

Influence de l'asymétrie et et des interférences sur l'équité de l'accès au médium dans les réseaux 802.11b

Claude Chaudet ; Isabelle Guérin Lassous

Laboratoire CITI — INSA de Lyon
21, Avenue Jean Capelle
69621 VILLEURBANNE Cedex, France
{cchaudet ; iguerinl}@telecom.insa-lyon.fr

Dans cet article nous proposons une modélisation théorique d'une configuration ad hoc qui présente une très grande inégalité dans l'accès au médium entre les mobiles lorsque le mode DCF de 802.11 est utilisé. Les résultats numériques obtenus viennent corroborer l'idée que l'asymétrie et l'utilisation des EIFS perturbent fortement l'équité entre les mobiles dans les réseaux 802.11.

Mots clés : 802.11, évaluation de performance

1 Introduction

La plupart des cartes sans fil actuellement présentes sur le marché implantent le standard IEEE 802.11. Ce standard définit la couche physique et la couche MAC (Medium Access Control) pour les réseaux locaux sans fil. Le premier standard (802.11) a été défini en 1997, tandis que le standard actuel le plus utilisé (802.11b) a été spécifié en 1999. Ce standard peut fonctionner dans deux modes : le mode PCF (Point Coordination Function) où les stations communiquent par l'intermédiaire d'un point d'accès et le mode DCF (Distributed Coordination Function) où les stations communiquent directement entre elles sans utiliser d'infrastructure particulière.

Afin de comprendre, d'analyser et de dégager les performances de ce standard, un certain nombre de travaux lui ont été consacrés. Ces travaux peuvent être classés essentiellement en deux catégories : une approche théorique et une approche par simulation. L'évaluation des performances de 802.11 basée sur une analyse théorique concerne essentiellement une évaluation du mode DCF portant sur le débit, les retransmissions, le délai et l'impact du mécanisme des RTS/CTS [Bia00, TC01, VL02, CCG98, CG97, HG01]. Mais toutes ces analyses se placent dans une configuration bien particulière où tous les mobiles peuvent communiquer entre eux. Dans ce cas, toutes les stations obtiennent les mêmes performances.

Or quelques travaux [NKGB00, WB01, DGL02] ont montré que dans des configurations réellement ad hoc (i.e. où certains mobiles vont se trouver en compétition pour l'accès au médium avec plus de stations que d'autres), l'équité pour l'accès au médium radio était sérieusement mise à mal, et certaines stations accédaient difficilement au médium. Tous ces travaux se basent sur des simulations, et aucune analyse théorique n'a été proposée pour évaluer les performances des différents mobiles.

Dans [DGL02], les auteurs ont dégagé, par simulation, une configuration mettant en évidence une très grande inégalité entre les mobiles dans l'accès au médium. Comme ce scénario semblait d'une taille raisonnable pour tenter un premier pas vers une analyse théorique de scénario ad hoc asymétrique, nous avons décidé de nous concentrer dans un premier temps sur ce problème. De plus, comme nous le verrons par la suite, cette asymétrie

est fortement accentuée par une caractéristique de 802.11 qui pénalise les mobiles soumis à des interférences perturbant le système de détection de porteuse.

Dans la section 2, nous décrivons rapidement le mode DCF de 802.11, puis nous présentons le scénario ad hoc étudié. Nous modélisons ensuite, dans la section 3, le scénario par une chaîne de Markov homogène à temps discret. Comme cette chaîne peut avoir un nombre infini d'états, nous expliquons dans la section 4, comment réduire le nombre d'états. Nous terminons cet article avec la section 5 qui donne les résultats obtenus lors de la résolution du système. Nous verrons que ces résultats montrent une très grande asymétrie dans l'accès au médium entre les mobiles émetteurs.

2 Description du système

La fonction DCF[†] du protocole d'accès au médium IEEE 802.11 [fTTbS99], fait partie de la famille des protocoles CSMA/CA[‡]. Elle associe un mécanisme de détection de porteuse à un mécanisme d'attente aléatoire avant transmission.

Lorsqu'un mobile souhaite émettre une trame, il s'assure que le médium n'est pas occupé par une autre transmission en mesurant le niveau de signal présent sur le canal radio. Tant que le canal est occupé, aucune transmission n'est effectuée afin de ne pas provoquer de collision. A partir du moment où le médium se libère, le mécanisme d'attente aléatoire est déclenché. L'émetteur tire un nombre aléatoire (*backoff*) compris entre 0 et une valeur initialement fixée à CW_{min} (31 dans 802.11b). L'émetteur patiente alors un temps constant *DIFS* durant lequel le médium doit rester libre avant de commencer à décrémente son backoff. A chaque fois qu'un intervalle de temps défini s'écoule sans que le médium ne devienne occupé, le compteur est décrémenté d'une unité. Lorsque le compteur atteint la valeur 0, la trame en attente est émise. Si, durant ce processus, une transmission concurrente vient à occuper le canal, le processus de décrémentation est suspendu et recommencera là où il avait été interrompu dès que le médium sera redevenu libre, et ce après une nouvelle attente de *DIFS*.

Dans ce type de protocoles, des collisions peuvent survenir si deux émetteurs concurrents tirent le même nombre aléatoire. Or, les collisions ont un coût élevé puisqu'il n'est pas possible de les détecter en radio. Toute transmission commencée sera terminée. Pour limiter l'impact de ces collisions, il est possible de protéger les émissions de paquets par un mécanisme RTS / CTS. Avant d'émettre un paquet, la source commence par émettre un paquet RTS[§], auquel la destination devra répondre en renvoyant rapidement un paquet CTS[¶] si la transmission est possible. En protégeant ainsi les paquets de données, les collisions surviennent majoritairement sur de petits paquets et perturbent donc le médium moins longtemps. Pour plus de détails sur ces mécanismes, le lecteur est invité à se référer à [fTTbS99].

La norme IEEE 802.11 spécifie que lorsqu'une trame est reçue par un mobile avec une somme de contrôle de niveau MAC incorrecte, le temps d'attente avant le début de la décrémentation du backoff de ce mobile passe d'un temps *DIFS* à un temps *EIFS* plus de 7 fois plus élevé. En d'autres termes, lorsqu'un mobile détecte un signal sur le canal dont il n'arrive qu'à identifier qu'il s'agit d'un paquet de données, c'est-à-dire lorsqu'il comprend seulement l'entête de niveau physique (PLCP header) de la trame, il diffère sa prochaine transmission de manière à permettre la transmission de l'acquittement associé à la trame en cours.

Or, la norme spécifie que l'entête PLCP des paquets est transmise à un débit moindre par rapport aux données, ceci afin qu'elle soit compréhensible par tout émetteur (i.e. par toutes les versions de 802.11). Or, il s'avère que les données transmises à un débit moindre

[†] Distributed Coordination Function

[‡] Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance

[§] Request To Send

[¶] Clear To Send

atteignent des distances plus grande que lorsqu'elles sont transmises à des débits élevés. Il existe donc, pour chaque nœud une zone géographique dans laquelle il est possible à un récepteur de décoder l'entête physique des trames sans pouvoir en comprendre le contenu. Lorsqu'un récepteur se trouve dans cette zone, il appliquera le mécanisme d'attente longue après chaque transmission de paquet de la source interférante.

Certains travaux ont été réalisés afin de modéliser le comportement de ce protocole dans des réseaux totalement connectés (où toutes les stations peuvent communiquer entre elles) [Bia00] et de déterminer le débit que peut espérer atteindre un émetteur en concurrence avec d'autres sources. Toutefois, à notre connaissance, aucune modélisation n'a été réalisée dans le cas de réseaux soumis à des interférences perturbant le système de détection de porteuse.

Nous avons choisi de nous intéresser ici au scénario représenté en figure 1 dans lequel trois émetteurs cherchent à transmettre chacun un flux à un récepteur proche. Les paires émetteur-récepteur sont suffisamment éloignées pour que les émetteurs ne puissent pas communiquer entre eux, mais suffisamment proches pour que lorsqu'une source émette, elle provoque une interférence perturbant le mécanisme de détection de porteuse au niveau des autres émetteurs, provoquant ainsi leur passage à un temps d'attente long (i.e. EIFS). De plus, les mobiles de chaque paire sont suffisamment proches et les paires suffisamment éloignées pour que l'émission simultanée de paquets dans des paires différentes ne provoquent pas de collision à la réception.

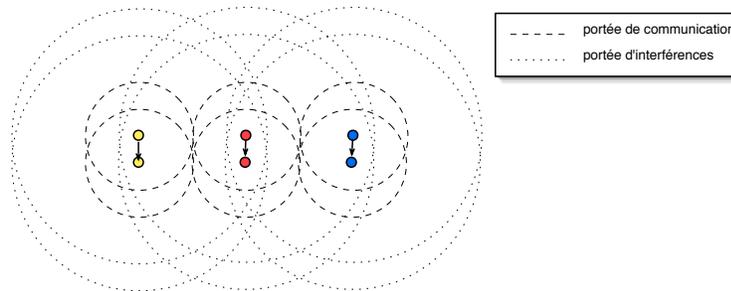


FIG. 1: Scénario

Ce scénario est conçu pour être déséquilibré dans le sens où les deux paires de mobiles situées à l'extérieur de la zone n'interfèrent pas entre elles tandis que la paire centrale est dans la zone d'interférences des deux autres. Ce cas, faisant à la fois intervenir un déséquilibre et donc un certain asynchronisme dans le sens où les deux paires extérieures évoluent indépendamment l'une de l'autre, peut sembler pathologique. Toutefois, compte tenu de l'étendue de la zone d'interférences, il ne semble pas improbable, en particulier dans un environnement intérieur à des bâtiments.

3 Modélisation du problème

Les deux paires extérieures n'interférant pas, le système modélisé pourra être divisé en deux sous-systèmes interagissant. Le premier sous-système sera composé de la paire centrale seule et le second des deux paires extérieures. Dès lors, et compte tenu des interactions possibles entre les différentes paires, deux seuls états du système sont possibles : soit la paire centrale transmet et les deux paires extérieures attendent que l'une d'elles ait terminé la décrémentation de son compteur avant de reprendre la main, soit les deux paires extérieures sont en train de transmettre et la paire centrale est en attente.

Afin de déterminer la proportion de bande passante que peut espérer obtenir la paire centrale, nous modélisons le système par une chaîne de Markov homogène à temps discret. Si l'on considère que les paquets envoyés par chaque paire du système sont de taille fixe, la proportion de bande passante attribuée à chaque paire est équivalente au nombre de paquets transmis par cette paire. Une transition dans cette chaîne aura lieu à chaque fois

qu'un paquet sera transmis par une des paires, que nous éliions comme *paire de référence*. Compte tenu du fait que toute paire du système sera en attente tôt ou tard dans l'évolution du système, il est nécessaire de changer dynamiquement la paire de référence afin de garantir qu'une transition corresponde toujours à une émission de trame :

- à l'initialisation du système, la première paire à accéder au médium est la paire de référence ;
- lorsque la paire centrale transmet des paquets, elle est la seule à émettre et est donc la paire de référence ;
- lorsque la paire centrale perd la main, la première paire extérieure à accéder au médium devient paire de référence. Dans cette situation, dès que la première paire extérieure a commencé à émettre une trame, la seconde ne tarde pas à terminer la décrémentation de son compteur et à émettre à son tour. Aussi, lorsqu'une des deux paires extérieures gagne l'accès au canal, c'est en fait tout le sous-système (constitué par les deux paires extérieures) qui obtient l'accès au canal.

Maintenant, il nous faut de déterminer les informations nécessaires à la représentation d'un état du système. Il est important de savoir quel sous-système (la paire centrale ou les paires extérieures) est en train de transmettre. Il faut aussi tenir compte de la valeur du backoff indiquant quand le sous-système en attente reprendra la main. Enfin, lorsque les deux paires extérieures sont en transmission, il est nécessaire de modéliser l'influence de la seconde paire extérieure sur le comportement du système puisque la paire centrale ne peut décrémente son compteur que lorsque les deux paires extérieures font silence simultanément. On modélisera ce phénomène par la donnée du *décalage* entre les deux paires extérieures, comme illustré en figure 2.

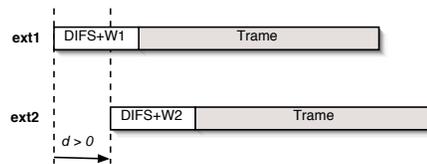


FIG. 2: Illustration du décalage

Un état du système sera donc représenté par le triplet (W_e, W_c, d) où :

- W_c vaut 0 lorsque la paire centrale est en transmission et contient la valeur du backoff de la paire centrale lorsque les paires extérieures transmettent.
- W_e est nul lorsque les paires extérieures sont en transmission et contient la valeur du backoff de la paire qui sera la première à émettre lorsque les paires extérieures reprendront la main (i.e. le minimum des compteurs des deux paires extérieures)
- d représente le décalage (en microsecondes) entre la paire extérieure de référence et l'autre paire extérieure. Cette valeur est utilisée pour déterminer la probabilité que la paire centrale arrive à décrémente son backoff. Dans le cas où la paire centrale est en transmission, cette valeur est utilisée pour garder une trace du décalage existant entre les paires extérieures.

Si l'on considère le système tel que nous l'avons modélisé actuellement, et compte tenu du fait que le scénario considéré ne peut donner lieu à des collisions entre paquets (compte tenu de la distance séparant les paires), W_c et W_e sont des nombres entiers appartenant à l'intervalle $[0; CW_{min}]$. Cependant, le décalage d peut dériver indéfiniment dans une direction ou dans l'autre. Il est donc nécessaire de le limiter afin d'obtenir un nombre d'états fini.

4 Réduction du nombre d'états

Tout d'abord, l'intervalle des valeurs possibles pour les backoffs des deux sous-systèmes peut être réduit grâce au fait que lorsqu'un des deux sous-systèmes est en attente, il doit patienter un temps *EIFS* avant de pouvoir décrémenter son compteur d'attente. Or, la différence entre *EIFS* et *DIFS* est telle que lorsque le sous-système en attente réussit à décrémenter d'une unité son backoff, l'autre sous-système a forcément décrémenté d'au moins 16 unités le sien. Par conséquent, il est inutile de représenter les états correspondant à des valeurs de compteurs supérieures à 15 puisqu'ils sont inaccessibles après l'initialisation de ce système et que nous recherchons son état stationnaire.

Ceci reste valable si l'on ne considère pas le cas illustré en figure 3 (le dessin n'est pas à l'échelle, son but étant de montrer un cas où la collision entre la paire centrale et une paire extérieure est possible). Il s'agit du cas où la paire centrale et une paire extérieure se mettent à envoyer un paquet au même moment. Cette situation peut conduire à un cas où $W_c > 15$ ou $W_e > 15$. Toutefois, cette situation étant rare et ne conduisant qu'à l'émission de quelques paquets en faveur de l'un ou l'autre sous-système, nous avons choisi de ne pas la considérer, et de donner la priorité à l'un des deux sous-systèmes en rajoutant artificiellement une unité au backoff de l'autre sous-système. Nous verrons dans la section 5, que la résolution du système dans les deux cas (priorité à la paire centrale ou aux paires extérieures) donne des résultats identiques (compte tenu de la précision choisie pour les calculs). Cette approximation semble donc correcte.

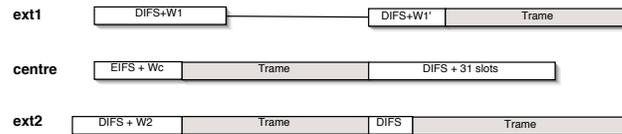


FIG. 3: Collision conduisant à un backoff résiduel supérieur à 15.

Afin de limiter les valeurs du décalage, il faut considérer la signification de cette variable. Le décalage représente l'influence de la paire qui n'est pas celle de référence sur le comportement du système et n'est utilisé que pour rendre compte de l'alignement qui peut exister entre les périodes de silence des deux paires extérieures. Aussi, il est possible, voire indispensable, de considérer le décalage entre la trame actuellement transmise par la paire de référence et la trame la plus proche dans le temps transmise par l'autre paire extérieure. En d'autres termes, il est possible de borner le décalage dans un intervalle $[d_{min}, d_{max}]$, en appliquant lorsque le décalage sort de cet intervalle une opération de translation qui pourrait être apparentée à un modulo. En pratique, lorsque la paire de référence prend du retard (le décalage devient trop grand), il suffit de laisser émettre la paire de référence sans faire émettre la seconde. Ceci se traduit par une modification des états d'arrivée et des transitions à partir de certains états de la chaîne. Dans l'autre cas, il suffirait de laisser émettre la seconde paire sans faire avancer la paire de référence mais ceci conduirait à ajouter des transitions en temps nul, ce qui est contraire à nos contraintes (une transition correspond à une émission de paquet). Aussi, pour compenser ce phénomène, il faudra remplacer ces transitions en temps nul en agrégeant deux étapes successives en une seule, ce qui se traduit encore une fois dans la chaîne par une modification des états d'arrivée et des transitions à partir de certains états. Pour que ce mécanisme soit valide, il faut s'assurer qu'aucune décrémentation de *backoff* ne puisse survenir à l'intérieur de notre transition agrégée. Ceci peut être réalisé en choisissant pertinemment les limites du décalage.

Plusieurs contraintes sont à prendre en compte afin de déterminer les meilleures valeurs pour ces deux bornes. Tout d'abord, il faut les choisir en conservant à l'esprit que le nombre d'états de la chaîne doit être minimal afin de réduire les temps de calcul. D'autre part, il faut dissocier les états pouvant conduire à une décrémentation du backoff des états pouvant conduire à une translation du décalage. Pour des raisons de place, le calcul de ces

bornes ne sera pas détaillé ici. Il faut noter que compte tenu de la différence entre *EIFS* et *DIFS*, on peut montrer que lorsque les paires extérieures sont en transmission, la paire centrale ne peut décrémente son backoff que lorsque le décalage est compris dans l'intervalle $[-286; 286]$.

Le détail des états et des transitions de la chaîne de Markov ne sera pas non plus explicité ici. Il est simplement important de noter que l'espace des états peut être divisé en plusieurs classes définissant les transitions possibles à partir de chacun de ces états. En fonction de la valeur du décalage et des backoffs des deux sous-systèmes, il sera possible soit d'effectuer une translation du décalage, soit de modifier le décalage ou de provoquer la décrémentation du backoff du sous-système en attente.

5 Résultats

Nous avons résolu ces systèmes linéaires pour les cas correspondant à des émissions de paquets entre 700 et 1400 octets à des débits de 11 Mb/s et 2Mb/s, dans les cas avec ou sans mécanisme RTS / CTS au moyen de la bibliothèque de calcul numérique MUMPS [ADLK01]. Les caractéristiques des scénarios et les résultats obtenus sont regroupés dans le tableau 4 et représentés sur la figure 5.

		Taille trames	Durée min. trame	Nb. états	Nb. transitions	Proportion bande passante paire centrale
2 Mb/s	avec RTS - CTS	1300 o.	6285 μ s	116040	8337083	1.07%
		1200 o.	5885 μ s	110040	7953083	1.13%
		1000 o.	5085 μ s	104040	7569083	1.21%
		900 o.	4685 μ s	98040	7185083	1.29%
		800 o.	4285 μ s	86040	6417083	1.5%
		700 o.	3885 μ s	80040	6033083	1.63%
	sans RTS - CTS	1400 o.	6145 μ s	113940	8202683	1.09%
		1300 o.	5745 μ s	107940	7818683	1.16%
		1200 o.	5345 μ s	101940	7434683	1.24%
		1000 o.	4545 μ s	89940	6666683	1.43%
		900 o.	4145 μ s	83940	6282683	1.55%
		800 o.	3745 μ s	77940	5898683	1.69%
		700 o.	3345 μ s	71940	5514683	1.86%
		11 Mb/s	avec RTS - CTS	1400 o.	2103 μ s	50265
1300 o.	2030 μ s			49170	4057403	3.01%
1200 o.	1957 μ s			48075	3987323	3.18%
1100 o.	1885 μ s			46995	3918203	3.28%
1000 o.	1812 μ s			45900	3848123	3.32 %
900 o.	1739 μ s			44805	3778043	3.53%
800 o.	1667 μ s			43710	3707963	3.57%
700 o.	1594 μ s			42630	3638843	3.7%
sans RTS - CTS	1400 o.		1563 μ s	42165	3609083	3.82%
	1300 o.		1490 μ s	41070	3539003	3.87%
	1200 o.		1418 μ s	39975	3468923	4.12%
	1100 o.		1345 μ s	38895	3399803	4.3%
	1000 o.		1272 μ s	37800	3329723	4.4%
	900 o.		1200 μ s	36705	3259643	4.73%
	800 o.		1127 μ s	35610	3189563	4.84%
	700 o.		1054 μ s	34530	3120443	5.06%

FIG. 4: Résultats et tailles du problème pour différentes configurations

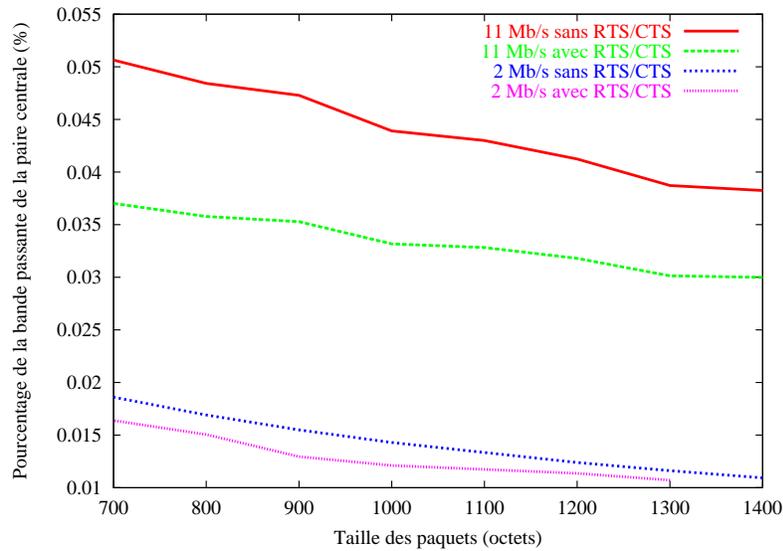


FIG. 5: Proportion de bande passante allouée à la paire centrale en fonction de la taille des paquets, du débit de transmission et du mode de transmission.

Au vu de ces résultats, on constate qu'une forte inégalité apparaît entre les transmissions concourant pour l'accès au médium, et ce dès lors que les émetteurs peuvent interférer sans pouvoir communiquer. On peut constater par ailleurs qu'augmenter la taille des trames, activer le mécanisme RTS/CTS ou diminuer le débit de transmission ont pour effet d'accroître ce phénomène. Ces trois paramètres sont en fait équivalents du point de vue de l'équité d'accès au médium puisque leur modification entraîne une variation contraire du rapport durée moyenne des périodes de silence sur durée moyenne d'émission d'une trame.

Enfin, on peut remarquer que ce résultat théorique vient confirmer les résultats présentés dans [DGL02] obtenus par simulation sous NS-2.

Conclusion

Cet article décrit la modélisation d'un scénario mettant en évidence des problèmes d'inégalité entre émetteurs concurrents utilisant le protocole d'accès au médium IEEE 802.11b. Les mécanismes tels que l'utilisation de temps d'attente longs afin de ne pas perturber des transmissions hors-portée peut conduire à des situations de famine pour les mobiles concernés. De plus, ce type de mécanisme souffre du fait qu'un émetteur ne puisse évaluer la qualité du médium dans la zone du récepteur associé (dans la zone des récepteurs des transmissions concurrentes).

Si ce protocole a fait ses preuves lorsqu'il est utilisé dans un contexte administré, sa pertinence dans un cadre ad hoc peut encore être discutée. Le problème de performances pouvant survenir dans ce cas particulier vient conforter l'idée que les réseaux ad hoc tireraient bénéfice de couches basses qui leur soient adaptées.

Si cet article ne traite qu'un scénario particulier, nous envisageons d'étendre la méthode de modélisation décrite ici à un cas plus général. Une multitude de situations peuvent être imaginées, permettant de cerner plus précisément le problème présenté, et de valider les solutions qui lui sont proposées.

Références

- [ADLK01] P. R. Amestoy, I. S. Duff, J. Y. L'Excellent, and J. Koster. MUMPS : A general purpose distributed memory sparse solver. *Lecture Notes in Computer Science*, 1947 :121–??, 2001.
- [Bia00] G. Bianchi. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(3) :1265–1275, March 2000.
- [CCG98] F. Cali, M. Conti, and E. Gregori. IEEE 802.11 Wireless LAN : Capacity Analysis and Protocol Enhancement. In *Proceedings of INFOCOM*, 1998.
- [CG97] H. S. Chhaya and S. Gupta. Performance modeling of asynchronous data transfer methods of IEEE 802.11 MAC protocol. *Wireless Networks*, 3 :217–234, 1997.
- [DGL02] D. Dhoutaut and I. Guérin Lassous. Impact of heavy traffic beyond communication range in multi-hops ad hoc networks. In *Third International Network Conference*, Plymouth, Angleterre, 2002.
- [fITTS99] 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.
- [HG01] A. Heindl and R. German. Performance modelling of IEEE 802.11 wireless LANs with stochastic Petri nets. *Performance Evaluation*, 44 :139–164, 2001.
- [NKGB00] T. Nandagopal, T.-E. Kim, X. Gao, and V. Bharghavan. Achieving MAC Layer Fairness in Wireless Packets Networks. In *Proceedings of MOBICOM*, 2000.
- [TC01] Y. C. Tay and K. C. Chua. A Capacity Analysis for the IEEE 802.11 MAC Protocol. *Wireless Networks*, 7 :159–171, 2001.
- [VL02] V. Vishnevsky and A. Lyakhov. 802.11 LANs : Saturation Throughput in the Presence of Noise. In E. et als Gregori, editor, *Proceedings of Networking*, volume 2345 of LNCS, pages 1008–1019. Springer-Verlag, 2002.
- [WB01] Y. Wang and B. Bensaou. Achieving Fairness in IEEE 802.11 DFWMAC with Variables Packet Lengths. In *Proceedings of IEEE GLOBECOM*, November 2001.