2002.

[PRD02] Charles E. Perkins, Elizabeth M. Royer, and Samir R. Das. Ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing. IETF internet draft (work in progress), Internet Engineering Task Force, November 2002.

[RHZ00] G.V.S. Raju, G. Hernandez, and Q. Zou. Quality of service routing in ad hoc networks. In *IEEE Wireless Communications and Networking Conference 2000(WCNC 2000)*, Chicago, IL, United States, September 2000.

[SSB99] Prasun Sinha, Raghupathy Sivakumar, and Vaduvur Bharghavan. CEDAR : a core extraction distributed ad hoc routing algorithm. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications, special issue on Wireless Ad Hoc Networks*, 17(8) :1454–1465, August 1999.

[Toh97] C.K. Toh. Associativity-based routing for ad hoc mobile networks. *International Journal on Wireless Personal Communications*, 4(2), 1997.

[ZDE+93] L. Zhang, S. Deering, D. Estrin, S. Shenker, and D. Zappala. RSVP : A new resource reservation protocol. *IEEE Network Magazine*, 7(5) :9–18, September 1993.

[ZSC02] C. Zhu and M. Scott Corson. QoS routing for mobile ad hoc networks. In *IEEE Infocom 2002*, New York, NY, USA, June 2002.



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

Unité de recherche INRIA Futurs : 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 Rocquencourt : Domaine de Voluceau - Rocquencourt - BP 105 - 78153 Le Chesnay Cedex (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