



Agrégation dynamique des paquets pour résoudre l'anomalie de performance des réseaux sans fil IEEE 802.11

Tahiry Razafindralambo, Isabelle Guerin-Lassous, Luigi Iannone, Serge Fdida

► To cite this version:

Tahiry Razafindralambo, Isabelle Guerin-Lassous, Luigi Iannone, Serge Fdida. Agrégation dynamique des paquets pour résoudre l'anomalie de performance des réseaux sans fil IEEE 802.11. CFIP 2006 - 12ème Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles, Eric Fleury and Farouk Kamoun, Oct 2006, Tozeur, Tunisie. pp.1-12. inria-00111737

HAL Id: inria-00111737

<https://hal.inria.fr/inria-00111737>

Submitted on 20 Nov 2006

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

Agrégation dynamique des paquets pour résoudre l'anomalie de performance des réseaux sans fil IEEE 802.11

Tahiry RAZAFINDRALAMBO* — **Isabelle GUÉRIN-LASSOUS***
Luigi IANNONE** — **Serge FDIDA****

* *CITI lab.- Project INRIA ARES*
Bât L. De Vinci - 21 av. Jean Capelle
69621 Villeurbanne - FRANCE
{tahiry.razafindralambo, isabelle.guerin-lassous}@insa-lyon.fr

** *LIP6/CNRS - Université Pierre et Marie Curie*
8 rue du capitaine Scott
75015 Paris - FRANCE
{luigi.iannone, serge.fdida}@lip6.fr

RÉSUMÉ.

L'anomalie de performance est un problème bien connu du standard 802.11. Il est aussi l'un des plus étudiés. Ces dernières années des solutions permettant de résoudre ce problème, telles que la fragmentation de paquet, l'adaptation de l'algorithme de backoff, ou l'agrégation d'envois de paquets durant un temps donné, ont été développées. Dans ce papier nous proposons une solution au problème de l'anomalie de performance basée sur une agrégation des paquets en utilisant un intervalle de temps dynamique, qui dépend du temps d'occupation du médium sans fil. Cette approche dynamique nous permet d'augmenter l'équité, la réactivité, et d'être dans certain cas plus efficace comparé aux autres solutions proposées dans la littérature.

ABSTRACT. In the widely used 802.11 standard, the, so called, performance anomaly is a well known issue. Several works have tried to solve this problem by introducing mechanisms such as packet fragmentation, backoff adaptation, or packet aggregation during a fixed time interval. In this paper we propose a novel approach solving the performance anomaly problem by packet aggregation using a dynamic time interval, which depends on the busy time of the wireless medium. This dynamic approach makes the difference from others approaches, allowing to increase fairness, reactivity, and to be in certain case more efficient.

MOTS-CLÉS : Réseaux sans fil ; IEEE 802.11 ; Anomalie de Performance.

KEYWORDS: Wireless Networks; IEEE 802.11; Performance Anomaly.

1. Introduction

Dans le contexte des réseaux sans fil, et en particulier dans le cas de réseaux utilisant la norme IEEE 802.11 [Ins 99], l'anomalie de performance est une des problématiques clé. Cette anomalie diminue les performances d'un réseau sans fil à cause d'un mauvais partage du temps d'occupation du canal radio entre les stations transmettant à un débit élevé (stations rapides) et les stations transmettant avec un débit faible (stations lentes). Ce mauvais partage, en temps d'occupation, a comme conséquence un débit utile agrégé faible et un problème d'équité dû aux stations lentes qui diminuent le trafic des stations rapides ([HEU 03]). Plusieurs solutions ont été proposées dans la littérature pour résoudre ce problème. La plupart d'entre elles utilisent une répartition statique et prédéfinie du temps d'occupation du medium par les stations lentes et rapides en introduisant une contrainte sur la taille maximale des paquets (Maximum Transmission Unit - MTU) en fonction du débit de transmission utilisé. Une autre approche consiste, comme dans la norme IEEE 802.11e, à introduire un temps fixe, le TXOP (Transmit Opportunity), fixant le temps maximum durant lequel une station peut occuper le canal radio. D'autres approches essaient d'adapter la taille de la fenêtre de contention utilisée par IEEE 802.11 dans son algorithme de backoff en fonction du débit de transmission de la station.

Les solutions existantes sont principalement statiques et/ou centralisées. Dans cet article nous abordons ces deux limitations et nous proposons une solution dynamique et distribuée au problème de l'anomalie de performance. Notre solution utilise un intervalle de temps semblable au TXOP mais qui dépend du temps d'occupation du canal perçu par chaque station. Cette occupation peut évoluer en fonction des débits ou de la taille des paquets de chaque station, ce qui rend notre approche dynamique. Pour ce faire, chaque nœud (ou station sans fil) calcule le temps d'occupation maximal du canal grâce au mécanisme d'écoute active de la porteuse fourni par la norme IEEE 802.11. Étant donné que ce mécanisme est local à chaque station, il permet d'avoir une approche distribuée. Une fois qu'un nœud accède au canal radio, il peut envoyer autant de paquets que la durée de cet intervalle lui permet. Nous montrerons qu'avec une telle approche, le problème de l'anomalie de performance est résolu et dans le même temps le débit global du réseau est augmenté.

Cet article est organisé de la façon suivante. Dans la section 2 nous proposons un état de l'art des approches existantes résolvant le problème de l'anomalie de performance de la norme IEEE 802.11. Dans la section 3 nous décrivons en détail notre approche. La section 4 présente une évaluation analytique pour des topologies spécifiques tandis que la section 5 décrit une évaluation par simulation du protocole proposé. La section 6 conclut ce travail.

2. Travaux similaires

L'anomalie de performance de IEEE 802.11 a été abordée de plusieurs manières différentes, avec des solutions placées à différents niveaux de la pile protocolaire OSI. Ici nous décrivons essentiellement les approches les plus importantes décrites dans

la littérature qui tentent de résoudre l'anomalie de performance avec des modifications de la norme IEEE 802.11, car notre proposition se place dans cette catégorie de solutions.

Approche basée sur la fragmentation des paquets L'approche basée sur la fragmentation des paquets transmis est la plus simple. Dans [IAN 05] les auteurs proposent une solution utilisant un schéma virtuel de division du temps qui réduit l'anomalie de performance de IEEE 802.11. Dans cette solution les paquets des couches hautes sont divisés en fragments selon le débit de transmission auquel ils sont envoyés au niveau de la couche MAC 802.11. La taille de chaque fragment de paquet est fixe. Les résultats des simulations présentés dans ce travail montrent que cette solution réduit l'anomalie de performance et augmente le débit utile global du réseau. Néanmoins, la nature statique de la solution proposée est efficace seulement pour des stations transmettant avec des débits élevés et une taille des paquets égale au MTU (Maximum Transmission Unit). Le débit global du réseau diminue quand seules des stations lentes sont présentes dans le réseau, en raison de la surcharge protocolaire due au nombre élevé de fragments. La solution proposée dans [DUN 04] est également basée sur la réduction de la taille des paquets mais cette réduction est réalisée sur une couche plus élevée du modèle OSI. La procédure de découverte de la MTU est modifiée et employée pour déterminer la taille des paquets selon le débit de transmission. Le même problème que dans [IAN 05] peut apparaître si seules des stations lentes sont présentes dans le réseau.

Approche basée sur l'adaptation de la fenêtre de contention La deuxième approche utilise une modification du mécanisme de backoff de 802.11 en modifiant la taille de la fenêtre de contention. Dans [HEU 05], les auteurs proposent un algorithme en deux étapes : la première consiste à atteindre une taille optimale de la fenêtre de contention CW_{opt} , puis une fois cette fenêtre obtenue, celle-ci est modifiée en fonction du débit d'émission de chaque station, et du débit maximum disponible sur le réseau. La solution proposée réduit l'anomalie de performance tout en améliorant le débit utile. Un problème possible avec ce protocole est que le temps de convergence peut être particulièrement long quand le trafic des stations varie rapidement.

Approche basée sur l'agrégation des paquets La troisième catégorie est l'approche utilisant l'agrégation des paquets, dans laquelle notre solution est également incluse. Ce type de solutions a été présenté la première fois par [SAD 02]. Les auteurs de cet article proposent une méthode opportuniste d'accès au canal pour les réseaux ad hoc multidébits. La solution est basée sur le fait qu'une station transmettant à un débit élevé a probablement un bon état du canal et peut donc envoyer plus d'un paquet pour profiter de ces conditions favorables. Le nombre de paquets successifs à transmettre est calculé selon le débit de transmission le plus bas du réseau. Par exemple, si le débit de base est de 2 Mbps et l'état du canal permet une transmission à 11 Mbps, un temps d'accès au canal permettant d'envoyer $\lceil 11/2 \rceil = 5$ paquets est utilisé par l'émetteur. Avec cette solution, l'anomalie de performance peut être résolue. Cependant s'il y a seulement des stations rapides sur le réseau, l'accès au canal devient inéquitable à court terme dû à une agrégation inutile des stations. L'approche basée

sur l'agrégation des paquets est aussi proposée dans la norme IEEE 802.11e [Ins 04]. Dans cette norme, une occasion de transmission (TXOP - Transmission Opportunity), *i.e.* un temps maximal d'occupation du canal, est accordé à chaque station. Ce temps est annoncé à chaque nœud par la station de base. Le calcul du TXOP n'est pas vraiment limpide dans la norme, mais durant ce temps les stations rapides peuvent agréger leur envoi de paquets, alors que les stations lentes ne peuvent envoyer qu'un seul paquet. À notre connaissance, le TXOP est calculé selon le temps nécessaire pour envoyer un paquet de taille maximale (MTU) au débit de transmission le plus bas. Le principal problème de cette solution est qu'elle est centralisée et qu'elle ne peut pas être appliquée aux réseaux sans infrastructure. En conclusion, les approches utilisant une agrégation des paquets le font sur un temps calculé statiquement et *a priori*. L'anomalie de performance est résolue mais un problème d'équité à court terme se présente.

Pour résoudre l'anomalie de performance et en même temps le problème d'équité à court terme, nous proposons une politique dynamique d'agrégation des paquets. Notre solution est différente des autres solutions car elle n'est pas centralisée, mais totalement distribuée. Le temps d'agrégation est calculé dynamiquement grâce à l'information sur l'occupation du canal radio. Notre protocole n'a besoin d'aucune information particulière hormis celle fournie et nécessaire à la norme IEEE 802.11.

3. Description du protocole

L'idée de notre protocole, appelé PAS (Performance Anomaly Solution), s'appuie sur le fait que chaque station doit disposer du même temps de transmission sur le canal. Par conséquent, si une station émettrice perçoit un temps d'occupation du canal qui est plus important que le temps de transmission du paquet qu'elle va émettre, alors elle peut agréger ses paquets pour obtenir un meilleur temps d'occupation. L'agrégation est faite en laissant un temps SIFS entre la réception de l'ACK du paquet précédent et l'envoi du prochain paquet. PAS comporte deux parties principales. La première correspond à l'écoute du médium et est représentée par l'algorithme 1. La station écoute en permanence le canal radio et conserve dans une variable le temps d'occupation du canal radio, définit comme étant une durée ininterrompue d'occupation du canal radio. Ce temps d'occupation est le temps durant lequel le canal est occupé soit par une transmission, soit par une collision, soit par une transmission ne pouvant être décodée (incluant la superposition de plusieurs signaux). Le temps d'occupation maximum est conservé par chaque station dans une variable appelée t_{p_max} . Ce temps constitue le temps de référence pour la station émettrice. Cette variable est réinitialisée à 0 après chaque transmission correcte. Remettre cette variable à 0 évite le monopole du médium par une station et rend le protocole plus réactif. Elle permet aussi de réduire l'iniquité à court terme qui pourrait être introduite quand une station accède au médium plusieurs fois de suite. Elle empêche ainsi l'envoi de plusieurs séries de paquets agrégés.

```

t_p_max := 0;
repeat
  if Arrivée d'un signal de la couche physique then
    t_p_current := temps d'occupation du paquet;
    if (t_p_current > t_p_max) then
      t_p_max := t_p_current;
    if (packet type == ACK) and (Dest == me) then
      t_p_max := 0;
until;

```

Algorithm 1: PAS : Ecoute du médium

La deuxième partie du protocole concerne l'émission (algorithme 2). La station peut soit émettre son paquet normalement en utilisant le mode d'accès au médium de 802.11 soit agréger certains paquets. Pour savoir, si elle peut agréger, elle se base sur la variable t_p_max : si son temps d'occupation du canal est plus petit que la valeur de cette variable alors elle peut agréger. t_my_packet est le temps nécessaire à la transmission du paquet en cours et t_my_left correspond au temps de transmission qui est autorisé. La valeur de cette dernière variable évolue au cours du temps en fonction des paquets précédemment émis. Lorsque cette valeur devient trop petite, il n'est alors plus possible de continuer l'envoi agrégé car alors le temps d'occupation du médium de la station deviendrait plus important que le temps d'occupation maximum perçu sur le canal. La variable booléenne *sending* indique si le paquet à envoyer est le premier paquet à envoyer (*sending* à *false*), car dans ce cas le paquet doit suivre le processus classique d'accès au médium de 802.11 ou s'il fait partie d'une suite de paquets agrégés (*sending* à *true*) et dans ce cas deux paquets consécutifs sont seulement séparés d'un SIFS.

La variable α est utilisée pour maintenir un bon débit agrégé. Elle est calculée de la manière suivante :

$$\alpha = \left(\lceil \frac{t_my_left}{t_my_packet} \rceil - \frac{t_my_left}{t_my_packet} \right) \times t_my_packet$$

En effet, il n'y a aucune raison pour que le rapport entre t_p_max et t_my_packet soit un entier. Pour maintenir un bon débit agrégé, nous permettons parfois, grâce à α , que le temps de transmission d'une station soit légèrement supérieur au temps d'occupation maximum perçu. Une nouvelle valeur de α est calculée à chaque arrivée de paquet au niveau MAC. Ceci permet d'avoir une approche réellement dynamique adaptée à l'environnement en cours.

Si un paquet subit une collision, la retransmission est faite de manière agrégée après un SIFS si t_my_left est assez grand pour permettre la retransmission. Si t_my_left est trop petit le paquet est réémis normalement avec une fenêtre de contention évoluant suivant l'algorithme du backoff exponentiel. Dans ce cas, la valeur de *sending* est remise à *false* et la valeur de t_my_left à 0.

```

sending := false;
t_my_left := 0;
for Chaque paquet à envoyer do
  if (t_my_left ≤ 0) then
    | t_my_left := t_p_max;
    |  $\alpha = (\lceil \frac{t\_my\_left}{t\_my\_packet} \rceil - \frac{t\_my\_left}{t\_my\_packet}) * t\_my\_packet$ ;
    | t_my_left := t_my_left - t_my_packet;
    if (sending = true) then
      | if (t_my_left +  $\alpha$  > 0) then
        | envoi agrégé;
      | else
        | t_my_left := 0;
        | sending = false;
        | envoi normal ;
    else
      | if (t_my_left +  $\alpha$  > 0) then
        | sending = true;
        | envoi normal ;
      | else
        | t_my_left := 0;
        | envoi normal ;

```

Algorithm 2: PAS : Emission des paquets

4. Evaluation analytique du protocole

Dans cette section nous présentons une évaluation théorique de notre protocole. Nous montrons pourquoi le temps d'agrégation calculé sur la durée d'un paquet de données est meilleur que sur la durée d'un échange données-acquitement. Nous donnons aussi quelques résultats analytiques sur les performances de notre protocole.

Paramètre du protocole Le temps d'agrégation considéré dans notre protocole utilise le temps de transmission d'un paquet et non un temps d'échange (données - ACK) comme dans [TAN 04]. On définit par temps d'échange le temps $T_{ex} = t_{my_packet} + T_{ACK}$. En utilisant t_{my_packet} au lieu de T_{ex} , nous obtenons un meilleur débit agrégé. Soit T_{ACK} le temps de transmission d'un acquitement incluant l'attente fixe SIFS, la durée de l'entête physique et la durée de l'acquitement. T_{ACK} est indépendant du débit auquel les données sont envoyées. Nous supposons que deux stations émettent des paquets de tailles identiques à des débits différents et partagent le canal radio. Le meilleur débit agrégé est obtenu quand la station rapide (ayant le débit le plus élevé) émet le plus de paquets. Le nombre de paquets émis par une station rapide utilisant t_{my_packet} comme temps d'agrégation est donné par :

$$n_a = \lceil \frac{t_{p_max}}{t_{my_packet}} \rceil \quad [1]$$

Le nombre de paquets émis par la station rapide utilisant T_{ex} comme temps d'agrégation est donné par :

$$n_{et} = \lceil \frac{t_{p_max} + T_ACK}{t_{my_packet} + T_ACK} \rceil \quad [2]$$

Nous avons $t_{my_packet} \leq t_{p_max}$, et avec ces hypothèses : $n_a \geq n_{et}$. Ainsi, avec un temps d'agrégation basé sur t_{my_packet} et non sur t_{ex} , nous obtenons une meilleure utilisation du canal radio pour chaque station que dans [TAN 04].

Evaluation du protocole Pour des raisons de simplicité, nous supposons, dans cette analyse, que les stations utilisent une même taille de paquet de $L = 1000$ octets. Posons T_i le temps de transmission d'un paquet au débit i avec $i = 1, 2, 5.5$ ou 11 Mbps. T_i inclue les entêtes des couches transport, IP, MAC et physique. On calcule facilement le temps de transmission d'une station émettant au débit i :

$$Agg_i = n_{a_i} \times (T_i + T_ACK) + (n_{a_i} - 1) \times SIFS \quad [3]$$

Agg_i est le temps utilisé pour l'envoi agrégé de paquets d'une station émettant au débit i avec $n_{a_i} = \lceil t_{p_max}/T_i \rceil$. Le nombre de paquets émis par une station utilisant le débit i dans un intervalle de temps t est :

$$NBp_i = \frac{n_{a_i}}{\sum_j (Agg_j \times N_j) + N \times (DIFS + Avg_{bckf})} \times t \quad [4]$$

où N_j est le nombre de stations utilisant le débit j , avec $\sum_j N_j = N$ et Avg_{bckf} correspond au temps de backoff moyen de 802.11 (sans collision et vaut ici $310\mu s$). Nous pouvons ainsi calculer le débit moyen en octets par seconde d'une station utilisant le débit i :

$$TH_i = NBp_i \times L \times 8 \quad [5]$$

Tous les résultats précédents peuvent être étendus à des paquets de tailles différentes, le plus important étant d'avoir la valeur de t_{p_max} . Dans cette analyse, nous supposons que l'accès au canal radio est ordonnancé comme dans un accès TDMA (où toutes les stations émettent les unes après les autres). De ce fait, pour chaque station la valeur de t_{p_max} est toujours la même et chaque transmission est une transmission "agrégée" par rapport à t_{p_max} . Cette hypothèse pourrait être suffisamment réaliste du fait que l'algorithme de backoff de 802.11 offre en moyenne un accès équitable au canal radio. Néanmoins, nous verrons que les différences obtenues entre les résultats analytiques et les simulations sont dues à cette hypothèse car 802.11 ne se comporte pas comme un accès TDMA à court terme.

Résultats analytiques Nous montrons ici quelques résultats issus de notre analyse. La figure 1 montre la proportion de temps allouée (temps d'échange) et le tableau 1 le débit obtenu avec l'équation 5 pour deux stations, l'une des stations transmettant toujours à 11Mbps et l'autre à 1, 2, 5.5 ou 11Mbps. La taille des paquets est de 1000 octets. Nous voyons sur cette figure que la station rapide obtient une plus grande proportion de temps d'occupation au canal radio. Nous pouvons aussi voir sur cette figure que plus le débit de la station lente augmente plus la proportion de canal radio inutilisé augmente. Ceci est dû au temps passé par chaque station en attente et en décrémentation de backoff.

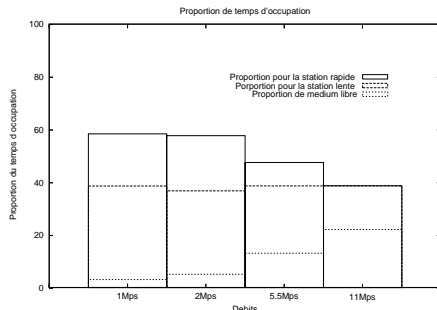


Figure 1. Proportion du temps d'occupation pour 2 stations

	Débit(kbps)	Nb paq. (/s)
5.5Mbps	1547.2	193.4
11Mbps	3095.2	386.9
2Mbps	624.8	78.1
11Mbps	3749.6	468.7
1Mbps	344.8	43.1
11Mbps	3791.2	473.9

Tableau 1. Résultats analytiques de PAS

5. Evaluation par simulation

Premiers résultats Les premières simulations réalisées sont basées sur le scénario classique de deux stations transmettant des paquets de 1000 octets respectivement à 5.5Mbps et 11Mbps. En raison de la limitation sur le nombre de pages, certains résultats sont omis. Le tableau 2 donne le débit utile obtenu pour chacun des deux nœuds. Nous pouvons voir que le débit utile agrégé pour PAS est plus élevé qu'avec IEEE 802.11. Nous pouvons voir également que le débit utile de la station rapide est augmenté tandis que le débit utile de la station lente diminue comparé à 802.11.

Le tableau 3 donne les résultats des simulations du point de vue du nombre de paquets. Comme nous pouvons le voir le nombre de paquets envoyés par les deux stations est plus ou moins identique avec 802.11. Ceci provient de l'accès équitable fourni par IEEE 802.11. PAS, quant à lui, ne fournit pas cet accès équitable en terme de nombre des paquets, mais il fait une répartition équitable du temps entre stations lentes et rapides. Le résultat de cette répartition équitable du temps est qu'avec PAS le nombre de paquets envoyés par la station rapide est plus grand que le nombre de paquets envoyés par la station lente.

		Débit utile (kbps)	Int. de confiance (0.05)
802.11	5.5Mbit/sec	2157.02	[2147.86 ; 2166.19]
	11Mit/sec	2111.78	[2099.96 ; 2123.61]
	Total	4268.81	[4260.53 ; 4277.10]
PAS	5.5Mbit/sec	1769.89	[1761.23 ; 1778.54]
	11Mbit/sec	2943.07	[2927.82 ; 2958.32]
	Total	4712.96	[4703.02 ; 4722.91]

Tableau 2. Résultat sur le débit utile

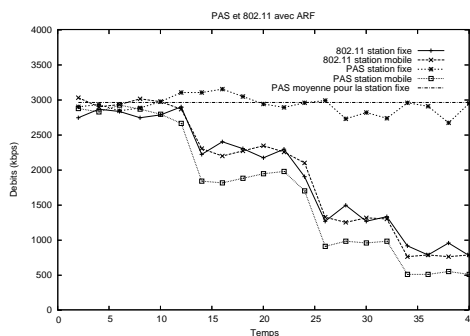
La différence entre l'analyse théorique et les résultats des simulations peut être expliquée par l'algorithme de backoff du protocole MAC. Étant donné que l'algorithme

		Paquets/sec	Int. de confiance (0.05)
802.11	5.5Mbit/sec	258.79	[257.34 ; 260.24]
	11Mbit/sec	264.34	[263.21 ; 265.46]
	Total	523.13	[522.12 ; 524.15]
PAS	5.5Mbit/sec	216.89	[215.83 ; 217.95]
	11Mbit/sec	360.67	[358.80 ; 362.53]
	Total	577.56	[576.35 ; 578.78]

Tableau 3. Résultat sur le nombre des paquets

de backoff ne fournit pas un accès similaire à un accès TDMA à court terme (pas de transmission parfaitement alternée entre les stations), lorsqu'une station rapide obtient successivement l'accès au médium, celui-ci ayant $t_{p_max} = 0$, un seul paquet sera envoyé pour le second, ce qui réduit le débit utile de la station rapide. Cette réduction peut empirer en présence de stations lentes, car celles-ci peuvent également accéder de manière successive au canal radio. La différence entre les résultats analytiques et les simulations est plus importante quand la différence de débits de transmission entre les stations augmente.

Réactivité de PAS Afin d'examiner la réactivité de notre protocole nous utilisons dans cette section un mécanisme d'adaptation du débit de transmission appelé Auto-Rate Fallback (ARF). Ce mécanisme est utilisé par les stations sans fil pour adapter leur débit de transmission aux conditions du canal. Nous avons implémenté ce mécanisme pour pouvoir analyser le comportement de PAS quand le débit de transmission des stations change dans le temps. La simulation est faite en utilisant deux stations avec une des stations s'éloignant de l'autre. La figure 2 montre les résultats de la simulation avec PAS et 802.11. Nous pouvons voir sur cette figure que pour la station rapide utilisant PAS le débit utile reste constant, alors que le débit de la station lente diminue. Dans le cas de 802.11, le débit utile des deux stations diminue.



	Nb. rafale	Temps inter rafale moyen
rapide	5911	9867.70 μ s
lente	6004	8776.46 μ s

Tableau 4. Résultat des mesures des rafales et temps inter-rafale.

Figure 2. PAS en présence du mécanisme ARF.

Délai de PAS Ici nous présentons une simulation de 20 secondes avec deux stations, une avec un débit de transmission de 11Mbps et l'autre avec un débit de 1Mbps. Pendant cette simulation nous calculons le temps inter-rafale. Le temps inter-rafale est défini comme le temps entre la fin d'une rafale et le commencement d'une autre rafale de paquets par la même station. Pour la station lente la transmission d'une rafale est toujours représentée par un seul paquet. Pour la station rapide une rafale peut être une séquence de plusieurs paquets transmis l'un après l'autre ou un seul paquet si la station accède au canal radio successivement. Le tableau 4 montre les résultats de cette simulation. Nous pouvons constater que l'algorithme de backoff fournit un accès équitable au médium sans fil, car le nombre de rafales pour la station lente et la station rapide est presque le même. De ce tableau nous pouvons également voir que le temps moyen inter-rafale est à peu près le temps de transmission de la station lente.

La figure 3 montre la distribution du temps inter-rafale pour la station rapide. Nous pouvons voir sur cette figure que la station rapide peut envoyer plusieurs rafales successivement, ce qui correspond à la première crête proche de 0. Le deuxième rafale ici correspond à l'envoi d'un seul paquet (réinitialisation de t_{p_max}). Ceci confirme ce que nous affirmons dans la section 4 au sujet de la différence entre la simulation et les résultats analytiques. Dans cette figure, la différence (en temps) entre deux crêtes correspond à environ la durée de transmission d'un paquet par la station lente.

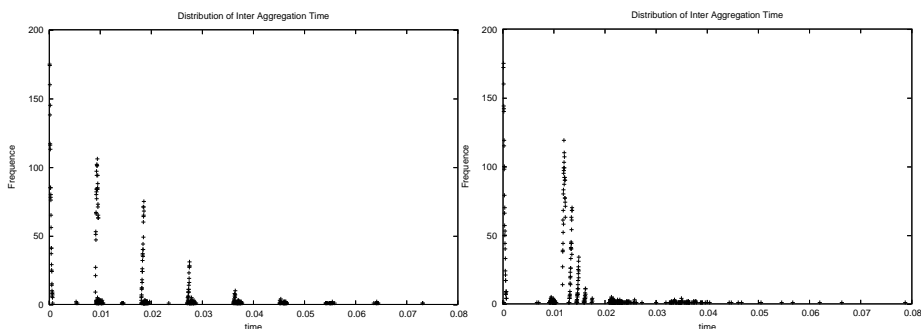


Figure 3. Distribution du temps inter-rafale pour une station rapide.

Figure 4. Distribution du temps inter-rafale pour une station lente.

La figure 4 montre la distribution du temps inter-rafale pour la station lente. Nous pouvons voir sur cette figure que le temps inter-rafale moyen est à peu près le temps requis par la station rapide pour transmettre des paquets agrégés. Du point de vue de la distribution, cette figure est complètement différente de la précédente (figure 3). En effet, si la station rapide peut avoir des accès successifs au médium sans fil, elle ne transmet alors qu'un seul paquet et non pas une rafale. Ceci explique également que le temps moyen inter-rafale de la station lente est plus petit que pour la station rapide. On voit aussi que cette station accède plusieurs fois de suite au canal (crête proche de 0). Sur ces deux figures, la présence d'une crête proche de 0 montre clairement que les paquets ne sont pas envoyés avec une approche TDMA.

Les effets de α Ici nous montrons l'effet de l'utilisation de α ou non. Nous simulons deux stations sans fil transmettant 1000 octets de données à 11Mbps et à 5.5Mbps. Nous pouvons voir sur le tableau 5 que dans cette simulation spécifique, quand α n'est pas utilisé, il n'y a aucune agrégation pour la station rapide. En effet, pour le deuxième paquet de la station rapide, la condition $t_{my_left} - t_{my_packet} > 0$, n'est jamais vraie. En revanche, l'utilisation de α permet à la station rapide d'augmenter son temps d'agrégation pour arrondir au nombre supérieur le nombre de paquets pouvant être transmis dans une série de paquets agrégés. Son utilisation permet aussi d'obtenir un meilleur débit agrégé global.

		Débit (Kbit/sec)	Int. de confiance (0.05)
PAS sans α	5.5Mbps	2147.31	[2137.62 ; 2157.01]
	11Mbps	2131.51	[2119.42 ; 2143.60]
	Total	4278.83	[4269.92 ; 4287.74]
PAS avec α	5.5Mbps	1769.89	[1761.23 ; 1778.54]
	11Mbps	2943.07	[2927.82 ; 2958.32]
	Total	4712.96	[4703.02 ; 4722.91]

Tableau 5. Les effets du paramètre α

Tolérance de PAS avec des paquets de tailles différentes Ici nous avons examiné notre protocole avec des paquets de tailles différentes. Les paquets sont produits au niveau de chaque nœud avec une distribution uniforme entre 450 octets et 1450 octets. Le tableau 6 montre la variation de t_{p_max} et de t_{my_packet} pendant la simulation. Nous pouvons voir que les différences entre les valeurs maximum et minimum de t_{p_max} et t_{my_packet} sont très grandes. Néanmoins, PAS reste efficace en utilisant une distribution uniforme sur la taille des paquets, car grâce à l'écoute active du médium, le bon temps de transmission est choisi correctement par chaque station (donné par t_{p_max} et par t_{my_packet}). Ce comportement de PAS est possible parce que le nombre de paquets à agréger n'est pas connu *a priori* et est calculé dynamiquement à l'arrivée d'un nouveau paquet. On voit d'ailleurs un bon partage dans l'utilisation du canal avec les débits moyens donnés en kbps.

		t_{p_max} (μs)	t_{my_packet} (μs)	Débits moyens	Int. Conf. 0.05
PAS	5.5Mbps	248 - 954	320 - 1716	1743.56	[1735.59 ; 1751.53]
	11Mbps	248 - 1716	285 - 954	2768.38	[2753.14 ; 2783.63]

Tableau 6. PAS avec des paquets de taille différente

6. Conclusion

Dans cet article nous proposons un mécanisme dynamique d'agrégation des paquets résolvant l'anomalie de performance de la norme IEEE 802.11. Notre solution

s'appuie sur le fait que chaque station dispose du même temps de transmission. Bien que des solutions similaires ont déjà été proposées, comme par exemple dans la norme IEEE 802.11e, notre solution est différente parce que ce temps de transmission est calculé dynamiquement et de manière totalement distribuée.

Nous avons montré qu'en utilisant PAS, l'anomalie de performance est résolue et que le débit global dans le réseau est augmenté. Nous avons également prouvé que notre approche n'a pas besoin d'information supplémentaire et peut être facilement implémentée. De par l'approche totalement distribuée de cette solution, nous sommes en train d'évaluer l'impact de PAS dans le contexte des réseaux radio multisauts et multidébits.

7. Bibliographie

- [DUN 04] DUNN J., NEUFELD M., SHETH A., GRUNWALD D., BENNET J., « A practical cross-layer mechanism for fairness in 802.11 networks », *In BROADNETS*, , 2004.
- [HEU 03] HEUSSE M., ROUSSEAU F., BERGER-SABBATEL G., DUDA A., « Performance Anomaly of 802.11b », *In Proceedings of INFOCOM'03*, , 2003.
- [HEU 05] HEUSSE M., ROUSSEAU F., GUILLER R., DUDA A., « Idle sense : an optimal access method for high throughput and fairness in rate diverse wireless lans », *In Proceedings of the 2005 conference on applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications*, , 2005.
- [IAN 05] IANNONE L., FDIDA S., « SDT.11b : Un Schéma à Division de Temps pour éviter l'anomalie de la couche MAC 802.11b », *Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles (CFIP'05)*, , 2005.
- [Ins 99] INSTITUTE OF ELECTRICAL AND ELECTRONICS ENGINEERS (IEEE), « Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications », *IEEE Standard 802.11*, , 1999.
- [Ins 04] INSTITUTE OF ELECTRICAL AND ELECTRONICS ENGINEERS (IEEE), « IEEE 802.11e/D12.0. Draft Supplement to Part 11 : Wireless Medium Access Control (MAC) and physical layer (PHY) specifications : Medium Access Control (MAC) Enhancements for Quality of Service (QoS) », *IEEE 802.11 WG*, , 2004.
- [SAD 02] SADEGHI B., KANODIA V., SABHARWAL A., KNIGHTLY E., « Opportunistic media access for multirate ad hoc networks », *Proceedings of the 8th annual international conference on Mobile computing and networking*, , 2002.
- [TAN 04] TAN G., GUTTAG J., « Time-based fairness improves performances in multi-rate wlans », *In USENIX Annual Technical Conference, General Track*, , 2004.