HAL open science

Mécanisme de compétition pour allocation localisée de ressources multiples

Quentin Lampin, Dominique Barthel, Isabelle Augé-Blum, Fabrice Valois

To cite this version:

Quentin Lampin, Dominique Barthel, Isabelle Augé-Blum, Fabrice Valois. Mécanisme de compétition pour allocation localisée de ressources multiples. CFIP 2011 - Colloque Francophone sur l Ingénierie des Protocoles, UTC, May 2011, Sainte Maxime, France. inria-00586885

HAL Id: inria-00586885

https://inria.hal.science/inria-00586885v1

Submitted on 18 Apr 2011

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.

Mécanisme de compétition pour allocation localisée de ressources multiples

Quentin Lampin[*,] — Dominique Barthel[*] — Isabelle Augé-Blum[**] — Fabrice Valois[**]**

[*] *Orange Labs R&D, Meylan, France.*
28 chemin du Vieux Chêne - BP98 38243 Meylan Cedex - France
{quentin.lampin,dominique.barthel}@orange-ftgroup.com

[**] *Université de Lyon, INRIA*
INSA-Lyon, CITI, F-69621, France
{quentin.lampin,isabelle.auge-blum,fabrice.valois}@insa-lyon.fr

RÉSUMÉ. *L'endormissement cyclique permet l'élaboration de protocoles d'accès au canal peu consommants en énergie pour des réseaux de noeuds limités en ressources et devant opérer durant plusieurs années.Cependant le gain en durée de vie que confèrent ces protocoles est obtenu au détriment de la capacité du réseau et de son adaptabilité aux bouffées de trafic. Les mécanismes existants de gestion de la compétition ne permettent en effet pas d'élire et ordonnancer plusieurs transmissions de façon dynamique et localisée. Dans ce travail, nous considérons un médium sub-divisé en plusieurs canaux logiques (obtenus par exemple par un partage en temps/fréquence du medium de communication) et nous proposons d'allouer dynamiquement ces différentes ressources aux noeuds désirant émettre. Dans cette optique, nous proposons un mécanisme localisé de compétition/ordonnancement, appelé Extended Slot Selection (ESS), qui permet l'allocation dynamique d'une pluralité de canaux logiques aux différentes paires émetteurs/récepteurs.*

ABSTRACT. *Duty-cycled medium access protocols allow for long lasting autonomous networks by periodically putting nodes to sleep. However, this life expectancy improvement comes at the cost of a lesser network capacity and a poor adaptability to bursty traffic loads. Indeed, existing contention algorithms do not provide efficient algorithms to dynamically elect multiple senders per wake-up periods. In this paper, the medium is divided in several logical channels (eg. obtained by a time/frequency division of the communication medium) and we propose to allocate them dynamically among senders. For this purpose, we propose a joint compétition/scheduling algorithm, named Extended Slot Selection (ESS), that schedules multiple sender/receiver pairs to available logical channels.*

MOTS-CLÉS : *partage de medium, compétition, allocation localisée de ressources*

KEY WORDS: *medium sharing, compétition, localized allocation*

1. Introduction

Les réseaux sans-fils sont aujourd'hui ubiquitaires, autant dans le domaine industriel que dans les usages domestiques. Ces réseaux permettent une interconnexion des appareils au moyen d'un medium de communication partagé. De ce fait, des transmissions simultanées peuvent interférer, provoquer des collisions, et potentiellement mener à des pertes de paquets. Au cours de ces dernières décennies, la communauté scientifique a proposé de nombreux protocoles MACs afin de répondre à cette problématique. Le développement des réseaux sans fils autonomes basse consommation a ravivé ce domaine de recherche en introduisant une nouvelle difficulté à la conception des protocoles : l'efficacité énergétique. Ainsi sont apparus des protocoles qui intègrent un cycle d'endormissement/réveil, entre autres : [POL 04], [YE 04], [RHE 08], [BAC 06], [BUE 06], [YE 06]. Cependant, ces protocoles exploitent les mêmes mécanismes de compétition que leurs prédécesseurs, c'est à dire des mécanismes qui ne permettent l'élection que d'un seul émetteur. Cela signifie généralement qu'une seule paire émetteur/récepteur est autorisée à communiquer dans une période de réveil donnée. En conséquence, l'usage de la bande passante du medium est extrêmement limitée et les latences à un saut observées sont de l'ordre de plusieurs périodes de réveil, même en présence de trafics de faible intensité. Ce constat soulève le besoin d'algorithmes permettant une élection combinée de multiples émetteurs et une allocation dynamique et localisée des différents canaux logiques disponibles.

Cet article propose un algorithme localisé de partage du medium basé sur un mécanisme combiné de compétition/ordonnancement et s'organise comme suit : la section 2 expose en détail la problématique adressée ainsi que les hypothèses et suppositions de ce travail. La section 3 expose les algorithmes existants de partage du medium. La section 4 détaille notre proposition et sa conception. La section 5 présente les simulations que nous avons menées et qui justifient de l'intérêt de notre proposition. La section 6 s'intéresse au coût énergétique et l'adaptabilité de notre proposition aux topologies dynamiques. La section 7 résume cet article et dévoile les travaux futurs sur ce thème.

2. Description du problème

Comme évoqué à la section 1 , les protocoles à endormissement présentent une faible utilisation de la bande passante et une latence importante parce qu'ils n'allouent qu'un seul canal logique par période de compétition et parce que la période inter-réveil est grande devant la durée d'un paquet typique. Combattre cette limitation est équivalent à résoudre le problème suivant : *Sachant que N noeuds souhaitent utiliser le médium, celui-ci étant partitionné en plusieurs canaux logiques, comment allouer ces canaux logiques à l'usage exclusif de N' noeuds pour leur transmission pendant la prochaine période ?*

2.1. *Contraintes*

Compte tenu des spécificités des réseaux de capteurs, une solution doit exhiber les propriétés suivantes :

p_1 elle doit permettre l'allocation de canaux à plusieurs paires émetteur/recepteur à chaque période d'activité.

p_2 le dimensionnement de l'algorithme ne doit dépendre que de la charge de trafic, et pas de caractéristiques de la topologie telles que le diamètre ou le degré de connectivité.

p_3 elle doit utiliser uniquement des informations locales.

p_4 elle doit s'adapter automatiquement aux variations de trafic.

p_5 elle doit s'adapter aux changements de topologie physique.

p_6 elle doit donner un accès équitable au medium aux différents noeuds en compétition.

2.2. *Postulats*

De nombreuses applications des réseaux de capteurs exigent une synchronisation. Par exemple, les données sont souvent associées à un temps absolu (instant de la mesure). Certains protocoles à économie d'énergie font aussi usage d'une synchronisation pour aligner les phases de sommeil et de réveil des noeuds, pour raccourcir les durées des préambules ou pour éviter les collisions. Nous faisons donc l'hypothèse que des signaux de synchronisation temporelle circulent dans le réseau tels que décrits par exemple dans [SOM 09] or [MAR 04].

3. Travaux connexes

Une classification des algorithmes de contrôle d'accès au médium consiste en les trois catégories suivantes, caractérisant la manière dont a lieu la résolution de l'accès : accès déterministe, aléatoire ou hybride.

3.1. *Algorithmes à accès déterministe*

L'accès déterministe repose sur la pré-allocation de canaux logiques aux différents émetteurs, comme décrit par exemple en [PIS 08] : chaque période de réveil successive est dédiée à un noeud particulier, lui fournissant ainsi un intervalle d'émission garanti sans collision. Cependant, ces algorithmes s'adaptent mal à des trafics irréguliers ou même à des changements de topologie physique, sauf à exécuter très fréquemment l'algorithme d'allocation, avec le coût énergétique associé. Par conséquence, cette catégorie d'algorithme vérifie les propriétés p_1 et p_6 ci-dessus, mais pas p_2, p_3 p_4 et p_5.

3.2. *Algorithmes à accès aléatoire*

L'accès aléatoire repose sur l'allocation au fil de l'eau de la ressource (le medium de communication), bien connue par exemple sous la forme CSMA. Les algorithmes à accès aléatoire se subdivisent en deux sous-catégories : les algorithmes synchrones et les asynchrones.

3.2.1. *Algorithmes asynchrones*

Dans les algorithmes asynchrones, tels que [POL 04], [BAC 06] et [BUE 06], l'économie d'énergie est obtenue par le mécanisme d'échantillonnage du canal, qui approxime une écoute continue. La période d'échantillonnage est connue de tous, mais les instants d'échantillonnages sont propres à chaque noeud. Ce mécanisme d'échantillonnage impose l'émission d'un long signal d'attention, appelé préambule, avant chaque transmission de donnée. Ce signal d'attention est soit d'une durée fixe légèrement supérieure à la période d'échantillonnage comme dans [POL 04], soit composé d'une multiplicité de petites trames comme dans [BAC 06], [BUE 06] et peut être raccourci. Le mécanisme de compétition à l'accès proprement dit est analogue à ceux du monde à temps continu : Aloha, CSMA, etc. Quoiqu'il en soit, le préambule bloque la canal pendant une longue durée, ce qui en réduit la bande passante utile et contribue au délai que subissent les autres compétiteurs. Le problème est exacerbé par le fait que les mécanismes connus dans la littérature n'allouent qu'un seul canal logique par compétition. Ils ne vérifient donc pas la propriété p_1.

3.2.2. *Algorithmes synchrones*

Les algorithmes synchrones mettent à profit une connaissance commune du temps pour fixer des instants de rendez-vous, qui serviront à effectuer les communications mais aussi à départager les compétiteurs à l'accès au médium. Dans de nombreux protocoles MAC synchrones, par exemple [JAM 06], [ABI 05] et [GAL 09], une fenêtre de compétition de taille fixe est utilisée pour attribuer l'accès à un canal logique unique. La fenêtre de compétition est divisée en K intervalles de temps (en anglais, time slots). Les noeuds qui sont en concurrence pour transmettre une trame sur le médium choisissent un ou plusieurs de ces intervalles de temps et les marquent par un signal d'occupation. Dans les intervalles de temps où ils ne transmettent pas de signal d'occupation, les noeuds écoutent pour savoir si le médium est occupé par d'autres noeuds. Finalement, la décision de transmettre la trame est déterminée localement à chaque noeud en fonction de ses propres choix d'émission et des intervalles de temps détectés comme occupés par les autres noeuds. Par conséquent, ces algorithmes ne vérifient pas la propriété p_1 mais en revanche vérifient p_2, p_3, p_4, p_5 et p_6[1]. Comme décrit à la section 4, notre proposition se base sur ce type d'algorithmes, c'est pourquoi nous les détaillons plus avant ci-après.

3.2.2.1. Algorithmes à simple choix

Dans les algorithmes tels que SMAC [YE 04] et SIFT [JAM 06], les noeuds choisissent l'un des intervalles de temps qu'ils marquent par un signal d'occupation, et ils écoutent tous les autres. Le ou les noeuds qui occcupent le premier intervalle non-vide ont le droit de transmettre, les autres se taisent.

3.2.2.2. Algorithmes de la plus longue rafale

L'algorithme de compétition d'HIPERLAN [STA 96] est basée sur la politique de la plus longue rafale. Les noeuds en compétition tirent au hasard un entier *i* dans l'intervalle [1,CW][2] et occupent

1. sous réserve que tous les noeuds exécutent le même algorithme avec les mêmes valeurs de paramètres, et que les choix ne dépendent pas des résultats des compétitions antérieures.
2. CW : nombre d'intervalles de temps dans la fenêtre de compétition

le medium pendant les *i* premiers intervalles de temps de la fenêtre de compétition. A la fin de leur propre rafale, les noeuds écoutent le medium. Si le medium est trouvé libre jusqu'à la fin de la fenêtre, le noeud transmet, sinon il s'abstient. Ceci est équivalent à l'algorithme : *le ou les noeuds dont la rafale est la plus longue transmettent, les autres se taisent*.

3.2.2.3. Algorithmes à décompte binaire

Le protocole CONTI [ABI 05] et son amélioration [GAL 09] considèrent les K intervalles temporels de la fenêtre de compétition comme K épreuves successives d'élimination. Chaque noeud en compétition marque le premier intervalle avec une probabilité *p*. S'il ne transmet pas, il écoute pour savoir si d'autres noeuds ont marqué l'intervalle : si c'est le cas, il se retire de la compétition. Si ce n'est pas le cas, il participe à l'épreuve suivante. Ceci se poursuit jusqu'à la fin de la fenêtre de compétition.

3.3. *Algorithmes hybrides*

Les algorithmes hybrides tels que [YE 04], [RHE 08] et [SIT 10] utilisent un mécanisme conjoint TDMA-CSMA : Le medium est découpé en intervalles temporels de transmission, et un intervalle est alloué à chacun des noeuds, comme dans les algorithmes TDMA. Cependant, si un intervalle n'est momentanément pas utilisé par son propriétaire, les autres noeuds peuvent entrer en compétition pour son usage selon un algorithme aléatoire. Cette solution s'adapte aux variations de charge et aux changements de topologie. Cependant, le découpage en intervalles de temps et leur allocation reste une question difficile. Pour que les intervalles puissent être réalloués à d'autres noeuds que leur propriétaire, ils doivent contenir une fenêtre de compétition. La période complète doit contenir un intervalle de temps pour chaque noeud, à défaut de quoi l'inéquité est flagrante. Pour ces raisons, les propriétés p_2, p_5 et p_6 ne sont pas vérifiées.

3.4. *Etat de l'art et adéquation aux contraintes*

Ainsi que nous venons de le voir, les algorithmes déterministes existants ne vérifient pas les propriétés p_2, p_3, p_4 et p_5 tandis que les algorithmes aléatoires ne respectent pas p_1. Les hybrides échouent sur p_2, p_5 et p_6. Par conséquent, aucun algorithme existant ne satisfait nos contraintes, ce qui incite à rechercher un nouvel algorithme.

4. Algorithme proposé

4.1. *Concept principal*

Dans les algorithmes existants à fenêtre de compétition de taille fixe, le processus de décision est basé sur l'information qu'un autre noeud à marqué l'intervalle temporel précédent dans la fenêtre. Ceci conduit à des décisions binaires, c'est à dire à *avoir l'autorisation d'émettre* ou pas. Nous proposons de généraliser ce processus de décision en utilisant l'information du *nombre d'intervalles*

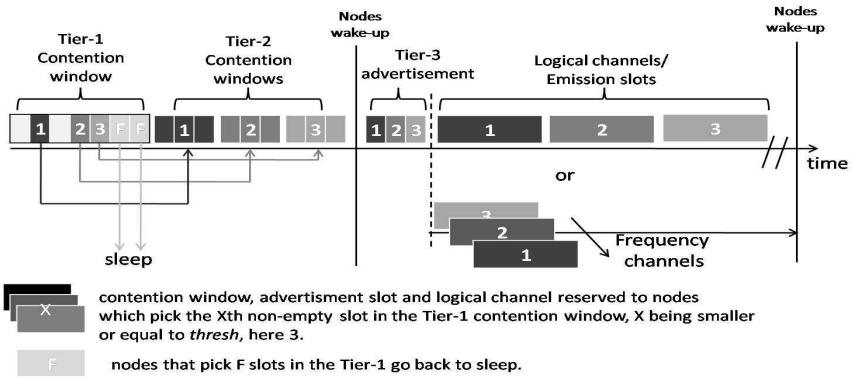

Figure 1. *Algorithme détaillé*

occupés dans la fenêtre de compétition avant celui choisi par le noeud. Ce nombre est utilisé pour allouer localement aux noeuds en compétition les canaux logiques disponibles.

Plus spécifiquement, nous proposons de créer un compteur *c* géré localement à chacun des noeuds. Ce compteur mémorise le nombre d'intervalles temporels vus comme occupés dans la fenêtre de compétition. Les noeuds qui marquent le medium avant le premier incrément de leur compteur utiliseront le premier canal logique, ceux qui ont déjà incrémenté une fois le compteur au moment de marquer le médium utiliseront le canal logique numéro deux, etc, jusqu'à ce que tous les canaux logiques soient attribués (voir fig.1 pour plus de détails).

4.2. *Algorithme détaillé*

Notre proposition se base sur un mécanisme, appelé Extended Slot Selection (ESS) qui se décompose en 3 phases. Comme l'illustre la figure 1, les noeuds souhaitant transmettre sur le canal radio participent aux phases 1 et 2 alors que les autres restent en sommeil. Dans la 3ème phase, l'ensemble des noeuds sont éveillés.

4.2.1. *Phase 1*

Similairement aux algorithmes à choix unique, les noeuds en compétition choisissent un intervalle *i* dans la fenêtre de compétition de la phase 1 et y transmettent un signal d'occupation. Lorsqu'un noeud ne transmet pas, il écoute sur le canal radio. Pour chaque intervalle *j*, $j < i$ dans lequel au moins un signal d'occupation a été entendu, il incrémente un compteur *c* débutant à 1.

4.2.2. *Phase 2*

Chaque noeud, pour lequel *c* est inférieur à un seuil[3] C_{log}, concourt ensuite à la c-ième fenêtre de compétition de la phase 2 du mécanisme. Lorsque un noeud perd dans une fenêtre de compétition

3. une discussion est fournie en partie 5.2

de la phase 2, il peut participer à nouveau dans la prochaine fenêtre disponible. Idéalement, à la fin de la phase 2 de l'algorithme, jusqu'à C_{log} canaux logiques seront choisis de façon unique par des noeuds émetteurs.

4.2.3. *Phase 3*

La dernière étape de l'algorithme consiste en une phase d'annonce des destinataires des paquets par les noeuds émetteurs. Le noeud ayant choisi le premier canal logique annoncera son destinataire en premier, suivi par celui du deuxième canal logique et ainsi de suite. De cette façon, les destinations sont capables de déduire dans quel canal logique écouter.

5. Évaluation de performance par la simulation

5.1. *Scénario et modèle*

Tel que décrit dans [DOH 09] et [PIS 09], les réseaux de capteurs peuvent exhiber des densités surfaciques très importantes. Des voisinages radio de plusieurs centaines de capteurs sont en effet envisageables. Pour cette raison, cette évaluation de performance considère des voisinages radio présentant jusqu'à $N_{max} = 500$ noeuds à portée radio les uns des autres. De plus, tous ces noeuds souhaitent accéder au canal radio. Finalement, deux noeuds transmettant simultanément entraînent une collision des transmissions et un échec systématique de la réception (pas d'effet de capture).

5.1.1. *Notations*

Nous considérons un voisinage radio de N noeuds. La fenêtre de compétition de la phase 1 présente une taille K_1 alors que les fenêtre de compétition de la phase 2 sont de taille K_2. C_{log} canaux logiques sont disponibles par période de réveil.

5.1.2. *Environnement de simulation*

Les simulations sont menées sur le simulateur WSNet [HAM 09]. Le tableau 1 récapitule les paramètres clés de simulation.

modèle de propagation	portée infinie
modèle de collision	complet
temps de simulation	$120000s$
période de réveil	$120s$
intervalle de garde entre slots	$100\mu s$
temps slot	$450\mu s$
data	$1packet/120s$,taille constante
C_{log}	32

Tableau 1. *Paramètres de simulation*

5.2. *Dimensionnement d'ESS*

Le protocol SIFT [JAM 06] recommande l'usage d'une fenêtre de compétition de taille 32 pour les voisinages radios que nous considérons. Dans l'objectif de montrer l'intérêt d'ESS, nous avons choisi de restreindre le nombre total de slots de compétition à $NSlots_{log} = 16$ par canal logique, la moitié de ce qui était recommandé. Pour ces simulations, nous avons choisi $K_1 = 128$, $K_2 = 12$ et $C_{log} = 32$. Cette configuration s'est avérée efficace et réaliste [4].

5.3. *Métriques de performances*

Afin d'évaluer l'algorithme ESS, nous avons considéré les indicateurs suivants :

– *Débit* : calculé au noeud de collecte du voisinage. La taille des paquets étant constante, nous considérons le nombre de paquets reçus plutôt que le débit bits. Plus précisemment, nous calculons le nombre moyen de paquets envoyés avec succès par noeud émetteur. Les valeurs obtenues sont alors comparées au maximum théorique dans l'hypothèse d'une allocation parfaite des $C_{log} = 32$ canaux logiques[5] et dans l'hypothèse d'un canal logique unique, tel que c'est le cas dans SCP-MAC [YE 06] ou SIFT [JAM 06].

– *Taux de collision* : Nous considérons égalememt le nombre de collisions observées et calculons le ratio #(packets.envoyes.avec.succes)/#(packets.envoyes).

– *Équité* : Illustrée par le calcul de l'index d'équité de Jain [JAI 91].

5.4. *Résultats de simulation*

5.4.1. *Débit*

La Figure 2 présente le nombre moyen de paquets reçus au point de collection par émetteur. Les simulations durant 1000 périodes de réveil, chaque noeud soumet 1000 paquets à la couche MAC et jusqu'à 32 000 paquets peuvent être reçus au point de collecte. Les valeurs obtenues suite à la simulation d'ESS sont représentées par des croix. La courbe supérieure représente le maximum théorique du nombre de paquets moyen reçu au point de collection pour un médium présentant $C_{log} = 32$ canaux logiques. La courbe inférieure représente la même valeur pour un médium à un unique canal logique. Les simulations démontrent que notre solution est quasi-optimale concernant l'indicateur de débit avec les paramètres retenus et que ses performances sont bien supérieures aux protocoles permettant l'allocation d'un unique canal logique.

5.4.2. *Collisions*

La figure 3 illustre le taux de collision observé durant les simulations. Les barres verticales représentent le ratio du nombre de paquets perdus dû aux collisions sur le nombre total de paquets

4. le ratio optimal K_1/K_2 pour une population N donnée et un taux de collision prédéterminé sera adressé dans de futurs travaux.
5. un canal logique permettant l'envoi d'un seul paquet

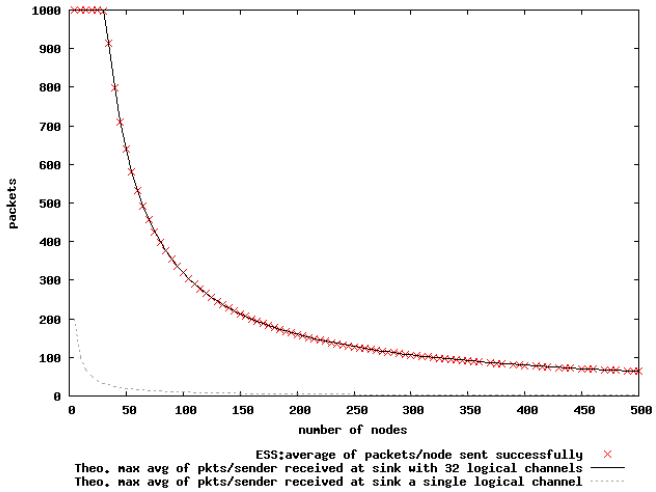

Figure 2. *Débit : résultats de simulation*

envoyés. Avec les paramètres choisis, ce ratio est inférieur à 0.14% pour l'ensemble des simulations et inférieur à 0.1% pour des scénarios entre 50 et 500 noeuds. Les croix représentent le nombre brut de collisions en fonction du nombre de noeuds dans le voisinage alors que la courbe en fournit une approximation linéaire. Le coefficient de corrélation de 0.978 indique que le taux de collision suit une progression quasi-linéaire pour l'intervalle de taille de voisinage considéré.

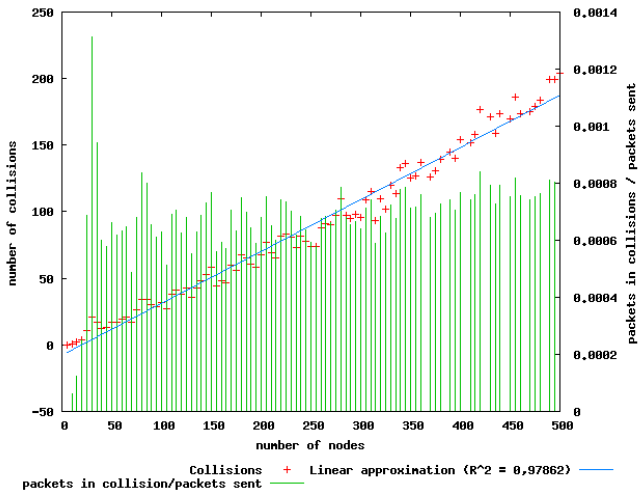

Figure 3. *Collisions : résultats de simulation*

5.4.3. *Équité*

Chaque itération du mécanisme de compétition/sélection est indépendante. De ce fait, l'algorithme est par conception équitable et les simulations l'ont confirmé. L'index de Jain étant supérieur à 0.99 pour l'ensemble des scénarios.

6. Discussions

6.1. *Énergie*

Comme décrit en introduction 1, l'efficacité énergétique est une problématique majeure pour les réseaux de capteurs sans fils. Pour cette raison, nous avons jugé nécessaire d'évaluer le coût énergétique d'ESS et de le comparer à celui de SCP-MAC [YE 06] qui est réputé performant sous les hypothèses retenues.

En l'absence de trafic, le coût énergétique d'ESS résulte des mécanismes de synchronisation et d'échantillonnage du canal. La synchronisation étant présente dans les deux protocoles et hors contexte de cet article, nous ne considérons que l'échantillonnage de préambule. Ce mécanisme nécessite que tous les noeuds se réveillent périodiquement et échantillonnent le canal afin d'y détecter une éventuelle transmission. Dans SCP-MAC [YE 06], la durée de l'échantillonnage doit être plus longue que la fenêtre de compétition post-réveil de l'ensemble des noeuds. Dans ESS, la durée doit être suffisamment longue afin d'asserter la présence ou absence d'une annonce pour le premier canal logique.

Dans l'hypothèse d'un faible trafic, ESS présente un coût additionnel au niveau des noeuds émetteurs du fait de leur participation aux phases 1 et 2 de l'algorithme. Un coût sur les noeuds récepteurs est également présent du à l'écoute des annonces. Dans SCP-MAC, des coûts similaires subviennent aux émetteurs lors des phases de compétitions pré et post réveil et aux récepteurs suite à l'écoute de la fenêtre de compétition post-réveil et de l'entête des paquets transmis. Dans cette configuration, le coût d'ESS est inférieur ou similaire à celui de SCP-MAC en fonction des tailles des fenêtres de compétition retenues.

Dans un scénario de trafic intense, le coût énergétique d'ESS augmente suite à un plus grand nombre de paquets d'annonce à écouter au niveau des récepteurs alors que le coût de SCP reste constant. Cependant, cette augmentation du coût est compensé par le nombre de transmissions qui sont opérées dans une période de temps. En effet, ESS est capable d'ordonnancer jusqu'à C_{log} paires de communications émetteur/récepteur dans une période alors que SCP-MAC ne peut en établir qu'une seule. Cela signifie que SCP-MAC nécessite jusqu'à C_{log} périodes de réveil pour écouler la même quantité de trafic, chaque période causant un coût additionnel afin d'allumer la radio. Ainsi, dans ce scénario, l'efficacité énergétique d'ESS est supérieure à SCP-MAC.

6.2. *Dynamique du réseau*

Les réseaux de capteurs sans fils exhibent des topologies dynamiques au cours de leur vie, notamment dues à l'addition/soustraction de noeuds au réseau. Tel que décrit dans 3.1, cette dyna-

mique peut considérablement affecter les performances du réseau (notamment concernant l'énergie et le taux de collision), particulièrement lorsque des mécanismes d'allocation statique sont utilisés. Puisque ESS ne se base pas sur un mécanisme de réservation de ressource, il est insensible aux identifiants des noeuds présents dans un voisinage radio donné. Ainsi, changer l'adresse MAC d'un capteur ou le remplacer n'affectera pas les performances des noeuds voisins. Bien qu'utilisant des mécanismes de compétition à fenêtre de taille fixe, ESS est également performant pour des réseaux présentant des densités de voisinage radio variables. Comme l'a montré la section 5.4.2, le taux de collision observé pour ESS varie peu alors que le nombre de de noeuds émetteurs croît de façon importante. ESS est donc capable d'opérer dans des situations de topologies réalistes.

7. Conclusion et travaux futurs

ESS est un algorithme permettant un meilleur usage de la capacité du médium radio. Il permet en effet l'allocation d'une pluralité de canaux logiques dans un unique mécanisme de compétition/allocation. L'évaluation de performance a montré qu'ESS exhibe de très faibles taux de collisions et un usage quasi-optimal des multiples canaux logiques disponibles. ESS est également équitable, efficace en énergie et supporte des topologies à forte densité de voisinage radio. De ce fait, ESS remplit l'ensemble des requis décrit en partie 2.1, comme l'illustre le tableau 2.

algorithme	p_1	p_2	p_3	p_4	p_5	p_6
accès déterministe	✓	✗	✗	✗	✗	✗
accès aléatoire asynchrone	✗	✓	✓	✓	✓	✓
accès aléatoire synchrone	✗	✓	✓	✓	✓	✓
accès hybride	✓	✗	✓	✓	✗	✗
ESS	✓	✓	✓	✓	✓	✓

Tableau 2. *atteinte des objectifs*

Nous avons proposé un algorithme combiné d'allocation/ordonnancement et montré son efficacité en simulant son fonctionnement dans un voisinage radio à densité croissante de noeuds en compétition. Nous sommes en train d'évaluer ses performances dans un environnement multi-sauts avec des modèles de trafic réalistes. Nous dériverons également les lois de distributions optimales pour le choix des slots dans la fenêtre de compétition de phase 1 ainsi que les valeurs optimales de K_1/K_2 et C_{log} pour une population maximale N de noeuds émetteurs et un taux de collision toléré maximum. Ce mécanisme offre également des opportunités intéressantes pour construire des mécanismes de qualité de service, que nous explorerons. Enfin, plusieurs améliorations significative d'ESS sont en travaux.

8. Bibliographie

[ABI 05] ABICHAR Z. G., CHANG J. M., « CONTI : Constant-Time Contention Resolution for WLAN Access », *NETWORKING*, vol. 3462 de *LNCS*, Waterloo, ON, Canada, may 2005, Springer, p. 358–369.

[BAC 06] BACHIR A., BARTHEL D., HEUSSE M., DUDA A., « Micro-Frame Preamble MAC for Multihop Wireless Sensor Networks », *ICC*, Istanbul, Turkey, June 2006, IEEE.

[BUE 06] BUETTNER M., YEE G. V., ANDERSON E., HAN R., « X-MAC : a short preamble MAC protocol for duty-cycled wireless sensor networks », *SenSys*, Boulder, CO, USA, 2006, ACM, p. 307–320.

[DOH 09] DOHLER M., WATTEYNE T., WINTER T., BARTHEL D., « Routing Requirements for Urban Low-Power and Lossy Networks », RFC 5548, mai 2009.

[GAL 09] GALTIER J., « *Graphs and Algorithms in Communication Networks : Studies in Broadband, Optical, Wireless, and Ad Hoc Networks* », chapitre Tournament Methods for WLAN : Analysis and Efficiency, page 379, N° 15 Texts in Theoretical Computer Science : An EATCS Series, Springer-Verlag New York Inc, 2009.

[HAM 09] HAMIDA E. B., CHELIUS G., GORCE J.-M., « Impact of the Physical Layer Modeling on the Accuracy and Scalability of Wireless Network Simulation », *Simulation*, vol. 85, n° 9, 2009, p. 574-588.

[JAI 91] JAIN R., *The Art of Computer Systems Performance Analysis : Techniques for Experimental Design, Measurement, Simulation, and Modeling*, Wiley, 1991.

[JAM 06] JAMIESON K., BALAKRISHNAN H., TAY Y. C., « Sift : A MAC Protocol for Event-Driven Wireless Sensor Networks », *EWSN*, vol. 3868 de *Lecture Notes in Computer Science*, Zurich, Switzerland, february 2006, Springer, p. 260–275.

[MAR 04] MARÓTI M., KUSY B., SIMON G., LÉDECZI A., « The flooding time synchronization protocol », *Sensys*, New York, NY, USA, 2004, ACM, p. 39–49.

[PIS 08] PISTER K., DOHERTY L., « TSMP : Time Synchronized Mesh Protocol », GONZALEZ T. F., Ed., *PDCS*, Orlando, FL, USA, november 2008.

[PIS 09] PISTER K., THUBERT P., DWARS S., PHINNEY T., « Industrial Routing Requirements in Low-Power and Lossy Networks », RFC 5673, october 2009.

[POL 04] POLASTRE J., HILL J., CULLER D., « Versatile low power media access for wireless sensor networks », *SenSys*, New York, NY, USA, november 2004, ACM, p. 95–107.

[RHE 08] RHEE I., WARRIER A., AIA M., MIN J., SICHITIU M. L., « Z-MAC : a hybrid MAC for wireless sensor networks », *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 16, n° 3, 2008, p. 511–524.

[SIT 10] SITANAYAH L., SREENAN C. J., BROWN K. N., « Emergency response MAC protocol (ER-MAC) for wireless sensor networks », *IPSN*, New York, NY, USA, april 2010, ACM, p. 364–365.

[SOM 09] SOMMER P., WATTENHOFER R., « Gradient clock synchronization in wireless sensor networks », *IPSN*, Washington, DC, USA, april 2009, IEEE Computer Society, p. 37–48.

[STA 96] STANDARD, « HIgh PErformance Radio Local Area Network(HIPERLAN) Type 1 ; Functional Specification », *ETSI Publications*, , 1996, European Telecommunications Standards Institute.

[YE 04] YE W., HEIDEMANN J., ESTRIN D., « Medium access control with coordinated adaptive sleeping for wireless sensor networks », *IEEE/ACM Transaction on Networking*, vol. 12, n° 3, 2004, p. 493–506, IEEE Press.

[YE 06] YE W., SILVA F., HEIDEMANN J., « Ultra-low duty cycle MAC with scheduled channel polling », *SenSys*, New York, NY, USA, october, november 2006, ACM, p. 321–334.