
Différenciation des services sur les réseaux sans-fil 802.11

**J. Antonio García-Macías — Franck Rousseau
— Gilles Berger-Sabbatel — Leyla Toumi — Andrzej Duda**

*Laboratoire LSR-IMAG
CNRS et Institut National Polytechnique de Grenoble
Grenoble, France
{amacias, rousseau, gberger, toumi, duda}@imag.fr*

RÉSUMÉ. Ce papier explore le problème de l'intégration de mécanismes de qualité de service compatible avec la mobilité dans les réseaux locaux sans-fil. Nous présentons une architecture de qualité de service hiérarchique qui étend les services différenciés (DiffServ) aux hôtes mobiles dans un environnement sans-fil. Notre approche est basée sur le contrôle de plusieurs paramètres des cellules sans-fil : zone de couverture limitée pour assurer à tous les hôtes le même débit élevé, limitation du débit de chaque source de trafic, et limitation du nombre d'hôtes admis dans chaque cellule. Nous présentons des résultats d'expérimentation mettant en évidence la différenciation de service sur un réseau 802.11b.

ABSTRACT. Our paper explores the issue of how to provide appropriate quality of service mechanisms compatible with mobility in wireless local area networks. We present a hierarchical QoS architecture that extends Differentiated Services (DiffServ) to mobile hosts in a wireless environment. Our approach is based on controlling several parameters of a wireless LAN cell: the limited geographical span to ensure the same high bit rate for all hosts, the constrained rate of traffic sources and the limited number of active hosts in each cell. We give some details of experiments to show the quality of service differentiation over the 802.11b network.

MOTS-CLÉS : QoS dans les réseaux sans-fil, services différenciés DiffServ, 802.11 WLAN, IPv6.

KEYWORDS: QoS in wireless networks, differentiated services, 802.11 WLAN, IPv8.

1. Introduction

Offrir à des hôtes mobiles un accès ubiquitaire à l'Internet devient de plus en plus important en raison de l'émergence de nouvelles applications, telles que l'accès mobile à l'information, les communications multimédia temps-réel, les jeux en réseau, etc... Un réseau local sans-fil tel que l'IEEE 802.11b est une alternative intéressante à des technologies telles que l'UMTS pour le déploiement d'un réseau d'accès dans des zones denses, en raison du débit élevé qu'il permet (11 Mbit/s) et de sa simplicité de déploiement. Le but de ce papier est d'explorer les problèmes posés par la fourniture de la qualité de service (QoS) sur ce type de réseau : il s'agit d'un problème difficile en raison des caractéristiques des transmissions radio et de la gestion de la mobilité.

Dans la section 2, nous présentons l'analyse des problèmes posés par les réseaux locaux sans-fil IEEE 802.11, puis nous discutons des travaux dans ce domaine dans la section 3. Dans la section 4, nous présentons notre architecture hiérarchique de qualité de service permettant la différenciation de services pour des hôtes mobiles dans un environnement sans-fil. Nous présentons ensuite notre implémentation et quelques résultats d'expérimentation montrant comment la différenciation de service peut être obtenue (Section 5), puis nous donnons quelques conclusions (Section 6).

2. Qualité de service sur LAN 802.11

Un réseau local sans-fil a des caractéristiques propres qui rendent difficile la fourniture d'une qualité de service (QoS) adéquate. Le standard IEEE 802.11 définit deux méthodes d'accès, qui peuvent coexister en s'alternant :

- La Fonction de Coordination Centralisée (PCF - Point Coordination Function), dans laquelle l'accès sans contention est arbitré par le point d'accès. Elle garantit un service à délai borné et est bien adaptée au trafic temps réel, mais elle n'est pas implémentée dans les produits 802.11 actuels. De plus, des simulations ont montré qu'elle a des performances assez médiocres par rapport à d'autres méthodes comme EDCF (Fonction de Coordination Distribuée Améliorée) définie dans le cadre du standard IEEE 802.11e [LIN 01b, LIN 01a].

- La Fonction de Coordination Distribuée (DCF), qui permet un accès au médium avec contention. Il s'agit donc d'un service de type "au mieux" (best effort).

Notre approche consiste donc à utiliser la méthode DCF au niveau Mac, et à fournir la qualité de service au niveau IP en contrôlant plusieurs paramètres des cellules du réseau local sans-fil.

La méthode DCF pose le problème d'un coût d'accès qui augmente avec le nombre de stations. Elle est basée sur le principe CSMA/CA dans lequel une station voulant transmettre teste l'inactivité du canal, puis attend pendant un certain laps de temps (DIFS - Distributed Inter Frame Space), puis transmet si le canal est toujours libre. Si le paquet est reçu correctement, la station réceptrice envoie une trame d'acquiescement après une nouvelle période de temps (SIFS - Short Inter Frame Space). Si l'acquies-

ment n'est pas reçu par la station émettrice, une collision est supposée avoir eu lieu, et le paquet est retransmis après un nouveau délai aléatoire. Si une seule station émet, le temps de transmission est (pour un réseau 802.11b à 11Mbit/s en négligeant les temps de propagation) :

$$T_{\text{single}} = t_{\text{pr}} + t_{\text{tr}} + SIFS + ACK + DIFS \quad [1]$$

où t_{pr} est le temps de préambule ($144 \mu\text{s}$), t_{tr} est le temps de transmission de la trame (taille/débit), $SIFS = 10 \mu\text{s}$, ACK est le temps de transmission de l'acquittement ($210 \mu\text{s}$), et $DIFS = 30 \mu\text{s}$. Pour une taille de trame de 1500 octets de données (1534 octets au total), la proportion r de la bande passante effectivement disponible sera :

$$r = \frac{t_{\text{tr}}}{T_{\text{single}}} = \frac{1.11\text{ms}}{1.51\text{ms}} = 0.735 \quad [2]$$

Une seule station émettant sur un canal radio à 11Mbit/s aura donc une bande passante effective de 8.08 Mb/s.

Si plusieurs stations cherchent à accéder au canal, une station peut trouver le canal occupé, ou rentrer en collision avec la transmission d'une autre station. Dans de tels cas, la station attend pendant un intervalle de temps aléatoire distribué uniformément entre $[0, CW - 1] \times slot$, avec $CW_{\text{min}} = 4$, $CW_{\text{max}} = 256$, and $slot = 50 \mu\text{s}$ (ces paramètres sont donnés pour la couche physique DSSS), puis retente d'émettre. Chaque fois qu'une station choisit une valeur de slot et rentre en collision, elle double la valeur de CW jusqu'à un maximum de CW_{max} . Donc, pour m stations, le délai augmente à cause des collisions, et donc l'efficacité se dégrade :

$$T_{\text{multiple}}(m) = t_{\text{pr}} + t_{\text{tr}} + SIFS + ACK + DIFS + w_{CW}(m) \quad [3]$$

où $w_{CW}(m)$ est la longueur moyenne de la fenêtre de contention pour m stations. La proportion de bande passante effectivement utilisable dépendra donc aussi du nombre de stations :

$$r(m) = t_{\text{tr}} / T_{\text{multiple}}(m) \quad [4]$$

Par exemple, pour 1500 octets de données et une seule collision en moyenne, soit $w_{CW}(m) = 0.31\text{ms}$, l'efficacité descend à 0.61 et la bande passante effective à 6.71 Mbit/s. Pour gérer l'allocation de la bande passante dans une cellule, nous devons donc prendre en compte le fait que la bande passante disponible dans une cellule 802.11 dépend fortement du nombre de stations actives.

Principe 1. Pour fournir de la qualité de service sur un lien 802.11, le nombre d'hôtes autorisés à utiliser le canal doit être limité.

Un autre problème est que les performances du canal radio varient en fonction de facteurs tels que la distance entre la source et la destination ou les interférences hertziennes. Les produits 802.11 les plus courants sont capables de dégrader le débit lorsque des pertes de trames répétées sont détectées. Cependant, comme la probabilité d'accès au canal est égale pour toutes les stations, celles qui transmettent à bas débit pénalisent lourdement celles qui transmettent aux débits supérieurs.

Par exemple, deux stations qui transmettent à 11Mbit/s se partagent le canal à raison de 2,5Mbit/s chacune (débit mesuré au niveau TCP/IPv6). si une station transmet à 1Mbit/s et l'autre à 11Mbit/s, elles se partagent le canal à raison de 0,64Mbit/s chacune : on observe en effet que les deux stations émettent chacune un paquet à tour de rôle. Pour des paquets de taille égale, il en résulte bien des débits égaux, mais la station "rapide" est beaucoup plus pénalisée par la concurrence que la station "lente".

Ceci signifie que pour fournir un comportement satisfaisant en termes de QoS, nous devons restreindre une cellule à une zone dans laquelle toutes les stations peuvent envoyer à un même débit élevé. Pour un débit de 11Mbit/s, ceci est possible dans un rayon de 25m du point d'accès en environnement cloisonné (vérifié expérimentalement) et 50m en environnement semi-ouvert. Ces distances passent respectivement à 35 et 70m pour un débit de 5,5Mbit/s. En l'absence d'une telle contrainte, c'est le débit le plus faible disponible qui devrait être pris en compte pour la gestion de la QoS.

Débits des hôtes	débits mesurés
11 Mb/s, 11 Mb/s	5 Mb/s
11 Mb/s, 1 Mb/s	0.84 Mb/s

Tableau 1. performances de 802.11b, hôtes avec débits différents

Principe 2. Pour fournir la qualité de service sur des liens 802.11, la zone géographique à l'intérieur de laquelle les hôtes mobiles communiquent doit être limitée de telle sorte que tous les hôtes utilisent le débit le plus élevé.

La méthode DCF est conçue pour donner aux hôtes mobiles une probabilité égale d'accès au lien. Pour offrir des performances différentes aux sources de trafic au niveau des hôtes, il faut les contraindre de manière configurable, afin que les sources de faible priorité aient une allocation de ressources différente de celle dont bénéficient les sources de haute priorité. On peut par exemple utiliser un conditionneur de trafic (traffic shaper) pour garder le trafic agrégé à un niveau inférieur à la capacité du lien.

Principe 3. Pour fournir la qualité de service sur des liens 802.11, les sources doivent être contraintes en confi gurant des conditionneurs de trafic dans les hôtes.

Notre approche est donc basée sur les contraintes suivantes :

- Limiter la surface des cellules de telle sorte que toutes les stations utilisent le même débit hertzien.

- Contraindre les sources en configurant des limiteurs de trafic au niveau des stations.
- Limiter le nombre de stations autorisées à utiliser une cellule.

De plus, la gestion de la QoS doit être suffisamment réactive pour s'adapter aux fluctuations des conditions dans la cellule (démarrage ou arrêt d'une source de trafic, arrivée ou départ d'une station...). En se basant sur les conditions dans la cellule et dans ses voisines, on peut décider de l'opportunité de basculer un mobile vers une cellule adjacente.

3. Travaux relatifs

Le problème de la QoS sur IP a fait l'objet d'un grand intérêt. Mais le support de la QoS sur des liens sans-fil et l'intégration de mécanismes de QoS avec la mobilité reste une question ouverte, traitée par la communauté de l'IETF [MIT]. Des synthèses récentes analysent différents problèmes et identifient des directions de recherches [Cha 99, Cha 00]. Notre analyse suit leurs conclusions et les applique au problème de la qualité de service pour l'Internet sans-fil basée sur l'architecture *Diffserv*. Plusieurs auteurs ont exploré une approche complètement différente de ce problème en étendant ou modifiant le niveau Mac [BAR 01, AAD 01]. Cependant, ces solutions ne sont pas applicables à des réseaux qui utilisent les produits 802.11 actuels.

4. Architecture de la QoS

Notre but est d'étendre le modèle *Diffserv* à un environnement sans-fil au niveau IP afin de fournir une QoS cohérente de bout en bout pour les hôtes mobiles.

La principale différence entre l'utilisation de *Diffserv* dans un tel environnement et dans un environnement filaire est que les conditions de performances dans un réseau local sans-fil changent rapidement du fait des déplacements des stations et de l'activation des applications. Le gestionnaire de la qualité de service doit donc garder trace des requêtes de QoS des stations mobiles et configurer dynamiquement les mécanismes d'ordonnancement et de conditionnement du trafic dans toutes les stations d'une cellule. De plus, le contrôle d'admission doit être basé sur l'état courant des ressources dans la cellule. Nous devons donc avoir deux protocoles de signalisation rapides et légers : l'un pour transmettre les requêtes de QoS des stations mobiles, et l'autre pour la configuration des mécanismes de *Diffserv* dans les stations mobiles par le gestionnaire de la QoS. La gestion de QoS doit enfin être étroitement couplée avec la gestion de la mobilité, afin que les performances de bout-en-bout perçues par le mobile soient acceptables pour chaque classe de service.

Nous proposons donc de baser l'architecture de QoS pour des réseaux d'accès sans-fil sur le modèle *DiffServ* et d'utiliser ses mécanismes de base pour contraindre

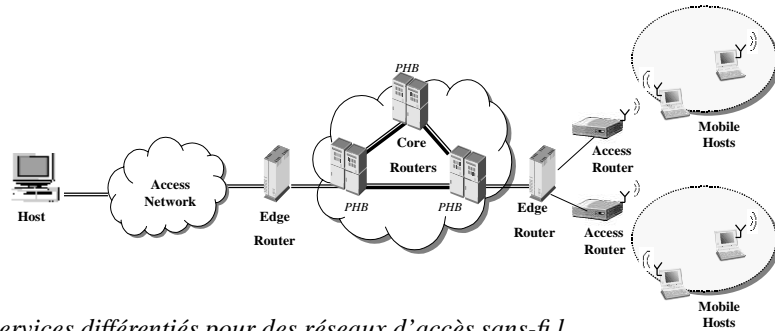


Figure 1. Services différenciés pour des réseaux d'accès sans-fi 1

les sources des hôtes mobiles. Dans la suite, nous décrivons brièvement l'architecture *Diffserv* et l'implémentation que nous utilisons pour fournir la QoS aux hôtes mobiles.

4.1. Services Différenciés

L'architecture *Diffserv* distingue deux parties : le réseau de coeur, composé par un ou plusieurs fournisseurs d'accès, et où les paquets sont acheminés par des routeurs de coeur, et le réseau d'accès connectant les hôtes à un routeur de bordure (cf. Figure 1).

Des ressources sont allouées statiquement sur la base d'un accord entre les différents domaines administratifs (*SLA - Service Level Agreements*) pour supporter une garantie de performances statistique des différentes classes de trafic. Dans le coeur du réseau, les flots ayant des propriétés similaires sont regroupés en classes de QoS, ou *BA (Behavior Aggregates)*. Les performances perçues par chaque classe dépendent du type de traitement spécifié au niveau de chaque routeur de coeur *PHB (Per Hop Behavior)*.

Les routeurs de bordure effectuent une classification et un marquage du trafic entrant selon le type d'application, les adresses source et destination, les numéros de ports et autres critères. La conformité du trafic au profil convenu, ou *TCA (Traffic Control Agreement)*, est vérifiée, et le trafic excédentaire peut être rejeté, marqué hors profil, ou se voir affecter une classe de priorité inférieure.

Nous utilisons une implémentation des fonctions *DiffServ* pour les routeurs de bordure et de coeur développée dans le cadre d'un projet de recherche sur l'Internet de Prochaine Génération [@IRS 01]. Elle est basée sur une pile IPv6 et a des propriétés légèrement différentes de celles proposées par l'IETF. Trois classes de services différenciés sont définies :

- *EF (Expedited Forwarding)*. Cette classe correspond à des flots temps réel interactifs demandant un délai et une gigue réduits ainsi qu'un taux de pertes minimal, mais avec un débit modéré. Pour cela, les paquets EF ont une priorité supérieure à ceux des autres classes. La probabilité d'attente des paquets EF est minimisée en contrôlant le

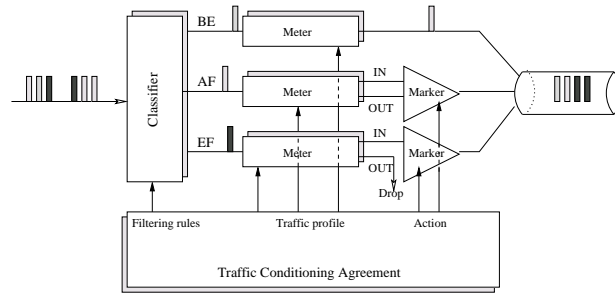


Figure 2. Fonctions du routeur de bordure.

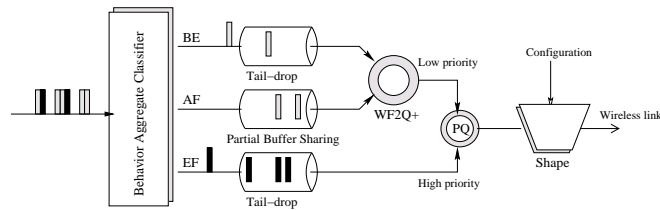


Figure 3. Fonctions du routeur de coeur.

nombre de flots admis sur la base de leur débit crête et en provisionnant les ressources en conséquence (capacité des liens). Pour éviter que les autres classes puissent être affamées, le débit des sources EF doit être contrôlé, et les paquets hors profil rejetés.

– AF (*Assured Forwarding*). Cette classe définit des flots élastiques qui n’ont pas des demandes aussi strictes que les flots EF, mais nécessitent un débit minimal. Hors périodes de congestion, les flots AF peuvent obtenir un débit supérieur à celui qui leur est réservé. Pour éviter la confusion, nous définissons une seule classe AF au lieu de quatre dans *Diffserv*, et deux niveaux de priorité spatiale (seuil de rejet) au lieu de trois.

– BE (*Best Effort*). Cette classe correspond à l’Internet actuel et n’offre aucune qualité de service.

Les fonctions du routeur de bordure sont présentées dans la figure 2. Les paquets entrants sont classifiés et marqués dans le champs DSCP (*Differentiated Services Codepoint*) de l’en-tête IPv6. Le TCA spécifie les règles de classification et de mesure du trafic. Le conditionnement du trafic EF est effectué par l’intermédiaire d’une file FIFO de faible taille : quelques rafales peuvent être tolérées, mais les paquets arrivant alors que la file est pleine sont rejetés. Les paquets quittent la file selon un débit crête donné. Le TCA pour la classe AF comporte un token bucket qui définit le débit moyen et les rafales tolérées. Le trafic excédentaire est marqué hors profil et peut être éliminé par les routeurs de coeur en cas de congestion. La classe BE ne subit aucun contrôle.

L'architecture du routeur de coeur est présentée dans la figure 3. Elle se compose de trois files, une pour chaque classe de trafic. La classe EF a priorité sur les classes AF et BE. Les classes AF et BE sont ordonnancées selon une variante de WFQ (*Weighted Fair Queueing*) : WF2Q+ (*Worst-case Fair Weighted Fair Queueing*) [Zha 96]. La proportion du trafic allouée aux classes AF et BE est configurable. Les files d'attente EF et BE sont gérées selon la politique tail drop : un paquet est rejeté quand la file est pleine. Les paquets AF conformes ou non conformes au TCA sont gérés selon la politique PBS (*Partial Buffer Sharing*) : seuls les paquets conformes sont acceptés lorsque la taille de la file est supérieure à un certain seuil. Ainsi, tous les paquets AF peuvent bénéficier des ressources disponibles, mais en cas de congestion, seuls les paquets conformes seront admis. Le trafic sortant est limité par un token bucket pour s'ajuster au débit du lien de sortie.

Notre architecture vise à étendre le modèle des services différenciés à un réseau local sans-fil. Nous supposons que le réseau d'accès sans-fil est composé de plusieurs cellules. L'interconnexion des cellules est faite au niveau IP et la mobilité entre cellules est gérée au niveau réseau, afin de coupler étroitement la gestion de la mobilité avec la gestion de la QoS. Cette dernière étant gérée au niveau réseau, il doit en être de même de la mobilité. Nous pensons en outre que c'est le bon niveau pour traiter la mobilité locale, essentiellement parce-qu'il s'agit d'un problème de routage.

Chaque cellule sans-fil est gérée par un routeur d'accès qui retransmet les paquets entre hôtes mobiles dans une cellule et est connecté à un routeur de bordure par un réseau local sur-dimensionné tel qu'un Ethernet 100 commuté. Tous les hôtes mobiles et routeurs d'accès disposent des mécanismes de Diffserv permettant de réguler les sources en fonction des fluctuations des conditions de la cellule : les paramètres des conditionneurs de trafic et l'allocation de bande passante pour les classes de QoS peuvent être ajustés pour obtenir les performances désirées. Nous contrôlons également le nombre de sources actives et limitons la portée des cellules, pour que le trafic puisse bénéficier de ressources suffisantes.

L'architecture de QoS proposée (Figure 4) est hiérarchique parce-que nous pouvons identifier deux échelles de temps et deux niveaux de gestion : la gestion intra-cellule, et la gestion inter-cellules. Le premier niveau de la gestion de QoS (intra-cellule) est donc local à la cellule et effectué par le routeur d'accès qui gère les changements rapides des conditions locales. Les hôtes mobiles informent le routeur d'accès de la bande passante dont ils ont besoin et le routeur configure leurs paramètres de QoS.

Le second niveau (inter-cellules) concerne un ensemble de cellules connectées à un routeur de bordure. A ce niveau, les conditions changent plus lentement, par exemple quand des ressources doivent être réservées sur un chemin s'étendant sur plusieurs cellules, ou lorsque l'on désire changer les règles de contrôle d'admission. Cette gestion globale est effectuée par le routeur de bordure qui fixe des politiques à long terme pour les routeurs d'accès.

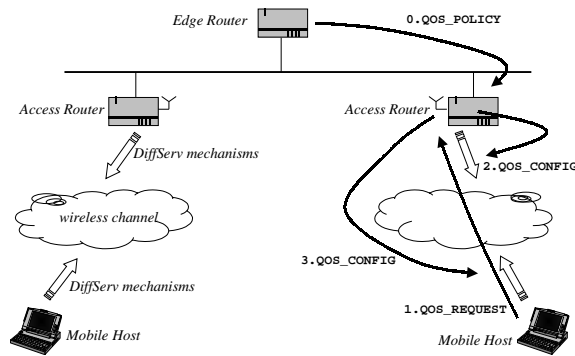


Figure 4. Architecture de QoS hiérarchique.

4.2. Gestion locale de la qualité de service

L'évolution rapide de la situation dans une cellule sans-fil entraîne le besoin d'un protocole de signalisation simple et léger pour les demandes d'allocation de bande passante. Pour simplifier le protocole de signalisation et réduire le volume d'informations à transmettre, nous proposons d'exprimer l'allocation demandée en unités fixes de 64 Kbit/s, codées sur un octet. Cette information peut être encodée dans le champ d'identificateur de flot IPv6 pour ne pas avoir à utiliser de champs optionnels pour transporter la signalisation. Cet identificateur a été défini originellement pour la gestion de la QoS dans le cadre des services intégrés (*Intserv*). Il a été redéfini pour le support du champs DSCP de *Diffservi*, le reste du champ n'étant pas actuellement utilisé. Cette utilisation de ce champ est restreinte au réseau d'accès local, et cette information est retirée des paquets envoyés dans le réseau de cœur. L'allocation de bande passante est interprétée selon la classe de service : pour la classe AF, elle représente le débit minimal, pour EF, c'est le débit de crête.

L'allocation de la bande passante suit le principe des états volatiles (soft states). Le gestionnaire de QoS du routeur d'accès interprète les requêtes insérées dans les paquets et les satisfait si possible par une configuration appropriée des paramètres *Diffserv*. La configuration peut concerner seulement le routeur d'accès et un hôte, comme l'ensemble des mobiles de la cellule. Une allocation est accordée pour un intervalle de temps donné et est supprimée à l'issue de cet intervalle si le mobile ne transmet plus de paquets.

Le problème de l'allocation peut être énoncé comme suit : étant donné un débit disponible C , et $x_{i,class}$ le débit des classes *EF*, *AF*, *BE* demandé par la source i , trouver les proportions r_{EF} , r_{AF} et r_{BE} de la bande passante à affecter à chaque classe :

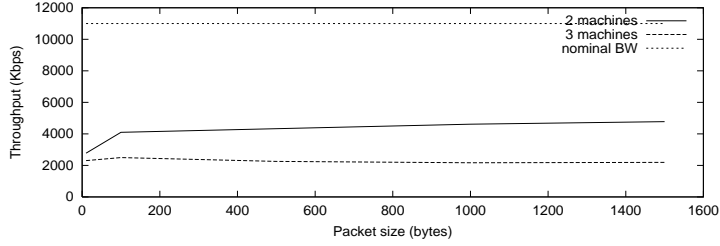


Figure 5. Débit utile dans un réseau local sans-fil 802.11b.

$$\begin{aligned}
 x_{EF} &= \sum x_{i,EF} \leq r_{EF} r(m) C \\
 x_{AF} &= \sum x_{i,AF} \leq r_{AF} r(m) C \\
 x_{BE} &= \sum x_{i,BE} \leq r_{BE} r(m) C \\
 r_{EF} + r_{AF} + r_{BE} &= 1 - \delta
 \end{aligned}
 \tag{5}$$

où δ est un facteur de surdimensionnement de l'allocation, et $r(m)$ est le taux d'efficacité de la bande passante si m sources sont actives. Cette dernière variable est difficile à modéliser puisqu'elle dépend de la charge de trafic instantanée et du comportement de la méthode d'accès. Nous l'avons donc mesurée en fonction de la charge du trafic et du nombre de stations dans un réseau sans-fil 802.11b (Figure 5). En se basant sur ces statistiques, on peut configurer les mécanismes de Diffserv des classes EF, AF et BE pour limiter leur débit de sortie à respectivement $r_{EF} r(m) C$, $r_{AF} r(m) C$, et $r_{BE} r(m) C$.

Quand le gestionnaire de la QoS du routeur d'accès décide qu'une nouvelle allocation demande une configuration des mécanismes de Diffserv, il envoie une requête au gestionnaire de QoS de l'hôte mobile. Ceci est fait par l'intermédiaire d'un protocole hors bande similaire à celui qui est utilisé pour la gestion de la mobilité. Les paramètres suivants sont transmis dans la requête :

- débit maximal de la classe EF,
- débit maximal des classes AF et BE,
- poids de la classe AF.

Le gestionnaire de la QoS de l'hôte mobile configure le débit de sortie des classes EF et AF/BE et fixe les proportions entre AF et BE.

Les paramètres de la QoS, et en particulier le débit et le poids de la classe BE peuvent être réévalués en fonction du nombre d'hôtes dans la cellule. Cette réallocation se base sur les mesures de débit en fonction du nombre d'hôtes concurrents (Figure 5).

4.3. Gestion globale de la qualité de service

Le routeur de bordure agit comme un gestionnaire global de la QoS pour les routeurs d'accès. Il fixe les politiques suivies par les routeurs d'accès, telles que le contrôle d'admission et la réservation des ressources. Par exemple, on peut imaginer qu'un hôte mobile prioritaire réserve suffisamment de ressources dans des cellules sur un chemin donné. Dans ce cas, on peut configurer en conséquence les mécanismes Diffserv dans les cellules pour limiter le trafic AF/BE.

Quand le mobile commute sur la cellule suivante, il bénéficie de la part de bande passante déjà allouée. Nous proposons les règles de réservation suivantes :

- 1) Réserver une bande passante donnée dans toutes les cellules.
- 2) Réserver une bande passante donnée dans les cellules sur un chemin demandé.
- 3) Réserver une bande passante donnée dans les cellules sur un chemin de mobilité fréquent (déterminé par observation de la mobilité).
- 4) Réserver une bande passante donnée dans des cellules voisines.
- 5) Réserver une bande passante donnée dans une seule cellule.

La règle 4 est la règle par défaut pour le trafic EF. La classe AF a des besoins de performance inférieurs, la règle 5 sera donc sa règle par défaut. En fonction de l'état des réservations en cours, le gestionnaire de QoS global peut adapter le nombre de stations admises dans une cellule.

Puisque les politiques globales varient lentement, on peut utiliser un protocole de signalisation hors bande simple.

5. Implémentation et expérimentations

Nous avons implémenté les mécanismes *Diffserv* et le schéma de gestion de la mobilité sur des portables sous FreeBSD 3.2 munis d'une carte sans-fil IEEE 802.11b. Cependant, dans le prototype actuel, l'ensemble n'est pas intégré : les mesures présentées ici ne concernent donc que la qualité de service au sein d'une cellule sans-fil. Les mécanismes *Diffserv* sont implémentés dans la pile IPv6. Nous travaillons actuellement sur l'implémentation du protocole de signalisation et l'intégration avec la gestion de la mobilité.

L'environnement de mesures est présenté dans la figure 6. La première expérience a impliqué deux hôtes mobiles dans une cellule 802.11 avec un débit nominal de 11 Mb/s. Un hôte possède deux sources de trafic : une générant le trafic régulier EF de débit 300 Kb/s et l'autre générant le trafic BE élastique NetPerf (TCP). Dans le premier cas, les mécanismes de QoS sont désactivés. La figure 7 présente le débit obtenu par la source BE et le délai d'aller-retour (RTT) de la classe EF. On peut constater que le débit de la classe BE se maintient autour de 5 Mb/s et le délai de la classe EF subit une variation importante autour de 15 ms à cause de la concurrence avec la classe BE - en absence des mécanismes de QoS les paquets de deux classes

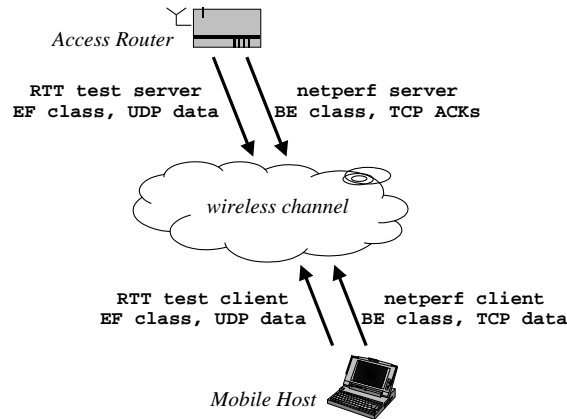


Figure 6. *Conditons expérimentales.*

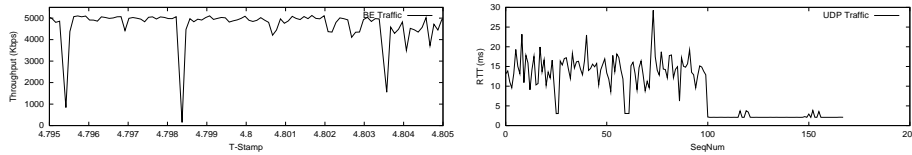


Figure 7. *QoS non contrôlée, débit de la classe BE et RTT de la classe EF.*

sont transmis selon la politique FIFO. À partir de la moitié du temps d'observation (instant 100), la classe BE est arrêtée. Le délai de la classe EF devient petit, autour de 2.5 ms. Ceci montre qu'en l'absence des mécanismes de contrôle, la classe EF est fortement perturbée par la classe BE.

Le second cas teste l'isolation de deux classes à l'aide des mécanismes de QoS. Quand ces derniers sont activés, le trafic de la classe BE est limité à 2.4 Mb/s par la configuration du limiteur du débit en sortie. La figure 8 présente le débit obtenu par la source BE qui se maintient maintenant autour de 2.4 Mb/s. De même, nous pouvons constater que le délai du trafic GS est beaucoup moins perturbé par la classe BE. Comme précédemment, à partir de l'instant 130 la source BE s'arrête.

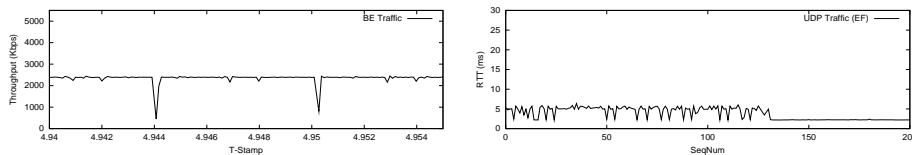


Figure 8. *QoS contrôlée, débit de la classe BE et RTT de la classe EF.*

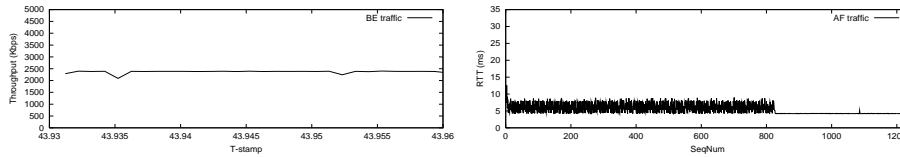


Figure 9. QoS contrôlée, débit de la classe BE et RTT de la classe AF.

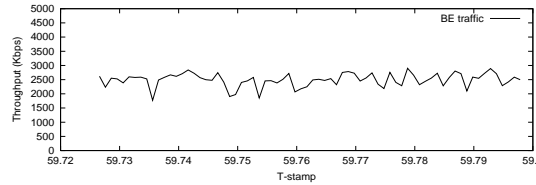


Figure 10. QoS contrôlée, débit de la classe BE.

La figure 9 montre des résultats similaires pour les classes BE et AF : une source UDP émet un trafic de 100 Kb/s, et une source TCP émet un trafic BE élastique. Le conditionneur de trafic de sortie limite la bande passante à 2,4 Mb/s.

Dans une autre expérimentation, nous évaluons la différenciation de service entre les trois classes. Une source UDP génère un trafic EF prioritaire au débit de 100 Kb/s, une autre source UDP émet un trafic AF au débit de 100 KB/s, et une source TCP génère un trafic élastique BE. Le conditionneur de trafic de sortie limite le débit à 2,4 Mb/s. La figure 10 montre le débit obtenu par la source BE, qui se maintient effectivement autour de 2,4 Mb/s/ Les figures 11 et 12 présentent le délai d’aller-retour (RTT) des classes AF et EF respectivement. Jusqu’à SeqNum = 900, la classe AF est en compétition avec la source BE gourmande, puis les trois classes sont actives, et finalement à SeqNum = 1400 la source BE arrête d’émettre. On observe que la classe EF est peu perturbée par les autres classes.

Nous avons finalement mesuré les performances de la différenciation de service lorsque le trafic est généré par deux hôtes mobiles. Les conditions sont similaires à celles de la figure 8 : un hôte mobile avec une source UDP générant un trafic EF

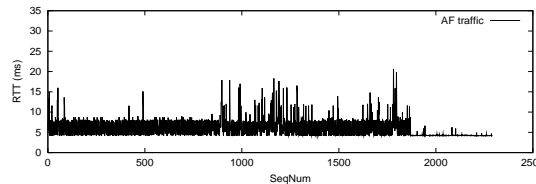


Figure 11. QoS contrôlée, délai d’aller-retour de la classe AF.

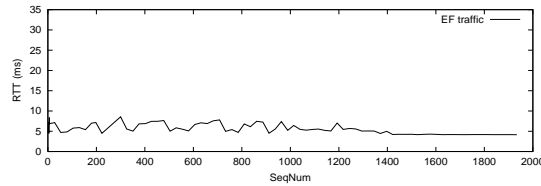


Figure 12. *QoS contrôlée, délai d'aller-retour de la classe EF.*

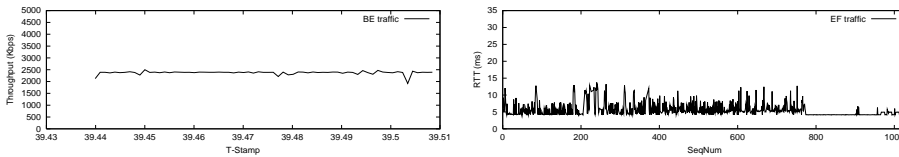


Figure 13. *QoS contrôlée, sources réparties, débit de la classe BE et RTT de la classe EF.*

au débit de 100Kb/s, et un autre hôte mobile avec une source TCP générant un trafic élastique BE.

La figure 13 présente le débit obtenu par la source BE et le délai d'aller-retour de la classe EF. Jusqu'à $\text{SeqNum} = 780$, la classe EF est en compétition avec la source BE gourmande, puis la source BE cesse d'émettre. On peut voir que même dans le cas de sources distribuées, la classe EF est peu perturbée par le trafic BE.

6. Conclusions et suite du travail

Les réseaux locaux sans-fil présentent des avantages importants sur les solutions proposées pour la mobilité à grande échelle, comme l'UMTS. Nous pensons que leur déploiement accru créera une base pour un Internet mobile sans-fil à hautes performances. La seule fonctionnalité manquante est le support de la qualité de service et son intégration à la mobilité.

Il y a actuellement plusieurs propositions différentes pour traiter la mobilité dans les réseaux IP, de même que pour fournir une qualité de service meilleure que "au mieux" (*Best Effort*). Cependant, les efforts de chaque domaine sont disjoints. Dans ce papier, nous avons proposé une contribution à la gestion de la QoS compatible avec la mobilité basée sur une architecture hiérarchique. Nos premiers résultats montrent que l'on peut améliorer sensiblement les performances du trafic prioritaire et isoler les différentes classes de QoS.

Remerciements

Ce projet a été supporté par le Ministère de l'Industrie, Réseau National de Recherches en Télécommunications (RNRT), dans le cadre du projet @IRS : "Architecture intégrée de réseaux et services". Nous remercions particulièrement Jean-Luc Richier pour les discussions fructueuses que nous avons eues avec lui.

7. Bibliographie

- [AAD 01] AAD I., CASTELLUCIA C., « Differentiation mechanisms for IEEE 802.11 », *INFOCOM*, 2001.
- [BAR 01] BARRY M., CAMPBELL A., VERES A., « Distributed Control Algorithms for Service Differentiation in Wireless Packet Networks », *INFOCOM*, 2001.
- [Cha 99] CHALMERS ET AL. D., « A Survey of Quality of Service in Mobile Computing Environments », *IEEE Online communication Surveys*, vol. 2, n° 2, 1999.
- [Cha 00] CHAN ET AL. J., « The Challenges of Provisioning Real-Time Services in Wireless Internet », *Telecommunications Journal of Australia*, vol. 50, n° 3, 2000.
- [@IRS 01] @IRS, « Integrated Architecture for Networks and Services », 2001, RNRT Project, <http://www-rp.lip6.fr/airs/>.
- [LIN 01a] LINDGREN A., ALMQUIST A., SCHELÉN O., « Evaluation of Quality of Service Schemes for IEEE 802.11 Wireless LANs », *Proceedings of the 26th Annual IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN 2001)*, November 2001.
- [LIN 01b] LINDGREN A., ALMQUIST A., SCHELÉN O., « Quality of Service Schemes for IEEE 802.11 - A Simulation Study », *Proceedings of the Ninth International Workshop on Quality of Service (IWQoS 2001)*, June 2001.
- [MIT] MITZEL D., « Overview of 2000 IAB Wireless Internetworking Workshop », *Internet RFC 3002*, 2000.
- [Zha 96] ZHANG ET AL. B., « WF2Q : Worst-case Fair Weighted Fair Queueing », *INFOCOM 96*, 1996.