HAL
open science

Iniquité dans les réseaux locaux sans fil : rétablir l'ordre juste

Martin Heusse, Yan Grunenberger, Elena López-Aguilera, Andrzej Duda

To cite this version:

Martin Heusse, Yan Grunenberger, Elena López-Aguilera, Andrzej Duda. Iniquité dans les réseaux locaux sans fil : rétablir l'ordre juste. 9ème Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications, May 2007, Ile d'Oléron, France. pp.109-112. inria-00176945

HAL Id: inria-00176945

https://inria.hal.science/inria-00176945v1

Submitted on 5 Oct 2007

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.

Iniquité dans les réseaux locaux sans fil : rétablir l'ordre juste

Martin Heusse[1], Yan Grunenberger[1], Elena López-Aguilera[2] et Andrzej Duda[1]

[1] *Laboratoire LIG, Grenoble, France*
[2] *Technical University of Catalonia (UPC), Barcelona, Espagne*

Le problème de l'iniquité entre les flots dans une cellule de réseau local sans fil est dû à l'égalité pour l'accès au canal entre le point d'accès (AP) et les stations. Inévitablement, comme l'AP a structurellement plus de trames à transmettre, son tampon dans le sens descendant se remplit. Nous défendons que ce problème est réglé en donnant au point d'accès les opportunités de transmission nécessaires. Ensuite, nous montrons que si les stations utilisent la méthode d'accès *Idle Sense*, il est extrêmement simple d'obtenir les parts voulues, en fixant simplement la fenêtre de contention de l'AP. La pertinence de la solution est vérifiée expérimentalement.

Keywords: Réseau local sans fil, méthode d'accès, iniquité, TCP.

1 Introduction

Le problème de l'iniquité dans les réseaux locaux sans fil est bien connu et parfois sévèrement ressenti [BP01, PRR+03, BCCM03, VBG00, BP02, WPL+02, BCG07]. Dans un tel réseau, la méthode d'accès utilisée par le point d'accès (AP), la *Distributed Coordination Function* (DCF) n'est pas différente de celle des stations présentes. Dans un réseau chargé, lors de la compétition pour l'accès au canal, il ne dispose donc pas de plus de possibilités de transmission. Ceci est bien sûr discordant avec le rôle central de l'AP, qui est émetteur ou récepteur de toute trame émise ou reçue par les stations qui lui sont associées. En qualité de pont avec le réseau filaire, le point d'accès a évidemment beaucoup plus de trames à transmettre que chacune des stations.

Les protocoles de transport ou plus généralement l'utilisation des réseaux sans fil déterminent le trafic qui transite par le point d'accès. À partir de ce constat, nous proposons de garantir à l'AP la part d'accès nécessaire au bon fonctionnement du réseau. Nous proposons ensuite une réalisation particulière de ce partage dans le cadre de l'utilisation par les stations d'une variante de CSMA/CA, *Idle Sense* [HRGD05], pour laquelle donner une part précise au point d'accès est presque immédiat comme on le voit en section 3. Nous donnons un première évaluation expérimentale de la pertinence de la solution proposée en section 4.

2 Problématique et axe de résolution

Si on considère, par exemple, le cas d'un ensemble de téléchargements descendants utilisant TCP, le point d'accès doit transmettre les segments de données vers chacune des stations, alors que celles-ci transmettent en général un acquittement à la réception d'un segment sur deux. Ces acquittements cumulatifs sont la règle pour tous les protocoles de transport comme le *Datagram Congestion Control Protocol* (DCCP) et le *Stream Control Transmission Protocol* (SCTP). En présence de N stations actives, le point d'accès devrait transmettre $2 \times N$ trames lorsque chaque station en émet une.

La conséquence du manque de poids du point d'accès est que les trames s'accumulent dans sa file d'attente. Par suite, dans le cas de TCP, les mécanismes de contrôle de flot ou le débordement de la file d'attente viennent amoindrir l'impact de ce défaut de la couche MAC. Nombre de solutions proposées pour ce problème consistent d'ailleurs à s'appuyer sur les mécanismes de TCP pour freiner les émissions des stations, au besoin en modifiant le contenu des acquittements [PRR+03]. Une autre approche possible consiste à faire en sorte que le point d'accès transmette des rafales de trames, le problème étant alors de régler la taille de ces rafales [BCG07].

Le problème est le plus grave en présence de flux descendants et montants simultanés. Dans ce cas, les pertes par débordement de la file d'attente du point d'accès ne sont dommageables qu'aux trafics descendants. Comme les acquittements sont cumulatifs, une perte d'acquittement est en général sans conséquence alors qu'une perte de segment met en jeu le contrôle de congestion. Par conséquent, les trafics descendant sont fortement pénalisés par rapport à des flots montants. Une expérience simple mettant en jeu un point d'accès et quelques stations permet d'observer le phénomène, illustré en figure 1. Nous utilisons un unique flot TCP par station.

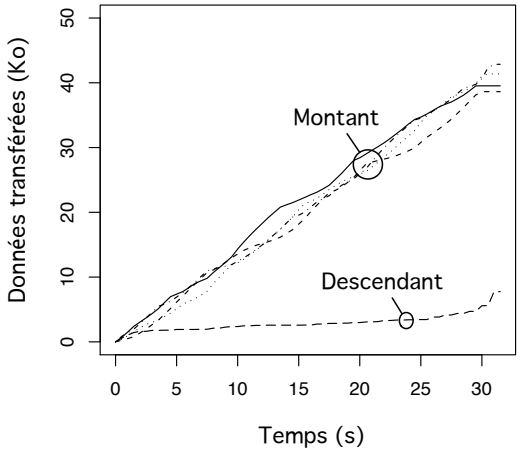

FIG. 1: Un unique flot TCP descendant face à quatre flots TCP montant, résultat obtenu expérimentalement avec la méthode d'accès DCF, en 802.11a, 54Mb/s. On observe également l'iniquité à court terme entre les flots analogues concurrents.

Pour résoudre le problème, nous proposons tout simplement de vider le tampon du point d'accès en lui donnant le poids nécessaire pour l'accès au canal. Dans ce cas, le tampon joue son rôle pour bénéficier du multiplexage statistique sur le canal sans fil, sans être en permanence saturé. Le défaut de cette approche est évident : dans le cas de flots unidirectionnels, un éventuel flot descendant bénéficiera d'un débit plus important que les flots montants, sans toutefois les affamer. Cependant, il est à noter qu'aucune application ou protocole de transport déployé ne produits des flots (en terme de paquets) unidirectionnels agressifs significatifs, en particulier dans le sens montant.

3 Étude analytique de l'accès

Afin de vérifier le bien fondé de cette approche, notre objectif est de fournir une solution au niveau de la couche MAC qui donne au point d'accès la capacité de transmission nécessaire pour fonctionner dans toute les conditions de trafic, alors que les stations se partagent le reste de la capacité du canal de manière équitable. Nous allons établir qu'il est possible d'atteindre cet objectif de la manière suivante :

1. *Les stations sans fil utilisent la méthode d'accès* Idle Sense *pour régler leur fenêtre de contention.*
2. *Le point d'accès utilise une fenêtre de contention fixe*

Nous supposons qu'il y a N stations actives dans une cellule de réseau sans fil (ce nombre N n'aura jamais à être déterminé par les entités du réseau). Nous supposons également qu'il y a autant de flots (descendant) que de stations présentes, et que la couche transport utilise un acquittement pour k segments de données reçus. Le point d'accès a donc au pire à transmettre kN paquets à chaque fois qu'une station en transmet un. Dans le cas d'un mélange de flots montants et descendants, la régulation se fera alors au niveau des stations, mais jamais par débordement de la file d'attente du point d'accès. Pour donner la priorité voulue au à l'AP, il nous faut obtenir la relation suivante entre les probabilité d'accès réussi de l'AP (P_t^{AAP}, AAP pour *Asymetric Access Point*) et des stations (P_t^{STA}). Cette analyse reprend celle de Bianchi [Bia00].

$$P_t^{AAP} = kN \cdot P_t^{STA} \tag{1}$$

Cette relation va nous permettre de déterminer les probabilités de tentative de transmission, sachant que ces probabilités d'essai P_e sont directement contrôlées par la fenêtre de contention CW des stations, qui est l'intervalle dans lequel sont tirés le nombre de *slots* d'attente aléatoire avant transmission : $P_e = \frac{2}{CW+1}$.

Pour que l'AP transmette une trame sans collision, il faut qu'il essaye de transmettre sur un *slot* donné, et que toutes les autres stations restent silencieuses, :

$$P_{\mathrm{t}}^{\mathrm{AAP}} = P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{AAP}} \cdot (1 - P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{STA}})^N \tag{2}$$

De manière analogue nous avons pour chaque station :

$$P_{\mathrm{t}}^{\mathrm{STA}} = P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{STA}} \cdot (1 - P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{STA}})^{N-1} \cdot (1 - P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{AAP}}) \tag{3}$$

En combinant les éq. 2 et 3 avec éq. 1, nous obtenons :

$$\frac{P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{AAP}}}{1 - P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{AAP}}} = kN \cdot \frac{P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{STA}}}{1 - P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{STA}}} \approx kNP_{\mathrm{e}}^{\mathrm{STA}} \tag{4}$$

L'approximation est justifiée car $P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{STA}} \ll 1$ quand N augmente. Alors, la probabilité d'avoir un *slot* vide est de :

$$P_{\mathrm{i}} = (1 - P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{STA}})^N (1 - P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{AAP}}) \approx (1 - P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{STA}})^N \cdot (\frac{1}{kNP_{\mathrm{e}}^{\mathrm{STA}} + 1}) \tag{5}$$

Si les stations suivent la méthode d'accès *Idle Sense*, alors le nombre moyen de *slots* vides entre les transmissions est maintenu constant quelque soit le nombre de stations présentes, de manière que $P_i^{\mathrm{target}} = e^{-\zeta}$ où $NP_{\mathrm{e}} \to \zeta$ quand $N \to \infty$ [HRGD05]. Dans le cas qui nous intéresse, pour lequel l'AP joue un rôle particulier, les stations vont maintenir $NP_{\mathrm{e}}^{\mathrm{STA}} \approx \zeta^*$.

D'après l'éq. 5 nous avons :

$$P_{\mathrm{i}} \approx e^{-\zeta^*} (\frac{1}{k\zeta^* + 1})$$

Et donc,

$$\zeta = \zeta^* + \ln(1 + k\zeta^*) \tag{6}$$

Cette équation peut être résolue numériquement pour trouver la valeur de ζ^* correspondant à un P_i^{target} donné, lui même dépendant de la couche physique utilisée, de manière à fonctionner à proximité de l'optimum de débit.

En reprenant l'équation 4, nous obtenons pour le point d'accès :

$$P_{\mathrm{e}}^{\mathrm{AAP}} = \frac{k\zeta^*}{1 + k\zeta^*}$$

Ce résultat montre qu'il suffit de fixer la fenêtre de contention de l'AP pour obtenir la part des accès voulue, quelque soit le nombre de stations actives.

4 Premiers résultats expérimentaux

Nous reprenons la même charge que celle utilisée pour obtenir la figure 1, mais cette fois en fixant la fenêtre de contention du point d'accès à 13 – ce qui correspond à $k = 2$ et à un P_i^{target} adapté à 802.11a – alors que les stations utilisent *Idle Sense*. Le résultat obtenu apparaît figure 2. L'implémentation a été réalisée sur des cartes Intel PRO/Wireless 2200BG 802.11 a/b/g[†]. Le point d'accès a une file d'attente de 20 paquets, et la taille des tampons de réception TCP est de 64Ko. Le contrôle de congestion est la méthode utilisée par *FreeBSD*, une variante de TCP *Vegas*.

Le tampon de l'AP dans le sens descendant n'est plus saturé, et le flot descendant ne souffre plus de l'iniquité vis à vis des flots montants. Le sens descendant est même privilégié, conformément à l'usage massif des réseaux sans fil, sur lesquels des serveurs sont rarement attachés.

[†] Merci à l'*Intel Research Lab* à Cambridge et à Dina Papagiannaki pour avoir rendu ce travail possible.

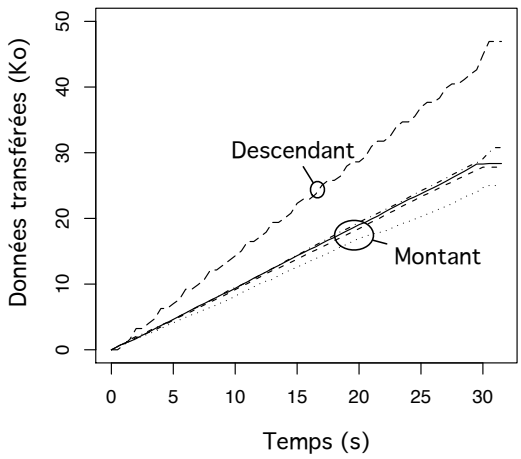

FIG. 2: Un unique flot TCP descendant face à quatre flots TCP montant, résultat obtenu expérimentalement avec la méthode d'accès *Idle Sense* et une CW fixe au point d'accès.

5 Conclusion

Face au problème de l'iniquité entre les flots dans les réseaux locaux sans fil, nous avons proposé tout d'abord une solution simple. Elle consiste à donner au point d'accès une probabilité de transmission plus élevée de façon à ce qu'il puisse toujours transmettre tous les paquets descendants. Dans ce cas, il n'y a plus de pertes ; il n'y a pas non plus de blocage temporaire de la transmission dû au contrôle de flot lorsque la file d'attente du point d'accès est suffisamment grande. Cette solution est basée sur la modification de la couche MAC, sans aucune interaction avec la couche transport, au contraire de nombre de solutions proposées auparavant.

Dans le cadre de l'utilisation de la méthode d'accès *Idle Sense*, garantir au point d'accès une part prédéterminée d'accès au canal, c'est à dire en particulier $2 \times N$ plus importante que chacune des stations en présence, est immédiat.

Enfin, nous montrons expérimentalement la pertinence de la solution. Cette évaluation doit être poursuivie, alors que les premiers résultats donnent à penser que l'approche est prometteuse et, bien sûr, applicable.

Références

[BCCM03] M. BOTTIGLIENGO, C. CASETTI, CF. CHIASSERINI, et M. MEO. Smart Traffic Scheduling in 802.11 WLANs with Access Point. Dans *Proc. of IEEE VTC-Fall 2003*, October 2003.

[BCG07] R. BRUNO, M. CONTI, et E. GREGORI. Design of an enhanced access point to optimize TCP performance in Wi-Fi hotspot networks. *ACM/Springer Wireless Networks Journal*, 13(2) :259–274, April 2007. Published online.

[Bia00] G. BIANCHI. Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function. *JSAC Wireless series*, 18(3) :535–547, March 2000.

[BP01] H. BALAKRISHNAN et V.N. PADMANABHAN. How Network Asymmetry Affects TCP. *IEEE Communications Magazine*, 39(4) :60–67, April 2001.

[BP02] A. BANCHS et X. PEREZ. Distributed Weighted Fair Queueing in 802.11 Wireless LAN. *Proc. of IEEE ICC 2002*, April-May 2002.

[HRGD05] M. HEUSSE, F. ROUSSEAU, R. GUILLIER, et A. DUDA. Idle Sense : An Optimal Access Method for High Throughput and Fairness in Rate Diverse Wireless LANs. Dans *Proc. of ACM SIGCOMM 2005*, August 2005.

[PRR+03] S. PILOSOF, R RAMJEE, D. RAZ, Y SHAVITT, et P. SINHA. Understanding TCP Fairness over Wireless LAN. Dans *Proc. of IEEE INFOCOM 2003*, March 2003.

[VBG00] N. H. VAIDYA, P. BAHL, et S. GUPTA. Distributed Fair Scheduling in a Wireless LAN. *Proc. of ACM MOBICOM 2000*, August 2000.

[WPL+02] H. WU, Y. PENG, K. LONG, S. CHENG, et J. MA. Performance of a Reliable Transport Protocol over IEEE 802.11 Wireless LAN : Analysis and Enhancement. Dans *Proc. of INFOCOM 2002*, June 2002.