

Réseaux locaux sans fil

Vers une utilisation efficace du canal radio

Martin Heusse

30 novembre 2009

Mémoire présenté pour obtenir
l'habilitation à diriger les recherches

Université Joseph Fourier

Membres du jury :

Brigitte Plateau	Professeur à Grenoble INP	Présidente
Laurent Mathy	Professeur à Lancaster University	Rapporteur
David Simplot-Ryl	Professeur à l'université de Lille 1	Rapporteur
Guillaume Urvoy-Keller	Maître de conférence à Eurecom	Rapporteur
Andrzej Duda	Professeur à Grenoble INP	Examineur

Table des matières

1	Portée et organisation du document	1
2	Problèmes liés au partage aléatoire du canal	3
2.1	L'accès aléatoire au canal en IEEE 802.11	5
2.2	Transmissions à des débits différents	7
2.3	Équité à court terme	10
2.4	Iniquité due à des conditions de transmission différentes	18
2.5	Sélection du débit de transmission	19
2.6	Concurrence entre trafic montant et descendant	19
2.7	Synthèse et autres travaux	22
3	Nouvelles méthode d'accès au canal pour les WLANs	25
3.1	Réduire le temps perdu par la méthode d'accès	26
3.2	La méthode d'accès <i>Idle Sense</i>	31
3.3	Rendre toute son importance au point d'accès	39
3.4	Fournir divers niveaux de qualité de service	41
3.5	Autres propositions	45
3.6	Conclusion	47
4	Réseaux de plus d'une cellule	49
4.1	Routage	49
4.2	Méthode d'accès au canal pour les réseaux multi-sauts	53
4.3	Réseaux maillés multi-canal	55
4.4	Conclusion	58
5	Un dernier mot...	59
	CV résumé	63
	Références	69

Portée et organisation du document

Ce document fait la synthèse de mes travaux portant sur les réseaux locaux sans fil effectués entre 2002 et 2009 dans l'équipe Drakkar du laboratoire LSR puis LIG de l'UJF, INPG et CNRS. Cette équipe constitue un environnement stimulant et amical où j'ai toujours pu me concentrer sur le sujet qui m'intéressait ; je pense que je ne pouvais pas commencer autrement que par souligner ce privilège. À plus large échelle, il est motivant de participer à une communauté de recherche nombreuse et dynamique, qui donne parfois le sentiment d'être dans une course sans avoir entendu le signal de départ...

Dans les chapitres qui suivent, je poursuis deux objectifs. D'abord mon intention est de reprendre et organiser mes publications par thèmes pour mettre en relief le lien entre elles et donc le cheminement suivi au cours de ces quelques années. Cette trajectoire est aussi le reflet des évolutions récentes de notre domaine de recherche dont j'espère donner une lecture ou au moins marquer quelques repères. Ensuite, je profite de cette opportunité pour mener, autant que possible, une réflexion à laquelle on a rarement l'occasion de se consacrer ; c'est-à-dire revenir sur ses recherches pour commenter l'accueil qu'elles ont reçu (qui peut se limiter à une absence complète de réaction) ainsi que l'évolution de ma perception à leur sujet. Après tout, c'est cela qui oriente mon travail actuel et à venir.

Je me restreins ici aux réseaux de données sans fil, en excluant en particulier le thème des réseaux de capteurs sur lequel j'ai eu la chance de co-encadrer la thèse d'Abdelmalik Bachir à France Télécom R&D. Il aurait été difficile d'articuler cette recherche avec celles présentées dans les pages qui suivent, mais elle apparaît dans le CV en annexe —et en bonne place dans la liste de publication.

Le chapitre 2 commence par une présentation rapide des réseaux locaux sans fil et plus particulièrement de la méthode d'accès au canal qu'ils utilisent. Il se poursuit par une description des performances auxquelles cette dernière conduit ainsi que des problématiques propres au caractère radio (*i.e.* sans confinement) de ces liens. Chronologiquement cela correspond à mon arrivée à Drakkar et à celle de cartes sans fil dans nos ordinateurs portables, ce qui me donnait un sujet de recherche tout trouvé. Ce chapitre rend compte de nos ef-

forts pour mettre à mal ce matériel et finalement critiquer mais aussi parfois louer –car c’est arrivé– ses qualités.

Assez naturellement ces observations m’ont conduit à vouloir passer de la salle à la scène en proposant une nouvelle méthode d’accès. Le chapitre 3 met cette proposition en perspective avec la littérature et passe en revue diverses applications et variantes.

Enfin, le chapitre 4 élargit la réflexion en abordant différents aspects du problème de la mise en réseau des stations sans fil avec relais des trames sur plusieurs étapes. Ce chapitre offre une vision plus parcellaire de son domaine spécifique que les précédents, surtout parce que celui-ci est vaste !

La conclusion fait le point sur mes directions de recherche actuelles en partie orientées vers les couches plus basses (réseau de capteur) et en partie vers les couches plus hautes (files d’attente et protocoles de transport).¹

¹Quelle est cette étrange règle empirique selon laquelle plus une personne travaille longtemps en réseau, plus la probabilité de la voir finalement se gratter la tête sur TCP se rapproche de 1 ?

Identification des problèmes liés au partage aléatoire du canal dans les réseaux locaux sans fil

Dans ce chapitre, je présente un certain nombre de particularités, défauts ou configurations néfastes propres aux réseaux locaux sans fil. Cette élucidation des caractères propres au sans fil ont constitué un pan non négligeable de la recherche sur les réseaux locaux sans fil. Je commence par un résumé de l'histoire récente de ces réseaux. La section suivante décrit plus en détail la méthode d'accès aléatoire au canal qu'ils utilisent, puisque ce sujet est le point focal de ce document. La section 2.2 montre quel impact l'utilisation de différents débits de transmission peut avoir sur les performances perçues par plusieurs utilisateurs. Les sections 2.3 et 2.4 évaluent l'efficacité et l'équité du partage du canal pour différentes configurations. Enfin, les sections 2.5 et 2.6 présentent deux cas pour lesquels les caractéristiques de la méthode d'accès ont un impact sur d'autres mécanismes *a priori* indépendants : la sélection du débit de transmission et TCP.

Les réseaux locaux sans fils (ou *Wireless Local Area Network*, WLANs) sont apparus au cours de l'explosion des technologies de communication numérique des années 90 qui suivait elle-même de près celle des supports numériques de la décennie précédente (cf. figure 2.1). Donc, de manière concomitante, se développent les réseaux WLAN, alors appelés *radio LANs*, la téléphonie cellulaire et la téléphonie « sans fil » numérique DECT (qui d'ailleurs se présentait aussi comme solution de réseau local). Ainsi, les premières interfaces sans fil sont sur le marché au début des années 90 (cartes WaveLAN de Lucent), alors qu'une des premières évaluations paraît en 1994 [55]. Il fallu quelques années à la norme IEEE 802.11 publiée en 1999 [37] pour s'imposer face à la concurrence, représentée en particulier par les normes européennes ETSI HiperLAN (HIGH PERFORMANCE Radio LAN) publiées en 1996 (HiperLAN/1) et 2000 (HiperLAN/2).

La variante 802.11b, par exemple, opère dans la bande ISM (bande de fréquence réservée aux applications industrielles, scientifiques et médicales) entre 2.4GHz et 2.5GHz, qu'elle doit partager entre autres avec les fours à micro-ondes et d'autres technologie de réseau

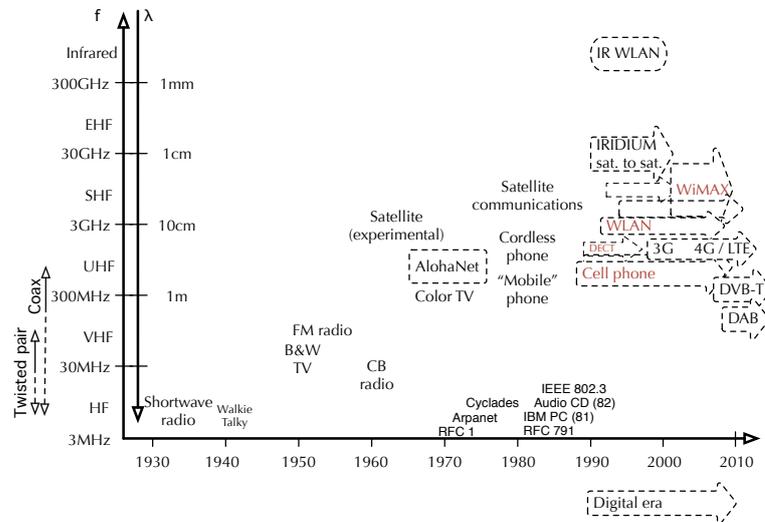


FIGURE 2.1 — Historique des communications sans fil. Le développement des technologies numériques des années 90 est évident, ainsi que l'utilisation courante de fréquences de plus en plus hautes.

courte et moyenne portée comme Bluetooth ; 3 canaux indépendants seulement trouvent place dans cet espace (numéros 1, 6, 11). 802.11a opère autour de 5GHz, avec un choix beaucoup plus important de canaux (19 utilisables aussi bien en Europe qu'aux États-Unis, voir les tables J-1 et J-2 de [36]). Cette variante 802.11a offre également depuis l'origine des débits plus importants, mais est beaucoup moins couramment utilisée (allez comprendre).

Les WLANs utilisent des antennes omnidirectionnelles –sauf application spécifique– si bien que toute émission est en fait une diffusion à tous les voisins qui filtrent généralement le trafic pour ne garder que ce qui leur est destiné. On se retrouve donc avec un problème de partage du canal proche de celui qui se posait pour Ethernet sur câble coaxial et concentrateur (ou encore pour les technologies d'accès utilisant les infrastructures de la télévision par câble) avec comme conséquence la nécessité de décider d'une méthode de partage du canal afin d'éviter les collisions entre transmissions simultanées. Dans la mesure où nous parlons de réseaux de données par paquets, il était naturel de choisir un accès aléatoire plutôt que centralisé par exemple ; on a donc assisté à un véritable retour aux sources : AlohaNet, un précurseur d'Ethernet en matière d'accès aléatoire, était un réseau sans fil... Une autre raison fondamentale conduisant au choix d'un accès aléatoire est que ces réseaux opèrent dans des bandes de fréquence sans licence pour lesquelles les seules contraintes sont une limitation de la puissance rayonnée. Cela justifie que les utilisateurs partagent le canal sans qu'aucun joue un rôle particulier ; ceci contraste avec les réseaux cellulaires (GSM, WiMAX), pour lesquels les opérateurs ont le contrôle du canal radio et centralisent le contrôle d'accès pour le facturer.

De même que pour AlohaNet, dans les réseaux WLAN, un émetteur apprend que sa transmission a été fructueuse seulement après la réception d'un acquittement émis par le récepteur. Dans le cas de paquets en diffusion (*broadcast*), un tel mécanisme n'est évidemment pas directement applicable parce que les acquittements des multiples récepteurs entreraient en collision ! En pratique, les trames en diffusion ne sont pas acquittées.

Il y a cependant quelques différences fondamentales entre les réseaux sans fil et filaire qui imposent d'avoir recours à des méthodes spécifiques d'accès au canal. La différence la plus importante se résume ainsi : du simple fait de la diffusion de l'énergie irradiée sur une sphère centrée sur l'émetteur, l'atténuation à 10m est au minimum de 40dB (en appliquant l'équation de Friis pour une longueur d'onde de 10cm). De ce fait, il n'est pas possible d'envisager de détecter l'occurrence d'une collision pendant la transmission d'une trame ; alors que ceci est précisément ce qui permet(tait) à la méthode d'accès CSMA/CD (*Carrier Sense Multiple Access/Collision Detection*) d'Ethernet d'obtenir un très bon rendement même en présence de nombreux émetteurs.

Une autre différence est que les réseaux locaux sans fil recourent à divers débit de transmission des données, de manière à pouvoir s'adapter à la qualité du canal sans fil, due au trajets multiples, aux interférences et à l'atténuation. L'entête PLCP (*Physical Layer Convergence Protocol*) de la figure 2.2 permet de préciser au récepteur de la trame quel est le débit utilisé pour la transmission des données formant le corps du paquet. Il contient aussi la durée totale de transmission, pour permettre aux stations que cette trame ne concerne pas de se mettre en veille pendant une durée adaptée. L'entête MAC est aussi plus long qu'en Ethernet filaire car il contient, par exemple, plus de champs d'adresses : quand une trame est transmise par une station vers le réseau filaire en passant par un point d'accès, trois adresses sont présentes : celle du point d'accès choisi, celle du destinataire final et celle de l'émetteur à qui revient toujours *in fine* le choix du point d'accès quand plusieurs sont présents. On voit combien le fonctionnement des réseaux sans fil est rendu plus complexe par l'absence de confinement sur un câble et la variabilité des conditions de transmission due à celle des interférences et à la mobilité. Ainsi, le débit de transmission peut changer pour chaque trame, alors qu'il est négocié automatiquement (ou fixé) à l'établissement du lien pour les technologies filaires.

2.1 L'accès aléatoire au canal en IEEE 802.11

La méthode d'accès aléatoire DCF (*Distributed Coordination Function*) est CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance*) : avant de tenter une transmission, les stations attendent un temps aléatoire pendant lequel le canal doit rester silencieux. Cette attente est tirée de manière uniforme dans un intervalle appelé « fenêtre de contention » CW . À la différence de CSMA/CD, ici, la CW n'est jamais de taille nulle (voir figure 2.3). Ainsi, la probabilité d'avoir une collision est réduite. Cette méthode d'accès n'est pas une innovation

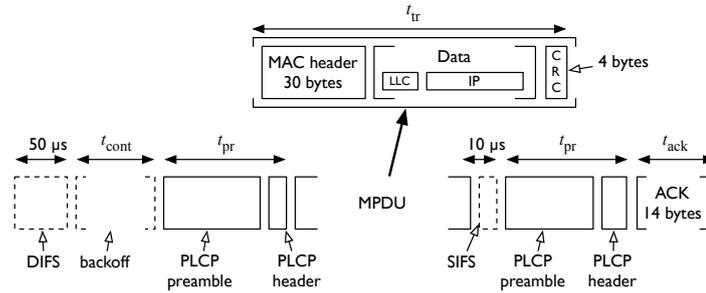


FIGURE 2.2 — Procédure de transmission d'une trame et de son acquittement en 802.11. Les périodes de silence sont en trait pointillé. Le préambule permet au récepteur de se synchroniser sur le signal. L'entête Mac fait 30 octets (16 de plus que pour Ethernet : il porte deux champs d'adresse de plus et d'autres informations). La présence d'un entête LLC est indispensable pour spécifier le type de données transportées, absent de l'entête Mac.

propre aux réseaux sans fil, puisqu'*Appletalk* l'utilisait déjà.

Dans la méthode DCF, quand une station renonce temporairement à transmettre parce qu'une station concurrente occupe le canal plus tôt, le compteur d'attente aléatoire, ou *backoff*, est gelé jusqu'à ce que le canal soit libéré. DCF impose des durées minimales de silence entre les trames (*Inter Frame Spacing*) qui diffèrent suivant la trame à émettre : l'IFS court (SIFS—*Short IFS* ; 10µs en 802.11b) permet de donner une plus grande priorité aux acquittements par rapport aux trames de données qui ne peuvent commencer à décrémenter leur compteur de *backoff* qu'après une période plus grande (DIFS pour DCF IFS ; 50µs en 802.11b). La procédure de transmission d'une trame apparaît en figure 2.2. Comme pour tous les protocoles CSMA, la durée d'attente aléatoire prend des valeurs discrètes, par pas de durée T_{slot} (20µs en 802.11b par exemple, voir table 2.1).

À l'instar de CSMA/CD, la fenêtre de contention CW est doublée après chaque échec de transmission. Ceci est déterminé par l'absence de l'acquittement. C'est ici qu'émergent les limites de l'utilisation en sans fil de méthodes originellement filaires : les WLANs considèrent toute perte comme l'indication d'une congestion alors que les trames sont couramment perdues du fait de conditions de transmissions défavorables. À l'inverse, toutes les collisions ne conduisent pas à la perte de toutes les trames impliquées (voir section 2.4). Cet *exponential backoff* est suivi d'un retour à la valeur initiale CW_{min} à chaque fois que l'interface passe à la transmission d'une nouvelle trame, soit que la transmission précédente ait réussi, soit que le nombre maximum de retransmissions ait été atteint (et la trame supprimée). Plus précisément, si le *backoff* est tiré dans la fenêtre de contention $[0, CW]$, en cas de collision ou perte de la trame, la mise à jour de CW est la suivante :

$$CW = \min(2 \times (CW + 1) - 1, CW_{max})$$

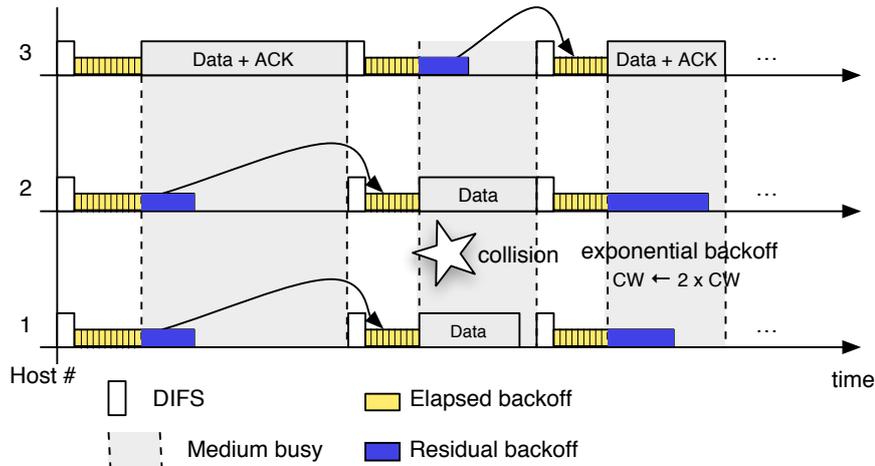
FIGURE 2.3 — Méthode d'accès DCF : gel du *backoff*, *exponential backoff*.

TABLE 2.1: Paramètres utilisés pour l'accès par IEEE 802.11

Variante	CW_{\min}	CW_{\max}	DIFS	SIFS	T_{slot}	Débits Mb/s
802.11a	15	1023	$34\mu s$	$16\mu s$	$9\mu s$	6, 9, 12, 18, 24, 36, 48, 54
802.11b	31	1023	$50\mu s$	$10\mu s$	$20\mu s$	1, 2, 5,5, 11
802.11g	15	1023	$28\mu s$	$10\mu s$	$9\mu s$	1, 2, 5,5, 11, 6, 9, 12, 18, 24, 36, 48, 54, 22, 33

Le reste de ce chapitre se limite à l'étude de DCF qui reste de loin le mode d'accès le plus utilisé. Il laisse de côté les méthodes d'accès centralisées comme PCF—*Point Coordination Function* et son évolution HCF—*Hybrid Coord. Func.* Les mécanismes de différenciation de la qualité de service sont abordés en section 3.4.

2.2 Transmissions à des débits différents

Dans notre article présenté en 2003 à la conférence Infocom [31], nous présentons l'impact de la présence de stations utilisant des débits de transmission différents sur les performances d'un réseau local sans fil. Nous observons que la présence de trafic TCP ou UDP émis à des débits faibles conduit à une dégradation drastique des performances de toutes les stations d'un réseau sans fil, même pour celles disposant de conditions de transmission favorables. Ce problème est important car cette situation n'a rien d'exceptionnel ; il suffit que les stations se trouvent à des distances différentes du point d'accès. En effet, toute station, selon les conditions de transmission dont elle dispose, peut choisir d'utiliser des modulations plus robustes qui diminuent son débit de transmission de 11 jusqu'à 1 Mb/s (en 802.11b).

Nous montrons que ceci peut conduire d'autres stations mieux placées, transmettant donc à 11Mb/s, à voir leur débit passer en dessous de 1Mb/s ! La méthode d'accès DCF est la cause principale de ce phénomène, parce qu'elle garantit l'équité à long terme de l'accès au canal en terme de nombre de trames. Les stations utilisant un débit faible capturent le canal plus longtemps que leurs homologues, qui voient donc leur débit utile diminuer.

2.2.1 Éluclidation de l'« anomalie de performance »

Considérons le débit obtenu par *une* station quelconque dans un réseau où N stations sont présentes, toutes transmettant au débit maximal (*e.g.* 11Mb/s) sauf une seule qui utilise un débit plus faible. Le débit que chaque station percevra est la quantité d'information transportée par chaque paquet confié au canal s_d , divisé par le temps moyen qui sépare chacun de ses accès :

$$X = \frac{s_d}{(N - 1) T_f + T_s + T_c(N)}$$

où T_f et T_s sont respectivement le temps nécessaire à la transmission d'une trame à débit élevé ou faible. Ces durées sont la somme des temps détaillés dans la figure 2.2. $T_c(N)$ est le temps moyen perdu lors d'une collision. La probabilité de collision dépend du nombre de stations présentes alors que leur durée moyenne dépend de la proportion de collisions impliquant des trames longues et courtes. Ce qui émerge immédiatement est que le débit X dépend fortement de la présence ou non d'un transmetteur lent pour lequel T_s peut typiquement être dix fois plus grand que T_f ; mais surtout, toutes les stations obtiennent le même débit. Ce phénomène apparaît clairement en figure 2.4 obtenue expérimentalement : lorsque l'on force le débit de transmission d'une seule station (*bali*), le débit efficace des 2 stations présentes diminue de manière similaire. Ainsi, la station *marie* voit son débit diminuer d'un facteur 2 (environ) du fait de la présence d'une station concurrente, mais il peut diminuer d'un facteur de l'ordre de 8 si cette dernière utilise un débit de transmission de 1Mb/s ! Le phénomène est le même avec un trafic de type TCP.

Le même symptôme émerge de manière évidente lorsqu'on déplace un émetteur en l'éloignant graduellement du point d'accès, si bien qu'il sélectionne un débit de transmission de plus en plus faible, de manière à compenser la dégradation du taux de perte des paquets. Le débit des 2 stations évolue toujours en parallèle comme on peut le voir sur la figure 2.5, sauf lorsque la station la plus proche parvient à capturer totalement le canal aux dépens de la station plus éloignée.

Avec un peu de recul...

Ce travail était avant tout la découverte expérimentale d'un phénomène inattendu, alors même que son analyse est très directe. Il montrait qu'il est aisé d'arriver à une modélisation satisfaisante du partage du canal et des performances obtenues sur les réseaux IEEE 802.11.

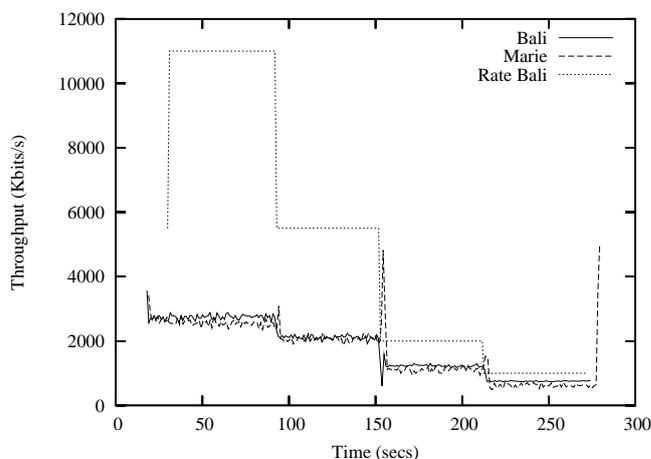
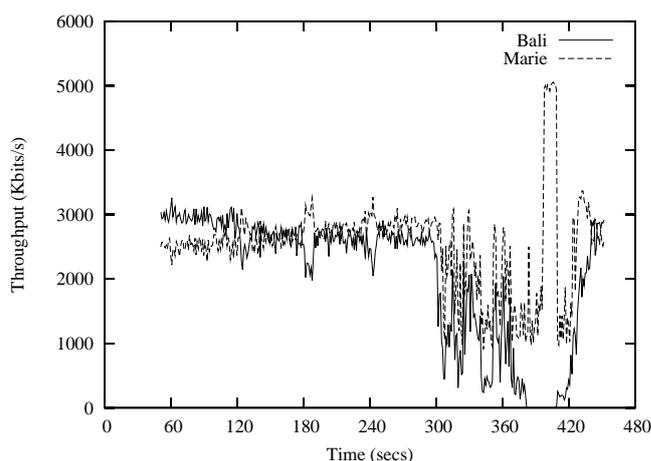


FIGURE 2.4 — Débit pour 2 stations, débit de saturation UDP.

FIGURE 2.5 — Débit obtenu par 2 stations lorsque *bali* s'éloigne du point d'accès (saturation du réseau par des paquets UDP).

Je note aujourd'hui combien les expérimentations –comme souvent– montrent plus de choses que le seul phénomène étudié : on peut y observer d'autres problèmes expliqués ailleurs, ou plus tard. L'un d'eux est l'incapacité de la méthode automatique de sélection du débit de transmission (*Auto Rate Fallback*, *ARF*) [57] à faire significativement usage des débits de transmission intermédiaires, si bien qu'une forte proportion des trames est transmise au débit minimal [72] (figure 2.6). Heureusement, les cartes plus récentes utilisent des méthodes plus évoluées, en accumulant des statistiques par destination et par débit [76]. Un autre phénomène est qu'à partir de 300s, sur la figure 2.5, la station la plus proche du point

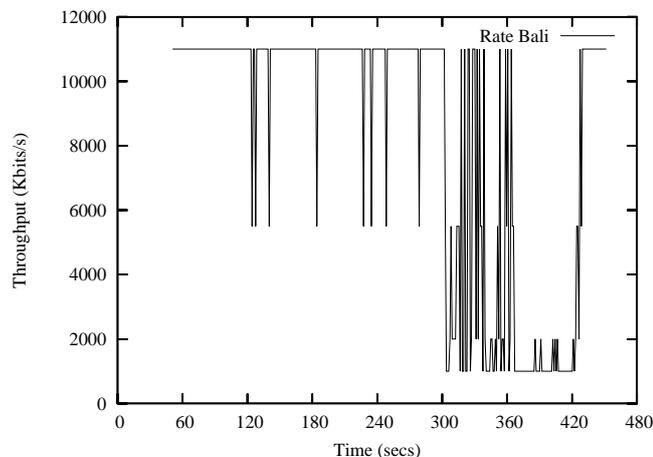


FIGURE 2.6 — Évolution du débit sélectionné par *bali* au cours du temps.

d'accès bénéficie de plus d'accès au canal que celle qui s'est éloignée. Ceci est sans doute dû à des collisions asymétriques à l'avantage de l'émetteur situé à proximité du point d'accès [59].

Une des faiblesses de cet article réside dans le modèle simpliste de la probabilité de collision, alors qu'elle avait été explicitée par G. Bianchi [40] auparavant. Nonobstant, il a eu un impact relativement considérable ; sans doute dû pour une large part à ce que l'effet sur les performances est potentiellement spectaculaire et donc que les débits annoncés pour les réseaux sans fil doivent être pris avec circonspection. D'autre part, un grand nombre de travaux ont visé à régler ce problème. Nous n'avons pas manqué de participer à cet effort, cela fait l'objet du chapitre 3...

2.3 Équité à court terme

Dans l'article « *Performance anomaly of 802.11b* » qui est l'objet de la section précédente, on peut lire le passage suivant :

« [...]it has been shown that the short term behavior of CSMA/CA is not fair. »

Cette affirmation s'appuyait sur la citation d'un *poster* présenté par Koksals *et al.* en 2000 à la conférence SIGMETRICS « *An Analysis of Short-Term Fairness in Wireless Media Access Protocols* » [60]. Cette publication courte a été fréquemment citée,¹ elle montre combien la méthode d'accès CSMA/CA des réseaux sans fil WaveLAN est inique à court terme ; lorsque deux stations sont en concurrence pour l'accès au médium, elle indiquait comment se succèdent sur le canal des trains de paquets de chaque émetteur sans alternance à court terme, avec

¹Environ 200 citations d'après scholar.google.com

un fort impact sur le débit TCP. En fait, le principal objectif de cette publication était de montrer que l'équité à court terme est un des aspects importants à considérer pour évaluer les performances d'une méthode d'accès donnée.

La plupart des articles qui citent cette publication extrapolent ce résultat pour les réseaux 802.11, ce qui est inadéquat, comme le montre la section suivante. Il est également frappant de mettre en perspective cette obsession de l'équité à court terme pour 802.11 avec le fait que les réseaux Ethernets sont tout aussi inéquitables à court terme dans chaque domaine de collisions [69]. Et puis ceci n'a jamais été considéré comme bien gênant (il est vrai que les usages des réseaux de données ont changé). Quoiqu'il en soit, il est encore très fréquent d'entendre parler de l'iniquité à court terme des réseaux sans fil.

2.3.1 Les méthodes d'accès de WaveLAN et 802.11 sont différentes

Dans la méthode d'accès de WaveLAN, la fenêtre de contention est doublée et l'attente aléatoire régénérée **à chaque fois qu'une station renonce à accéder au canal** parce qu'une autre station avait un *backoff* plus court.

Ceci conduit à un comportement très proche de ce qui se passe avec Ethernet : quand une station A parvient à transmettre une trame aux dépens d'une autre (B), A se retrouve avec une fenêtre de contention CW_{\min} pour la transmission d'une nouvelle trame alors que B a doublé sa fenêtre de contention et doit tirer à nouveau une attente aléatoire (au lieu d'utiliser une valeur d'attente résiduelle). Par conséquent, A est dans une meilleure position que B pour accéder au canal, ce qui conduit ce dernier à doubler à nouveau sa fenêtre de contention. Là encore, comme pour Ethernet, B sortira de cette ornière quand il aura renoncé à transmettre cette trame ; pour la transmission d'une trame « fraîche », B utilise CW_{\min} , ce qui lui permet à nouveau de concurrencer A avec de meilleures chances de succès. (Dans Ethernet, la fenêtre de contention est doublée à chaque collision, et non à chaque fois qu'une station perd l'accès au canal ; cependant les collisions sont plus fréquentes. La dynamique du partage du canal est donc légèrement différente.)

À l'inverse, la méthode d'accès de 802.11 dicte de ne doubler la fenêtre de contention qu'en cas de perte de la trame précédente. De plus, le fait de garder le *backoff* résiduel d'une tentative d'accès à l'autre assure en réalité un « bonne » équité à court terme, pour peu que les stations aient des conditions de transmission similaires.

2.3.2 Service reçu par le trafic sensible au délai sans mécanisme de différenciation du service

La première conséquence de la bonne équité à court terme que garantit 802.11 est que pour qu'une station écoule sur le réseau un trafic sensible au délai, il suffit qu'elle ne dépasse pas sa part d'accès au canal. Ainsi, à chaque fois qu'elle présente une trame à la transmission, celle-ci sera le plus souvent émise après un nombre faible d'accès de la part de stations

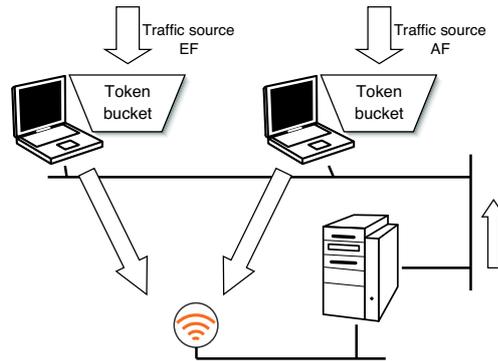


FIGURE 2.7 — Plateforme d'expérience pour la mesure du délai.

concurrentes. Bien sûr le délai reste dépendant du nombre de stations présentes, en l'absence de mécanisme de différenciation de service.

Le travail que cette section résume a été réalisé en collaboration avec Paul Starzetz et présenté à la conférence QoIS 2003 à Stockholm [29].

Nous considérons donc deux classes de trafic en suivant la nomenclature de *DiffServ assured forwarding* (AF) et *expedited forwarding* (EF). Le trafic EF est le plus prioritaire, il correspond par exemple à du trafic audio temps réel, alors que la classe de trafic AF correspond à des applications moins sensible aux variations de délai mais avec une demande plus importante de bande passante. Le matériel utilisé pour cette expérience est constitué de clients Linux (noyau 2.4.20) avec des cartes sans fil Lucent ORiNOCO. Le point d'accès est une station avec le pilote *Host AP*.

Pour mesurer le délai subi par le trafic EF à la traversée du réseau sans fil, nous utilisons une voie de retour Ethernet filaire pour laquelle le délai est constant et faible (voir figure 2.7). De cette manière la mesure du délai est une simple différence entre l'estampille temporelle du paquet et la date courante. Les débits des sources EF et AF sont contraints par l'utilisation de *token buckets*. Le trafic de la classe EF, ici, est constitué de paquets de 64 octets, émis à des fréquences variables.

Les délais subis par les paquets de la classe EF lorsque ceux-ci sont transmis à des vitesses de 250 paquets/s ou 1000 paquets/s (128kb/s ou 512kb/s) apparaissent en figures 2.8 et 2.9. Pour chacune de ces figures un trafic AF concurrent est présent à des débit variables et pour différentes tailles de paquet. En ce qui concerne l'équité à court terme de la méthode DCF, le résultat le plus significatif est celui de la figure 2.8 : même à saturation (le débit nominal est 11Mb/s, mais la saturation survient bien avant du fait de la surcharge importante propre aux réseaux sans fil, voir [29] pour plus de détails...) la présence d'un trafic concurrent intense est à peine perceptible : le délai s'en voit au pire accru de quelques ms. (Pour fixer les idées, la transmission d'un paquet de la classe AF de 1472 octets prend 1,57ms, sans compter la contention.)

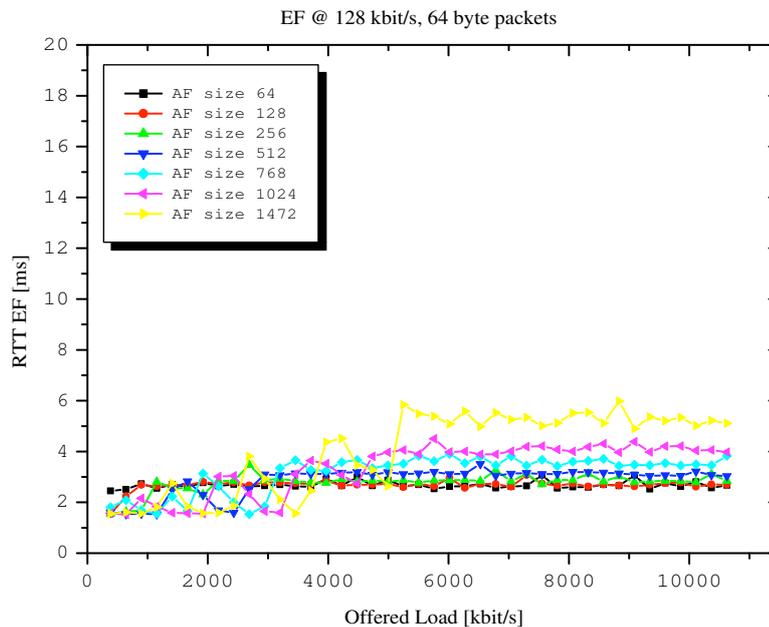


FIGURE 2.8 — Délai subi par le trafic de la classe EF ; en abscisse est portée la charge totale confiée au réseau (EF+ AF).

Comme nous n'utilisons ici aucun mécanisme de différenciation de service, si le débit des paquets de la classe EF devient trop important, alors ils ne peuvent tous être transmis. En effet, le méthode d'accès DCF donne les mêmes opportunités d'accès à toutes les entités du réseau (y compris le point d'accès ! Nous reviendrons sur ce point en section 3.3), si bien qu'un trafic trop gourmand subira des pertes et une attente importante dans une file d'attente saturée. Ce cas est illustré par la figure 2.9 pour lequel, dès que le réseau sature, les paquets de la classe EF passent un temps important en file d'attente.

Commentaire

Ce qui nous concluons de cette première série d'expérimentations est que le méthode d'accès DCF conduit à un partage très raisonnable de canal à court terme. Il est tout à fait possible de bénéficier de délais d'accès courts à condition de ne pas être trop demandeur. Dans cette étude nous ne considérons qu'un type de trafic par station, mais il est clair qu'un simple mécanisme de gestion des priorités local à chaque station peut donner des bons résultats, en faisant passer en priorité le trafic sensible. Cet effort serait cependant gâché par une file d'attente au niveau 2 trop longue : le délai subi par les paquets prioritaires est toujours grand s'ils doivent patienter dans une file d'attente de 50 paquets au niveau 2 ! En fait des tailles de tampon cet ordre sont courantes, comme nous en avons fait l'expérience de manière aiguë par la suite [7] !

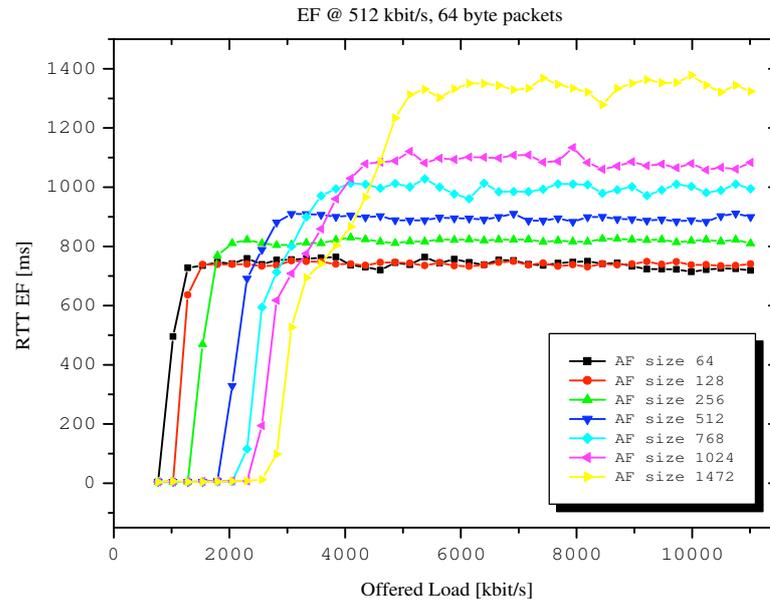


FIGURE 2.9 — Délai subi par le trafic de la classe EF ; en abscisse est portée la charge totale confiée au réseau (EF+ AF). Le débit des paquets EF excède la part des accès au canal dévolue à cette station quand le réseau sature. Les paquets passent un temps important dans la file d'attente.

2.3.3 Évaluation de l'équité à court terme de la méthode d'accès DCF de 802.11

La méthode de mesure de l'équité à court terme présentée dans la section ci-dessus est relativement limitée. Pour obtenir une meilleure image de l'alternance des accès au canal, nous avons légèrement modifié l'indice d'équité de Jain [56], utilisé par Koksals *et al.* pour WaveLAN [60]. Nous avons également caractérisé la distribution du nombre de transmissions qu'une station peut intercaler entre deux transmissions d'une station concurrente.

Ce travail a impliqué Gilles Berger-Sabbatel qui a mené la plus grande partie des expérimentations alors qu'Olivier Gaudouin a joué un rôle central pour l'analyse des inter-transmissions [23, 24].

Indice de Jain

Nous considérons une séquence de transmission de la part de N stations. Soit γ_i le nombre de transmission provenant de la station i pendant un séquence (ou fenêtre glissante) de taille $m \times N$ où m est donc une taille de fenêtre normalisée par rapport au nombre de stations (le fait d'utiliser une fenêtre de taille normalisée facilite les comparaisons et est une « innovation » par rapport aux travaux précédents).

Pour chaque extrait de la séquence de transmissions, c'est-à-dire pour chaque position

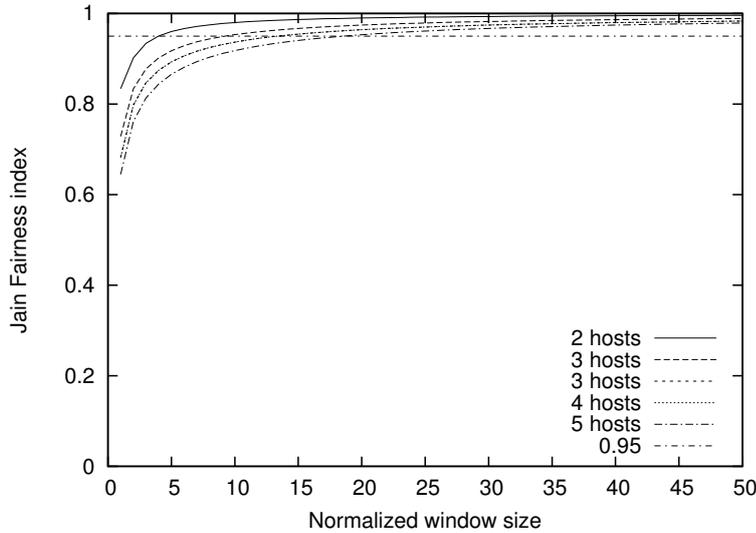


FIGURE 2.10 — Indice d'équité de Jain en fonction de la taille de la fenêtre glissante normalisée. La dégradation de l'équité à court terme quand le nombre de stations augmente est bien visible. Résultat expérimental.

de la fenêtre glissante, on calcule l'indice de Jain :

$$F_J(w) = \frac{(\sum_{i=1}^N \gamma_i)^2}{N \sum_{i=1}^N \gamma_i^2} \quad (2.1)$$

puis on calcule la valeur moyenne de cet indice. Pour les petites tailles de fenêtre, on obtient une mesure de l'équité à court terme, alors que pour m grand, l'indice indique l'équité à long terme (*a priori*, 1). On peut noter que pour TDMA, par exemple, avec une alternance parfaite des accès (ABABABABAB pour deux stations), on a bien sûr pour tout m un indice de 1...

L'évolution de l'indice de Jain pour un nombre variable de stations en fonction de la taille de fenêtre glissante normalisée est donnée en figure 2.10 pour DCF. Avec 2 stations, on approche très vite de 1. Quand de plus en plus de stations se partagent le canal, l'équité à court terme se dégrade assez rapidement.

Inter-transmissions

La distribution du nombre de transmissions K d'une station A entre deux transmissions successives de B est une autre bonne estimation de l'équité à court (et long) terme des accès au canal. Par exemple, pour la séquence BBAAABABAAB, K prend successivement les valeurs : 0, 3, 1, 2.

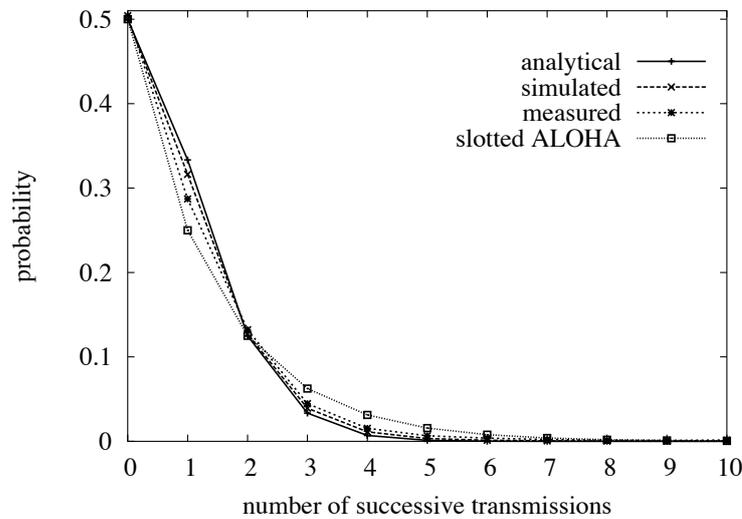


FIGURE 2.11 — Distribution du nombre d'inter-transmissions pour 2 stations préalablement synchronisées.

En *slotted Aloha*, méthode pour laquelle les accès sont indépendants entre eux, la distribution de K est simple à déterminer. Ainsi,

$$P(K = k) = \frac{1}{2^{k+1}}, \quad k \in \mathbb{N}.$$

En considérant le *backoff* comme une variable continue, O. Gaudouin est parvenu à une expression pour la distribution de k , lorsque deux stations commencent *au même moment* la procédure de transmission d'une trame :

$$P(K = k) = \frac{k+1}{(k+2)!}, \quad k \in \mathbb{N}. \quad (2.2)$$

Comme on considère que l'attente aléatoire est continue et que la détection de porteuse est instantanée, il n'y a pas de collision car la probabilité de sélection de la même valeur est nulle. Il n'y a donc aucun changement de la CW . La comparaison entre les résultats obtenus par un simulateur, expérimentalement (avec le même matériel que pour les mesures de la section 2.3.2) et analytiquement apparaît en figure 2.11. D'après cette figure et l'équation 2.2, il est clair que l'équité à court terme de DCF est bien meilleure que celle de *slotted Aloha* (il est moins probable d'avoir un nombre élevé d'inter-transmissions). Ceci n'a rien de surprenant étant donné l'utilisation de l'attente aléatoire résiduelle après avoir laissé passer une autre station. Il y a également un faible écart entre la simulation et le résultat analytique, ce qui s'explique par la faible probabilité de collision (et donc de changement de valeur de CW).

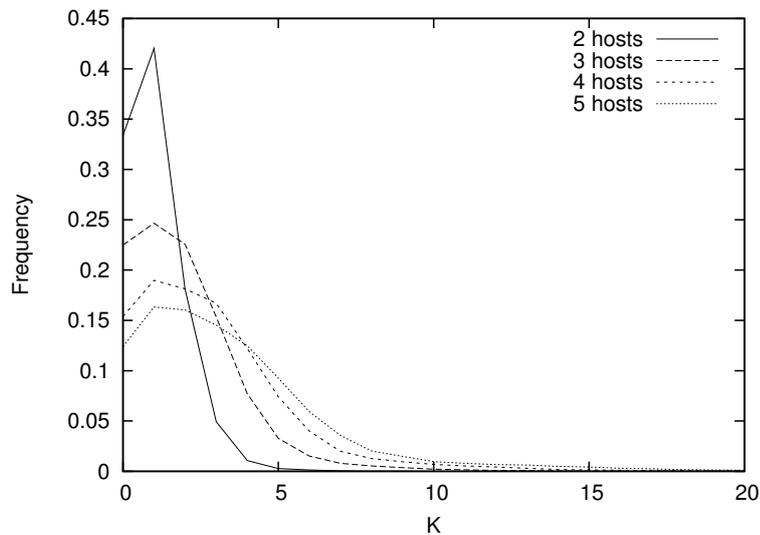


FIGURE 2.12 — Distribution du nombre d'inter-transmissions *sans synchronisation préalable des stations*. Résultats expérimentaux. En contraste avec la figure 2.11, une station qui vient de transmettre est désavantagée par rapport aux autres qui lui font concurrence avec une attente résiduelle.

Lorsque deux stations occupent le canal en alternance, il est rare qu'elles soient synchronisées pour le tirage d'une nouvelle valeur d'attente aléatoire (cela arrive uniquement après une collision). Dans ce cas, la distribution de K observée apparaît en figure 2.12. On peut noter que la probabilité d'avoir $K = 0$ est bien plus faible que dans le cas de stations synchronisées où elle est évidemment de 0,5. Ceci est la conséquence du fait que, quand une station vient de transmettre, elle repart avec une attente « fraîche » donc elle est désavantagée par rapport aux autres qui utilisent une attente résiduelle.

Commentaire

Au moins un article a repris et étendu de façon impressionnante la caractérisation du nombre d'inter-transmissions avec DCF [42] (cet article se concentre sur le cas de stations non synchronisées). De notre côté, nous avons d'abord comme but de faire taire la rumeur de l'iniquité à court terme de DCF ; nous avons par la suite gardé à l'esprit que l'équité est un indicateur de performance sur lequel garder un œil.

Il y a bien d'autres aspects à l'équité de DCF que ceux décrits dans cette section qui ne considère que des stations bénéficiant toutes d'un canal sans erreur. Lorsque les stations en compétition bénéficient de conditions de transmission différentes, DCF devient très inéquitable. D'abord, comme on l'a vu en section 2.2, l'utilisation de débits nominaux variés peut impacter fortement celles qui bénéficient des conditions de transmission les plus favo-

TABLE 2.2: Comparaison du débit (en Mb/s) obtenu par une station pour laquelle le taux d'erreur binaire est nul et une station pour laquelle il est de 10^{-5}

<i>Nombre de stations</i>	2	4	10	15	20	25
Débit ; $BER = 0$	17,44	8,22	2,92	1,85	1,34	1,05
Débit ; $BER = 10^{-5}$	12,22	5,10	1,80	1,15	0,83	0,62
Différence	42,7%	60,9%	61,9%	61,1%	61,0%	68,3%
CW moyenne ; $BER = 0$	17,71	22,25	36,55	47,01	56,36	65,74
CW moyenne ; $BER = 10^{-5}$	22,16	30,70	51,93	64,88	80,14	96,34
Différence	25,2%	38,0%	42,1%	38,0%	42,2%	46,5%

rables. Mais un autre phénomène existe : une station dont le taux de perte est plus important qu'une autre considère toujours ses pertes comme le signal d'une forte pression au niveau de l'accès, ce qui la met à l'arrière plan de la compétition pour l'accès au canal (du fait de l'*exponential backoff*). Dans la section suivante, nous passons en revue un certain nombre d'aspects de l'influence de conditions de transmission disparates sur l'accès au canal.

2.4 Iniquité due à des conditions de transmission différentes

Pour évaluer l'impact de conditions de transmission disparates, rien de plus simple que de modifier un des simulateurs dont nous dispos(i)ons et d'ajouter un taux d'erreur binaire arbitraire [34, 16]. Le débit obtenu par une station pour laquelle le canal est dégradé apparaît en table 2.2, lorsqu'elle est confrontée à un nombre variable de concurrents pour laquelle le BER (taux d'erreur binaire) est nul. Même lorsqu'un seul concurrent est présent, on s'aperçoit que le débit obtenu par la station « à problème » est très nettement inférieur, alors même que son taux de perte de paquets n'est que de 12%. Cette simulation simple met clairement en avant l'effet amplificateur de DCF sur les disparités de conditions de transmission. L'aspect positif est que cet effet vient dans une certaine mesure contre-balancer « l'anomalie de performance » de la section 2.2 puisque cette dernière est causée avant tout par l'équité de DCF en nombre d'accès au canal...

Dans les déploiement réel des réseaux sans fil, il est rare qu'un point d'accès soit complètement isolé de ses voisins. En pratique, les communications d'une cellule peuvent avoir une influence forte sur les cellules voisines. Nous avons étudié ce cas (comme le précédent) en collaboration avec Elena López Aguilera de l'UPC de Barcelone [18]. Les stations d'une même cellule souffrent des transmission alentour avec des intensités très diverses (du fait de positions différentes), ce qui conduit à une situation analogue à celle abordée plus haut.

2.5 Sélection du débit de transmission

ARF, la méthode de sélection du débit de transmission qu'utilisaient les premières cartes 802.11 ou WaveLAN, souffre d'au moins deux défauts. D'abord, comme je l'ai mentionné en section 2.2.1, elle ne permet guère d'utiliser les débits de transmission intermédiaires (2 et 5,5Mb/s en 802.11b). Ensuite, dans la mesure où elle dégrade le débit après quelques échecs consécutifs (et l'augmente après quelques succès), les collisions inhérentes à DCF provoquent des changements de débit de transmission intempestifs quand trop de stations sont actives en même temps. Ceci a un impact catastrophique sur l'efficacité d'utilisation du canal [58].

ARF ne fait pas partie du standard, qui ne s'occupe après tout que d'interopérabilité. Cependant c'est un bon exemple d'interaction entre la sélection du débit de transmission et la méthode d'accès : les collisions ont un impact sur le taux de perte, qui influence sur la sélection du débit, quel que soit le mécanisme de cette sélection. Le paragraphe suivant décrit une interaction en sens inverse, où un choix *a priori* raisonnable du débit rendrait toute méthode d'accès analogue à DCF inopérante.

Le moment opportun pour dégrader le débit nominal de transmission est celui pour lequel le transmetteur ne subira pas de baisse sensible de performance. Autrement dit, les pertes au débit le plus élevé (taux e_h) doivent être telles qu'elles conduisent à une diminution du débit du même ordre de grandeur que l'écart entre les débits nominaux (r_h vers r_l). Alors :

$$r_h \sigma_h (1 - e_h) = r_l \sigma_l (1 - e_l), \quad (2.3)$$

où σ_h , σ_l sont la fraction utile du débit nominal (en général, $0 < \sigma_h < \sigma_l < 1$), et e_l est bien sûr le taux d'erreur au débit le plus faible.

On peut faire l'hypothèse (optimiste) que $e_l = 0$ et simplificatrice que $\sigma_l = \sigma_h$. Dans ce cas, on a tout simplement

$$e_h = 1 - \frac{r_l}{r_h}. \quad (2.4)$$

C'est-à-dire que pour un passage de 11Mb/s à 5,5Mb/s, il faudrait en être au point de perdre une trame sur deux... Malheureusement, un tel taux de perte n'est pas tenable par DCF, il conduirait à l'exclusion des stations opérant dans ces conditions (voir section 2.4). DCF impose donc de changer prématurément le débit de transmission et cela a un impact important sur l'efficacité de l'utilisation du canal radio.

2.6 Concurrence entre trafic montant et descendant

La très grande majorité des réseaux locaux sans fils opèrent en mode *infrastructure*, pour lequel les stations sont toutes associées à un point d'accès qui est le récepteur ou l'émetteur de chaque trame transmise. Même quand 2 stations associées au même point d'accès

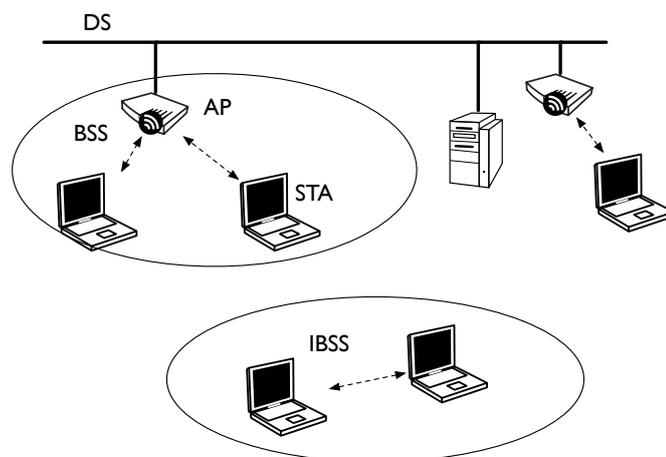


FIGURE 2.13 — Les deux modes de fonctionnement des réseaux locaux sans fils : infrastructure (en haut) et ad hoc (en bas).

s'échangent une trame, celle-ci transite par le point d'accès. Les stations et leur point d'accès forment un BSS (*basic service set*) dans la nomenclature 802.11 [36] ; plusieurs BSS peuvent ensuite former un ESS (*extended service set*) lorsque les points d'accès sont reliés entre eux par un système de distribution (DS). Ce mode infrastructure s'oppose au mode dans lequel les stations s'échangent des trames directement ; c'est le mode *ad hoc*, auquel cas les stations forment un IBSS (*independent BSS*). Ces deux modes de fonctionnement sont représentés en figure 2.13.²

2.6.1 Iniquité entre trafic montant et descendant

Si on considère, par exemple, le cas d'un ensemble de téléchargements descendants utilisant TCP, le point d'accès a pour tâche de 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. Les acquittements sont cumulatifs, chacun d'eux confirme la bonne réception de toutes les données jusqu'au numéro de séquence dont il sont porteurs. Ce principe est utilisé par tous les protocoles de transport comme *Datagram Congestion Control Protocol* (DCCP) et *Stream Control Transmission Protocol* (SCTP). En présence de N stations actives, le point d'accès devrait transmettre en moyenne $2 \times N$ trames à chaque fois que chacune des stations en émet une.

²Pour être complet, il me faut préciser que depuis 802.11e, les stations d'un BSS peuvent s'envoyer des trames directement, après avoir établi un « lien direct » par l'entremise de l'AP —cf. section 11.7 de 802.11-2007 [36]. Quoiqu'il en soit, la très grande majorité du trafic dans un BSS est constitué d'échanges avec le réseau filaire et donc il passe par le point d'accès.

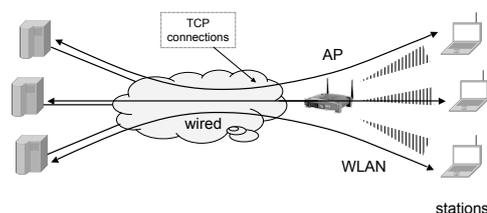


FIGURE 2.14 — Tous les paquets passent par le point d'accès du réseau sans fil qui est aussi le *bottleneck*. Les pertes causent des pertes de paquets de données et d'acquittements respectivement pour les téléchargements descendants et montants.

En contraste avec cette charge de travail importante, le fait est que le point d'accès n'a pas plus d'opportunités d'accès au canal que les autres entités présentes. La conséquence en 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, souvent au prix de temps d'attente importants dans une file d'attente saturée. 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 [67]. 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 [43].

Le problème est le plus grave en présence de flux descendants et montants simultanés comme sur la figure 2.14. 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 2.15. Nous utilisons un unique flot TCP par station. La connexion descendante est fortement pénalisée par la présence d'un important trafic montant, alors que c'est la vitesse du trafic descendant qui joue un rôle crucial pour la réactivité perçue par l'utilisateur.

Nous avons étudié plusieurs solutions à ce problème. Une première famille de solution se situe au niveau 3, avec une gestion de la file d'attente descendante (dans l'AP) qui prend en compte les débits reçus par les transferts montants et descendants. Ainsi, VFQ (Virtual Flow Queueing) imaginé avec Paul Starzetz [11], ordonne de manière équitable les paquets en fonction du volume des données présentes dans les paquets mais aussi du nombre d'octets acquittés. Ainsi les flots descendant sont remis en selle. Une idée similaire à la nôtre a été présentée par G. Urvoy-Keller comme un dérivé de la politique LAS (*Least Attained Service*) [75].

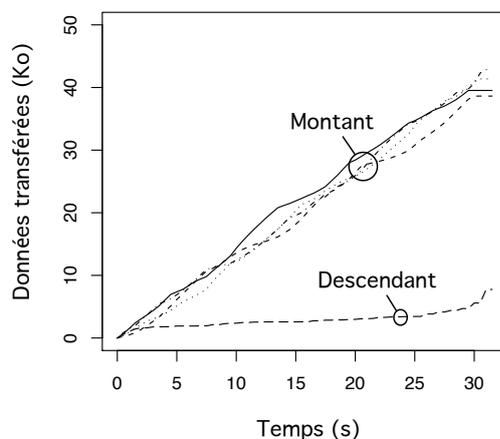


FIGURE 2.15 — Un unique flot TCP descendant face à quatre flots TCP montant, résultat obtenu expérimentalement avec la méthode d'accès DCF, en 802.11a, 54Mb/s. On observe également l'iniquité à court terme entre les flots analogues concurrents.

Par ailleurs, une solution de niveau 2, visant donc à régler ce problème de priorité d'accès à sa source, est présentée en section 3.3.

2.7 Synthèse et autres travaux

Il existe nombre d'autres configurations défavorables lorsqu'un réseau sans fil est utilisé en conditions réalistes. Certains problèmes comme celui du terminal caché (ou plutôt masqué; *hidden terminal*) sont connus depuis longtemps. Un exemple apparaît en figure 2.16 : quand la détection de porteuse ne fonctionne pas, la méthode d'accès perd presque toute efficacité. Une solution partielle à ce problème est disponible dans la norme IEEE 802.11 par l'utilisation de trames RTS/CTS (*Request/Clear To Send*). Cet échange d'une poignée de main entre les protagonistes avant la transmission de la trame de données a pour but de permettre au récepteur (B) de signaler à son entourage qu'il s'apprête à recevoir une trame. En cas de collision, la durée de celle-ci est réduite car les trames RTS sont aussi courtes que possible. La trame CTS recopie la durée de la transmission à venir depuis la trame RTS, ce qui permet à B de signaler à C pendant combien de temps le canal sera occupé. Une des limitations importantes de cette méthode est qu'*a priori*, elle requiert pour fonctionner que C soit silencieux pendant *toute la transmission* de la trame RTS et le SIFS. Or cette durée correspond à une attente relativement longue aux ordres de grandeur de l'attente aléatoire : une trame correspond au moins à une dizaine de *slots* (en 802.11b, le préambule d'une trame dure 192 μ s, et $t_{\text{slot}} = 20\mu$ s)

Deux travaux sont particulièrement pertinents à cet égard : la possibilité de collisions asymétriques [59] et les problèmes importants liés à CSMA dans certaines configurations

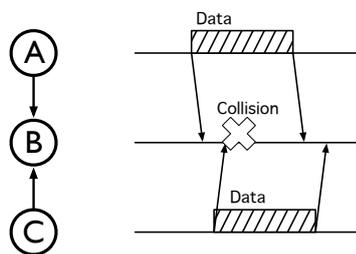


FIGURE 2.16 — Collision avec une trame provenant d'un terminal masqué. L'hypothèse est que C ne peut pas détecter la présence sur le canal d'une transmission de A. Il considère à tort que le canal est libre et vient interférer avec A.

spatiales [47, 52]. Je les rappelle dans les paragraphes suivants.

2.7.1 Collisions asymétriques

Kochut *et al.* ont montré en 2004 comment, dans une collision, la trame de plus forte amplitude est très souvent reçue avec succès par le récepteur même si sa transmission a commencé plus tard. Ceci provoque un *exponential backoff* pour l'émetteur malchanceux, qui a donc perdu sa trame et, en plus, sera moins agressif pour le prochain accès. Ce travail a été approfondi récemment, avec une étude détaillée des collisions par Lee *et al.* [61]. Un résultat frappant de cet article est qu'une trame a de bonnes chances d'être reçue avec succès si sa réception a commencé avant la trame perturbatrice, même si celle-ci est de même amplitude ! Ceci n'est guère étonnant, parce qu'une fois le récepteur synchronisé sur une trame, les modulations utilisées sont suffisamment résistantes pour survivre à des interférences sévères (un SINR de 0dB par exemple). Dans les configurations de terminal masqué, ceci peut évidemment être très bénéfique, car dans ces conditions il n'est pas nécessaire que tous les terminaux soient silencieux pendant toute la durée du RTS !

2.7.2 Trois émetteurs hors de portée de communication, mais à distance de détection de porteuse

D. Dhoutaut a montré dans sa thèse de doctorat que certaines configurations spatiales peuvent avoir des conséquences catastrophiques [52]. Si l'on considère le cas de la figure 2.17, C ne perçoit que très rarement le canal comme étant libre : A et E s'ignorent et occupent donc le canal presque en permanence. Il n'y a guère que lorsque leurs périodes d'attente aléatoire coïncident que C a une chance de transmettre. De plus, si C ne parvient pas à décoder sans erreur la dernière émission de A, B, E ou D, il est censé attendre un intervalle de temps EIFS (*Extended IFS*) avant de transmettre, ce qui compromet ses chances d'accès au canal face à A et D. L'EIFS en 802.11 sert à protéger la transmission d'un ACK qui peut provenir

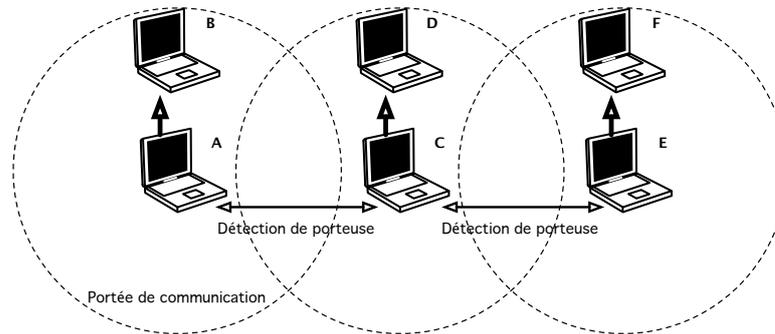


FIGURE 2.17 — 3 paires des stations ; la paire centrale a très peu d'opportunités d'accès au canal, car celui-ci est toujours occupé soit par A soit par E.

d'une station inaudible ; alors que l'émetteur des données est, lui, à distance de détection de porteuse. EIFS représente la durée de transmission d'un ACK plus SIFS + DIFS. Un certain nombre de solutions à ce problème des « trois paires » ont été présentées, avec en particulier PNAV qui consiste à insérer (au besoin) des périodes de silence lors de longues séries continues de transmissions [46].

2.7.3 Conclusion

L'apparition des réseaux de données sans fil sur nos tables d'expérimentation a conduit la communauté à réaliser combien ils pouvaient différer des réseaux filaires. Un nouveau champs d'investigation (au sens sociologique aussi) s'est donc ouvert au début des années 2000. Les travaux cités ci-dessus sont un compte rendu partiel de ce processus, également lié à l'effervescence sur le thème des réseaux *ad hoc* puis *mesh* sur lesquels je reviendrai plus loin.

Après ces tests qui nous ont surtout permis de progresser dans la compréhension de la problématique de l'accès dans les réseaux sans fil, nous avons pu commencer à faire des propositions innovantes et adaptées. Ceci fait l'objet du chapitre 3.

Nouvelles méthode d'accès au canal pour les WLANs

Nous avons présenté une nouvelle méthode d'accès pour les réseaux WLAN à la conférence SIGCOMM 2005 à Philadelphie [5]. Cette méthode, *Idle Sense*, fut l'aboutissement d'une réflexion de plusieurs mois avec en particulier Andrzej Duda et Romaric Guillier, qui travaillait sur un simulateur initié par Franck Rousseau. On peut parler d'un vrai travail d'équipe ! Ce travail a été alimenté par l'expérience accumulée avec DCF ; nous cherchions une solution à la perte d'efficacité de DCF en présence de nombreuses stations utilisant potentiellement des débits différents. Notre démarche visait un algorithme localisé –comme DCF– de régulation de la taille des fenêtres de contention avec si possible des valeurs plus proches les unes des autres pour améliorer l'équité à court terme.

Cette publication s'est tenu à un moment où la recherche dans le domaine des méthodes d'accès était très active : il semble que bon nombre de chercheurs aient suivi des trajectoires parallèles, quelques années après la diffusion massive des cartes sans fil. Parmi les méthodes proposées, on peut citer AOB [41]¹ et GCA [78, 77], que je décris dans la section suivante car elles sont, comme *Idle Sense*, basées sur la recherche du même optimum de fonctionnement. Il faudrait aussi citer RCMAC [54], P-MAC [68] et bien d'autres propositions apparues au même moment, mais je n'ai pas l'ambition (ni, en fait, la possibilité) d'être exhaustif.

Par la suite nous avons prolongé cette étude en modifiant des cartes sans fil pour incorporer *Idle Sense*. L'objectif était de tester cette méthode en interaction avec le reste de la pile réseau et aussi tout simplement de montrer que cette méthode était réalisable. Nous avons également élargi le champs d'application, en montrant comment il était possible d'avoir une différenciation marquée de la qualité de service ou de donner au point d'accès un poids correspondant à ses besoins. Cette méthode d'accès s'est révélée être une base idéale pour ces extrapolations.

¹L'accès pour les réseaux sans fil est une étrange obsession franco-italienne.

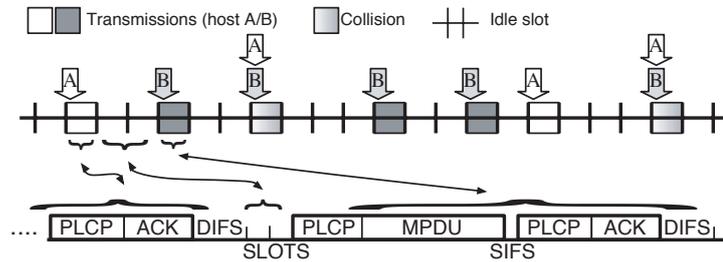


FIGURE 3.1 — Accès au canal par un ensemble de stations. Chaque intervalle de temps (*slot*) est considéré de la même façon, que ce soit une transmission, une collision ou que toutes les stations soient en attente.

3.1 Réduire le temps perdu par la méthode d'accès

Comme l'avait noté Giuseppe Bianchi dès 2000 [40], les méthodes d'accès de type CSMA/CA sont un compromis entre le temps passé en attente entre les transmissions et le temps perdu lors des collisions. En d'autres termes, plus les fenêtres de contention sont importantes, plus faible est la probabilité de collision. Le débit optimal est atteint pour des pertes de temps égales en moyenne en collision et en contention.

En DCF, les protagonistes d'une collision doublent leurs fenêtres de contention. Malheureusement, cette progression de la CW est trop lente quand le nombre de stations actives augmente, ce qui fait que les collisions se multiplient (à l'inverse, on peut penser que dans le cas de WaveLAN, cette progression était trop rapide!). La section suivante explicite ce qu'est l'optimum de fonctionnement, alors que le reste du chapitre décrit des méthodes permettant d'opérer en sa proximité.

3.1.1 Valeur optimale de CW

Considérons un ensemble de N stations utilisant *toutes* la même fenêtre de contention CW . Le temps est découpé en intervalles de différentes tailles qui peuvent être une collision, un intervalle vide de contention ou une transmission, comme on peut le voir en figure 3.1. On note P_c la probabilité qu'une station fasse une tentative de transmission dans un intervalle de temps donné. Si le compteur d'attente aléatoire est diminué à chaque intervalle de temps quelque soit l'état du canal,² alors :

$$P_c(CW) = \frac{2}{CW + 1} \quad (3.1)$$

²Dans la version originale de 802.11, ceci n'était pas le cas : les stations ne diminuent leur compteur que lorsqu'un intervalle de contention reste vide. Par conséquent, les seules stations qui peuvent transmettre dans le *slot* qui suit immédiatement un DIFS sont celles qui arrivent avec une trame « fraîche » ; les autres ne peuvent avoir un compteur résiduel de 0, sinon elles auraient essayé de transmettre !

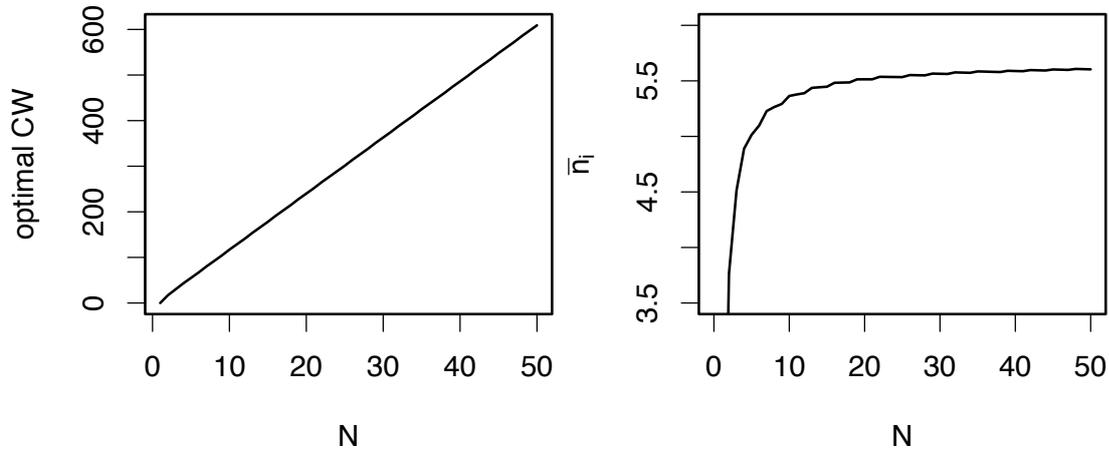


FIGURE 3.2 — Valeurs optimale de CW^{opt} et valeurs correspondantes du nombre moyen d'intervalles d'attente \bar{n}_i^{opt} .

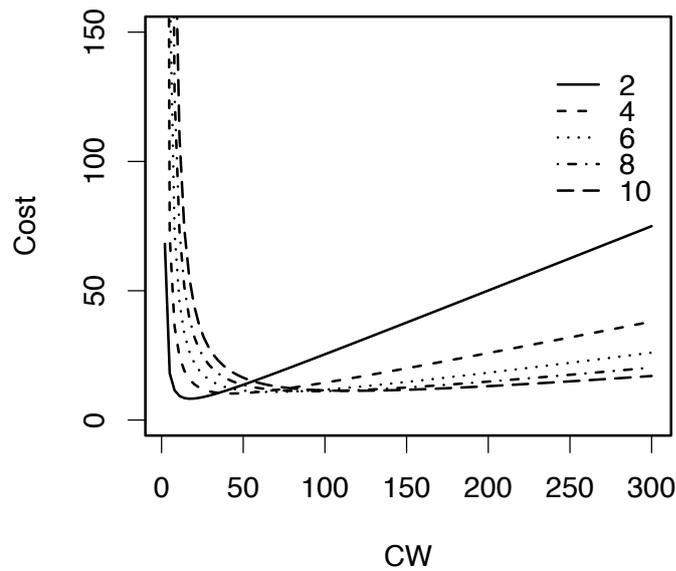


FIGURE 3.3 — Fonction de coût en fonction de la fenêtre de contention CW utilisée par toutes les stations. Chaque courbe correspond à un nombre différent de stations.

Pour qu'un essai de transmission ne finisse pas en collision, il faut que les autres stations restent silencieuse lorsque l'une d'elles décide d'accéder au canal :

$$P_t = N P_e (1 - P_e)^{N-1} \quad (3.2)$$

La probabilité qu'un *slot* soit vide est tout simplement celle que toutes les stations restent

silencieuses :

$$P_i = (1 - P_e)^N \quad (3.3)$$

Enfin, la probabilité de collision est la suivante :

$$P_c = 1 - P_t - P_i \quad (3.4)$$

Si la quantité d'information mise sur le canal par chaque paquet est s_d , alors le débit utile sur le canal est :

$$X(P_e) = \frac{P_t s_d}{P_t T_t + P_c T_c + P_i T_{\text{slot}}} \quad (3.5)$$

où T_t , T_c et T_{slot} sont respectivement la durée moyenne des transmissions (réussies), des collisions et d'un intervalle de *backoff*.

En fait, maximiser le débit utile revient à minimiser le temps perdu par tentative de transmission ; ce qui nous conduit à minimiser la fonction de coût suivante :

$$\text{Cost}(P_e) = \frac{\frac{T_c}{T_{\text{slot}}} P_c + P_i}{P_t} \quad (3.6)$$

On peut remarquer que cette fonction de coût ne dépend pas de T_t , la durée d'un intervalle de temps d'utilisation fructueuse du canal. En réseau sans fil, T_t et T_c sont liés. En réseau filaire, avec la détection des collisions, T_c peut être rendu négligeable.

La figure 3.3 est la composition de $\text{Cost} \circ P_e(CW)$. Pour chaque N , il existe un valeur optimale de CW qui minimise le temps perdu, entre un excès de collisions (à gauche du minimum) et une attente trop importante (à droite du minimum). La CW optimale pour chaque N apparaît figure 3.2, à gauche .

Le minimum est obtenu pour P_e^{opt} qui vérifie l'équation suivante pour laquelle la dérivée de l'équation 3.6 s'annule (en posant $\eta = 1 - \frac{T_{\text{slot}}}{T_c}$) :

$$1 - NP_e^{\text{opt}} = \eta \left(1 - P_e^{\text{opt}}\right)^N \quad (3.7)$$

Jusqu'à ce point, l'analyse est similaire à celle de G. Bianchi [40]. La suite diffère car il fait l'approximation $(1 - P_e^{\text{opt}})^N \approx 1 - NP_e^{\text{opt}} + \frac{N(N-1)}{2} P_e^{\text{opt}2}$, quelque peu abusive parce qu'on va voir plus loin que P_e^{opt} dépend de N .

Je montre d'abord que l'équation 3.7 implique que la suite $Z(N) = NP_e^{\text{opt}}$ est convergente. On considère une fonction continue différentiable $z(x)$ dont les valeurs pour chaque entier naturel sont les termes de $Z(N)$ et qui vérifie :

$$1 - z(x) = \eta \left(1 - \frac{z(x)}{x}\right)^x \quad (3.8)$$

En dérivant 3.8, on s'aperçoit que $0 < z(x) < 1 \implies \frac{dz}{dx} < 0$ si . Or, d'après l'équation 3.7, $1-Z(N) > 0$ pour tout N , donc $0 < Z(N) < 1$. La suite Z est donc décroissante et bornée, elle a par conséquent une limite ζ .

Comme $\lim_{x \rightarrow \infty} \left(1 - \frac{z}{x}\right)^x = e^{-z}$, on déduit finalement de l'équation 3.7 :

$$1 - \zeta = \eta e^{-\zeta} \quad (3.9)$$

Cette équation peut être résolue numériquement pour les valeurs de η correspondant à la variante de 802.11 considérée. Par exemple, pour $\frac{T_c}{T_{\text{SLOT}}} = 68.17$ (802.11b), on a $\zeta = 0.1622$.

Le point de fonctionnement optimal est donc identifié pour un grand nombre de stations. Le paragraphe suivant détaille la méthode AOB qui modifie DCF de manière à ne pas trop s'éloigner de cet optimum (ou plus précisément de la valeur trouvée par Bianchi), alors que la section 3.2 décrit *Idle Sense* qui permet sans concertation à un nombre quelconque de stations d'opérer à proximité de l'optimum.

3.1.2 AOB

La constatation selon laquelle les collisions se multiplient en DCF quand le nombre de station croît a conduit Bononi *et al.* à proposer AOB (*Asymptotically Optimal Backoff*) de façon à obtenir un débit proche de l'optimum en présence de nombreuses stations [41] ; ce travail est l'aboutissement de proposition antérieures comme celle de Cali *et al.* [44]. L'idée centrale d'AOB est d'empêcher les stations de transmettre quand les accès au réseau sont trop denses. Donc, pour AOB, les stations observent en permanence le nombre moyen d'intervalles libres entre les transmissions, appelée S_U (*Slot Utilization*). Cette observation est utilisée pour faire un choix probabiliste dont la proportion de succès diminue quand S_U augmente. Au moment où une station s'apprête à transmettre, si le résultat du test est négatif, celle-ci reporte sa transmission, double sa fenêtre de contention et choisit une nouvelle attente aléatoire. La station subit une collision virtuelle pour cette tentative de transmission. AOB se présente comme un mécanisme additionnel à DCF : en cas de (vraie) collision, la CW est aussi doublée.

Le but est de maintenir la densité des accès à un niveau inférieur à la valeur optimale de CW trouvée par Bianchi. Il s'agit de rester à droite du minimum des courbes de la figure 3.3, qui représentent le temps perdu en fonction de la fenêtre de contention utilisée par les stations. Rester dans cette région est un choix conservateur parce qu'il vaut mieux perdre un peu de temps en attente que d'avoir des collisions qui coûtent cher ; c'est la raison pour laquelle la pente des courbes est beaucoup plus raide à gauche du minimum qu'à droite.

Par conséquent le choix probabiliste utilisé dans AOB est fait avec la probabilité suivante :

$$P_T(ACL(q), S_U, N_A) = 1 - \min \left(1, \frac{S_U}{ACL(q)} \right)^{N_A}$$

où $ACL(q)$ est une *Asymptotic Contention Limit* qui dépend de la durée moyenne des transmissions q . N_A est le nombre d'essai de transmission pour la trame considérée, il permet ici de donner une plus grande priorité aux stations ayant été malchanceuses jusque là.

AOB est donc un mécanisme relativement complexe qui s'appuie uniquement sur une observation passive du canal par les stations pour en tirer q et S_U . De plus, AOB ne requiert pas que les stations déterminent par exemple quelle est la probabilité de collision sur le canal, une grandeur dont l'estimation est très problématique parce que les stations d'une cellule « n'entendent » pas du tout la même chose. Un grand nombre de propositions pour l'amélioration de DCF utilisent cette mesure, ce qui garantit pour ainsi dire qu'elles sont inapplicables. AOB s'appuie avant tout sur la perception de l'état du canal –occupé ou libre– qu'il paraît raisonnable de considérer comme étant assez consistant dans le réseau. Dans le cas de terminaux cachés, les poignées de main RTS/CTS pourraient permettre de propager cet état ; en tout état de cause une étude plus approfondie de ce problème serait nécessaire.

Les principales limitations de AOB sont d'une part sa relative complexité. La méthode d'accès est un algorithme qui se déroule en temps réel à une échelle de temps relativement fine –de l'ordre de la microseconde– ce qui impose d'implanter cet algorithme dans le matériel ou au niveau du *microcode* de la carte réseau. Dans cette perspective, la complexité ajoutée par AOB par rapport à DCF est un vrai point faible. Par ailleurs, AOB conserve l'*exponential backoff* de DCF, problématique pour opérer à des taux de pertes importants, alors même que cela devrait être courant en réseau sans fil (*cf.* section 2.5).

3.1.3 La durée de l'attente entre les transmission indique la pression exercée sur le canal

Pour ajuster P_e , les stations modifient leurs fenêtres de contention ; le problème est donc de trouver un critère pour augmenter ou diminuer cette valeur. Nous considérons qu'un grand nombre de stations sont actives. Dans ce cas il paraît raisonnable de maintenir $NP_e = \zeta$.

Alors, d'après l'équation 3.3,

$$P_i^{\text{opt}} = (1 - \zeta/N)^N \xrightarrow{N \rightarrow \infty} e^{-\zeta}. \quad (3.10)$$

La probabilité qu'un *slot* soit vide est directement liée au nombre moyen de *slots* vides entre chaque accès au canal :

$$\bar{n}_i = \frac{P_i}{1 - P_i}. \quad (3.11)$$

Par conséquent, notre objectif est désormais de maintenir cette attente dans le voisinage de

$$\bar{n}_{i\infty}^{\text{opt}} = \frac{e^{-\zeta}}{1 - e^{-\zeta}}. \quad (3.12)$$

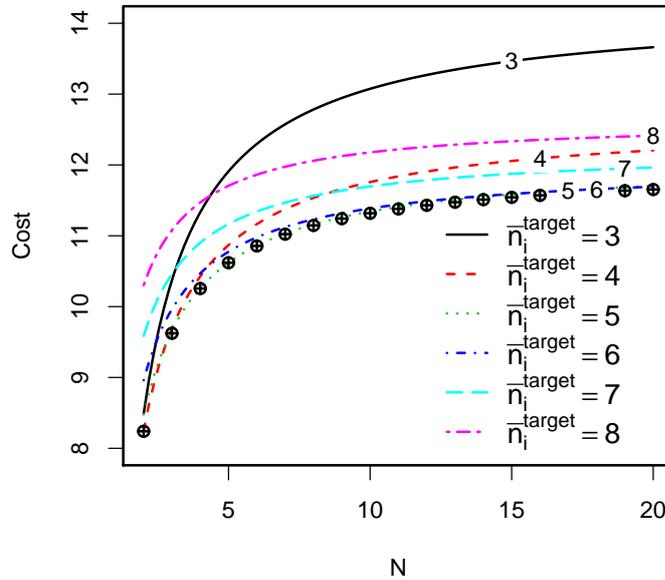


FIGURE 3.4 — Évolution de la fonction de coût pour différents $\bar{n}_i^{\text{target}}$. Les points représentent les valeurs optimale de \bar{n}_i .

En somme, il s'agit d'utiliser pour n'importe quel nombre de stations présentes la valeur limite de \bar{n}_i^{opt} , alors que le véritable optimum correspond à des valeurs plus basses, comme on peut l'observer en figure 3.2, graphique de droite.

La figure 3.4 illustre les fonctions de coût obtenues en fonction du nombre de stations N pour diverses durées moyennes de silence entre transmissions. Ces courbes correspondent au cas 802.11b pour lequel $\bar{n}_{i\infty}^{\text{opt}} = 5,68$. Le fait d'utiliser la valeur asymptotique a un impact très faible sur les performances obtenues.

3.2 La méthode d'accès *Idle Sense*

Un algorithme classique pour qu'un ensemble d'entités convergent indépendamment vers une valeur commune d'un variable de contrôle est de modifier celle-ci par AIMD (*Additive Increase Multiplicative Decrease*). C'est le mécanisme utilisé par TCP pour qu'un ensemble de sources partagent équitablement un lien distant. En TCP, chaque (groupe de) paquet(s) acquitté provoque l'augmentation du débit de transmission, et une perte sa diminution. Ici, les stations contrôlent en permanence le temps moyen passé en contention et à la fin de chaque période de mesure modifient leur fenêtre de contention en conséquence.

Deux versions de l'algorithme de contrôle ont été publiées, portant sur P_e ou sur CW . Je présente la seconde version, publiée plus tard à la conférence CoNEXT'07 et dans la revue *Transactions on Mobile Computing* [12, 3]. Dans cette deuxième version, la mesure du temps

Algorithme 1 Pseudo-code de *Idle Sense*

```

 $maxtrans \leftarrow 5$ ;  $sum \leftarrow 0$ ;  $ntrans \leftarrow 0$ 
<Après chaque transmission> {
   $sum \leftarrow sum + n_i$                                 ▶ La station vient d'observer  $n_i$  slots vides
   $ntrans \leftarrow ntrans + 1$ 
5: if  $ntrans \geq maxtrans$  then                          ▶ Il est temps de faire quelque chose
     $\hat{n}_i \leftarrow sum / ntrans$                             ▶ Calcul de l'estimateur
     $sum \leftarrow 0$ ;  $ntrans \leftarrow 0$                     ▶ Remise à zéro des variables
    if ( $\hat{n}_i < \bar{n}_i^{target}$ ) then
       $CW \leftarrow CW + \epsilon$                                 ▶ Accroît  $CW$ 
10:   else
      $CW \leftarrow \alpha \cdot CW$                             ▶ Décroît  $CW$ 
   end if
   if ( $|\bar{n}_i^{target} - \hat{n}_i| < \beta$ ) then                    ▶ Mise à jour de  $maxtrans$ 
      $maxtrans \leftarrow \frac{CW}{\gamma}$ 
15:   else
      $maxtrans \leftarrow 5$                                 ▶ Mises à jour rapides si on est très loin de la valeur-cible
   end if
end if
}
```

d'attente moyen est aussi un peu plus élaborée, avec un nombre d'échantillon variable en fonction de la CW courante, qui elle-même dépend du nombre estimé de stations actives.

Le pseudo-code de *Idle Sense* apparaît page 32. Après chaque transmission sur le canal, chaque station affine son estimateur du nombre moyen de *slots* passés en attente (lignes 3). C'est le nombre d'intervalles de temps déduit de l'attente résiduelle, cette valeur est donc aisément accessible. À chaque accès, toutes les stations participant à la contention font cette opération. La fenêtre de contention d'une station peut être mise à jour à tout moment, pas seulement après une transmission de celle-ci. Bien sûr, la CW n'est utilisée que pour la prochaine tentative de transmission. Quand suffisamment ($maxtrans$) de transmissions ont eu lieu, l'estimateur \hat{n}_i est calculé, comparé à la valeur-cible $\bar{n}_i^{target} = \bar{n}_{i\infty}^{opt}$ et CW est modifiée en conséquence (lignes 8—12).

Si l'attente moyenne est très éloignée de la valeur désirée, on utilise une valeur faible de $maxtrans$ de façon à s'en rapprocher rapidement. Sinon, $maxtrans$ est proportionnel à CW de manière à ne pas multiplier les mises à jour entre chaque accès au canal d'une même station (lignes 13—18).

Après quelques simulations, nous avons considéré que les valeurs suivantes des différents paramètres sont satisfaisantes :

- $\bar{n}_i^{\text{target}} = 3.91$ (pour 802.11a à 54Mb/s) ;
- $\frac{1}{\alpha} = 1.0666$;
- $\epsilon = 6.0$;
- $\beta = 0.75$;
- $\gamma = 4$.

Commentaire

TABLE 3.1: Comparaison des mécanismes d'adaptation de *Idle Sense*, quand l'adaptation porte sur P_e –la première version– ou sur CW .

N	$\bar{n}_i (P_e)$	$\bar{n}_i (CW)$	$\bar{n}_i^{\text{target}}$	Erreur (P_e)	Erreur (CW)
2	6,97	5,51	3,91	78,3%	41,0%
4	6,62	4,78	3,91	69,3%	22,3%
10	5,77	4,04	3,91	47,6%	3,2%
15	5,31	3,83	3,91	35,8%	2,1%
20	5,04	3,73	3,91	28,9%	4,8%
25	4,81	3,68	3,91	23,0%	6,3%

L'algorithme publié dans l'article SIGCOMM [5] appliquait des mise à jour AIMD à la probabilité d'accès P_e , en remplaçant les lignes lignes 8—12 par :

- Si $\hat{n}_i \geq \bar{n}_i^{\text{target}}$, $P_e \leftarrow P_e + \epsilon$;
- sinon, $P_e \leftarrow \alpha P_e$.

Ce choix n'était pas le meilleur, car P_e prend des valeurs dans l'intervalle $[0, 1]$, alors que AIMD s'applique « naturellement » à des variables dans $[0, +\infty[$. Il n'est pas étonnant d'obtenir des meilleurs résultats en réglant plutôt CW . Le tableau 3.1 montre le gain substantiel en précision obtenu par cette évolution.

Le fait d'utiliser un nombre fixe de mesures entre chaque modification de CW était également problématique parce que sa valeur est un compromis :

- une bonne réactivité impose d'utiliser un *maxtrans* faible ;
- mais en présence de nombreuses stations, cela conduit à avoir de multiples modifications de CW entre deux accès de chaque station, moment auquel la CW est effectivement utilisée. Dans ce cas l'algorithme de contrôle effectue alors plusieurs « passes » basées sur des valeurs anciennes de CW .

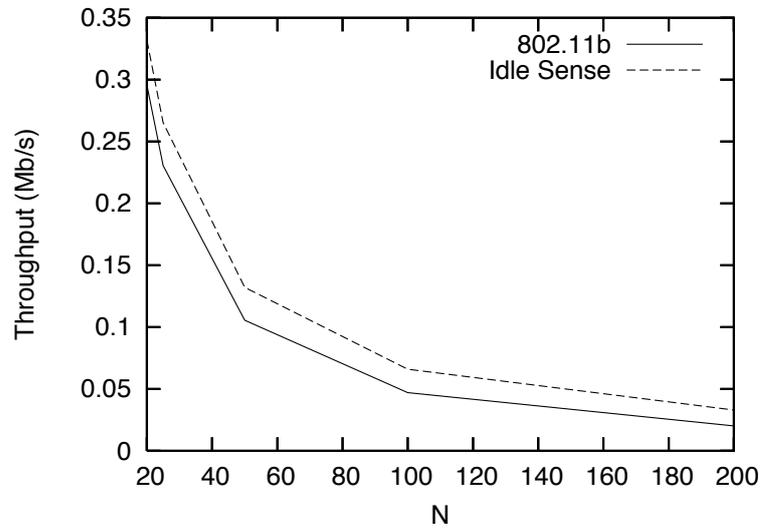


FIGURE 3.5 — Débit obtenu par chaque station avec DCF ou *Idle Sense*.

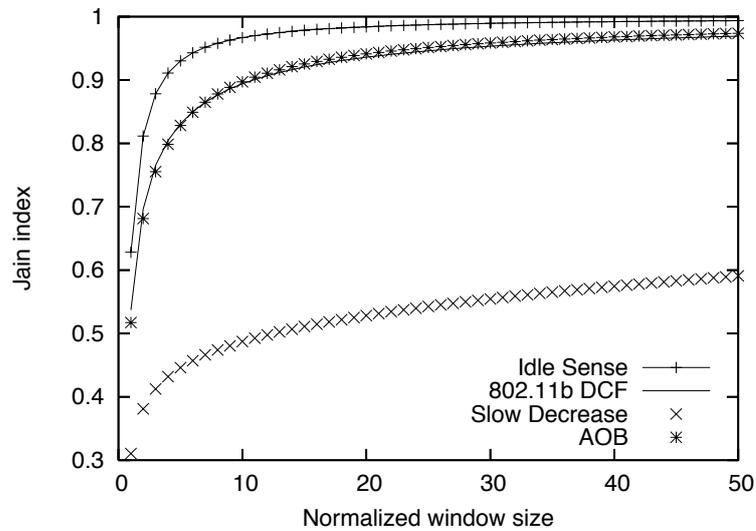


FIGURE 3.6 — Indice de Jain pour 5 stations actives.

Ces deux améliorations ont été rendues nécessaires pour un fonctionnement satisfaisant lorsqu'on donne toute son importance au point d'accès, ce qui fait l'objet de la section 3.3. Pour le partage du canal dans un ensemble homogène de stations, il n'était pas nécessaire d'être aussi précis.

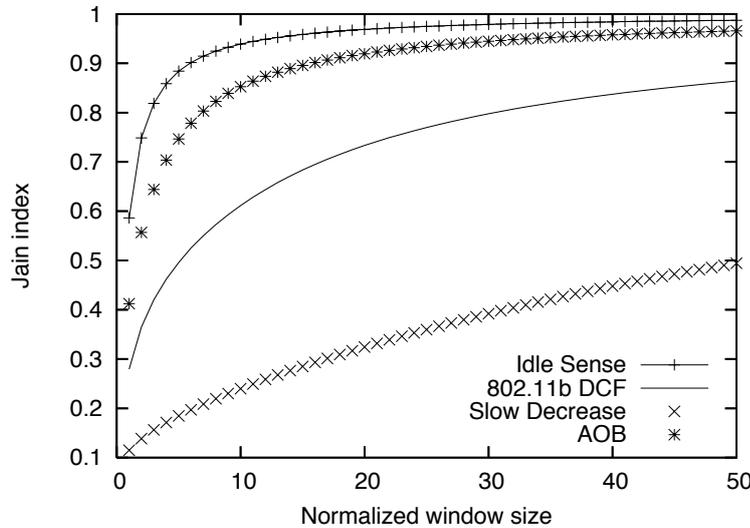


FIGURE 3.7 — Indice de Jain pour 50 stations actives.

3.2.1 Performances

L'obtention de meilleures performances en présence de nombreuses stations était le principal objectif au moment de la conception cette nouvelle méthode d'accès. En fait, son principal intérêt est probablement ailleurs, bien que l'objectif initial ait été atteint...³ Ainsi, pour un grand nombre de stations actives, *Idle Sense* conduit à un gain significatif de débit : 25% à partir de 50 stations et 50% à partir de 100 stations, comme on peut le constater en figure 3.5. De même, l'équité à court terme est meilleure qu'avec toute autre méthode, dans la mesure où les fenêtres de contention des stations sont toujours proches les unes des autres. L'écart avec les autres méthodes de creuse quand de nombreuses stations sont présentes, figures 3.6 et 3.7. *Slow Decrease* est une autre variation de DCF proposée par I. Aad de l'INRIA Rhône-Alpes [62, 38]. Dans *Slow decrease*, les stations ne reprennent pas la valeur CW_{\min} après un succès, mais abaissent leur CW courante. En présence de nombreuses stations, les CW sont en moyenne plus grandes et on observe moins de collisions. Par contre, une station ayant subi de nombreuses collisions peut être pénalisée pendant longtemps et l'équité est donc peu satisfaisante.

3.2.2 Implantations sur des cartes réseau

L'un des intérêts d'*Idle Sense* est que cette méthode est très peu différente de DCF. Il a donc été possible de modifier des cartes réseau du commerce pour l'y implanter. À notre

³Dans le même genre, Internet –dit-on– avait été imaginé pour résister à une attaque nucléaire et, heureusement, ça n'est pas cette qualité qui lui a permis de s'imposer...

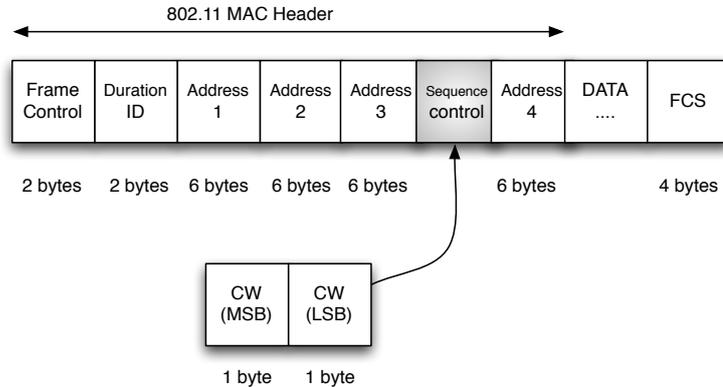


FIGURE 3.8 — Utilisation de l'entête 802.11 pour le débogage.

connaissance, c'est le seul exemple de réalisation pratique des diverses propositions alternatives à DCF. Ce succès a aussi été permis d'une part, de part la coopération d'Intel, en particulier grâce à Konstantina Papagiannaki qui nous a donné accès au micro-code de carte IPW2200 ou IPW2915; d'autre part grâce au travail d'arrache-pied de Yan Grunenberger. Ces résultats ont fait l'objet d'une publication à CoNEXT en 2007.

Pour que l'algorithme puisse être exécuté par le processeur extrêmement limité embarqué sur ce type de carte, il a fallu simplifier les calculs faits par l'algorithme. En particulier, la division par α n'était pas envisageable. Nous l'avons donc remplacée par la soustraction d'une fraction de CW , elle-même obtenue par plusieurs décalages à droite : $1 - 1/16 = .9375 = 1.06666^{-1}$. De même, comparer avec un nombre à virgule flottante n'était guère praticable, nous avons donc choisi d'utiliser un $\overline{n}_i^{\text{target}}$ entier. Les paramètres utilisés sont donc les suivants :

- $\overline{n}_i^{\text{target}} = 4$
- $\alpha = 1 - 1/16$
- $\epsilon = 6$
- $\beta = 1$
- $\gamma = 4$

Un détail pratique amusant du travail d'implantation mérite d'être mentionné : il n'y avait pas de débogueur ni aucun moyen d'obtenir des traces lors de l'exécution du micro-code. Le seul moyen d'observer les variables internes (*e.g.* la CW) était de détourner un des champs de l'entête MAC : le numéro de séquence qui ne sert vraiment que lorsque les paquets sont fragmentés (ce qui n'est généralement pas le cas) voire en cas de retransmission. En y

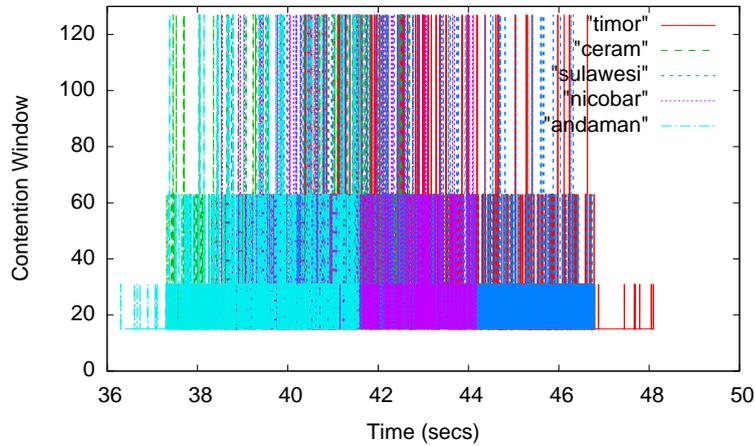


FIGURE 3.9 — Évolutions de la fenêtre de contention pour 5 cartes Intel IPW2915 non modifiées (DCF).

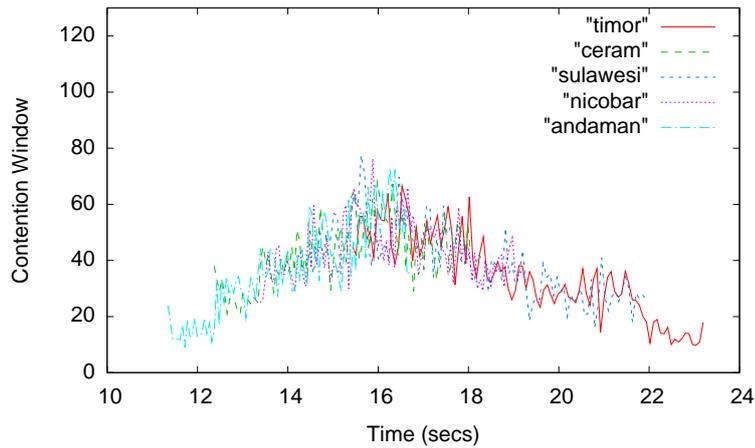


FIGURE 3.10 — Évolutions de la fenêtre de contention pour 5 cartes Intel IPW2915 modifiées (*Idle Sense*).

inscrivant la CW courante, comme l'illustre la figure 3.8, une simple capture permet ensuite de lire cette variable et de suivre en temps réel les évolutions de la CW , figures 3.9—3.11, ce qui n'est en général accessible que par simulation.

La différence entre les évolutions de la CW en DCF ou *Idle Sense* est frappante : en DCF, figure 3.9, la CW oscille avec une amplitude considérable et diffère fortement d'une station à l'autre. Ici, une nouvelle station devient active chaque seconde. Nous utilisons 802.11a, pour lequel $CW_{\min} = 15$. Avec *Idle Sense*, figure 3.10, les valeurs sont homogènes tout en s'adaptant à la charge sur le réseau. La figure 3.11 illustre à une échelle de temps

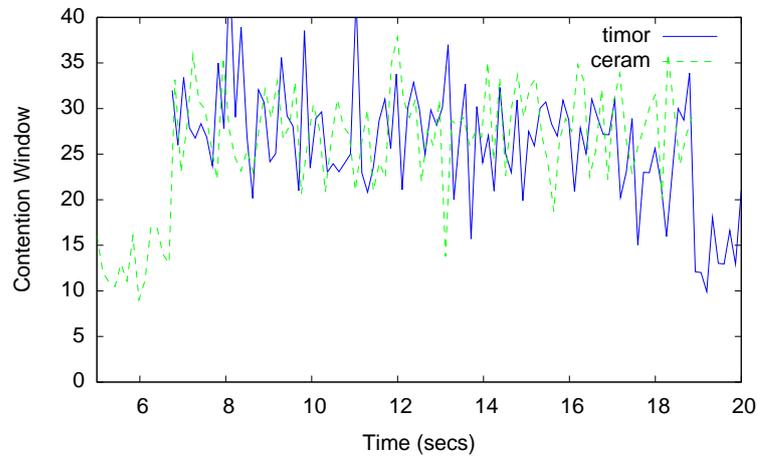


FIGURE 3.11 — Adaptation automatique de la fenêtre de contention pour 2 cartes Intel IPW2915 modifiée.

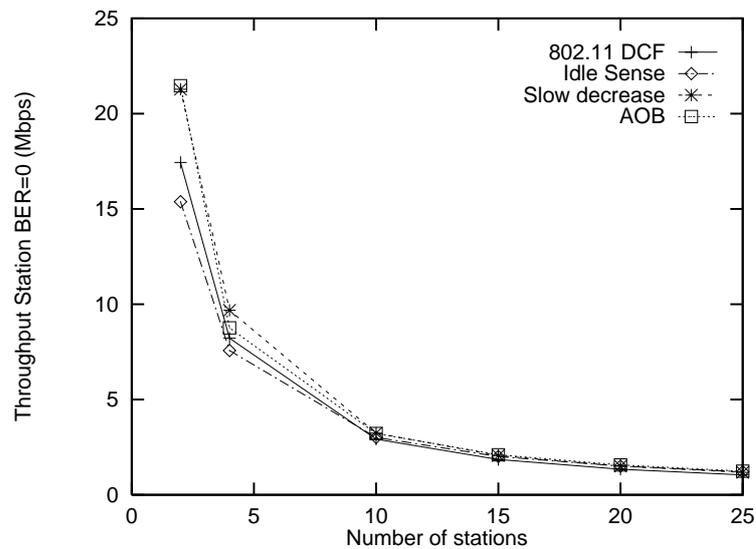


FIGURE 3.12 — Débit obtenu par un station de $BER = 0$ en fonction du nombre de stations.

plus fine la vitesse à laquelle une station s'adapte lors de l'arrivée et du départ d'un nouveau protagoniste.

3.2.3 Adaptation du débit de transmission

Comme noté en section 2.5, un taux d'échec de transmission des paquets de seulement 12% suffit à considérablement réduire le débit d'une station en DCF. *Idle Sense* ne souffre pas d'un tel effet comme on peut l'observer sur les figures 3.12 et 3.13 [34]. Cette immunité

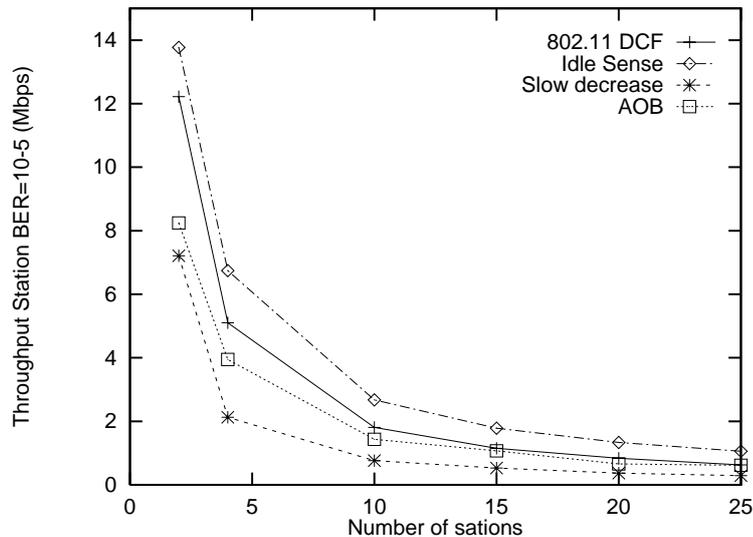


FIGURE 3.13 — Débit obtenu par un station de $BER = 10^{-5}$ en fonction du nombre de stations. L'échelle de l'axe des ordonnées est différente par rapport à la figure 3.12

propre à *Idle Sense* permet d'opérer sans effet secondaire à des taux d'erreurs beaucoup plus importants et par conséquent permet d'utiliser le canal avec une meilleure efficacité ; cela vaut autant pour l'émetteur considéré que pour ses voisins... Avec un taux de pertes des paquets de 72%, la différence est bien sûr encore plus frappante, figure 3.14. Un découplage complet entre la régulation de l'accès et les pertes de trames est bien sûr indispensable dans cette configuration, certes irréaliste avec DCF mais pas absurde : si $e_1 > 0$ dans l'équation 2.3, e_h en est augmenté d'autant ! Et il n'y a vraiment aucune raison pour qu'un changement de débit de transmission d'un facteur 2 conduise à ce que les pertes deviennent subitement négligeables !

3.3 Rendre toute son importance au point d'accès

Pour résoudre le problème de l'étouffement des transferts descendants par les connexions TCP montantes présenté en section 2.6, il est possible tout simplement de vider le tampon du point d'accès en lui donnant le poids nécessaire pour l'accès au canal [3, 32]. Dans ce cas, le tampon joue son rôle pour bénéficier du multiplexage statistique sur le canal sans fil, sans être en permanence saturé.

En fait, si les stations utilisent *Idle Sense*, la solution est particulièrement simple, comme l'a noté Elena López Aguilera lors de son séjour sur les bancs du Drakkar. Comme la CW d'une entité quelconque est toujours proportionnelle au nombre de stations N dans le réseau ; il suffit que l'AP ait une CW fixe pour avoir une part des accès proportionnelle à celle

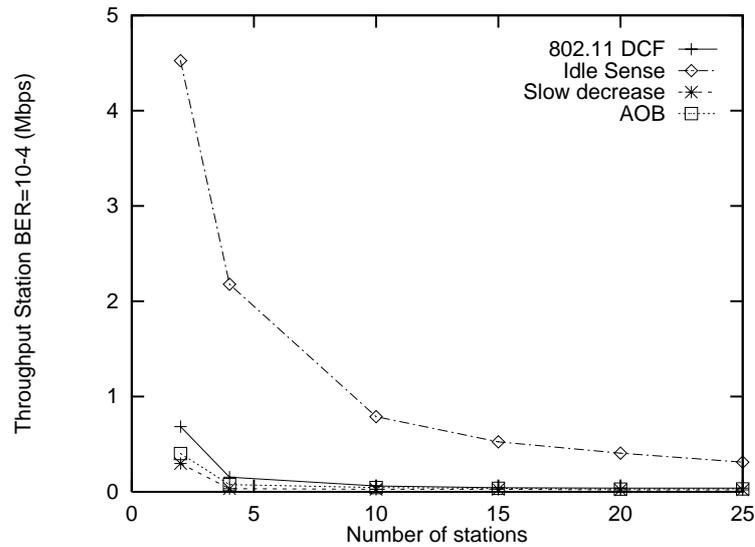


FIGURE 3.14 — Débit obtenu par un station de $BER = 10^{-4}$ en fonction du nombre de stations.

de la réunion de toutes les stations présentes !

Bien sûr, il faut trouver quelle CW l'AP doit utiliser, nous détaillons ce calcul dans notre article paru en 2008 dans *IEEE Transactions on Mobile Computing*. Le nombre optimal de *slots* vides entre transmissions est lui aussi différent, vu que le point d'accès a un poids important sur le canal mais ne peut créer de collisions avec lui-même.

En résumé, le point d'accès dans AAP (*Asymmetric Access Point*) utilise une valeur de CW fixe telle que sa probabilité de transmission P_t^{AAP} vérifie :

$$P_t^{AAP} = kNP_t^{STA}. \quad (3.13)$$

où k est le rapport voulu entre l'occupation du canal par le trafic montant et descendant. Le résultat apparaît en figure 3.15, qui est le pendant de la figure 3.15, page 41. Dans cet article, nous montrons aussi qu'il n'est pas possible de donner une telle priorité au point d'accès en utilisant les mécanismes de qualité de service localisés (utilisation de $CW_{min,max}$ différentes, AIFSNs –voir section 3.4) proposés par 802.11e.

Par la suite, nous avons comparé AAP à un dérivé de LAS visant à équilibrer le service reçu par les flots montants et descendants. Pour cela, nous avons utilisé de manière substantielle notre plateforme d'expérimentation [7]. La conclusion en est que AAP réduit effectivement la taille moyenne de la file d'attente du point d'accès. Par contre, la congestion est évidemment rejetée au niveau des stations, où un mécanisme de gestion des files d'attente est alors bienvenu pour ne pas avoir une baisse de performance importante dans le sens montant, voire descendant quand les acquittements commencent à subir un temps d'attente

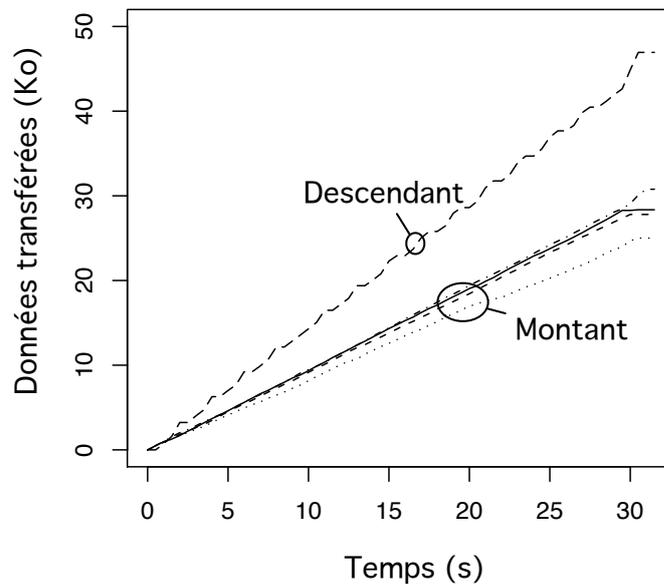


FIGURE 3.15 — Un unique flot TCP descendant face à quatre flots TCP montant, résultat obtenu expérimentalement avec la méthode d'accès AAP, en 802.11a, 54Mb/s

important dans les tampons des stations. Ce mécanisme peut être LAS par exemple ! L'intérêt est alors que la gestion des priorités demeure de la responsabilité des stations, qui ont *a priori* plus de ressources à dédier à cela que l'AP (et une meilleure idée des trafics à privilégier). Bien sûr une station qui n'a pas de trafic montant bénéficie toujours de bien meilleures conditions en AAP qu'en DCF où le tampon descendant déborde inévitablement.⁴

Dans la section suivante, je montre comment *Idle Sense* se prête également bien à la proposition de différents niveaux de qualité de service, une autre extrapolation assez immédiate...

3.4 Fournir divers niveaux de qualité de service

Les propositions visant à modifier CSMA/CA pour fournir divers niveau de qualité de service ont suivi d'assez près l'adoption de ce protocole dans les réseaux locaux sans fil [63, 49]. La différenciation repose dans ce cas sur l'utilisation de paramètres différents pour l'accès :

- une CW_{\min} plus petite donne une plus grande priorité à la stations qui l'utilise, au prix

⁴Le travail nécessaire à l'obtention de résultats expérimentaux satisfaisants a été considérable. Yan Grunenberger a été une aide précieuse pour cette réussite. Cette première collaboration avec Guillaume m'a aussi ouvert un nouveau domaine de recherche qui nous a déjà conduit à de nombreuses soumissions infructueuses d'articles...

d'une plus grande probabilité de collision, à son tour peu gênante si les paquets sont petits comme pour un trafic audio temps réel...

- L'utilisation d'intervalles IFS différents en fonction de la classe du paquet à transmettre : DIFS est donc remplacé par l'AIFS idoine (*arbitration interframe space*).

Ces modifications font maintenant partie du standard 802.11, elles étaient d'abord apparues sous la dénomination de 802.11e (DCF devenant EDCA au passage). Je n'aborde ici que les mécanismes localisés d'accès, laissant de côté les mécanismes centralisés comme PCF (maintenant HCCA pour *HCF controlled channel access*).

Dans EDCA, quatre classes de service sont définies auxquelles sont associées différentes couples de paramètres d'accès. Chaque file d'attente opère indépendamment ; en cas de transmissions simultanés de deux paquets issus de deux files d'attente de la même station, le paquet prioritaire est transmis alors que les mêmes opérations que pour une collision sont effectuées pour le ou les autre(s).

Quelques temps plus tard, une remise en cause plus profonde de CSMA/CA, en particulier de l'*exponential backoff* a donné lieu à des propositions plus complexes comme celles évoquées dans ce chapitre, ou par Yaling Yang, de l'*University of Illinois at Urbana-Champaign*.

3.4.1 GCA

Le travail de Yaling Yang nous a échappé pendant longtemps et je profite du présent document pour le citer. L'algorithme GCA (*General Contention window Adaptation*) a été présenté à la conférence Infocom 2005, à laquelle notre article *Idle Sense* avait été rejeté, d'ailleurs. (Preuve, s'il en était nécessaire, que le domaine faisait l'objet d'une grande attention à l'époque : la re-soumission d'*Idle Sense* à Sigcomm a quand même eu lieu avant la conférence Infocom — ouf!) GCA est un mécanisme général de contrôle de la fenêtre de contention, pour lequel AOB serait un cas particulier [78, 77] (ce dont je doute personnellement car rien ne permet de faire le *backoff* exponentiel dans GCA). Dans une des variantes de GCA, les stations utilisent uniquement le nombre de *slots* vides entre les transmissions pour adapter leur CW , en le maintenant à proximité d'une valeur-cible. L'équation 19 de cet article est l'équation 3.9 du présent document. Si l'algorithme de contrôle diffère, il est clair que GCA est très proche d'*Idle Sense*.

Dans GCA, les modifications que chaque station i applique à sa fenêtre de contention CW_i vérifient :

$$\frac{dCW_i(t)}{dt} = -\alpha CW_i(t) [\tilde{U}'(x_i) - f(\Omega)]$$

où $\tilde{U}'(x_i)$ est la fonction d'utilité calculée par i à partir de la fraction x_i de la capacité du canal qu'il reçoit. α est un paramètre, et $f(\Omega)$ est une fonction d'un état Ω du canal observable

par toutes les stations (en pratique, \hat{n}_i). Ces mises à jour conduisent à ce que le système constitué des différentes stations converge pour maximiser $\sum_i \tilde{U}(x_i)$.

GCA inclut dès l'origine la possibilité de fournir des parts de canal différentes aux stations (de même qu'AOB, dans une certaine mesure). Deux types de différenciations sont envisagés [64] :

- priorité absolue : les stations moins prioritaires reçoivent la part de canal inutilisée par les stations plus favorisées ; dans ce cas, $\tilde{U}(x_i) = r_i x_i$ (dans ce cas l'utilité globale est maximale en confiant la plus grande part de canal aux stations de plus grand r_i) ;
- allocation proportionnelle : la part reçue par chaque stations est proportionnelle à un poids pré-défini ; classiquement, ceci est obtenu pour une fonction d'utilité $\tilde{U}(x_i) = r_i \log(x_i)$.

3.4.2 QoS-IS

Initialement plus occupés par les problèmes d'adaptation du débit de transmission et d'équité temporelle, nous avons montré plus tard comment *Idle Sense* permet de proposer différents niveaux de service lors de la conférence Infocom 2008 [10].

Allocations proportionnelles (*weighted proportional fairness*)

À chaque classe de trafic i on associe une pondération r_i qui définit le rapport entre les débits reçus par chaque classe : $\frac{X_i}{r_i} = \frac{X_j}{r_j}$, ce qui impose la relation suivante entre les probabilités de tentative d'accès par les stations de chaque classe :

$$\frac{p_i^c}{r_i} \approx \frac{p_j^c}{r_j}. \quad (3.14)$$

Pour maintenir ce rapport, chaque station exécute l'algorithme de contrôle décrit en section 3.2 de manière à obtenir un fenêtrage de contention de référence CW_{ref} . Puis elle utilise pour la transmission de ses paquets une CW effective calculée en fonction de la classe du paquet :

$$CW_j = \frac{\sum_{i=1}^M r_i}{r_j} (CW_{\text{ref}} + 1) - 1. \quad (3.15)$$

Comme pour EDCA, plusieurs files d'attente indépendantes opèrent en parallèle. En cas de collision virtuelle, il n'y a bien sûr pas de doublement de la CW . Une comparaison avec EDCA obtenue par simulation sur NS-2 apparaît en figure 3.16. EDCA supporte mal la présence de nombreuses stations dans la mesure où les paquets des classes de trafic prioritaires sont plus agressifs encore qu'en DCF.

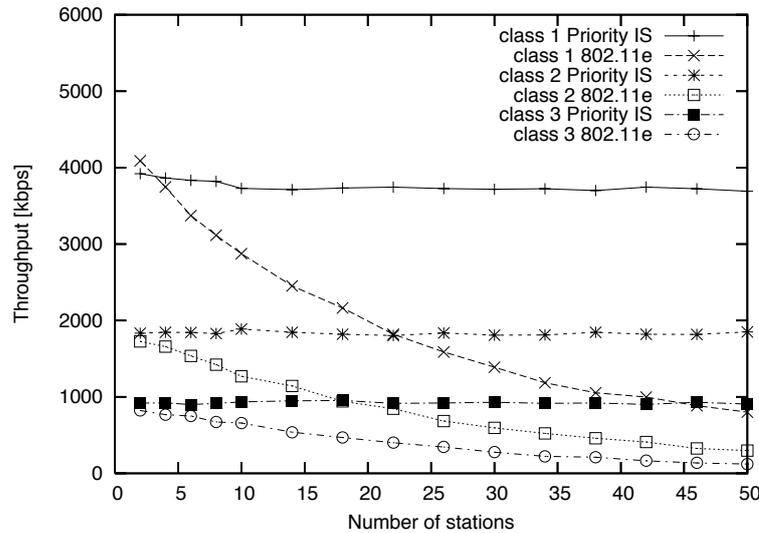


FIGURE 3.16 — 3 classes de trafic par station, $r_1 = 1$, $r_2 = 0.5$, and $r_3 = 0.25$. Comparaison avec EDCA. L'utilisation de fenêtres de contention plus petites a un impact important sur le débit en EDCA.

Ces allocations proportionnelles de part d'accès sont une évolution assez immédiate d'*Idle Sense*, semblable au problème de l'affectation d'un poids plus important au point d'accès ; à la différence qu'ici les poids sont constants. À l'inverse, dans le cas des priorités absolues, une approche différente est nécessaire : il s'agit de faire en sorte que les différents groupe de stations jouent un jeu biaisé qui ne laisse aucune chance aux moins privilégiées.

Priorité absolue

Le principe d'*Idle Sense* est que chaque station compare son observation du canal avec la même valeur $\bar{n}_i^{\text{target}}$. Pour faire disparaître un trafic moins prioritaire (classe B) en présence de trafic d'une classe plus primordiale (A), il suffit d'attribuer à cette dernière un $\bar{n}_i^{\text{target}}$ plus petit. De cette manière, en présence d'un trafic de classe A, une entité de classe B⁵ perçoit en permanence un canal surchargé et augmente indéfiniment sa CW .

Le choix du $\bar{n}_i^{\text{target}}$ à utiliser pour la classe A est le fruit d'un compromis : il doit être suffisamment petit pour une différenciation effective et assez grand pour une bonne efficacité de l'utilisation du canal. Pour 802.11, alors que $\bar{n}_i^{\text{target}}$ est 5,68, nous utilisons un $\bar{n}_i^A = 3$ pour lequel la probabilité de collision reste raisonnable (voir figure 3.17) (2,3 en 802.11a/g alors que la valeur usuelle est 3.91). Le résultat obtenu avec cette méthode apparaît figure 3.18. Dix stations de classe B sont actives en permanence, et on ajoute graduellement des

⁵Une entité de correspond pas forcément à une station : Chacune d'elles comporte plusieurs entités pour l'accès, une pour chaque classe de service.

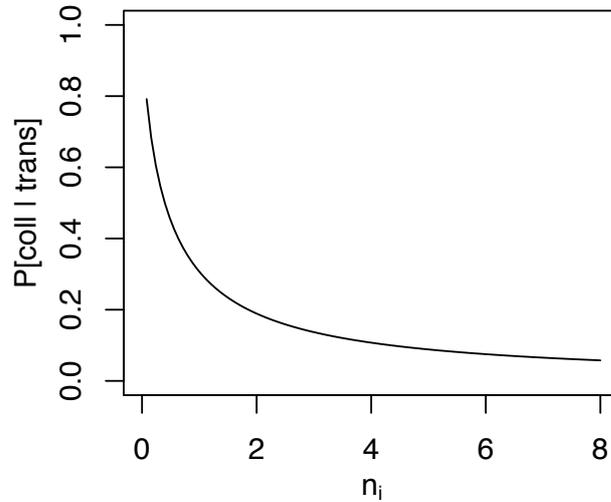


FIGURE 3.17 — Probabilité de collision en fonction du $\bar{n}_i^{\text{target}}$ utilisé.

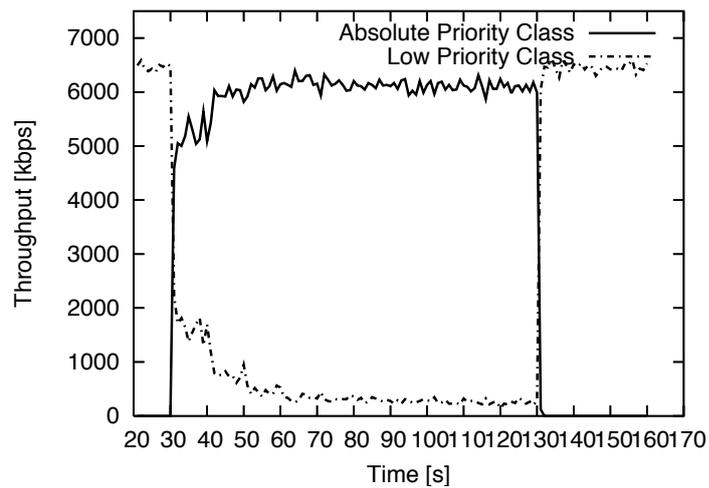


FIGURE 3.18 — 10 stations émettent un trafic soutenu de faible priorité. Toutes les 10 seconde, une station supplémentaire commence à transmettre des paquets prioritaires.

stations prioritaires. Quand une seule station prioritaire est présente en présence de 10 fois plus de stations de classe B, elle parvient quand même à capturer 90% des accès au canal.

3.5 Autres propositions

Le point commun entre toutes les approches citées ci-dessus est qu'elles ne remettent pas en cause la sélection d'une durée d'attente silencieuse aléatoire dans un intervalle CW avec une

probabilité uniforme. Cette approche est celle employé intuitivement par un groupe d'individus autour d'une table (qui utilisent la détection de collision, sauf s'il s'agit de membres du parti socialiste). Un principe différent est celui du *black burst* utilisé par HiperLAN/1 : à la suite de la libération du canal, toutes les stations émettent un signal de durée variable ; la station qui n'entend rien après avoir cessé de transmettre ce préambule a gagné. Si deux stations cessent au même moment, une collision a lieu. le défaut de cette méthode par rapport à DCF est qu'elle est active et entraîne une plus grande pollution du canal radio.

En général, il est désirable de faire le meilleur usage possible de la période de contention pour diminuer la probabilité de collision. Ainsi, il est possible de transmettre une impulsion dans certains *slots*, de manière à échanger de l'information de manière implicite (section 3.5.1). Nous avons cherchés à réutiliser l'expérience des périodes de contention passées pour diminuer la possibilité de collisions (section 3.5.2).

Je voudrai mentionner une autre idée que nous ne sommes jamais arrivés à exploiter. Il nous semblait (Paul Starzetz et moi) que la distribution uniforme des *backoff* n'était peut être pas le meilleur choix. En particulier, on peut noter que lorsque les intervalles de temps passent entre deux transmissions, la probabilité de collisions augmente à mesure. Il devrait être possible de compenser cela, mais nous n'avons pas abouti.

3.5.1 Contention de durée fixe

D'autres méthodes utilisent un nombre fixe de *slots* pour la contention entre chaque transmission. Les stations émettent ou pas dans chaque *slot* et cette information permet de décider qui gagne la contention. Un exemple d'algorithme utilisant ce principe est CONTI de Abichar *et al.*, un protocole amélioré ensuite par J. Galtier [53]. Ces algorithmes sont les descendants des protocoles de résolution de la contention par arbre binaire telle que celui décrit par Capetanakis [45]. Dans CONTI, les stations transmettent ou écoutent dans chaque intervalle de temps de la période de contention (dont la durée est fixe). Dès qu'une station perçoit une transmission alors qu'elle même n'est pas active, elle considère qu'elle a perdu ce cycle de contention et se retire. Le problème consiste alors à optimiser les probabilités d'accès dans chacun des intervalles de temps. J. Galtier pointe que pour un nombre de station de 10 à 100, six *slots* suffisent, à comparer aux $\bar{n}_i^{\text{target}}$ de *Idle Sense* (de l'ordre de 3 à 6 unités, qui correspondent à le moitié du temps perdu par la méthode d'accès).

Un exemple intéressant de résolution d'un problème analogue en réseau de capteur est CSMA/ p^* [73]. Tay *et al.* nous donnent la distribution à utiliser pour maximiser la probabilité de transmission sans collision lorsque N stations choisissent aléatoirement un instant parmi K . L'application visée est donc plutôt celle de réseaux de capteurs qui réagissent tous au même moment à un stimulus. La distribution optimale p^* est exhibée, mais aussi une distribution, *sift*, quasi-optimale quel que soit le nombre de station ; sans aucun mécanisme d'adaptation !

3.5.2 *Hashing backoff*

Avec *Hashing backoff*, notre idée était de changer la distribution des valeurs aléatoires de *backoff*, de manière à avoir pour la même durée moyenne d'attente une probabilité plus faible de collision [8]. Le générateur aléatoire des stations est changé en une séquence pseudo-aléatoire que les stations utiliseront avec différents décalages. Pour prendre un exemple simple, deux stations peuvent se partager les *slots* paires et impaires de la fenêtre de contention et donc ne jamais rentrer en collision.

En cas de collision, celle-ci est prise comme le signe d'une mauvaise distribution des décalages entre les stations, et celui-ci est changé aléatoirement, de manière à construire progressivement des *backoffs* orthogonaux –à condition que les stations soient suffisamment peu nombreuses. Pour s'adapter à une augmentation de la charge, l'algorithme d'adaptation d'*Idle Sense* est utilisé.

Dans le cas de pertes fréquentes, de stations restant peu de temps actives ou sous forte charge, ce mécanisme se dégrade tout simplement en *Idle Sense*. En somme, au seul prix d'une complexité plus grande, on gagne fortement en efficacité pour peu que les conditions soient favorables.

3.6 Conclusion

Ce chapitre est un résumé non exhaustif des propositions faites dans le domaine des méthodes d'accès aléatoires au cours des années 2000. *Idle Sense* en est sans doute un bon représentant : c'est un algorithme conçu grâce à l'expérience acquise avec DCF, mais probablement arrivé trop tard pour être jamais utilisé, au moins en réseau local sans fil... Dans le même ordre d'idée, nous n'avons pas trouvé l'énergie ou les moyens de faire connaître voire admettre nos idées (même bonne ?) au niveau des instances de standardisation. Reste la satisfaction d'avoir contribué à un effort de recherche large et dynamique.

Réseaux de plus d'une cellule

La plus grande partie des élucubrations présentées dans les pages qui précèdent ne considèrent qu'un groupe isolé de stations qui cherchent à communiquer entre elles ou avec un point d'accès accessible plus ou moins facilement par chacune d'entre elles.

En réalité, il est relativement rare (à moins d'être installé au pied de la dent de Crolles) qu'un tel réseau soit isolé. De même, comment prétendre travailler sur des *réseaux* sans fil en se restreignant à un seul saut ? Les sections de ce chapitre rendent compte d'incursions prudentes dans cette *terra incognita* des réseaux sans fils multi-sauts. Elles prennent en compte la littérature conséquente –voire pléthorique– engendrée par le champs des réseaux *ad hoc*, en partant du constat que la conception de protocoles de routage aptes à s'adapter à des changements fréquents de la topologie n'est pas la seule, ni la plus cruciale, problématique du domaine. D'abord, un réseau sans fil spontané, non supervisé *etc.* s'insère assez mal dans la pile de protocoles IP (section 4.1) ; ensuite, les réseaux sans fil offrent des performances dégradées en multi-saut, ce qui peut être combattu soit au niveau Mac soit plus globalement (sections 4.2 et 4.3).

4.1 Routage

En porte-à-faux par rapport au domaine des réseaux *ad hoc*, nous avons exploré avec Vincent Untz ce que nous avons appelé des « réseaux spontanés de bordure ». Nous désignons par ce terme un réseau à sauts multiples de taille limitée, qui ne fait pas partie du cœur d'un réseau tel qu'Internet et dont les nœuds apparaissent ou disparaissent sans schéma pré-établi. Un tel réseau peut donc être créé spontanément avec l'apparition de nœuds, ainsi que totalement disparaître lorsqu'il n'en reste plus aucun.

Bien sûr, la similitude sémantique des termes « spontané » et « ad hoc » n'est pas accidentelle. Néanmoins, parce que les réseaux ad hoc ont été très étudiés, certaines caractéristiques leur sont désormais automatiquement associées et cela crée le besoin de différencier ces deux types de réseau. Une différence importante réside dans le fait qu'un réseau ad hoc

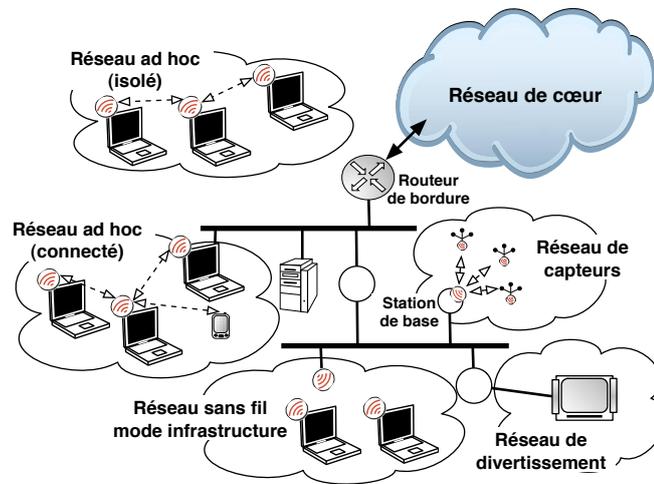


FIGURE 4.1 — Réseau spontané

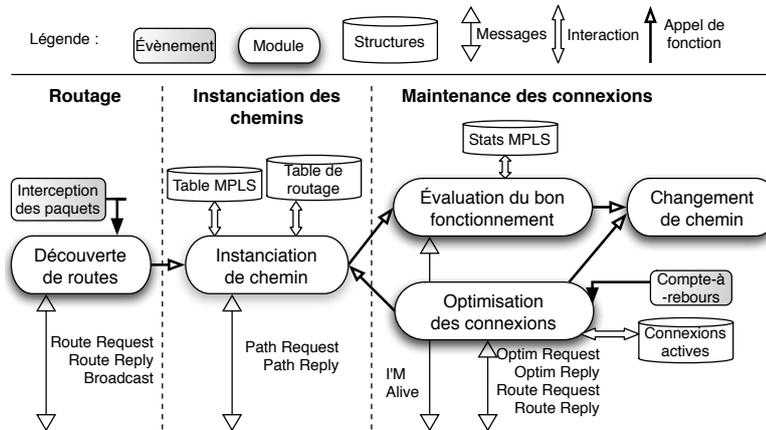
est toujours, dans la littérature, un réseau sans fil et le terme « ad hoc » est ainsi fortement lié à cette caractéristique, et particulièrement à la technologie 802.11.

Notre objet d'étude est un réseau hétérogène non supervisé, comme on peut le voir figure 4.1. Nous considérons des réseaux de petite taille, mais dont le support n'est pas forcément un unique réseau *local*... L'utilisation de plusieurs liens de niveau 2 pose problème pour nombre de protocoles de découverte de service (on pense à mDNS) ou d'autoconfiguration (DHCP). À l'inverse, aller au delà du simple pontage entre liens peut être extrêmement bénéfique, parce que les utilisateurs ont de plus en plus souvent le choix entre plusieurs interfaces voire chemins entre les éléments du réseau : il faudrait toujours pouvoir utiliser un lien filaire direct établi de manière *ad hoc* et ponctuelle entre deux entités –par exemple entre un ordinateur portable à sauvegarder et un serveur de fichiers– alors que (R)STP pourrait le couper sans crier gare en présence d'un autre chemin (par exemple le réseau local sans fil) !

Notre hypothèse est qu'il existe un réel besoin pour ce type d'interconnexion, mais peu est fait à ce niveau, à mi-chemin entre :

- les réseaux *ad hoc* dont on bénéficierait de la réactivité et l'optimisation du routage ;
- les protocoles d'auto-configuration et de découverte de service.

Par ailleurs, un des problèmes fondamentaux des réseaux *ad hoc* est que le domaine de diffusion au niveau 3 diffère de celui de niveau 2 : une station sans fil dans un réseau *ad hoc* n'atteint que ses voisins avec un paquet en diffusion alors que potentiellement bien d'autres interfaces portent des adresses IP dans ce sous-réseau. Radia Perlman s'est attaquée au problème [66], ainsi que Guillaume Chelius [48].

FIGURE 4.2 — L'architecture de *Lilith*

4.1.1 Une couche 2.5

Pour répondre à ces problèmes, nous avons proposé d'insérer une couche intermédiaire entre le niveau 2 et 3 afin :

- d'amener les paquets en diffusion à tous les destinataires ;
- d'assurer le transit des paquets sur plusieurs sauts au sein du réseau spontané ;
- de déclencher la recherche de routes lors de l'utilisation d'un protocole de routage réactif ;
- de s'assurer en permanence de la qualité des liens pour change de route dès que nécessaire.

Assez naturellement, nous avons choisi d'utiliser une encapsulation MPLS pour le transport des paquets. Les LSP et la notion de FEC correspondent parfaitement à nos besoins. Une autre possibilité aurait été d'utiliser des entêtes génériques, comme pour *lunar* de C. Tschudin [74]. Contrairement à *Ananas* par exemple, nous n'utilisons pas d'interface virtuelle : toutes les interfaces de la machine conservent une adresse IP, mais elles sont dans le même sous-réseau.

Au delà de contribuer au mouvement de promotion d'un niveau 2,5 pour rendre compatibles IP et les réseaux spontanés, ce travail a demandé un effort important pour sa réalisation. Mais pour en arriver là, de nombreux choix restaient à faire, tel que celui de l'algorithme de routage ou de test des chemins utilisés. C'est ce qui fait l'objet de la section suivante.

4.1.2 *Lilith*

Avec *Lilith*, nous avons rassemblé au niveau 2,5 les fonctions citées ci-dessus [26, 27]. *Lilith* est *a priori* indépendant du protocole de routage, mais il peut se mettre au service d'un protocole de routage réactif en déclenchant l'établissement de routes, ce qui n'est pas immédiat avec les implémentations disponibles d'IP (en général ces protocoles interceptent les requêtes ARP, car la résolution d'adresse entre les niveaux 2 et 3 est réactif). De même, *Lilith* peut établir des chemins de secours en arrière plan et les utiliser par un simple changement de LSP sortant. Seuls les LSP pour lesquels un trafic est présent sont maintenus en place, les autres expirent rapidement.

Le test de la qualité du lien vers les prochains sauts utilisés se fait par l'envoi périodique de messages IMA (*IM Alive*) listant le nombre d'octets reçus sur chaque LSP. Ainsi, en cas de problème, le LSP peut être supprimé et la source du trafic pourra basculer sur un autre chemin. Plus précisément, en cas de problème, le LSP en aval expirera naturellement, alors qu'une signalisation explicite est envoyée vers l'amont par une mention spéciale dans les IMA des nœuds précédents.

Comme on peut le constater, nous avons choisi d'orienter *Lilith* de manière à ce qu'il soit le plus adapté à une fréquence d'établissement de flots dans le réseau relativement faible. Nous sommes donc parti d'un algorithme de routage réactif proche de DSR ou AODV [50, 65]. Par contre, une fois qu'un chemin est établi, son bon fonctionnement est surveillé en permanence et des chemins de secours sont établis de façon proactive : ainsi, on cherche au maximum à diminuer les interruptions de service.

Les paquets en diffusion sont, eux, encapsulés dans des paquets UDP et diffusés par inondation : l'utilisation d'un protocole de routage réactif ne laisse guère le choix à cet égard. Par contre, avec OLSR [50] au niveau routage, il serait évident d'utiliser l'épine dorsale des MPRs pour la diffusion.

Cette section évoque une réalisation particulière dont le but était avant tout de démontrer la faisabilité et les apports d'une couche 2,5. D'autres variantes seraient possibles pour d'autres contextes d'application ou des objectifs différents. Je reste persuadé que ce domaine mérite plus d'attention qu'il n'en reçoit. Je pense aussi que l'approche orienté connexion reste intéressante à explorer, même s'il suffit de mentionner ce terme pour attirer des soupirs, des yeux levés au ciel et des admonestations ; pourtant, les arguments des donneurs de leçon ne sont guère convaincants pour le type de réseau considéré [39]. Alors que le passage à l'échelle est la principale force d'IP –et faiblesse des protocoles orientés connexion– en bordure de réseau, on peut s'attendre à avoir peu de FECs à considérer ; il est donc peu coûteux d'entretenir des états pour le relais du trafic.

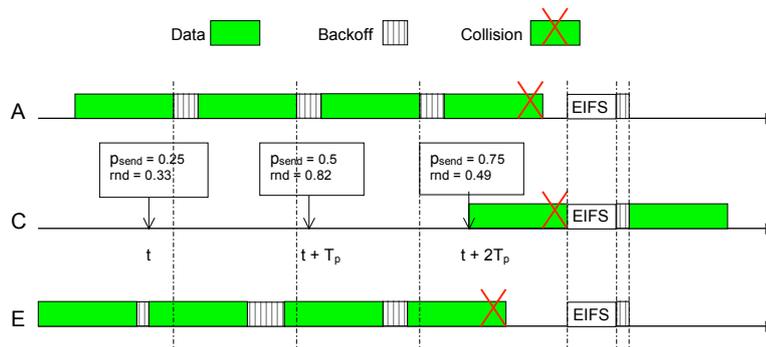


FIGURE 4.3 — Transmission forcée pour synchroniser l'entourage.

4.2 Méthode d'accès au canal pour les réseaux multi-sauts

Les problèmes d'ordre architecturaux abordés dans la section précédente ne sont pas les seuls qui se posent à l'utilisation des réseaux sans fil de manière *ad hoc*—voire supervisés. En particulier, même avec un déploiement contrôlé, il est bien rare que les points d'accès et surtout les stations qui leurs sont associées opèrent indépendamment les uns des autres : il faudrait pour cela que les APs opérant dans le même canal soient écartés plus de 2 rayons de communication et deux rayons de détection de porteuse —ce qui est rarement le cas—; sinon, on retrouve la situation de la figure 2.17 page 24.

Ce problème est sérieux quand il conduit un émetteur à ne pas pouvoir accéder au canal en présence de transmissions continues de la part de stations placées plus favorablement. Les solutions présentées avant celle qui fait l'objet de ce paragraphe sont PNAV et MadMAC [70, 46] qui utilisent le même principe pour éviter d'affamer un émetteur malheureux — C sur la figure 2.17. L'idée est d'introduire ponctuellement des périodes de silence lors de transmissions continues, de façon à permettre temporairement à l'émetteur C d'être en compétition avec une seule autre station. On peut noter que ce type de solution se limite au cas où seulement deux émetteurs favorisés sont présents ; avec trois, C ne voit guère plus le canal se libérer (en fait la simulation nous a appris que les choses n'étaient pas aussi simples que cela).

Au lieu de résoudre le problème en cherchant à rétablir directement une période de contention équitable, j'ai proposé en collaboration avec Mohammad Nassiri de forcer la synchronisation entre les stations par une émission ne respectant pas la détection de porteuse (encore une idée qui a attiré quelques soupirs dédaigneux lors de sa présentation à MASS 2007) [14].

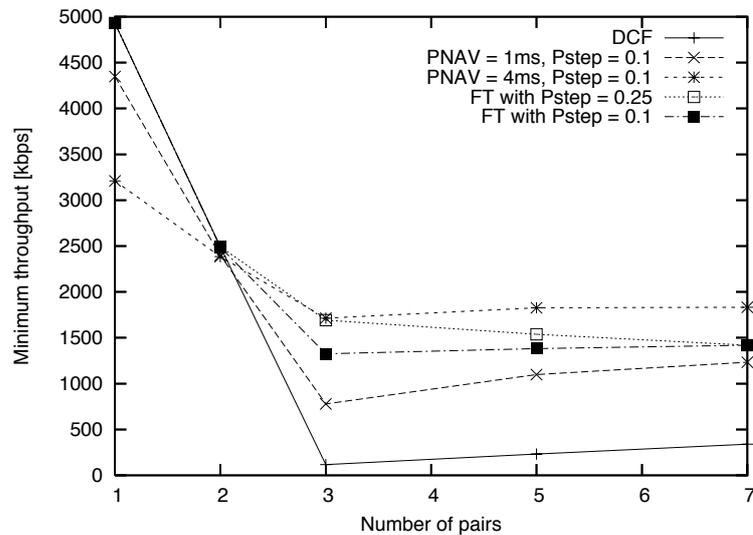


FIGURE 4.4 — Débit reçu par la station la plus défavorisée en présence de $n - 1$ émetteurs hors de portée de transmission mais à portée de détection de porteuse.

4.2.1 Forced transmission

Le principe de cette modification de DCF est schématisé en figure 4.3. Quand une station ne parvient pas à accéder au canal pendant une longue période, elle finira par émettre une trame au mépris de l'état du canal. Ceci est décidé par un choix probabiliste dont le proportion de succès est changée périodiquement de $+P_{\text{step}}$ quand la station est bloquée et sinon, $-P_{\text{step}}$. Après cette transmission forcée, quand C libère enfin le canal, tout le monde est synchronisé. Il est possible à ce moment là d'utiliser sur C une fenêtre de contention réduite de manière à s'adjuger le canal avec une plus grande probabilité.

L'avantage de cette méthode est donc qu'elle se comporte bien en présence de nombreuses paires concurrentes. La figure 4.4 donne le débit reçu par l'émetteur le moins favorisé en présence d'émetteurs qui s'ignorent entre eux. On peut noter que PNAV est une solution viable également dans cette situation, à condition d'introduire des durées de silence suffisamment longues, mais ceci est coûteux lorsqu'aucune paire parasite n'est présente (cf. la partie gauche du graphe). Il serait possible d'améliorer cette méthode en adaptant ses paramètres aux condition de trafic.

Entre PNAV et *Forced transmission*, nous avons donc deux méthodes opposées dont la première présente l'avantage d'être plus discrète et donc plus proche du principe usuel en réseaux sans fil; l'autre présente l'avantage d'échoir le déclenchement d'actions particulières à la station « à problème ».

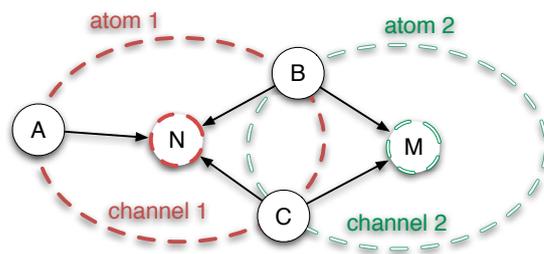


FIGURE 4.5 — 2 atomes formant une molécule par le partage de deux électrons

Commentaire

Ici encore, les constatations de Lee *et al.* [61] sont pertinentes : d'après leurs mesures, lors d'une collision, la trame dont la réception a commencé plus tôt a toutes les chances d'être reçue sans problème (même si le SINR est inférieur à 1 !). Par conséquent, avec FTI, le fait de transmettre sans attendre la libération du canal n'aurait pas toujours comme conséquence la perte des autres trames en vol. Cela aboutirait à de meilleures performances que dans nos simulations, plutôt pessimistes à la lumière de ces nouveaux travaux.

De toute façon, rien ne vaut un bon pavage de l'espace avec des stations associées à des points d'accès opérant à des fréquences différentes : à condition d'utiliser une bonne méthode d'accès (centralisée, pourquoi pas), les bons débits de transmission... Sauf qu'un tel pavage en l'absence d'un réseau de collecte conduit à ce que les différentes cellules soient isolées les unes des autres, ce qui est incompatible avec l'évolution désirée et naturelle vers un réseau maillé (*mesh*). Le système exposé dans la section suivante vise à répondre à cette contradiction,

4.3 Réseaux maillés multi-canal

Un réseau maillé sans fil qui relaie les paquets sur plusieurs sauts pose de nombreux problèmes de performance : si les routeurs opèrent tous sur le même canal, les performances sont désastreuses (car un seul échange de trame empêche toute autre communication à plusieurs sauts de distance) ; s'ils utilisent des canaux différents, ils sont sourds les uns aux autres.

L'idée est de construire des groupes de stations auxquels des canaux sont assignés de manière statique en supposant qu'on sait limiter les interférences. Au sein de chaque groupe, on suppose également qu'une station particulière peut communiquer avec toutes les autres. On part donc d'un pavage de l'espace relativement élaboré, semblable à un réseau de points d'accès bien conçu. Cette construction est évidemment un problème en soit, que je laisse de côté pour le moment.

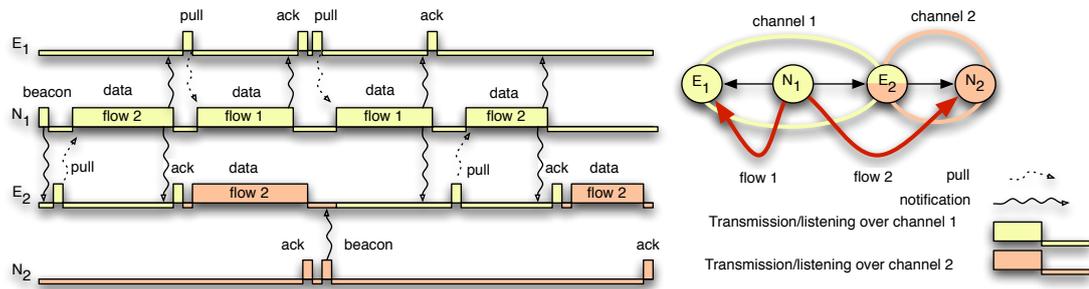


FIGURE 4.6 — *Pull* de trames par les électrons auprès de leurs noyaux. Quand N1 a transmis un paquet du flot 2 à E2, il peut transmettre ensuite un paquet du flot 1 à E1 alors qu'E2 relaie sa trame.

Finalement, on s'aperçoit que le réseau a la structure une molécule (d'un polymère?) avec des noyaux opérant sur un canal stable, et des électrons qui peuvent, eux, être mis en commun entre les atomes[6, 13]. La figure 4.5 donne un exemple de telle construction. La contrainte que cette structure introduit est que les noyaux ne communiquent pas directement entre eux, pas plus que les électrons. Les noyaux (ou les électrons...) forment un *r*-WCDS (*reversible Weakly Connected Dominating Set*) pour lequel Fabrice Theoleyre, Benoît Darties et Andrzej Duda ont proposé un algorithme de construction [51].

4.3.1 Résoudre le problème de surdité

Les électrons sont associé à plusieurs noyaux sur plusieurs canaux. Leur envoyer du trafic sans précaution conduirait à des pertes de temps importantes sur le canal. Pour résoudre ce problème, la couche *Mac* impose aux noyaux d'attendre un appel —un CTS ou paquet *pull*— de la part des électrons avant de leur transmettre le trafic—voir figure 4.6. Les noyaux signalent périodiquement et par *piggybacking* à leur entourage pour qui ils ont des trames en attente. Bien que quelque peu choquante au premier abord, cette mise en cache de paquets n'a rien d'exceptionnelle. Dans les réseaux actuels, les stations s'absentent régulièrement des APs pour partir à la recherche d'un éventuel meilleur AP auquel s'associer (*background scan*). Elles signalent à leur AP qu'elle quittent le réseau pendant plusieurs dizaines de ms et celui-ci garde les trames qui lui sont destinées pendant tout ce temps.¹ Cela peut représenter des centaines de trames qui sont ensuite toutes écoulées sans perte pour peu que la charge sur le lien le permette.

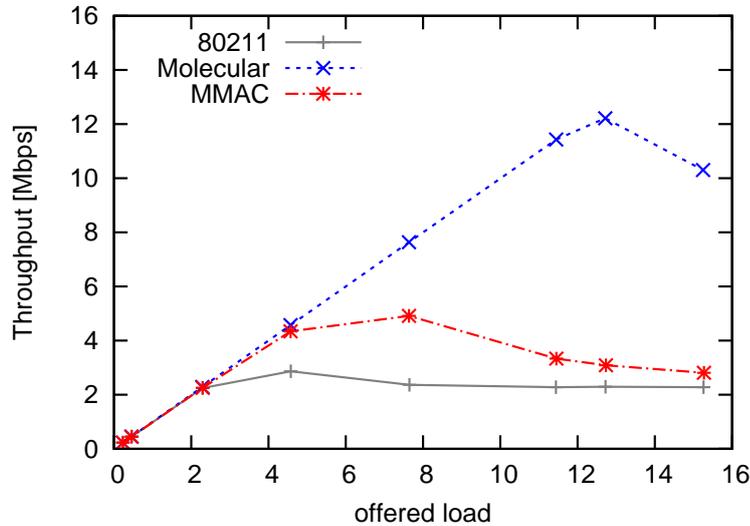


FIGURE 4.7 — Débit agrégé pour un trafic bidirectionnel CBR dans une chaîne de 7 nœuds. Débit de transmission : 54Mb/s ; 12 canaux disponibles.

4.3.2 Performances

Quand le découpage en atomes du réseau est efficace, les performances obtenues sont très satisfaisantes. Ainsi, pour une chaîne et un trafic bidirectionnel, on est proche d'utiliser la totalité de la capacité du réseau comme le montre la figure 4.7. Le débit atteint peut paraître faible à première vue, mais les trames font quand même deux étapes dans chaque atome intermédiaire. Le protocole de référence MMAC est un protocole pour réseau maillé multi-canal utilisant un canal de rendez-vous avant l'échange de la trame de données [71] (c'est aussi ce que font les marins sur les radios VHF).

Avec un réseau maillé de topologie aléatoire, le contraste entre DCF, MMAC et *molecular* est très marqué : avec DCF, ce cas est une bonne illustration d'effondrement sous la charge.

En résumé, *molecular* MAC est une idée de solution pour le transport efficace des données dans les réseaux maillés dont la conception et l'évaluation s'est décomposée en trois tâches. La première a été de définir un accès au canal dont l'initiative est laissée aux électrons pour prévenir la surdité ; les simulations présentées dans cette section indiquent qu'on peut obtenir de bonnes performances. Ensuite, l'implémentation a représenté un effort important surtout parce que le multi-canal s'est trouvé être assez mal supporté par opnet et puis le protocole est finalement relativement complexe. Enfin, la construction du *r-WCDS* s'est révélé être un nouveau problème intéressant d'optimisation combinatoire.

¹Nous avons fait cette observation avec Varun Vora à *CU Boulder* au moment où il travaillait pour sa thèse de *master* sur 802.11n.

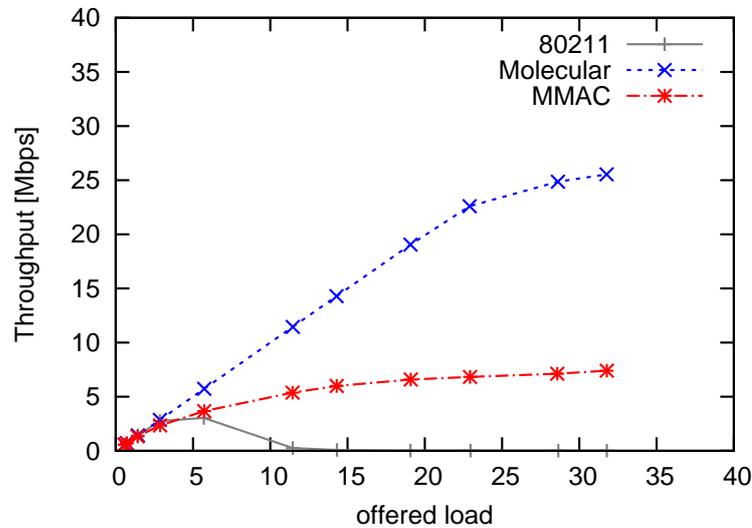


FIGURE 4.8 — Débit agrégé pour un réseau maillé aléatoire de 50 nœuds avec 25 flots CBR bidirectionnels. Débit de transmission : 54Mb/s ; 12 canaux disponibles.

Dans cette section on se limite à une seule interface par nœud. En fait la proposition est facilement extensible au cas de radios multiples, qui permettent à un nœud d'être présent en permanence sur plusieurs canaux. Il aura deux rôles noyau ou électron indépendamment sur chaque interface. Un nœud avec plusieurs radios facilite l'attribution des rôles –et améliore les performances– car il permet d'avoir des communications internes de noyau à noyau ou électron à électron.

4.4 Conclusion

Les trois thèmes de recherche exposés dans ce chapitre ont au moins deux caractéristiques communes. Premièrement, le thème général, celui de réseau (sans fil) multi-saut. Deuxièmement, nous avons dans les trois cas essayé de prendre le problème « à revers » ; ou, autrement dit, en essayant de repousser les limites du terrain de jeu. Cette démarche s'oppose à celle des propositions du précédent chapitre qui s'inscrivent dans un cadre bien défini. La conséquence en est un impact plus faible de ces propositions, même si *molecular* crée un écosystème à lui tout seul, entre les aspects Mac et optimisation.

Un intérêt de ce chapitre est d'illustrer à quel point les recherches dans les réseaux multi-saut peuvent être diverses : elles se complètent plus qu'elles ne se font concurrence. *E.g.* on aimerait que l'utilisation de canaux multiples permette à coup sûr d'éviter d'affamer des nœuds, mais qui prendrait ce pari ?

Un dernier mot...

Les personnes extérieures au domaine sont parfois surprises d'apprendre qu'on puisse faire de la recherche en réseau, avec ou sans fil ; parce qu'après tout, ça fonctionne n'est-ce pas ? En réalité, les problèmes émergent petit à petit et la mise en œuvre des nouvelles technologies avec une analyse attentive des résultats obtenus constitue forcément un point de départ de recherche pertinent. À plus long terme, je n'ai pas de doute concernant le bien-fondé de prolonger cet effort de recherche ; les évolutions techniques règlent certains problèmes, mais elles les déplacent plus souvent, à moins que les mode d'utilisation ne changent et alors un nouveau cycle commence... Concrètement, un bon exemple de ce type d'oscillation nous a été donné récemment avec la diffusion de l'accès à Internet à haut débit. Les liens ADSL furent adaptés au type d'emploi majoritaire au moment de leur introduction, avec une consommation de données principalement dans le sens descendant. Mais l'autre caractéristique de ces réseaux d'accès, leur permanence dans le temps, a conduit au changement du mode de consommation qu'on connaît, avec le pair à pair et les réseaux sociaux.

S'il est sans doute présomptueux de prétendre prévoir ce genre de renouvellements, il est possible et utile de les accompagner... Ainsi, au mieux, on participe au mouvement ; au pire, les problèmes soulevés et les solutions apportées peuvent trouver une utilité dans le futur. Parfois le retard de phase –inévitables quand on est en mode réactif– se transforme en avance !

Aujourd'hui, les moteurs de changement ne manquent pas. Les réseaux de capteurs montent en débit, sont de plus en plus courants et intègrent une pile IP (voir le groupe *ROLL –Routing Over Low power and Lossy networks–* de l'IETF). Par ailleurs, les modes d'accès aux réseaux de données se diversifient considérablement, avec les nouvelles technologies cellulaires sans fil (LTE, WiMAX) ou filaire avec l'arrivée à grande échelle de fibres optiques. Parallèlement, on observe pour chaque utilisateur une multiplication des outils d'accès : ordinateur de bureau, portable, *smartphone*, objets autonomes ; lesquels ont chacun plusieurs interfaces réseaux. On rejoint ici les motivations des travaux présentés dans le chapitre 4.

Accompagner les évolutions, c'est d'abord en être le témoin et mesurer la portée des

progrès en cours. Ainsi, à un niveau très pragmatique, un des aspects frappants dans les réseaux sans fil est à quel point la sophistication de la couche physique n'est pas servie par la couche liaison : cette dernière ruine plutôt les avancées obtenues à plus bas niveau. Ceci se traduit par des performances souvent décevantes en présence de stations utilisant des débits différents, ou lorsque plusieurs flots TCP interagissent et, en général, les débits effectifs obtenus sont très significativement inférieurs aux débits annoncés... Bien entendu il y a des raisons à cet état de fait : il est vendeur d'afficher des débits physiques fracassants, ce qui pousse les performances brutes vers le haut. Par contre, même la clientèle professionnelle n'a souvent qu'une vision très faussée ou partielle de l'ensemble des mécanismes en jeu dans la réalité –nous en sommes d'ailleurs au même point, mais avec plus de temps pour analyser les problèmes. Par conséquent l'absence de regard critique fait que la pression pour faire évoluer les choses est souvent faible. Je ne déplore pas cette situation, elle nous donne un domaine de recherche en perpétuelle mutation en partant de l'évaluation des technologies et usages innovants et de leurs interactions avec l'existant ; pour ensuite à notre tour proposer des évolutions...

Pour conclure, il convient maintenant de revenir sur les différents thèmes abordés dans ce document et citer lesquels sont pour moi des sujets de recherche actuels. Dans la catégorie des sujets clos *pour le moment*, je mentionnerais *Idle Sense* et ses variantes, soit la matière du chapitre 3. Un développement futur assez direct pourrait probablement prendre la forme d'une application ou adaptation à une autre technologie, mais je ne sais pas être plus spécifique aujourd'hui. Mes intérêts actuels vont plutôt vers les autres niveaux de la pile des protocoles de communication.

Je suis passé dans une large mesure de l'étude de mécanismes de la couche liaison à celle de la compréhension de ses interactions avec –en particulier– la couche transport. Ce travail prend place dans la continuité de celui de la section 3.3, avec une emphase sur les solutions de niveau 3, de gestion des files d'attente. Ceci correspond au projet ANR *VERSO ÉLAN* en cours. Ce projet propose de s'attaquer à l'amélioration de l'interconnexion au niveau 2 (réseaux locaux étendus), aux nouvelles techniques de gestion des files d'attente, et à l'intégration transparente des liens sans fil. Nous considérons tous ces aspects à la lumière d'un trafic en perpétuelle évolution, en particulier de nature multimédia. Le projet a trois étapes principales. Premièrement, nous proposons d'analyser un certain nombre de réseaux d'entreprise actuels pour comprendre la nature du trafic et les besoins des applications. Ensuite, nous allons concevoir de nouvelles techniques et outils pour améliorer les performances au niveau de la couche liaison, en particulier sur les liens sans fil. Nous proposerons également une nouvelle architecture d'interconnexion qui prendra en compte l'échelle des réseaux, la multiplication des interfaces et les nouvelles demandes en matière de qualité de service propres aux réseaux d'entreprise futurs. Troisièmement, nous analyserons l'apport des outils et techniques développés à l'épreuve des nouveaux types de trafic ainsi que dans le cadre d'un certain nombre d'expérimentations. Ce projet s'inscrit dans le contexte général

décrit plus haut, appliqué au cadre spécifique des réseaux d'entreprise.

Sur un axe assez voisin, je continue de superviser un étudiant en master à l'université du Colorado qui explore les caractéristiques d'un lien WiMAX. Ceci vient en complément d'une réflexion à long terme sur les problématiques propres à des flots TCP bidirectionnels sur ADSL, la présence de trafics montants intenses étant à mon sens une des caractéristiques des nouveaux usages des réseaux. Il ne s'agit plus d'un réseau sans fil, mais d'un mélange de technologies classiques sur lequel je pense qu'il y a encore à dire.

À plus bas niveau, j'ai initié et continue de suivre les recherches d'un autre étudiant de master à CU Boulder pour améliorer notre compréhension des paramètres impliqués dans les pertes des trames dans les réseaux locaux sans fil. Pour fixer les idées, la première étape est de déterminer un modèle pour la probabilité de perte des paquets, en y incluant l'échec de la synchronisation initiale, une étape indispensable rarement prise en compte. En fait, la synchronisation est très coûteuse en réseau de données sans fil (en WLAN, en WiMAX...) et il conviendrait de déterminer si le compromis propre aux standards actuels est raisonnable en fonction de la modulation utilisée pour la suite des paquets. Par exemple, en 802.11b, le préambule est le même¹ pour un débit de 1Mb/s et 11Mb/s ; dans le deuxième cas, il apparaît que la principale cause d'erreur de réception provient du paquet lui-même ; alors qu'au débit de base, du moment que la synchronisation réussit, le reste de la trame sera reçu.

Enfin, dans le prolongement de la thèse d'Abdelmalik Bachir, l'équipe participe au projet ANR intitulé « Avancées en Réseaux de capteurs Efficaces, Sécurisés et Auto-Adaptatifs » (ARESA2), en particulier au niveau de l'intégration entre la couche MAC et l'auto-organisation. L'un des points forts du projet est la participation aux évolutions de la norme Wavenis OSA avec la société Coronis, ainsi qu'avec FT R&D à Meylan.

En résumé, des réseaux de capteurs aux liens d'accès « haut débit », les sujets de recherche se multiplient plus qu'ils ne s'assèchent. Ce n'est pas étonnant dans un domaine caractérisé par un balancement constant entre les progrès technologiques et les renouvellements des modes d'utilisation. Dans ce contexte, j'espère que ce document illustre une démarche autant qu'il fait le point sur un certain nombre d'avancements.

¹Il y a une option pour diminuer la durée du préambule d'un facteur 2, mais le principe reste le même.

CV résumé

Formation

- 1998 – 2001 Doctorat de l'ÉCOLE DES HAUTES ÉTUDES EN SCIENCES SOCIALES, spécialité Mathématiques et Informatique. « Routage et équilibrage de charge par agents dans les réseaux de communication ». Thèse préparée et soutenue à l'ENST Bretagne le 6 juin 2001.
- 1993 – 1996 Diplôme d'ingénieur de l'École Nationale Supérieure des Télécommunications de Bretagne (ENST Bretagne), option traitement du signal.

Expérience académique

- Avr. 2008 – août 2009 Séjour de recherche dans l'équipe du professeur Timothy X. Brown, à l'université du Colorado à Boulder (en délégation CNRS à partir de septembre 2008).
- Septembre 2002 – Maître de conférence à l'université Joseph Fourier, Grenoble-I (Polytech'Grenoble). Membre de l'équipe Drakkar dirigée par le professeur Andrzej Duda, laboratoire LIG (UMR CNRS 5217).
- Fév. 2002 – juil. 2002 Ingénieur au laboratoire LSR.
- janv. 2001 – déc. 2001 Ingénieur de recherche à l'ENST Bretagne.
- Sep. 1996 – déc. 1997 Service national de la coopération : professeur assistant à l'« École Supérieure d'Ingénieurs de Beyrouth » (ESIB) et à l'« Institut national de la communication et de l'information » (INCI) au Liban. Cours, TD et TP d'électronique et communication optique (350 heures d'enseignement).

Co-encadrements de thèses

- **Abdelmalik BACHIR.** Thèse soutenue le 29 janvier 2007. « Allongement de la durée de vie des réseaux sans-fil de capteurs par l'optimisation des protocoles de routage et d'accès au canal ». Travail effectué à France Télécom R&D à Meylan, en collaboration avec l'équipe drakkar.
- **Vincent UNTZ.** Thèse soutenue le 5 décembre 2007. « Les réseaux sans fil spontanés pour l'Internet Ambient ».
- **Mohammad NASSIRI.** Thèse soutenue le 24 novembre 2008. « Amélioration des performances MAC dans les réseaux sans-fil ».

Andrzej Duda était directeur de ces trois thèses de doctorat.

Je suis titulaire de la prime d'encadrement doctoral et de recherche (PEDR) depuis 2006.

Participation à des contrats de recherche

Projets achevés

- Projet européen (Strep) **WIP** (« *An All-Wireless Mobile Network Architecture* ») ; projet commencé en juin 2006. Partenaires : Université Pierre et Marie Curie (France), Thomson (France), Siemens (Allemagne), Centre Tecnològic de Telecomunicacions de Catalunya (Espagne), Instituto de Telecomunicações (Portugal), Center for Research and Technology Hellas (Grèce), Swisscom Innovations (Suisse) ;
- Projet RNRT **AIRNET** (« Mobilité et Interopérabilité dans une Infrastructure Sans Fil » ; 2005-2009). Partenaires : Université Pierre et Marie Curie, Eurécom, LSIT, Inria Madynes, France Télécom R&D, Thales Communications, Ozone ;
- Projet RNRT **ARESA**, (« Systèmes enfouis et réseaux de capteurs ». Partenaires : France Telecom R&D, CORONIS, VERIMAG, TIMA, CITI (Lyon).

Projets en cours

- Projet ANR Verso **ÉLAN** « Réseaux locaux étendus et Intranets d'entreprises ». Partenaires : Thales, EURECOM, Ipanema ;

- Projet ANR Verso **ARESA2** « Avancées en Réseaux de capteurs Efficaces, Sécurisés et Auto-Adaptatifs ». Partenaires : France Telecom R&D, Coronis, INRIA, CEA-LETI, VERIMAG, Télécom Bretagne.

Réseaux de capteurs

Dans les réseaux de capteurs, le but recherché est de consommer le moins d'énergie possible. Nous avons étudiés et fait de nouvelles propositions dans les domaines du routage [4, 22], et des méthodes d'accès/couche MAC [1, 2, 19, 20, 21]. Ces publications sont le fruit de la collaboration entre Drakkar et FT R&D à Meylan lors de la thèse d'Abdelmalik Bachir dans l'équipe de Dominique Barthel.

Au niveau de la couche MAC, nous avons travaillé sur la réduction de deux principales sources de perte d'énergie : les collisions et l'écoute inutile. Nous avons différencié deux types de collisions : celles causées par les nœuds cachés et celles causées par les nœuds visibles, et deux formes d'écoute inutile : celle résultant de la réception des messages inutiles et celle provenant de la réception des signaux inutiles. Pour chacune de ces causes de perte d'énergie, nous avons proposé des solutions adaptées. Un exemple d'économie d'énergie est obtenu par l'utilisation d'un préambule constitué lui même de micro-trames : ainsi, nous insérons des informations dans le préambule des trames, de manière à ce que le récepteur puisse se mettre en veille jusqu'à l'émission de la donnée.

En ce qui concerne la couche routage, nous avons proposé un protocole permettant de combiner deux techniques d'allongement de durée de vie du réseau : la réduction du surcoût des protocoles et l'équilibrage de charge entre les nœuds pour retarder leur disparition du réseau à la suite d'un manque de réserve d'énergie.

Activités d'enseignement depuis 2002

Depuis ma nomination comme maître de conférence à Polytech'Grenoble, j'y effectue un service plein d'enseignement avec quelques interventions à l'UFR d'informatique et mathématiques appliquées, ainsi qu'à l'INPG (à l'exception de l'année 2008-2009 passée à Boulder).

Polytech'Grenoble RICM	Cours de réseaux en 2 ^e année, tronc commun (18 heures) ; cours en 2 ^e année, option réseaux (16,5 heures). Conception et encadrement de la majorité des travaux pratiques (12 séances de 3 heures) [2006-7 et 2007-8] Travaux pratiques en 3 ^e année, conception et encadrement (9 séances de 3 heures) [2002-3 à 2007-8]
Master 2	Master pro. ; cours d'administration des réseaux, 15 heures de cours [2002-3 à 2007-8]
Master 1	Master pro. ; cours de réseaux, en anglais (21 heures de cours). Définition préalable du contenu du cours pour ce nouveau master international [2006-7]
Dép. télécom Grenoble INP	Proposition et encadrement de travaux pratiques de réseaux en troisième année d'école d'ingénieur (6 séances de 3 heures) [2003-4 à 2006-7]
Polytech'Grenoble TIS	Cours de réseau en deuxième année d'école d'ingénieur pour la filière TIS de Polytech'Grenoble [2002-3 à 2005-6]
Divers	Travaux dirigés d'architecture logicielle et matérielle en RICM1 ou DESS CCI (18 heures) [2002-3 à 2007-8] Cours de réseau en deuxième année d'IUP MAI (33,5 HeqTD) [2003-4 à 2005-6] Cours et TD d'informatique générale (programmation) en licence (27 heures) [2002-3 à 2006-7]
CU Boulder	Cours " <i>Wireless LANs</i> " <i>spring 2009</i> . Élaboration de 3 travaux pratiques, 15 heures de cours, 15 heures de TD.

Références

Cette section est organisée avec d'abord les publications dont je suis auteur classées par type puis chronologiquement, en complément du CV. Les autres références citées viennent ensuite par ordre alphabétique.

Journaux internationaux avec comité de sélection

- [1] A. BACHIR, M. HEUSSE, A. DUDA, et K.K. LEUNG. Preamble sampling mac protocols with persistent receivers in wireless sensor networks. *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, 8(3) :1091–1095, mars 2009.
- [2] A. BACHIR, S. PLANCOULAIN, D. BARTHEL, M. HEUSSE, et A. DUDA. Frame preamble MAC for multihop wireless sensor networks : Design and implementation. *Ad Hoc and Wireless Sensor Networks*, 6(1-2) :33–65, novembre 2008.
- [3] Elena LÓPEZ-AGUILERA, Martin HEUSSE, Yan GRUNENBERGER, Franck ROUSSEAU, Andrzej DUDA, et Jordi CASADEMONT. An Asymmetric Access Point for Solving the Unfairness Problem in WLANs. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 7(10) :1213–1227, octobre 2008.
- [4] A. BACHIR, D. BARTHEL, M. HEUSSE, et A. DUDA. O(1)-reception routing for sensor networks. *Computer Communications*, 30(13) :2603–2614, juin 2007.
- [5] Martin HEUSSE, Franck ROUSSEAU, Romaric GUILLIER, et Andrzej DUDA. Idle Sense : An Optimal Access Method for High Throughput and Fairness in Rate Diverse Wireless LANs. Dans *Proceedings of SIGCOMM'05*, pages 121–132, Philadelphia, USA, août 2005. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 35(4) :121–132, 2005.

Conférences internationales avec comité de sélection

Je précise le taux d'acceptation quand j'en ai connaissance et qu'il est meilleur que 30%.

- [6] Mohammad NASSIRI, Fabrice THEOLEYRE, Martin HEUSSE, et Andrzej DUDA. Molecular mac for multichannel wireless mesh networks. Dans *International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems (MASS)*, Macau, Macau, octobre 2009. IEEE. **Taux d'acceptation : 25,3%**.
- [7] Martin HEUSSE, Guillaume URVOY-KELLER, et Andrzej DUDA. Layer 2 vs. layer 3 mechanisms for improving TCP performance in 802.11 wireless LANs. Dans *Proceedings of the 21st International Teletraffic Congress (ITC 21)*, Paris, France, septembre 2009.
- [8] Paul STARZETZ, Martin HEUSSE, Franck ROUSSEAU, et Andrzej DUDA. Hashing Backoff : a Collision-Free Wireless Access Method. Dans *Proceedings of IFIP Networking 2009*, volume 5550 de *Lecture Notes in Computer Science*, pages 429–441, Aachen, Germany, mai 2009. Springer Berlin / Heidelberg.
- [9] Abdelmalik BACHIR, Martin HEUSSE, et Andrzej DUDA. Preamble MAC protocols with non-persistent receivers in wireless sensor networks. Dans *Proc. of Networking 2008*, New York, mai 2008. Springer. LNCS vol. 4982 ; **Taux d'acceptation : 26,9%**.
- [10] M. NASSIRI, M. HEUSSE, et A. DUDA. A Novel Access Method for Supporting Absolute and Proportional Priorities in 802.11 WLANs. Dans *Proc. of IEEE INFOCOM 2008*, Phoenix, avril 2008. **Taux d'acceptation : 20,3%**.
- [11] Paul STARZETZ, Martin HEUSSE, Franck ROUSSEAU, et Andrzej DUDA. Virtual Flow Queueing for Improving TCP Performance over IEEE 802.11 WLANs. Dans *Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2008)*, pages 2158–2163, Las Vegas, NV, mars 2008. IEEE.
- [12] Yan GRUNENBERGER, Martin HEUSSE, Franck ROUSSEAU, et Andrzej DUDA. Experience with an Implementation of the Idle Sense Wireless Access Method. Dans *Proceedings of the 2007 ACM CoNEXT conference (CoNEXT'07)*, pages 1–12, Columbia University, New York, NY, décembre 2007. ACM. **taux d'acceptation : 20,3%**.
- [13] Mohammad NASSIRI, Fabrice THEOLEYRE, et Martin HEUSSE. Molecular architecture for autonomic wireless mesh networks. Dans *International Conference on emerging Networking EXperiments and Technologies (Conext), Student Workshop*, New-York, USA, décembre 2007. ACM.
- [14] Mohammad NASSIRI, Martin HEUSSE, et Andrzej DUDA. Forced transmissions for coping with the effect of blocked stations in 802.11. Dans *Proc. of MASS2007*, Pise, octobre 2007. **taux d'acceptation : 26,0%**.
- [15] Franck ROUSSEAU, Yan GRUNENBERGER, Vincent UNTZ, Eryk SCHILLER, Paul STARZETZ, Fabrice THEOLEYRE, Martin HEUSSE, Olivier ALPHAND, et Andrzej DUDA. An Architecture for Seamless Mobility in Spontaneous Wireless Mesh Networks. Dans *Proceedings*

-
- of the 2nd ACM/IEEE International Workshop on Mobility in the Evolving Internet Architecture (MobiArch'07)*, pages 1–8, Kyoto, Japan, août 2007. ACM. **taux d'acceptation : 23,9%**.
- [16] Elena LÓPEZ-AGUILERA, Martín HEUSSE, Franck ROUSSEAU, Andrzej DUDA, et Jordi CASADEMONT. Channel Access Unfairness of Wireless LAN Access Methods. Dans *Proceedings of the 15th IEEE Workshop on Local and Metropolitan Area Networks (LANMAN 2007)*, pages 129–133, Princeton, NJ, juin 2007.
- [17] M. DOHLER, D. BARTHEL, S. AUBERT, C. DUGAS, F. MARANINCHI, L. MOUNIER, A. BUHRIG, F. PAUGNAT, M. RENAUDIN, A. DUDA, M. HEUSSE, et F. VALOIS. The ARESA project : Facilitating research, development and commercialization of WSNs. Dans *Proc. of IEEE SECON 2007*, San Diego, juin 2007. **taux d'acceptation : 21,3%**.
- [18] Elena LÓPEZ-AGUILERA, Martín HEUSSE, Franck ROUSSEAU, Andrzej DUDA, et Jordi CASADEMONT. Performance of Wireless LAN Access Methods in Multicell Environments. Dans *Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM'06)*, pages 1–6, San Francisco, USA, novembre 2006.
- [19] Abdelmalik BACHIR, Dominique BARTHEL, Martín HEUSSE, et Andrzej DUDA. Micro-frame preamble MAC for multihop wireless sensor networks. Dans *Proc. of ICC 2006*, Istanbul, juin 2006.
- [20] Abdelmalik BACHIR, Ludovic SAMPER, Dominique BARTHEL, Martín HEUSSE, et Andrzej DUDA. Link cost and reliability of frame preamble MAC protocols. Dans *Proc. of IWVAN 2006*, New York, juin 2006.
- [21] Abdelmalik BACHIR, Dominique BARTHEL, Martín HEUSSE, et Andrzej DUDA. Abstract frames for reducing overhearing in wireless sensor networks. Dans *Proc. of Networking 2006*, Coimbra, mai 2006. **taux d'acceptation : 20,4%**.
- [22] Abdelmalik BACHIR, Dominique BARTHEL, Martín HEUSSE, et Andrzej DUDA. A synthetic function for energy-delay mapping in energy efficient routing. Dans *Proc. of WONS 2006*, Les Ménuires, janvier 2006.
- [23] Gilles BERGER-SABBATEL, Andrzej DUDA, Olivier GAUDOIN, Martín HEUSSE, et Franck ROUSSEAU. Fairness and its Impact on Delay in 802.11 Networks. Dans *Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM'04)*, volume 5, pages 2967–2973, Dallas, USA, novembre 2004.
- [24] Gilles BERGER-SABBATEL, Andrzej DUDA, Martín HEUSSE, et Franck ROUSSEAU. Short-Term Fairness of 802.11 Networks with Several Hosts. Dans *Proceedings of the Sixth IFIP TC6/WG6.8 Conference on Mobile and Wireless Communication Networks (MWCN 2004)*, volume 162 de *IFIP International Federation for Information Processing*, pages 263–274, Paris, France, octobre 2004. Springer Boston.

- [25] Abdelmalik BACHIR, Dominique BARTHEL, Martin HEUSSE, et Andrzej DUDA. Hidden nodes avoidance in wireless sensor networks. Dans *Proc. of WirelessCom 2005*, Maui, Hawaii, juin 2005.
- [26] Vincent UNTZ, Martin HEUSSE, Franck ROUSSEAU, et Andrzej DUDA. On Demand Label Switching for Spontaneous Edge Networks. Dans *Proceedings of SIGCOMM Workshop on Future Directions in Network Architectures (FDNA'04)*, pages 35–42, Portland, USA, août 2004. ACM.
- [27] Vincent UNTZ, Martin HEUSSE, Franck ROUSSEAU, et Andrzej DUDA. Lilith : an Interconnection Architecture Based on Label Switching for Spontaneous Edge Networks. Dans *Proceedings of the First Annual International Conference on Mobile and Ubiquitous Systems : Networking and Services, (MobiQuitous 2004)*, pages 146–151, Boston, USA, août 2004.
- [28] Martin HEUSSE, Paul STARZETZ, Franck ROUSSEAU, Gilles BERGER-SABBATEL, et Andrzej DUDA. Bandwidth Allocation for DiffServ based Quality of Service over 802.11b. Dans *Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM'03)*, volume 2, pages 992–997, San Francisco, USA, décembre 2003.
- [29] Martin HEUSSE, Paul STARZETZ, Franck ROUSSEAU, Gilles BERGER-SABBATEL, et Andrzej DUDA. Scheduling Time-sensitive Traffic on 802.11 Wireless LANs. Dans *Proceedings of the 4th COST 263 International Workshop on Quality of Future Internet Services (QoFIS 2003)*, volume 2811 de *Lecture Notes in Computer Science*, pages 162–171, Stockholm, Sweden, octobre 2003. Springer Berlin / Heidelberg.
- [30] Martin HEUSSE et Annie GRAVEY. A routing and resource preservation strategy for traffic engineering in communication networks. Dans *Proc. of the 18th International Teletraffic Congress (ITC 18)*, Berlin, août 2003.
- [31] Martin HEUSSE, Franck ROUSSEAU, Gilles BERGER-SABBATEL, et Andrzej DUDA. Performance anomaly of 802.11b. Dans *Proceedings of the Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. (INFOCOM 2003)*, volume 2, pages 836–843, San Francisco, USA, mars 2003. **taux d'acceptation : 20,8%**.

Conférences nationales avec comité de sélection

- [32] Martin HEUSSE, Yan GRUNENBERGER, Elena LÓPEZ-AGUILERA, et Andrzej DUDA. Iniquité dans les réseaux locaux sans fil : rétablir l'ordre juste. Dans *Algotel 2007*, île d'Oléron, mai–juin 2007.

Autres publications

- [33] Gilles BERGER-SABBATEL, Yan GRUNENBERGER, Martin HEUSSE, Franck ROUSSEAU, et Andrzej DUDA. Interarrival Histograms : A Method for Measuring Transmission Delays in 802.11 WLANs. Research report, LIG lab, Grenoble, France, octobre 2007.
- [34] Elena LÓPEZ-AGUILERA, Martin HEUSSE, Franck ROUSSEAU, Andrzej DUDA, et Jordi CASADEMONT. Evaluating Wireless LAN Access Methods in Presence of Transmission Errors (Poster presentation and poster paper). Poster session of INFOCOM 2006, avril 2006.
- [35] Vincent UNTZ, Martin HEUSSE, Franck ROUSSEAU, et Andrzej DUDA. Lilith : an Interconnection Architecture Based on Label Switching for Spontaneous Edge Networks (Poster presentation and poster paper). Poster session of ACM SIGCOMM, août 2004.

Autres références citées

- [36] IEEE 802.11, local and metropolitan area networks - specific requirements part 11 : Wireless lan medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications, IEEE standard, 2007.
- [37] IEEE 802.11, local and metropolitan area networks - specific requirements part 11 : Wireless lan medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications, IEEE standard, 1999.
- [38] Imad AAD, Qiang NI, Chadi BARAKAT, et Thierry TURLETTI. Enhancing IEEE 802.11 MAC in Congested Environments. Dans *Proc. ASWN*, Boston, USA, 2004.
- [39] Katerina ARGYRAKI et David R. CHERITON. Loose source routing as a mechanism for traffic policies. Dans *Proceedings of SIGCOMM Workshop on Future Directions in Network Architectures (FDNA'04)*, Portland, USA, 2004.
- [40] G. BIANCHI. Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(3) :535–547, 2000.
- [41] Luciano BONONI, Marco CONTI, et Enrico GREGORI. Runtime optimization of ieee 802.11 wireless lans performance. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 15(1) :66–80, janvier 2004.
- [42] M. BREDEL et M. FIDLER. Understanding fairness and its impact on quality of service in ieee 802.11. Dans *INFOCOM 2009. The 28th Conference on Computer Communications*. IEEE, pages 1098–1106, avril 2009.

- [43] Raffaele BRUNO, Marco CONTI, et Enrico GREGORI. Design of an enhanced access point to optimize tcp performance in wi-fi hotspot networks. *Wireless Networks*, 13(2) :259–274, avril 2007.
- [44] F. CALÌ, M. CONTI, et E. GREGORI. Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol. *ACM/IEEE Transactions on Networking*, 8(6) :785–799, décembre 2000.
- [45] J. I. CAPETANAKIS. Tree algorithms for packet broadcast channels. *IEEE Transactions on Information Theory*, 25 :505–515, septembre 1979.
- [46] C. CHAUDET, G. CHELIUS, H. MEUNIER, et D. SIMPLOT-RYL. Adaptive Probabilistic NAV to Increase Fairness in Ad Hoc 802.11 MAC. *Ad Hoc and Sensor Wireless Networks : an International Journal (AHSWN)*, 2(2), 2006.
- [47] Claude CHAUDET, Dominique DHOUTAUT, et Isabelle GUÉRIN LASSOUS. Performance issues with IEEE 802.11 in ad hoc networking. *IEEE Communications Magazine*, 43(7) :110–116, juillet 2005.
- [48] Guillaume CHELIUS et Eric FLEURY. Ananas : An Ad hoc Network Architectural Scheme. Dans *Proc. MWCN*. IEEE, September 2002.
- [49] Sunghyun CHOI, Javier del PRADO, Sai SHANKAR, et Stefan MANGOLD. IEEE 802.11e Contention Based Channel Access (EDCF) Performance Evaluation. Dans *Proc. IEEE ICC*, 2003.
- [50] Thomas Heide CLAUSEN et Philippe JACQUET. Optimized Link State Routing Protocol (OLSR). RFC 3626, 2003.
- [51] Benoît DARTIES, Fabrice THEOLEYRE, et Andrzej DUDA. A divide-and-conquer scheme for assigning roles in multi-channel wireless mesh networks. Dans *Conference on Local Computer Networks (LCN)*, Zurich, Switzerland, oct 2009. IEEE. selective A.
- [52] Dominique DHOUTAUT. *Etude du standard IEEE 802.11 dans le cadre des réseaux ad hoc : de la simulation à l'expérimentation*. Thèse de doctorat, INSA Lyon, décembre 2003. 152 p.
- [53] J. GALTIER. Analysis and optimization of mac with constant size congestion window for wlan. Dans *Systems and Networks Communications, 2007. ICSNC 2007. Second International Conference on*, pages 25–25, août 2007.
- [54] P. GUPTA, Y. SANKARASUBRAMANIAM, et A. STOLYAR. Random-access scheduling with service differentiation in wireless networks. Dans *INFOCOM 2005. 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE*, volume 3, pages 1815–1825 vol. 3, mars 2005.

-
- [55] W. HOLLEMANS et A. VERSCHOOR. Performance study of wavelan and altair radio-lans. Dans *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 1994. Wireless Networks - Catching the Mobile Future., 5th IEEE International Symposium on*, volume 3, pages 831–837 vol.3, septembre 1994.
- [56] R. JAIN, D. CHIU, et W. HAWE. A Quantitative Measure of Fairness and Discrimination for Resource Allocation in Shared Computer Systems. *DEC Research Report TR-301*, septembre 1984.
- [57] A. KAMERMAN et L. MONTEBAN. WaveLAN-II : A High-Performance Wireless LAN for the Unlicensed Band. *Bell Labs Tech. Journal*, 2 :118–133, 1997.
- [58] Namgi KIM, Sunwoong CHOI, et Hyunsoo YOON. IEEE 802.11b WLAN Performance with Variable Transmission Rates : In View of High Level Throughput. Dans *Proc. of the 4th International Conference on Networking, ICN 2005*, Reunion Island, France, avril 17–21, 2005.
- [59] A. KOCHUT, A. VASAN, U. SHANKAR, et A. AGRAWALA. Sniffing Out the Correct Physical Layer Capture Model in 802.11b. Dans *Proc. of IEEE ICNP'04*, pages 252–261, Berlin, Germany, octobre 2004.
- [60] C.E. KOKSAL, H. KASSAB, et H. BALAKRISHNAN. An Analysis of Short-Term Fairness in Wireless Media Access Protocols. Dans *Proc. of ACM SIGMETRICS*, 2000.
- [61] Jeongkeun LEE, Wonho KIM, Sung-Ju LEE, Daehyung Jo, Jiho RYU, Taekyoung KWON, et Yanghee CHOI. An experimental study on the capture effect in 802.11a networks. Dans *WinTECH '07 : Proceedings of the the second ACM international workshop on Wireless network testbeds, experimental evaluation and characterization*, pages 19–26, New York, NY, USA, 2007. ACM.
- [62] Qiang NI, Imad AAD, Chadi BARAKAT, et Thierry TURLETTI. Modeling and Analysis of Slow CW Decrease for IEEE 802.11 WLAN. Dans *Proc. IEEE PIMRC*, 2003.
- [63] Qiang NI, Lamia ROMDHANI, Thierry TURLETTI, et Imad AAD. QoS Issues and Enhancements for IEEE 802.11 Wireless LAN. Rapport technique INRIA RR-4612, 2002.
- [64] Wasan PATTARA-ATIKOM, Prashant KRISHNAMURTHY, et Sujata BANERJEE. Distributed Mechanisms for Quality of Service in Wireless LANs. *IEEE Wireless Communications Magazine*, juin 2003.
- [65] C. E. PERKINS, éditeur. *Ad Hoc Networking*, chapitre DSR : The Dynamic Source Routing Protocol for Multi-Hop Wireless Ad Hoc Networks, pages 139–172. Addison-Wesley, 2001.

- [66] R. PERLMAN. Rbridges : Transparent routing. Dans *Proc. of Infocom'04*, mars 2004.
- [67] S. PILOSOF, R. RAMJEE, D. RAZ, Y. SHAVITT, et P. SINHA. Understanding TCP Fairness over Wireless LAN. Dans *Proc. of IEEE INFOCOM 2003*, volume 2, pages 863–872, mars 2003.
- [68] D. QIAO et K. SHIN. Achieving Efficient Channel Utilization and Weighted Fairness for Data Communications in IEEE 802.11 WLAN under the DCF. Dans *IEEE Int'l Workshop on QoS*, pages 227–236, 2002.
- [69] K.K. RAMAKRISHNAN et H. YANG. The ethernet capture effect : analysis and solution. Dans *Local Computer Networks, 1994. Proceedings., 19th Conference on*, pages 228–240, 1994.
- [70] Tahiry RAZAFINDRALAMBO et Isabelle GUÉRIN-LASSOUS. Increasing Fairness and Efficiency using the MadMac Protocol in Ad Hoc Networks. Dans *IFIP Networking*, pages 403–414, mai 2006.
- [71] Jungmin So et Nitin H. VAIDYA. Multi-channel mac for ad hoc networks : handling multi-channel hidden terminals using a single transceiver. Dans *Proc. of the ACM MOBIOHOC*, pages 222–233, Tokyo, Japan, May 2004. ACM.
- [72] Godfrey TAN et John GUTTAG. Time-based fairness improves performance in multi-rate wlans. Dans *Proc. of USENIX'04*, Boston, MA, juin 2004.
- [73] Y.C. TAY, Kyle JAMIESON, et Hari BALAKRISHNAN. Collision-Minimizing CSMA and its Applications to Wireless Sensor Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, août 2004.
- [74] C. TSCHUDIN, R. GOLD, O. RENFELT, et O. WIBLING. LUNAR : a Lightweight Underlay Network Ad-hoc Routing Protocol and Implementation. Dans *Proc. Next Generation Teletraffic and Wired/Wireless Advanced Networking (NEW2AN'04)*, 2004.
- [75] Guillaume URVOY-KELLER et André-Luc BEYLOT. Improving flow level fairness and interactivity in wlans using size-based scheduling policies. Dans *Proc. of ACM MSWIM 2008*, octobre 2008.
- [76] Starsky H. Y. WONG, Hao YANG, Songwu LU, et Vaduvur BHARGHAVAN. Robust rate adaptation for 802.11 wireless networks. Dans *MobiCom'06 : Proceedings of the 12th annual international conference on Mobile computing and networking*, pages 146–157, New York, NY, USA, 2006. ACM.
- [77] Yaling YANG, J. WANG, et R. KRAVETS. Distributed optimal contention window control for elastic traffic in single-cell wireless lans. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 15(6) :1373–1386, décembre 2007.

- [78] Yaling YANG, Jun WANG, et R. KRAVETS. Distributed optimal contention window control for elastic traffic in wireless lans. Dans *INFOCOM 2005. 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE*, volume 1, pages 35–46 vol. 1, mars 2005.

Résumé

La couche liaison et plus particulièrement CSMA/CA, la méthode d'accès utilisée par la norme IEEE 802.11, a un impact important sur les performances obtenues par les réseaux locaux sans fil. Elle conduit à de fréquentes collisions en présence de nombreuses stations, à des problèmes d'équité variés et, en général, à des débits parfois décevants. Ces méthodes issues de technologies filaires révèlent leurs limites quand elles sont confrontées aux spécificités du canal radio, comme par exemple le non-confinement et la variabilité des conditions de transmission.

Idle Sense est un nouveau mécanisme plus adapté à ce cadre. Bien que fondamentalement proche de la méthode standard, il utilise uniquement la détection de porteuse pour adapter l'intensité de la contention pour le canal. Ceci garantit une bonne équité et une bonne efficacité de l'utilisation du canal quelles que soient les conditions. De plus, cette méthode se prête bien à des différenciations de service importantes entre les stations ou entre les stations et le point d'accès, auquel on peut alors donner le poids correspondant à son rôle particulier.

Les liens sans fil autorisent de nouveaux modes de mise en œuvre du réseau non supervisé et multisauf. Il faut alors trouver rapidement des chemins de communication mais aussi gérer les interférences et gérer au mieux les ressources. En somme, la notion de cellule ou de lien se dilue et cela questionne autant la couche liaison que d'interconnexion ainsi que la frontière entre elles.

Abstract

Wireless data network — improving channel usage efficiency

The link layer and more precisely the CSMA/CA access method used by the IEEE 802.11 standard has an important impact on wireless networks performance. It causes frequent collisions in presence of many hosts, as well as various unfairness issues or, more generally, often disappointing throughputs. These methods, derived from wired networks, fall short when confronted to the specificities of the wireless channel –like non-confinement and channel variability.

Idle Sense is an access scheme specifically designed for wireless data networks. Even though it does not fundamentally depart from the standard method, it relies only upon carrier sensing mechanism to adapt contention intensity on the channel. This leads to good access fairness and good channel usage efficiency in all conditions. Moreover, this methods lends itself well to contrasted service differentiations between stations. Also, it allows to have sharp access weight differences between the stations and the access point which then gets access opportunities that correspond to its special role in the cell.

Wireless links enable new autonomous and multihop network deployment paradigms. The associated problems consist not only in finding paths quickly but also to make best use of the ressources. In a word, this weakens the concept of cell or link, which challenges the link and network layers and the limit between them.