



**HAL**  
open science

## Alternance synchrone pour la conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc

Hanen Idoudi, Wafa Akkari, Abdelfatteh Belghith, Miklos Molnar

► **To cite this version:**

Hanen Idoudi, Wafa Akkari, Abdelfatteh Belghith, Miklos Molnar. Alternance synchrone pour la conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc. [Rapport de recherche] RR-6045, INRIA. 2006, pp.44. inria-00115787v3

**HAL Id: inria-00115787**

**<https://hal.inria.fr/inria-00115787v3>**

Submitted on 8 Dec 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.

*Alternance synchrone pour la conservation  
d'énergie dans les réseaux ad hoc*

Hanen Idoudi, Wafa Akkari, Abdelfatteh Belghith, Miklós Molnár

**N°6045**

Décembre 2006

\_\_\_\_\_ Systèmes communicants \_\_\_\_\_



*Rapport  
de recherche*



## Alternance synchrone pour la conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc

Hanen Idoudi\*, Wafa Akkari†, Abdelfatteh Belghith‡, Miklós Molnár§

Systemes communicants  
Projet ARMOR

Rapport de recherche n° 6045 — Décembre 2006 — 44 pages

**Abstract:** Adhoc networks are characterized by limited energy resources. Energy conservation is then a critical factor for the lifespan of the network. Several proposals exist to achieve this end. One of the most important, at the data link level, is PSM proposed by 802.11. We present in this paper a new mechanism, called Power-Aware Alternation (PAA) which is based on the elimination of the network activity of a set of nodes during certain periods in order to preserve their energy. The nodes choose other supporter nodes with which they will alternate inactivity and activity periods. We detail in this paper the design of our mechanism and we carry out an evaluation of its performances by simulation. This study enabled us to compare the performances of PAA with those of PSM and TA-PSM in term of profit in energy and traffic blocking. Results showed us that within the framework of a network of not very mobile nodes and in the presence of a uniformly distributed traffic, PAA brings a profit in energy better than that of PSM while ensuring the same rate of delivery of the traffic.

**Key-words:** Ad Hoc Networks, Energy conservation, PSM 802.11, PAA

*(Résumé : tsvp)*

\* Ecole Nationale des Sciences de l'Informatique - IRISA, hidoudi@irisa.fr

† Ecole Nationale des Sciences de l'Informatique, wafa.akkari@gmail.com

‡ Ecole Nationale des Sciences de l'Informatique, abdefattah.belghith@ensi.rnu.tn

§ INSA - IRISA, Miklos.Molnar@irisa.fr

## Alternance synchrone pour la conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc

**Résumé :** Les réseaux ad hoc sont des réseaux caractérisés par des ressources limitées en énergie. La conservation d'énergie s'avère donc être un facteur primordial pour la durée de vie du réseau. Plusieurs propositions existent à cet effet dont les plus efficaces se situent au niveau liaison de données comme le mécanisme PSM défini par le standard 802.11.

Nous présentons dans ce rapport un nouveau mécanisme, appelé Power-Aware Alternation(PAA) qui se base sur l'élimination de l'activité réseau d'un ensemble de nœuds durant certaines périodes afin de conserver leur énergie. Les nœuds choisissent des nœuds supporteurs avec qui ils vont alterner des périodes d'activité et d'inactivité.

Ce mécanisme a comme avantage de mieux conserver la connectivité du réseau. Nous détaillons dans ce rapport la conception de notre mécanisme et nous effectuons une évaluation de ses performances par simulation.

Cette étude nous a permis de comparer les performances de PAA à celles de PSM et TA-PSM en terme de gain en énergie et en terme de blocage du trafic. Les résultats nous ont démontré que dans le cadre d'un réseau de nœuds peu mobiles et en présence de trafic uniformément distribué entre les nœuds du réseau, PAA apporte un gain en énergie meilleur que celui de PSM tout en assurant le même taux de délivrance du trafic.

**Mots-clé :** Réseaux ad hoc, conservation d'énergie, PSM 802.11, PAA

## 1 Introduction

Les réseaux ad hoc sont des réseaux sans fil formés de noeuds mobiles dépourvus de gestion centralisée. L'apparition et la disparition des noeuds sont gérées d'une manière distribuée aussi bien que l'opération de routage qui impose à chaque noeud de devenir lui-même routeur. Dans ces réseaux, les ressources sont limitées en énergie et la consommation d'énergie est un facteur primordial pour la durée de vie du réseau et des noeuds. Plusieurs travaux ont démontré que l'activité réseau est très coûteuse en énergie. L'émission ainsi que la réception consomment une énergie importante. Cependant, les activités liées à la communication ne sont pas les seules qui consomment de l'énergie. Même en périodes de veille, un mobile doit assurer sa connectivité au réseau à travers l'envoi périodique de messages de contrôle et l'écoute du canal.

Dans les réseaux ad hoc, contrôler la consommation d'énergie (individuelle ou totale) peut se faire de plusieurs manières. L'énergie est consommée par des activités réseaux liées à plusieurs niveaux. Au niveau physique et liaison de données, pour conserver leur connectivité au réseau, les noeuds doivent écouter le canal et échanger périodiquement des messages de contrôle. Pour une géométrie donnée, la puissance utilisée pour les émissions détermine les noeuds pouvant être atteints par un mobile. A cause de la nature du médium radio, les interférences et les congestions inévitables, suscitent le besoin de retransmissions assez fréquentes. Au niveau du routage, la participation des noeuds intermédiaires à l'opération de routage et le traitement du trafic de contrôle, associé au protocole de routage utilisé, multiplie la consommation de l'énergie.

Vu la consommation ininterrompue en énergie des noeuds et afin d'augmenter la durée de vie du réseau, nous proposons un nouveau mécanisme pour la conservation de l'énergie qui se base sur l'élimination de toute activité réseau d'un noeud pendant certaines périodes tout en gardant sa présence dans le réseau par une délégation. Ce mécanisme permettra non seulement de conserver l'énergie de certains noeuds mais aussi de diminuer les interférences et par conséquent les pertes des paquets dues à la densité du réseau. La proposition vise à maximiser la durée de vie des noeuds en leur offrant des périodes d'inactivité, et de cette façon, augmenter la durée de vie du réseau en terme d'épuisement du premier noeud. Il vise également à équilibrer la consommation d'énergie dans un réseau.

Notre rapport est organisé comme suit. Dans la section suivante, nous présentons les approches et les mécanismes connus pour la conservation d'énergie tout en mettant l'accent sur les approches clés proposées au niveau liaison de données, le niveau où se situe notre proposition. Nous exposons dans la troisième section les principes de base de notre proposition, baptisée Power-Aware Alternation(PAA), en explicitant sa phase d'établissement, le fonctionnement du support et la fonction de maintenance qui permet de gérer les groupes de supporteurs. Tout au long de la quatrième section, nous exposons les résultats des simulations conduites afin d'évaluer les performances de PAA tout en le comparant à deux mécanismes de conservation d'énergie existants. Nous finissons notre rapport par une conclusion.

## 2 Etat de l'art : Conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc

La conservation d'énergie est importante dans un réseau ad hoc pour augmenter la durée de vie des nœuds et, par conséquent, celle de tout le réseau. Cette tâche est particulièrement difficile du moment que les actions de la conservation d'énergie doivent être effectuées de manière distribuée. En effet, la participation continue des nœuds mobiles à la maintenance de la connectivité du réseau influence la performance totale du réseau.

Les nœuds mobiles dans les réseaux ad hoc utilisent généralement des sources d'énergie autonomes pour se procurer de l'énergie et par conséquent ont une durée de vie limitée.

Du moment que la plupart des nœuds mobiles des réseaux ad hoc ont une capacité d'énergie limitée, il est important de minimiser la consommation d'énergie du réseau. L'énergie consommée par un nœud ad hoc peut être classée en deux catégories : l'énergie non liée à la communication et l'énergie liée à la communication. L'énergie liée à la communication peut, à son tour être classée en énergie de traitement, énergie de transmission, énergie de réception et énergie relative au mode veille.

L'énergie consommée par un nœud est également fonction de ses activités réseau au niveau des différentes couches.

Au niveau de la couche physique et liaison de données, les nœuds consomment de l'énergie essentiellement pour assurer leur connectivité au réseau. Pour ce fait, les nœuds restent à l'écoute du canal et s'échangent des messages de contrôle.

Au niveau du routage, la consommation de l'énergie est due à la participation des nœuds à l'opération de routage et au traitement du trafic de contrôle défini par les protocoles responsables.

Nous présentons dans ce qui suit les principales approches existantes pour la conservation d'énergie et ce dans les trois niveaux cités.

### 2.1 Approches existantes de conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc au niveau physique

La puissance de transmission a un impact direct sur la durée de vie des batteries et de la capacité du réseau en terme de trafic effectif transporté. En effet, [1] montre que plus la portée des nœuds est grande, plus la puissance nécessaire à la transmission est grande. De plus, la portée d'un nœud influe directement sur la zone d'interférence. Augmenter la portée, implique aussi augmenter la probabilité d'interférence, le taux de collisions et de perte et diminuer la capacité des nœuds à transmettre.

Le contrôle de puissance ou de topologie consiste à adapter les portées et les puissances de transmission des nœuds afin d'assurer une consommation minimale d'énergie tout en gardant la connectivité du réseau. Il s'agit de trouver une portée de transmission optimale pour les nœuds du réseau, pouvant être commune ou pas, permettant d'optimiser l'énergie consommée lors des communications [2][3]. Le contrôle de topologie vise à réduire la portée

des nœuds, si possible, d'où à réduire les interférences et les collisions permettant ainsi une meilleure conservation d'énergie [4].

Plusieurs propositions existent pour assurer le contrôle de topologie et/ou de puissance. Le mécanisme proposé dans [5] permet d'ajuster la puissance d'un nœud jusqu'à ce qu'il ait un nombre de voisins limité. Ceci n'assure pas dans tous les cas la connectivité du réseau. Souvent, les nœuds peuvent se retrouver dans des îlots séparés avec quelques voisins directs. Le protocole COMPOW [3] a pour objectif d'ajuster la puissance des nœuds selon une valeur commune. Ce niveau de puissance est le niveau minimal permettant d'assurer la connectivité du réseau. Ce protocole met en évidence l'importance des liens bidirectionnels puisqu'une destination directe ne peut répondre à une source que si sa puissance de transmission est au moins égale à celle de la source. De ce fait, assurer une puissance commune permet d'assurer des liens bidirectionnels.

Ce protocole vise aussi à augmenter la capacité de transmission du réseau avec le plus petit niveau d'énergie ou de portée tout en gardant la connectivité du réseau

Assurer une portée minimale des nœuds tout en gardant la connectivité du réseau pose le problème de recherche de la meilleure couverture du réseau et du contrôle de partitionnement. L'article [6] propose de calculer le digramme de Voronoï sur l'ensemble des nœuds du réseau, dont la topologie et la localisation des nœuds est connue à un instant donné, puis d'en déduire la triangulation de Delaunay qui permet de relier les nœuds ayant des cellules voisines. Le diagramme de Delaunay assure une connectivité totale des nœuds du réseau selon des liens courts assurant une portée minimale.

## 2.2 Approches existantes de conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc au niveau liaison de données

La plupart des solutions proposées à ce niveau définissent un mode veille durant lequel un nœud limite son activité réseau afin de conserver son énergie.

Un des mécanismes de référence pour la conservation d'énergie dans les réseaux sans fil est PSM (Power Saving Mode) proposé par la norme IEEE 802.11 [7].

Du point de vue consommation en énergie, un nœud peut avoir trois états. Il peut être en réception, dissipant une certaine énergie, en émission, dissipant une autre énergie ou en mode veille (écoute passive du canal) et dans ce cas il dissipe aussi de l'énergie.

Le standard 802.11 définit le PS (Power Save) pour conserver l'énergie des nœuds dans un réseau sans fil avec ou sans infrastructure.

Une station utilisant PSM peut voir un des deux états suivants à un instant donné:

–Awake : la station utilise toute sa puissance pour envoyer et recevoir des paquets à tout moment.

–Doze : la station est incapable de transmettre ou de recevoir, elle utilise le minimum de son énergie. Si elle a des messages à envoyer, elle les sauvegarde localement.

Dans 802.11, on définit deux modes de gestion d'énergie :

–Active mode (AM) : la station peut recevoir des paquets à n'importe quel instant. Elle est



dans l'état Awake.

–Power Save (PS) : la station peut être dans l'état Doze mais doit se réveiller et revenir à l'état Awake pour recevoir certains messages de contrôle, de synchronisation et recevoir les paquets sauvegardés.

Tous les nœuds du réseau doivent être réveillés en même temps pour échanger les messages qu'ils auront sauvegardé durant la période doze. De ce fait, 802.11 définit une fonction de synchronisation qui se base sur l'échange d'un paquet appelé Beacon au début de chaque période BeaconInterval.

Cette période commence par une sous période appelée ATIMWindow durant laquelle uniquement les messages de contrôle et des annonces (messages ATIM : Announcement Traffic Indication Message) sur des messages sauvegardés doivent être échangés entre les nœuds.

Au terme du ATIMWindow, si un nœud n'a annoncé aucun paquet à envoyer et n'a reçu aucune annonce alors il peut entrer en état Doze pour le reste de BeaconInterval. Dans le cas contraire, il doit rester Awake pour réaliser les transferts nécessaires.

La synchronisation des nœuds du réseau au niveau du mécanisme PSM fait que tous les nœuds utilisant le mode PS doivent, si leurs activités le permettent, entrer en mode Doze durant la même période puis se réveiller aux mêmes instants. Cette caractéristique fait que durant une communication entre une source et une destination utilisant une route à plusieurs sauts, plusieurs nœuds en mode Doze peuvent se trouver sur la route. Un paquet traversant le réseau peut rencontrer tout un flot de nœuds en mode Doze empêchant le paquet d'être routé à destination. Ceci représente une faille au niveau de PSM qui peut induire un risque de partitionnement du réseau au moment du routage.

Par ailleurs, un nœud utilisant le mode PSM restera actif durant tout le reste de la période BeaconInterval s'il a reçu des annonces de messages durant la période ATIM ou s'il a des messages à envoyer. Cependant, le nœud ne sera pas réellement en communication durant toute la période puisqu'il n'aura pas accès au canal à tout instant et peut terminer la réception ou la transmission de ses données avant la fin de la période.

Une amélioration de PSM consiste à limiter la durée d'activité d'un nœud durant le reste d'un BeaconInterval afin de limiter la consommation d'énergie inutile et ceci en lui allouant des slots prédéfinis pour l'échange de ses données. En dehors de ses slots, le nœud peut entrer en mode doze.

Slotted PSM [8] consiste donc à diviser la période allant de la fin de la période ATIM jusqu'au reste de la période BeaconInterval en un certain nombre de slots de temps, chacun sera alloué pour un nœud donné pour effectuer sa communication. Chaque nœud restera actif uniquement durant les slots qui lui seront alloués et pourra ainsi être en mode doze plus longtemps.

La réservation des slots pour l'échange de données s'effectue dynamiquement durant la période ATIMWindow. La source inclut les informations de réservation de slots dans les messages ATIM. Chaque nœud maintient une table de réservation de slots qui sera actualisée à chaque réception de trames ATIM ou ACK-ATIM. Un nœud source choisit les slots qu'il va inclure dans la trame ATIM en se basant sur ses informations locales à partir de la table

des états des slots et la quantité du trafic qui sera échangé.

A la réception du message ATIM, le nœud destination réplique par un paquet ATIMRE (ATIM Response) dans lequel il inclut la liste de ses slots libres. La source rectifie alors sa réservation selon le nouvel état des slots et envoie un nouveau paquet ATIM.

Une amélioration récente de PSM, adoptant le même principe que Slotted PSM, est le mécanisme TA-PSM (Traffic Aware Power Saving Mode) [9]. Cette nouvelle approche est partie de la constatation du fait que deux nœuds en mode PS restent en état Awake pour le reste de BeaconInterval afin d'échanger des paquets de données, mais peuvent terminer leur communication avant la fin de cette période. TA-PSM consiste à réduire la consommation d'énergie des nœuds du réseau activant PSM en les rendant plus sensibles à la charge du trafic. Chaque source doit à cet effet, indiquer à sa destination l'éventuelle fin de leur communication et ceci en activant un champ particulier dans le dernier paquet qu'elle lui adresse.

Ce mécanisme permettra ainsi à une source et une destination d'entrer immédiatement en mode Doze dès qu'elles ne sont plus impliquées dans aucun trafic, sans attendre la fin d'un BeaconInterval et ceci jusqu'à la fin de cette période. Ceci est réalisé par l'ajout d'une indication dans le dernier paquet transmis de la source à la destination indiquant ainsi la fin du transfert de données entre eux.

S-MAC [10] est un mécanisme permettant aux nœuds d'entrer en mode veille pour des périodes assez longues. Dans S-MAC, un nœud entre en mode veille quand un voisin est en cours de transmission. T-MAC [11] étend S-MAC en ajustant la longueur de la période de réveil des nœuds selon les communications environnantes. Ceci permet de réduire l'énergie consommée suite à l'écoute passive du canal.

D'autres propositions [12] se basent sur une architecture à deux canaux radios assurant une conservation de l'énergie à travers la mise en veille d'un premier canal et l'utilisation du second à une puissance minimale pour réveiller un voisin spécifique ou pour écouter périodiquement le canal.

### 2.3 Approches existantes de conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc au niveau routage

Pour minimiser la consommation de l'énergie au niveau routage, il faut veiller à choisir le meilleur chemin en se basant sur les contraintes d'énergie comme facteur de stabilité du chemin. Ceci se traduit par le fait de choisir le chemin garantissant la consommation d'énergie la plus faible ou encore de choisir le chemin passant par les nœuds intermédiaires ayant les batteries les plus chargées. Il faut aussi garantir une diminution de l'énergie consommée par la procédure de découverte des routes et ce en adoptant une technique efficace. Une autre technique pour diminuer la consommation de l'énergie consiste à optimiser le nombre de messages de contrôle engendrés par le protocole utilisé au niveau du routage.

Divers protocoles ont été implémentés pour assurer la conservation de l'énergie au niveau routage :

–Minimum Total Transmission Power Routing (MPTR) [14]: permet de choisir la route minimisant la consommation totale d'énergie en considérant que le meilleur chemin est celui assurant la consommation minimale des capacités des batteries. L'inconvénient est que ce protocole ne reflète pas directement la durée de vie d'un nœud donné et qu'il ne tient pas compte des nœuds qui se réveillent régulièrement et redécouvrent leurs voisins.

–Minimum Battery Cost Routing (MBCR)[13] : considère que la capacité restante des batteries reflète mieux la durée de vie d'un nœud et choisit la route qui maximise la capacité restante de la batterie. L'avantage de ce protocole est qu'il protège les nœuds contre l'épuisement et qu'il garantit le choix du meilleur chemin dans le cas où les nœuds présentent le même coût. Son inconvénient par contre est qu'un chemin contenant un nœud avec une capacité faible peut comme même être choisi.

–Min-Max Battery Cost Routing (MMBCR)[13]: choisit la route qui maximise la capacité restante du goulot d'étranglement de la route (le nœud ayant le minimum de capacité restante). Ce protocole a pour avantage d'équilibrer l'utilisation des batteries des nœuds. Par contre, il ne garantit pas que le chemin choisi soit le chemin ayant la plus faible consommation d'énergie.

–Conditional Min-Max Battery Capacity Routing (CMMBCR)[13]: propose de borner la capacité restante minimale d'un ensemble de chemins puis d'appliquer MTPR. Ceci assurera le choix d'une route vérifiant que la capacité restante minimale est au-dessus d'une certaine borne et que cette route minimise la consommation d'énergie.

Nous nous plaçons dans le niveau liaison de données. Vu les limites que présente les mécanismes étudiés et partant de la constatation que les techniques les plus efficaces se basent sur la bonne gestion du mode veille, nous avons proposé notre propre mécanisme de conservation d'énergie, que nous avons baptisé PAA (Power-Aware Alternance), qui se base sur une organisation du réseau en groupes particuliers de nœuds capables d'alterner entre eux des périodes de veille et d'activité. Nous détaillons dans ce qui suit le mécanisme PAA.

## 3 Power-Aware Alternation (PAA)

### 3.1 Problématique et objectifs

Le nombre de nœuds actifs à un instant donné influence beaucoup la fréquence des interférences. L'augmentation du nombre de nœuds actifs dans un réseau engendre la surcharge du réseau. Celle-ci augmente le nombre de collisions, le nombre de paquets perdus et le nombre de retransmissions résultantes.

Une partie de l'activité des nœuds est liée à la maintenance et à des fonctionnalités comme la découverte de topologie, l'écoute passive du canal, le routage, ... Souvent, cette activité, quoique indispensable pour le bon fonctionnement du réseau, est comparable ou encore plus importante que l'échange des données liées aux applications nécessitant la communication.

Si le nombre de nœuds qui ne sont pas actifs au niveau applicatif est important, leurs communications liées à des activités de contrôle encombrant les communications applicatives des autres nœuds. Dans [15], il est démontré que le nombre de bits reçus correctement par seconde est une fonction du nombre de nœuds du réseau actifs à un instant donné. Nous en déduisons que plus le nombre de nœuds inutilement actifs à un instant donné est petit plus on augmente la charge utile du réseau et sa capacité de transport.

Partant de ces constatations nous avons défini Power-Aware Alternation : PAA [16] [17]; qui est un mécanisme fonctionnant au niveau liaison de données et permettant de définir une alternance des périodes d'activité et d'inactivité. Durant les périodes d'inactivité, un nœud utilisera le minimum de puissance et ne pourra ni recevoir ni émettre des données. Nous proposons un mécanisme dont les objectifs sont les suivants. En premier lieu, PAA permettra de conserver l'énergie des nœuds en rendant inactifs certains nœuds tout en assurant la connectivité du réseau. Un compromis devra être réalisé afin d'assurer un certain équilibre de la consommation d'énergie entre tous les nœuds du réseau tout en limitant le blocage de trafic.

Par ailleurs, PAA permettra de réduire le nombre de nœuds actifs dans le réseau à un instant donné afin d'augmenter la charge utile du réseau et d'épargner de l'énergie.

Cet objectif permettra de :

– Mieux conserver l'énergie des nœuds du réseau puisque même en périodes de veille, un mobile peut provoquer des interférences dans son voisinage à cause des paquets de contrôle qu'il échange. Un mobile est obligé de recevoir, traiter et répondre à des messages qui peuvent être inutiles ou redondants selon le nombre de nœuds voisins (messages en diffusion, routage, maintenance de routes ...). Rendre inactif un nœud pendant certaines périodes permettra d'allonger sa durée de vie.

– Diminuer les interférences, les collisions et les pertes de paquets résultantes. Le nombre de nœuds actifs dans un réseau est un facteur qui intervient pour la charge utile du réseau. Diminuer le nombre de nœuds du réseau, si la densité des nœuds le permet, permettra de diminuer le taux de perte des paquets.

### 3.2 Présentation générale de PAA

Nous proposons de faire reposer un sous-ensemble des machines qui n'ont pas d'activité principale à un moment donné et d'établir un mécanisme de support dont le principe est le suivant. Les nœuds choisissent des nœuds parmi leur voisinage qui seront élus comme supporteurs et avec qui ils vont alterner des périodes d'activité et des périodes d'inactivité, si leurs besoins le rendent possible. Durant les périodes d'inactivité d'un nœud, son ou ses supporteurs récupèrent et stockent les messages en sa destination. L'alternance des périodes d'activité et d'inactivité s'effectue d'une manière prédéfinie. Les instants de changements d'états sont fixes, un nœud peut réaliser une alternance complète des états comme il peut décider de prolonger sa phase d'activité ou d'inactivité. Nous définissons également une " inter période " ; période séparant deux changements d'états durant laquelle tous les nœuds du réseau doivent être actifs et s'échangent les messages sauvegardés.

Nous présentons dans ce qui suit les principes de ce mécanisme en détaillant sa phase d'établissement et de sélection des supporteurs puis nous décrivons son fonctionnement. Pour organiser la coopération des machines, nous avons défini deux modes, un mode synchrone forcé qui impose des périodes d'activité et d'inactivité fixes et prédéfinies pour tous les nœuds du réseau et un mode synchrone flexible où chaque nœud peut prolonger, selon l'état de ses communications en cours, soit sa phase d'activité soit sa phase d'inactivité.

### 3.3 Phase d'établissement ou négociation pour l'obtention d'un supporteur

Le mécanisme PAA nécessite une phase d'établissement durant laquelle les nœuds du réseau voulant activer PAA s'organisent en un réseau virtuel de supporteurs. Initialement, chaque nœud doit exécuter un algorithme qui lui permettra d'obtenir un supporteur. La relation de support est une relation binaire et réciproque. A un instant donné, un nœud peut avoir plusieurs supporteurs qui l'ont au préalable sollicité à leurs tours. Partons d'un exemple pour expliquer l'algorithme d'obtention d'un supporteur. Considérons un réseau composé de 6 nœuds dont les relations de voisinage sont représentées par des flèches dans la figure 1.

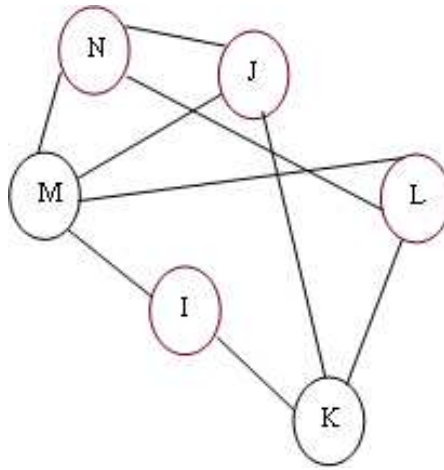


Figure 1: Exemple de réseau de nœuds mobiles

Supposons que le nœud I cherche un supporteur. L'élection d'un supporteur par I est illustrée par la figure 2.

Le nœud I diffuse une requête d'obtention de supporteur (envoi d'un message " Requete ") à laquelle uniquement ses 2 voisins directs M et K devraient répondre. Il reçoit un message " Acceptation " de la part du nœud M. Ce message fait office de candidature et révèle la capacité du nœud M à supporter I. Vu que c'est la seule candidature, le nœud I envoie

directement un message " Confirmation " au noeud J indiquant l'établissement de la relation de support entre les deux nœuds.

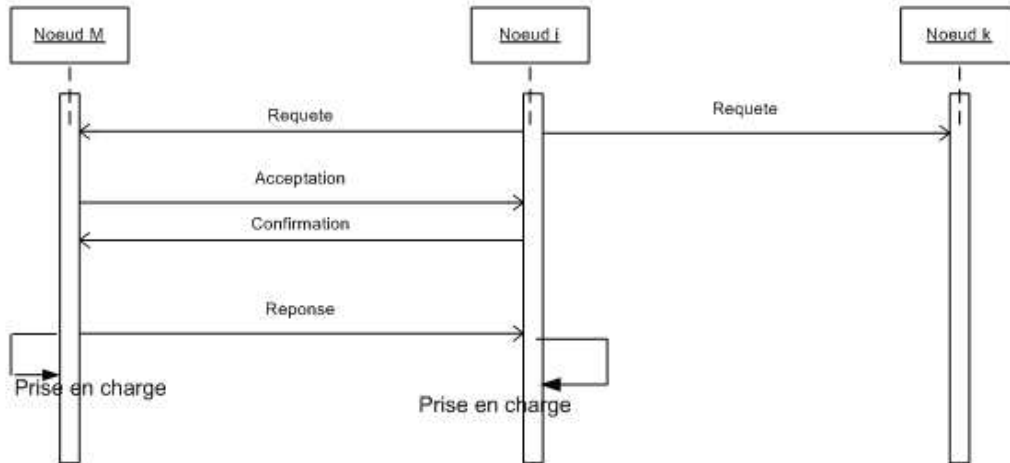


Figure 2: Exemple de négociation et d'obtention d'un supporteur

A la réception de ce message, le nœud élu M, répond par un message " Reponse " qui sera suivi par l'établissement de la relation mutuelle de support. Dans la suite, nous allons détailler les étapes de cette négociation et expliquer les critères de choix et de candidature pour devenir supporteurs.

### 3.3.1 Emission de la requête pour l'obtention d'un supporteur

Un nœud lance une requête pour obtenir un supporteur si et seulement si il n'en a aucun. Ceci serait le cas si le nœud vient juste de se connecter au réseau, veut activer PAA ou vient de perdre son dernier supporteur. La requête s'effectue par la diffusion d'un message appelé " Requete " et doit comporter le niveau d'énergie du nœud. Elle sera traitée par les nœuds voisins directs et ne sera pas retransmise. Après l'émission de la requête et si au bout d'une période T aucune acceptation n'est reçue, le nœud diffuse une autre requête. Ce processus doit être réitéré jusqu'à obtention d'une ou plusieurs acceptations. A chaque émission réitérée, la période T est augmentée.

Si une seule acceptation est reçue, le nœud envoie directement la confirmation au nœud émetteur sans exécuter l'algorithme de choix.

Pour une raison d'organisation des supports mutuels qui sera détaillée plus loin, un nouveau nœud qui se présente pour être soutenu ne peut choisir qu'un seul supporteur suite à sa demande. Si un nœud reçoit plusieurs candidatures (plusieurs messages "Acceptation"),

il doit exécuter un algorithme de sélection. Cet algorithme choisira un noeud parmi les candidats en se basant sur des critères tels que :

–Le nombre de voisins communs : les messages qu'un noeud reçoit proviennent de ses voisins directs (soit c'est le dernier saut d'une route soit par liaison point à point). Un noeud supporteur doit être capable d'écouter et d'intercepter ces messages. Donc, il doit être, à son tour, voisin direct du maximum de noeuds parmi le voisinage de chacun de ses supporteurs.

–Son niveau d'énergie : doit être le meilleur parmi ceux des candidats, si ce critère est appliqué.

–Sa charge en nombre de supporteurs : il doit disposer du nombre minimum de noeuds supportés.

–Sa disponibilité : un noeud doit être jugé stable et disponible pendant une certaine période garantissant qu'il pourra réellement tenir son rôle de supporteur. Cette disponibilité sera exprimée par rapport à sa mobilité.

La sélection du noeud supporteur peut tenir compte d'un seul de ces critères selon l'application envisagée ou le type de réseau cible. A titre d'exemple, si on vise un réseau à faible mobilité on peut négliger le facteur mobilité et privilégier le critère énergie. Une fonction faisant intervenir plusieurs de ces critères peut aussi être envisagée.

A notre stade de travail, nous avons adopté le critère énergie pour la sélection des supporteurs. Dans le cas d'égalité, on choisit le noeud ayant le moindre nombre de supporteurs.

Une fois le noeud choisit son supporteur, il lui envoie un message "Confirmation" puis se synchronise avec l'horloge du réseau. Il ne commence à appliquer les périodes de l'horloge qu'à la réception de l'acquiescement de la part de son partenaire. A la réception du message de confirmation, le nouveau supporteur renvoie un acquiescement et commence directement les activités liées au support de ce noeud.

### **3.3.2 Critères de candidature pour être supporteur**

Suite à la réception d'une requête d'obtention de supporteur, un noeud peut choisir d'accepter cette requête ou pas selon l'algorithme suivant :

–Si le noeud n'a aucun supporteur et il veut entrer dans cette coopération, alors il accepte directement et devient candidat,

–sinon, il vérifie si son niveau d'énergie lui permet de supporter un noeud supplémentaire ou pas. On peut définir à cet effet, un seuil  $S_e$ , comme étant le seuil d'énergie au-dessous duquel un noeud est jugé incapable de supporter des noeuds supplémentaires. Si son énergie est suffisante alors :

–il vérifie s'il a atteint le nombre maximal de supporteurs autorisé. Le noeud étant susceptible d'avoir plusieurs supporteurs, il ne doit pas supporter un nombre important de noeuds en tenant compte de ses capacités de calcul, de mémoire et de la charge réseau. On définit alors  $N$  le nombre maximal de noeuds pouvant être supportés par un noeud. Finalement, une machine peut décider d'être supporteur en vérifiant si elle n'a pas atteint ces 2 seuils à la fois. Une fois un noeud accepte de devenir supporteur il doit générer un message d'acceptation vers le noeud ayant émis la requête. Ce message doit comporter le nombre de noeuds qu'il

supporte actuellement et son niveau d'énergie.

L'organigramme de la figure 3 résume le fonctionnement d'un nœud lançant une requête d'obtention d'un supporteur. Il montre l'utilisation de plusieurs temporisateurs dont les divers rôles vont être explicités dans ce qui suit.

### 3.3.3 Les temporisateurs

#### T1

Ce temporisateur est déclenché lors du lancement d'une requête pour l'obtention d'un supporteur. Durant T1, le nœud source attend les candidatures qui lui parviennent en vu d'en sélectionner le supporteur adéquat. Si au terme de T1 aucune candidature n'est parvenue au nœud source, celui-ci relance une seconde requête en réinitialisant T1. Lors des nouvelles tentatives, la valeur de T1 peut rester inchangée ou peut être incrémentée. Ce dernier choix s'explique par le fait que si une première tentative d'avoir un supporteur a échoué, ceci peut être dû au fait que le nœud soit isolé dans le réseau, n'a pas de voisins activant PAA, ou que tous ses voisins ont atteint leur seuil critique d'énergie ou de nombre de supporteurs. Ceci implique qu'une nouvelle tentative rapide pour avoir un supporteur peut ne pas aboutir vu l'état du réseau. Augmenter la valeur de T1 permettrait de laisser assez de temps pour des changements éventuels de l'état des voisins et qui pourraient induire à la réussite de la prochaine requête.

#### T

Il sert à la collecte des candidatures. Ce temporisateur est déclenché dès la réception du premier message d'acceptation suite à une requête. Durant T, le nœud attend et collecte toutes les acceptations possibles. Au terme de T, si plus d'une candidature ont été reçues, l'algorithme de choix de supporteur est exécuté.

Le diagramme de la figure 4 illustre selon l'exemple du réseau de la figure1, l'obtention d'un supporteur pour le nœud i après avoir retransmis sa requête suite à l'échec des premières requêtes.

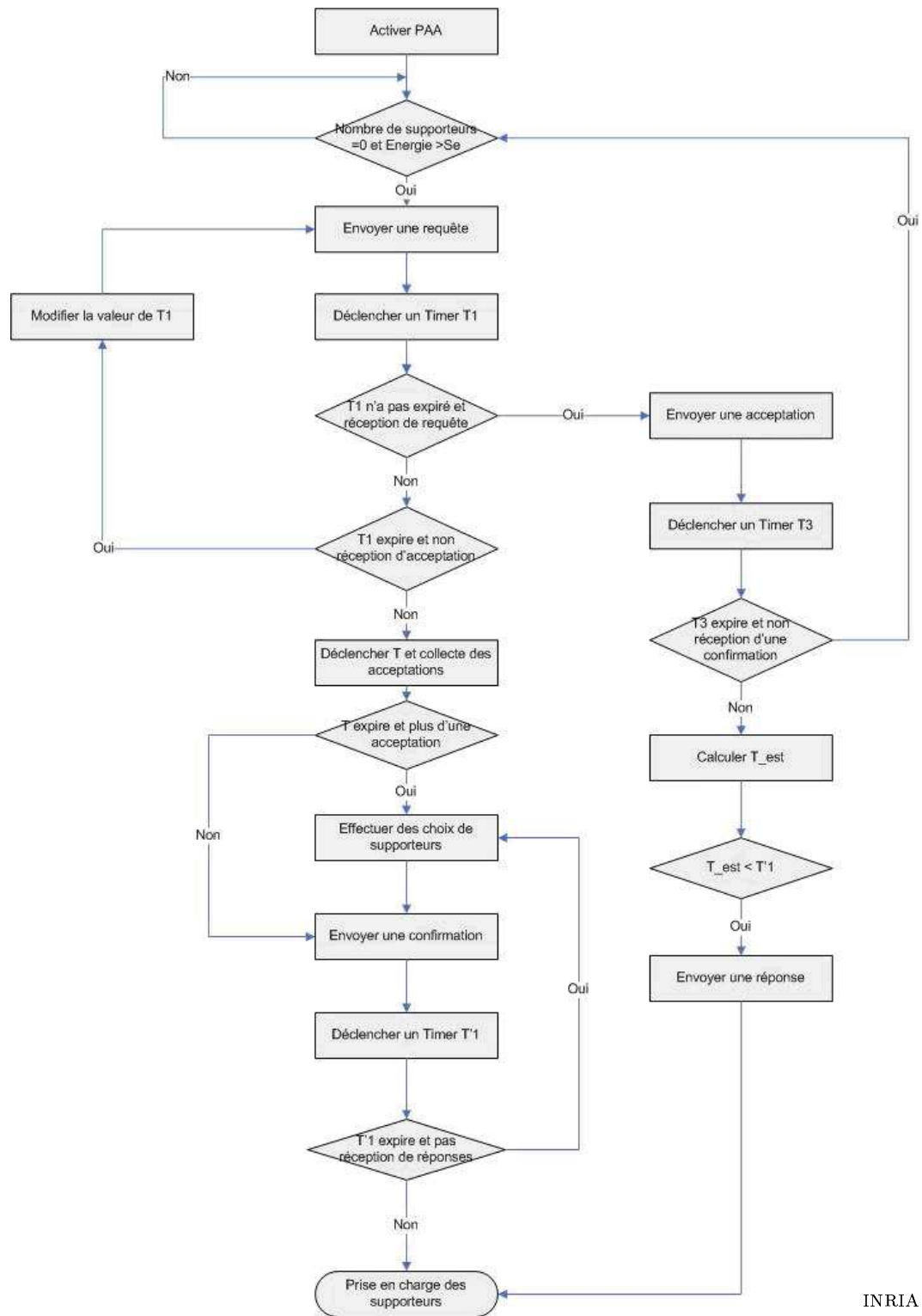
#### T3 : Cas d'opposition de deux requêtes

Au cours de la demande de support, un scénario possible serait la réception de la part d'un voisin d'une requête de support. Un nœud peut alors se retrouver dans le cas de la réception d'une requête de support alors qu'il vient lui-même d'en générer une.

Dans un tel cas, le nœud en question doit interrompre sa propre procédure et se porter candidat pour le second nœud ayant déclenché la requête. T3 est un temporisateur qui est déclenché par le nœud annulant sa propre requête au profit de la réponse par un message " Acceptation " à une autre requête reçue de la part d'un ses voisins.

Le temporisateur T3 permet alors de limiter l'attente du message de confirmation. Si le nœud en question est sélectionné en tant que supporteur, il devrait recevoir avant le terme de T3 un message de confirmation auquel il doit répondre normalement par un message





INRIA

Figure 3: Organigramme de la phase de négociation pour obtenir un supporteur

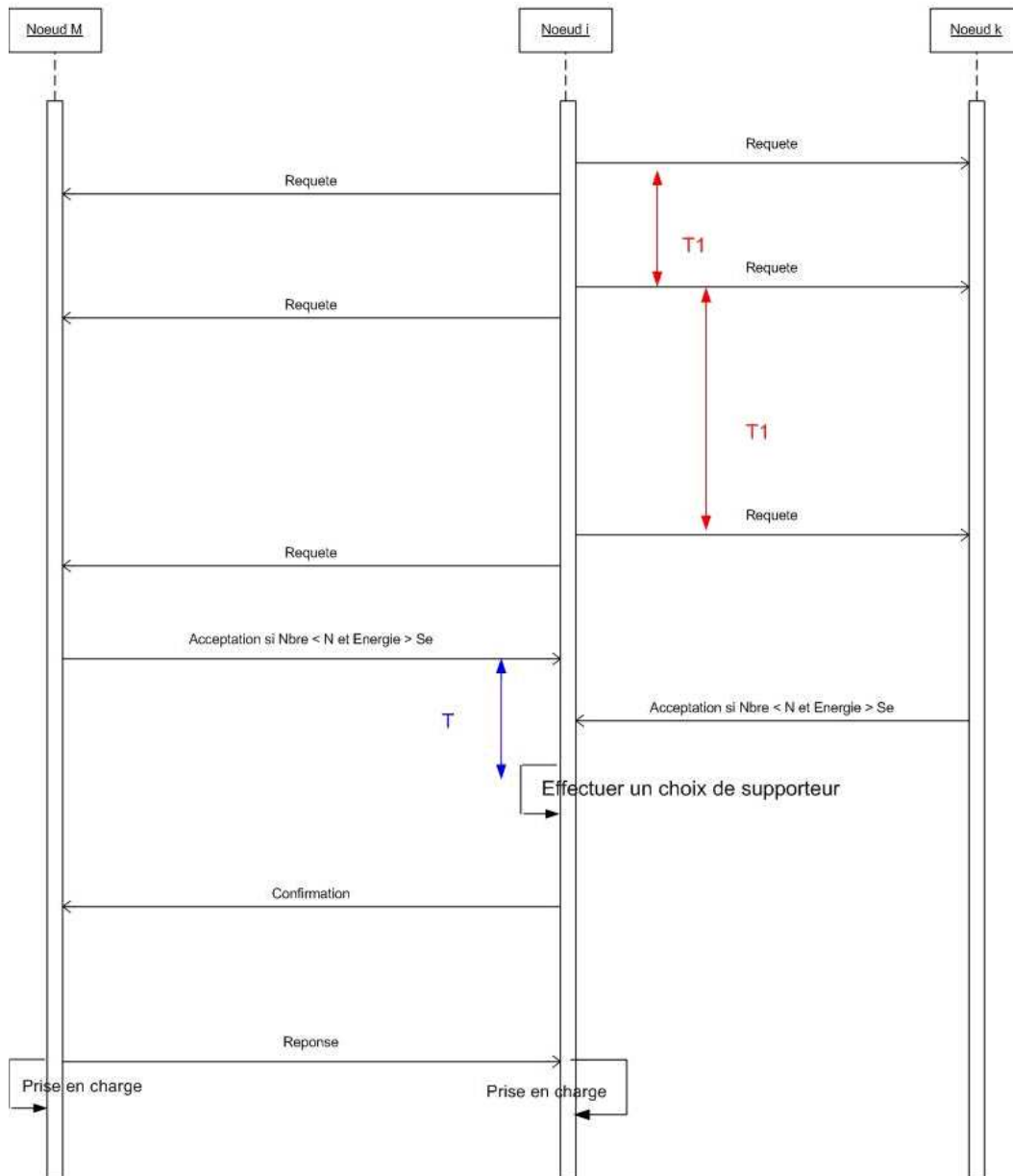


Figure 4: Demande d'obtention d'un supporteur avec retransmission de la requête

" Reponse ". Si au terme de T3 le noeud ne reçoit pas de message d'acceptation alors il suppose qu'il n'a pas été sélectionné et il relance sa propre requête de support.

Le diagramme de la figure 5 se base toujours sur l'exemple de la figure 1. Nous supposons l'apparition d'un nouveau noeud U dans le voisinage de i et qui lance en même temps que i une requête de support. A la réception de cette requête, le noeud i annule sa propre requête et se porte candidat au support du noeud U.

### 3.4 Fonctionnement du mécanisme de support

Supposons que dans un réseau, les relations de support ont été établies suite à des élections réussies. Dans cette section, nous définissons le fonctionnement du mécanisme de support. Nous avons défini un mode de fonctionnement synchrone basé sur une synchronisation des noeuds du réseau permettant de définir ainsi des périodes prédéfinies d'activité ou d'inactivité.

Deux périodes successives sont séparées par une inter période durant laquelle tous les noeuds du réseau sont actifs et doivent échanger les messages stockés.

Notons par A la période d'activité, I la période d'inactivité et D l'inter période. Globalement, on peut définir deux axes temporels antagonistes. Chaque axe est subdivisé en une suite récurrente de périodes A-D-I. Pour simplifier, nous pouvons considérer un premier axe commençant par une période A et le deuxième commençant par une période I.

Chaque noeud doit adopter un des deux axes et ceci en fonction de l'axe déjà utilisé par ses supporteurs. Deux supporteurs doivent avoir 2 axes différents pour réaliser l'alternance. Le choix de l'axe à suivre s'effectue au moment de la négociation. Le noeud demandant à être supporté (source de la requête de support) adopte l'inverse de l'axe du supporteur choisi. Un paramètre indiquant le type de l'axe utilisé par le supporteur devra être mentionné dans le message de confirmation renvoyé par le supporteur choisi.

Les périodes d'activités et d'inactivité d'un noeud peuvent suivre soit une alternance parfaite entre les périodes prédéfinies ; ce mode est appelé PAA synchrone forcé ; soit des périodes variables selon l'activité et la volonté d'un noeud à prolonger son activité ou son inactivité ; ce mode sera désigné par PAA synchrone flexible.

#### 3.4.1 Fonctionnement en mode synchrone forcé

Soit le réseau illustré par la figure 6. Les relations mutuelles de support sont illustrées par les flèches bidirectionnelles.

A un instant donné, on peut trouver le fonctionnement suivant :

A chaque instant, les noeuds supporteurs ont donc des états opposés (actif/inactif) sauf durant les périodes D.

Aucun message de contrôle n'a besoin d'être transmis pour l'établissement de ce mode ; chaque noeud connaissant au préalable ses instants de changements d'état selon l'axe qu'il adopte dès la phase de négociation.

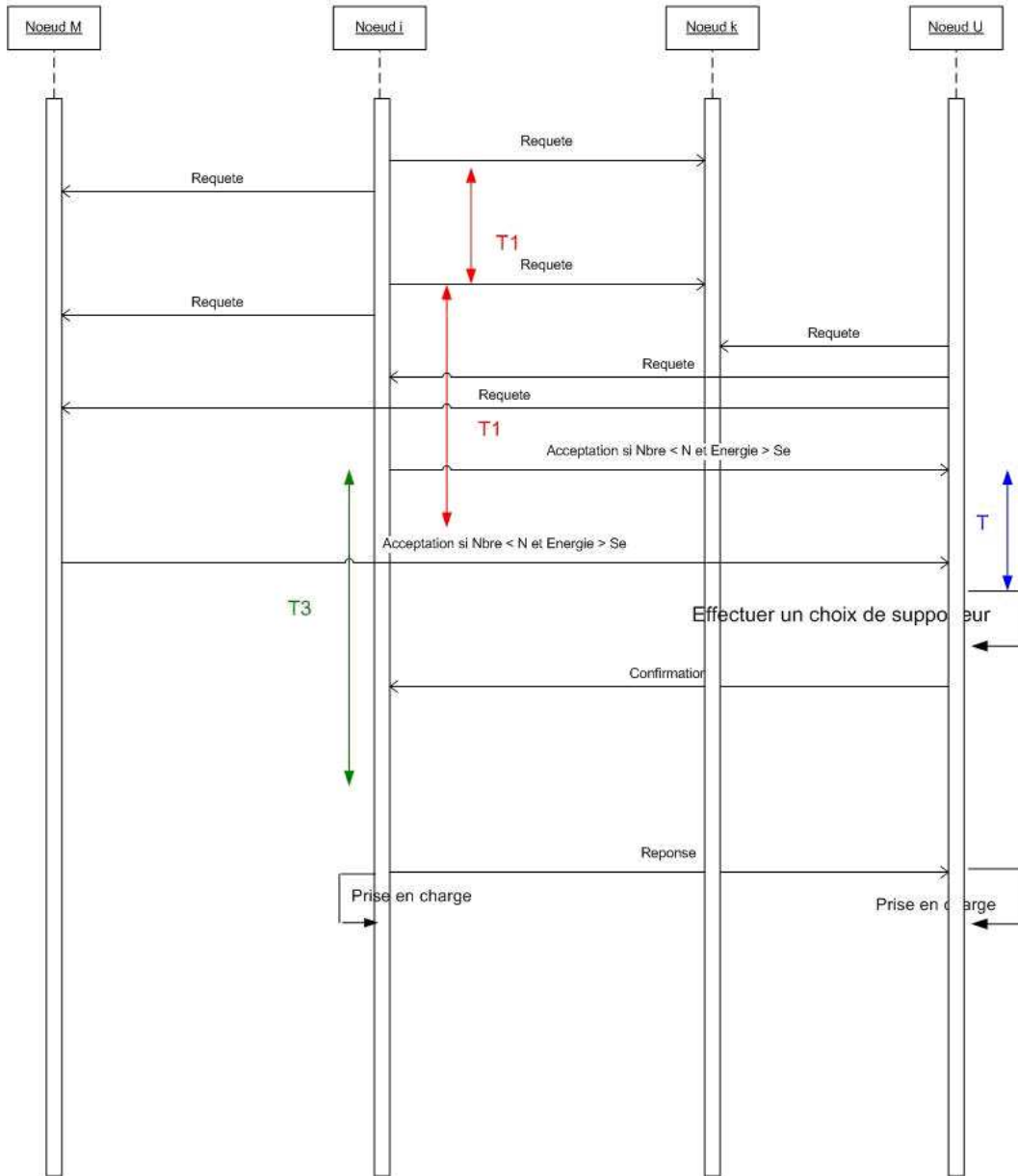


Figure 5: Opposition de requêtes de support

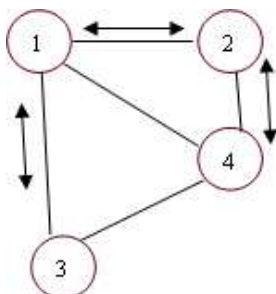


Figure 6: Exemple du réseau utilisé

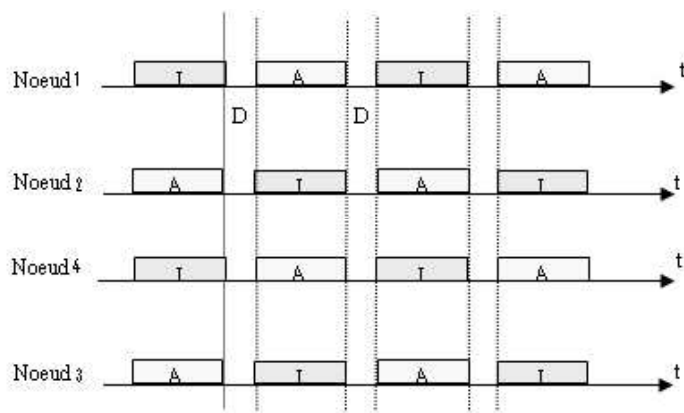


Figure 7: Alternance entre les périodes d'activité et d'inactivité

Ceci présente donc l'avantage de ce mode qui ne requière pas de trafic de contrôle supplémentaire tout au long du fonctionnement de l'alternance.

Durant la période  $D$ , tous les nœuds du réseau doivent être actifs. Durant cette période, les nœuds peuvent échanger un trafic normal ainsi que les messages tamponnés. Le délai  $D$  est choisi tel qu'il permet aux nœuds qui sortent de la phase d'inactivité de récupérer leurs messages à partir de leurs nœuds supporteurs. Il doit être suffisant pour tenir compte des conditions du réseau et du temps nécessaire pour transmettre les messages stockés.

### 3.4.2 PAA synchrone flexible

PAA synchrone forcé définit une alternance complète et forcée des périodes d'activité et d'inactivité entre les supporteurs. Cependant, des exceptions de fonctionnement pourraient s'avérer utiles et même essentielles pour répondre aux besoins des activités des nœuds.

Un nœud peut prolonger sa période d'activité par une (ou plusieurs) période(s) quand il en a besoin. Il doit en informer ses supporteurs qui peuvent en profiter pour entrer en inactivité plus longtemps, si les autres conditions d'inactivité sont satisfaites.

L'entrée en inactivité d'un nœud donné dépend de l'état de ses supporteurs. En général, un nœud ne peut entrer en inactivité que si la période d'inactivité lui est réservée selon l'horloge.

Cependant, il peut entrer en inactivité prolongée (autrement dit 2 périodes successives) s'il est sûr que tous ses supporteurs seront en activité pendant cette même période.

#### **Prolongation des périodes d'activité**

Tout nœud peut prolonger sa période d'activité et ce à n'importe quel instant, il lui suffit dans ce cas d'envoyer un message d'annonce à tous ses supporteurs, sans attendre qu'on lui réponde, ainsi, ses supporteurs seront informés de son état d'activité et ne collecteront pas ses messages durant la prochaine période.

Dans le cas où un nœud, ayant été actif, n'a pas terminé la transmission des messages tamponnés vers ses supporteurs durant la période  $D$ , il peut décider de prolonger sa période d'activité pour terminer le transfert des messages tamponnés. Il doit indiquer à ces nœuds qu'ils doivent aussi rester actifs (ils ne doivent pas prolonger leurs périodes d'inactivité). Pour ce faire, le message d'annonce doit comporter, en plus de l'information concernant l'état d'activité, les identifiants des supporteurs pour lesquels le nœud prolongeant son activité a encore des messages tamponnés.

#### **Prolongation des périodes d'inactivité**

Un nœud ne peut prolonger son inactivité que si tous ses supporteurs ont annoncé qu'ils seront actifs durant leur prochaine période  $A$  et qu'aucun de ses supporteurs n'annonce des paquets tamponnés pour lui dans sa requête de prolongation d'activité.

Ainsi, il annonce sa prolongation et ne peut entrer en période d'inactivité supplémentaire que s'il reçoit au moins une réponse avant la fin de la période  $D$ . Considérons l'exemple déjà proposé dans la figure 6. Supposons qu'à un instant donné, le nœud 2 décide de faire 2 phases d'activité successives. Durant la période  $D$ , il en informe tous ses supporteurs. Le

nœud 4 et le nœud 1 pourraient alors prolonger leur période d'inactivité vu qu'ils peuvent être supportés par le nœud 2.

–Le nœud 1 n'a pas le droit de prolonger sa période d'inactivité car il doit supporter le nœud 3 qui va entrer en phase d'inactivité.

–Le nœud 4 peut entrer en inactivité vu qu'il n'a aucun autre nœud supporteur que 2.

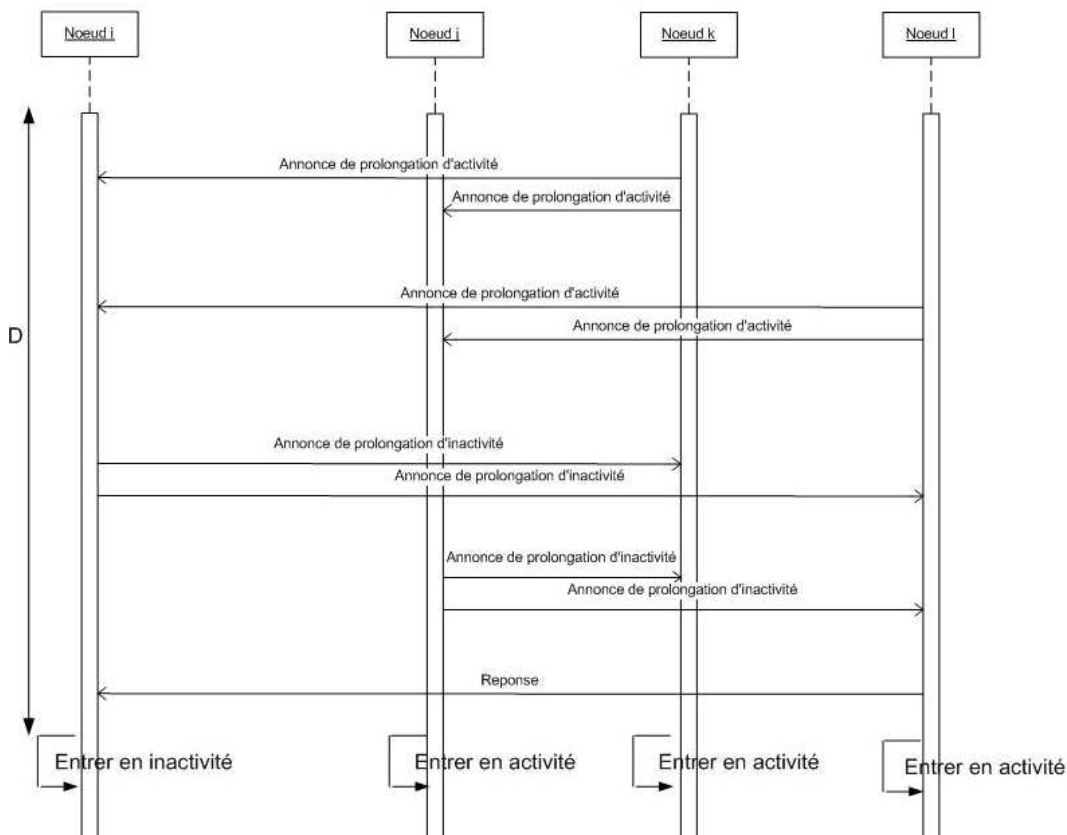


Figure 8: Prolongation des périodes d'activité et d'inactivité

Pour résumer le fonctionnement d'un mobile selon le mécanisme PAA synchrone, nous définissons l'automate des états de la figure 9.

Nous expliquons les différentes transitions d'état par ce qui suit :

- Transition 1 : Perte des liens avec tous les supporteurs
- Transition 2 : Perte des liens avec tous les supporteurs
- Transition 3 : Activation du PAA

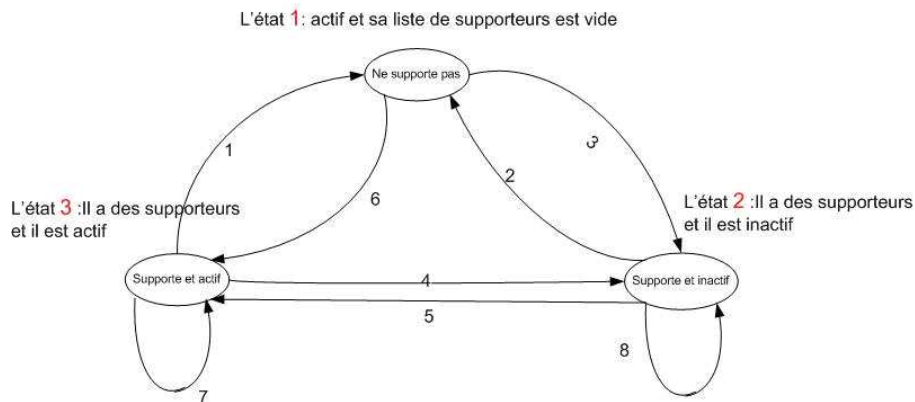


Figure 9: Automate des états d'un noeud en mode synchrone

- Transition 4 : Alternance des états actifs et inactifs
- Transition 5 : Alternance des états actifs et inactifs
- Transition 6 : Activation du PAA
- Transition 7 : Prolongation d'activité
- Transition 8 : Prolongation d'inactivité si tous les supporteurs sont actifs

### 3.4.3 Rôle d'un supporteur

Un noeud doit gérer les messages relatifs à ses supporteurs pendant leurs périodes d'inactivité.

Une fois un noeud est entré en inactivité, son noeud supporteur doit récupérer tous les messages qui lui sont destinés et les stocker. Au réveil du noeud inactif, celui-ci récupère ses messages à partir de son supporteur.

La gestion des messages transmis aux nœuds inactifs va dépendre de la couche liaison de données implémentée. Au niveau de notre implémentation nous avons adopté le principe suivant pour la couche Mac 802.11. Une source voulant envoyer un message à une destination donnée doit envoyer au préalable un message RTS (Request To Send). Si la destination est inactive, ses supporteurs vont entendre le message et essayer de répondre par un message CTS (Clear To Send). Le premier message CTS envoyé sera reçu par la source qui va alors transmettre le paquet de données à ce supporteur en question. Cette technique permettra d'éviter les duplications des paquets stockés chez les supporteurs et la surcharge du réseau pendant la période D par l'envoi de ces paquets dupliqués.

### 3.4.4 Synchronisation des noeuds du réseau

Nous avons implémenté en premier temps PAA sur la couche MAC 802.11. Ceci nous a permis d'adopter la fonction TSF pour synchroniser les noeuds du réseau.



TSF stipule que l'axe de temps est subdivisé en périodes appelées BeaconInterval. La synchronisation des nœuds s'effectue par la diffusion chaque BeaconInterval d'un message Beacon. À l'envoi et à la réception d'un Beacon, tous les nœuds du réseau doivent être donc actifs pour se synchroniser.

Le début de la période BeaconInterval est la période ATIMWindow, période durant laquelle il y a annonce des messages sauvegardés si le mécanisme PSM est activé.

Nos périodes de support sont donc à l'image de ce modèle. Le schéma suivant montre l'analogie réalisée entre l'axe du temps tel qu'il est défini dans PAA et celui défini par 802.11.

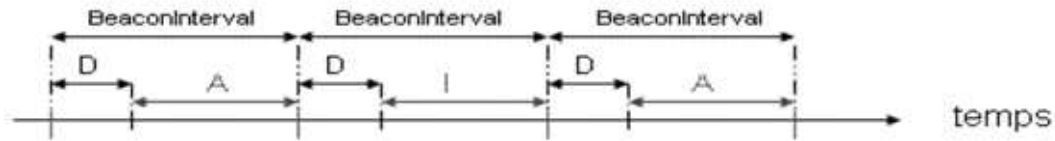


Figure 10: Axe de temps

Ce choix s'explique par le fait que durant une période D tous les nœuds du réseau seront actifs et seront donc aptes à recevoir ou à envoyer un Beacon et donc à se synchroniser. De cette manière, PAA profite de la synchronisation réalisée par 802.11.

### 3.5 Maintenance des groupes de supporteurs

Vu la topologie dynamique des réseaux ad hoc, une fonction de maintenance dont le rôle serait de détecter à temps la perte des supporteurs, de supprimer les supporteurs perdus et de relancer la phase de négociation si la liste des supporteurs devient vide, doit être définie. La présente fonction est définie pour PAA synchrone forcé. Cette fonction doit être une fonction distribuée, périodique et s'exécutant par tous les nœuds à la fin de chaque période D.

#### 3.5.1 Principe

Chaque nœud doit envoyer périodiquement un message HELLO pour signaler sa présence à ses voisins et à ses supporteurs, en l'occurrence. Notons  $T'$ , la période de maintenance dont la valeur est égale à  $A+D$ . La périodicité de l'envoi des messages HELLO est une fonction de  $T'$  ( $n \cdot T'$ , avec  $n$  un entier  $\geq 1$ ).

L'envoi des messages HELLO doit s'effectuer au début de la période D pour assurer sa réception par tous les voisins supporteurs.

Au niveau d'un nœud donné, si un de ses supporteurs ne se manifeste pas durant une période  $T'$ , il le supprime momentanément de sa liste des supporteurs. Le mécanisme de support sera désactivé avec ce supporteur. Si au bout d'une autre période  $T'$ , le supporteur ne se manifeste pas, il est définitivement supprimé. S'il se manifeste à travers un message HELLO ou par

envoi de messages tamponnés, il est réintégré dans la liste des supporteurs et le mécanisme de support est repris avec lui. Nous définissons à cet effet une table de supporteurs suspendus dans laquelle seront transférés les supporteurs momentanément supprimés et y résideront temporairement avant d'être soit réintégré dans la liste des supporteurs, soit supprimés définitivement.

### 3.5.2 Gestion de la table des supporteurs

Chaque nœud gère une table de supporteurs et une table de supporteurs temporairement supprimés.

Un nœud est ajouté à la liste des supporteurs d'un nœud donné si :

- Ils viennent de réussir une phase de négociation.
- Le supporteur a été récemment supprimé, existe encore dans la liste des supporteurs suspendus, et il vient d'envoyer des messages tamponnés ou un message HELLO.

Un enregistrement de la table des supporteurs est constitué des champs suivants :

- Id: Identifiant du supporteur.
- Tm : temporisateur indiquant le délai écoulé depuis la dernière fois que le supporteur s'est manifesté.

Le temporisateur Tm est initialisé à zéro lors de l'ajout du supporteur à la table. Il est ré initialisé à zéro à chaque fois que le nœud reçoit un message (HELLO ou données) de lui. Si la valeur de ce temporisateur atteint T', le supporteur est supposé être " probablement perdu " et sera transféré dans la table des supporteurs temporaires.

A chaque fois qu'un nœud supprime un supporteur, si le nombre de ses supporteurs atteint 0 alors il désactive l'alternance des états d'activité et relance la phase de négociation.

### 3.5.3 Gestion de la table des supporteurs temporaires

Un nœud supprime temporairement un de ses supporteurs si ce dernier ne s'est pas manifesté durant une période T', ni par l'envoi de messages de données, ni par l'envoi d'un message HELLO. Ceci sera indiqué par la valeur du temporisateur Tm.

Le nœud désactive alors le mécanisme de support avec lui et le transfert dans la table des supporteurs temporaires.

Si un supporteur reste au moins T' dans cette table alors il est définitivement supprimé.

Si par contre il vient de se manifester avant la fin d'une période T' par l'envoi de messages (soit un Hello soit des données), alors il est réintégré dans la liste des supporteurs et le mécanisme de support reprend avec lui.

Si un supporteur définitivement supprimé envoie des messages tamponnés (à ce qu'il croyait être encore son supporteur), alors ce dernier doit lui envoyer un message REJECT lui indiquant qu'il ne sont plus supporteurs. Le nœud initial doit alors supprimer à son tour immédiatement son supporteur perdu de sa liste et réinitialiser la phase de négociation si sa liste devient vide.

## 4 Propriétés du mécanisme PAA

### 4.1 Modélisation du graphe des supporteurs

L'élection des supporteurs pose le problème du choix des périodes d'activité et d'inactivité. Ce problème se présente comme suit :

Si le nœud  $n_1$  a comme ensemble de supporteurs  $S_1$ , comment être sûr que l'ajout d'un nouveau supporteur  $n_2$  n'entrera pas en conflit avec l'état des supporteurs de  $n_1$  ? Autrement dit, est-il toujours possible d'ajouter un nouveau supporteur tel que ses périodes d'activité et d'inactivité ne soient pas en conflit avec le fonctionnement du reste du réseau ?

Dans ce qui suit, nous montrerons que l'ensemble des supporteurs dans un réseau forme une forêt d'arbres, et qu'il rend toujours possible l'attribution d'un des 2 états à chaque nœud de chaque arbre : actif ou inactif.

Lors de la demande d'un supporteur, un nœud choisit d'être supporté par un seul nœud. Dès cet instant les 2 nœuds se supportent mutuellement. La relation de support est alors mutuelle et bidirectionnelle.

Nous modélisons alors l'ensemble des supporteurs par un graphe non orienté dont les arêtes correspondent aux relations de support bidirectionnelle existant entre les nœuds. L'apparition d'un nouveau supporteur implique l'ajout d'un nœud au graphe par une seule arête.

A un instant donné, l'attribution des états actif et inactif aux sommets de ce graphe revient à un problème de coloriage des sommets du graphe des supporteurs.

Notons  $G_s = (V_s, E_s)$  le graphe des supporteurs avec  $V_s$ , l'ensemble des nœuds représentant les sommets du graphe (les mobiles) et  $E_s$ , l'ensemble des arêtes reliant les sommets du graphe (les relations de support).

Nous allons démontrer que  $G_s$  est une forêt d'arbres bi chromatique.

**Lemme:** L'ensemble des supporteurs dans un réseau est une forêt d'arbres.

**Preuve:** Nous démontrons ce lemme par récurrence.

Supposons un réseau de  $N$  nœuds sans l'existence des relations de support. Le graphe  $G_s$  correspondant à cet état est une forêt d'arbres puisqu'il ne contient pas d'arête (des nœuds isolés peuvent être considérés comme des arbres isolés).

Il suffit de démontrer qu'à partir d'un graphe  $G_s$  de supporteurs qui correspond à une forêt, l'ajout d'une nouvelle relation de support produit toujours une nouvelle forêt.

Supposons que  $G_s$  est une forêt. Selon la procédure de choix des supporteurs décrite ci-dessus, la relation de support ne peut être demandée que par un nœud isolé. En cas de la création d'une relation, on ajoute toujours un nœud isolé à un arbre (qui peut être lui-même un nœud isolé ou non). Cet ajout est réalisé par une seule arête.

Soit  $X$  le nœud à ajouter à l'arbre  $A = (V_A, E_A)$ .

Le nombre cyclomatique de  $A$  est :

$$v_A = |V_A| - |E_A| + 1 = 0 \text{ puisque } A \text{ est un arbre.}$$

Si l'on ajoute un nœud et une arête à  $A$ , le nombre cyclomatique ne change pas.

Après l'ajout,  $A$  reste alors un arbre et  $G_s$  reste une forêt d'arbres. D.Q.F.D.

**Propriété :** Une forêt d'arbres est un graphe bipartite donc bi chromatique.

Ainsi, l'ensemble des supporteurs forme une forêt d'arbres. L'affectation des états actif et inactif à l'ensemble des nœuds d'un réseau à un instant donné, correspond alors au coloriage de forêt d'arbres.

Une forêt d'arbres étant bi chromatique, il est donc possible d'affecter les 2 états, actif et inactif, à l'ensemble des supporteurs d'un réseau sans conflits.

De plus, l'ajout d'un nouveau membre à un arbre ne modifie pas le fonctionnement du réseau des supporteurs déjà existant (les périodes allouées à chaque mobile), si le nouvel arrivé commence son fonctionnement avec l'état opposé de son unique supporteur au moment de son arrivée dans l'arbre.

## 4.2 Absence de boucles

Nous désignons par boucle le fait qu'une même trame de données soit envoyée indéfiniment vers une même station par divers noeuds.

PAA permet d'éviter la formation des boucles et ce par l'absence du mécanisme de support durant la période D. Expliquons ce phénomène par l'exemple suivant.

Soit le réseau de supporteurs représenté par figure 11 et composé de six nœuds voisins.

Selon ce graphe de supporteurs, n0, n4 et n5 auront les mêmes périodes d'activité, de même pour les nœuds n1, n2 et n3. Ainsi, durant la période d'inactivité de n3, si n4 envoie à n3, ses supporteurs, n0 et n5, prendront ses paquets.

Si nous supposons que le mécanisme de support est fonctionnel durant la période D, nous aurons nécessairement le phénomène de boucles. En effet, durant D, lorsque n0 envoie une trame de données DATA1 à n3, son supporteur n5 la sauvegardera. Lorsque ce dernier aura accès au canal, toujours durant D, il va transmettre la trame DATA1 à n3 qui était inactif. A ce moment, n0 va la sauvegarder encore une fois et la procédure ne se terminera jamais et se déroulera de même aussi pour les autres trames. Or, notre conception suggère que le mécanisme de support soit inactif durant la période D ce qui évite la manifestation de ce phénomène de boucles.

Pour mieux prouver l'absence de boucles durant le fonctionnement de PAA, nous nous basons sur la représentation du réseau des supporteurs en forêt d'arbres bi chromatique. Nous nous intéressons au fonctionnement des nœuds durant la période D et durant la période A ou I suivante.

Durant une période D, supposons que tous les nœuds dont le graphe de supporteurs est décrit par la figure 11, sont impliqués dans un trafic à délivrer.

Ainsi, tout nœud du réseau peut éventuellement avoir l'un des deux états suivants :

- Etat d'émission/réception de ses propres paquets,
- ou état d'émission/ réception de ses propres paquets et émission des paquets sauvegardés pour ses supporteurs.

Durant D, un nœud ne peut avoir que l'un des deux états déjà décrits et donc nous préservons la propriété de bi-chromatie. Nous aurons le même comportement durant la période A ou I suivante avec la différence que les états sont activité et inactivité.

Ainsi, nous prouvons qu'en activant PAA synchrone, nous ne courons aucun risque de création de boucles.

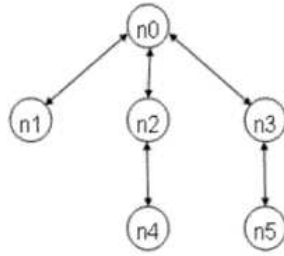


Figure 11: Graphe des supporteurs

### 4.3 PAA est scalable

PAA est scalable, i.e. s'adapte au facteur échelle, au regard particulier de l'augmentation du nombre de nœuds impliqués dans l'opération de support et du nombre de supporteurs dans un même groupe.

En effet, l'ajout d'un nouveau supporteur n'engendre aucun trafic de contrôle supplémentaire au cours du fonctionnement du mécanisme de support.

Le seul trafic ajouté est au moment de la négociation ce qui représente un trafic nécessaire pour l'établissement du support mais négligeable par rapport au reste du fonctionnement du mécanisme dans le temps.

### 4.4 Equilibrage de la consommation d'énergie

Soit le réseau de la figure 12. Pour un tel réseau, si  $n_0$  envoie un trafic vers  $n_5$ , le noeud  $n_3$  interviendra et donc la consommation d'énergie de ce noeud ainsi que celle de  $n_0$  et  $n_5$  seront élevées et presque égales. Quant à  $n_1$ ,  $n_2$  et  $n_4$ , leurs consommations d'énergie seront identiques et faibles.

Si nous activons PAA pour ce même réseau avec comme nombre de supporteurs maximal 3 et si le niveau d'énergie est considéré comme paramètre de choix du supporteur, nous aurons le groupe de supporteurs suivant (voir figure 13).

Si nous considérons le même trafic (de  $n_0$  vers  $n_5$ ), le même chemin sera choisi. Au moment où  $n_0$  envoie les trames de données à  $n_3$ , ce dernier étant inactif, son supporteur  $n_2$  sauvegardera ses messages. Durant  $D$ ,  $n_3$  reçoit ses paquets sauvegardés chez  $n_2$ . Le noeud  $n_3$  et la destination  $n_5$ , ont des états d'activité opposés. Ainsi,  $n_4$  et  $n_1$ , les supporteurs de  $n_5$ , recevront les trames qui lui sont envoyées de  $n_3$ . Durant  $D$ ,  $n_4$  et  $n_1$  délivreront les trames sauvegardées à  $n_5$ . De cette façon, tous les noeuds ont participé à la livraison des trames envoyées de  $n_0$  vers  $n_5$ . D'où l'équilibrage de la consommation en énergie des réseaux activant PAA.

Pour prouver cette propriété, nous avons simulé sous JSIM [18] le réseau défini précédemment avec un trafic de  $n_0$  vers  $n_5$  avec une charge de 500 Kbps. Les niveaux d'énergie des noeuds sont illustrés par l'histogramme de la figure 14.

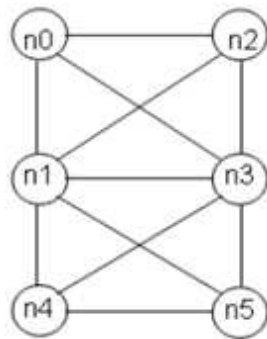


Figure 12: Réseau de noeuds

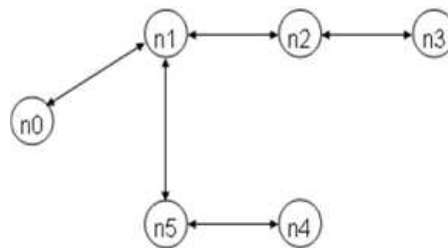


Figure 13: Réseau de supporteurs

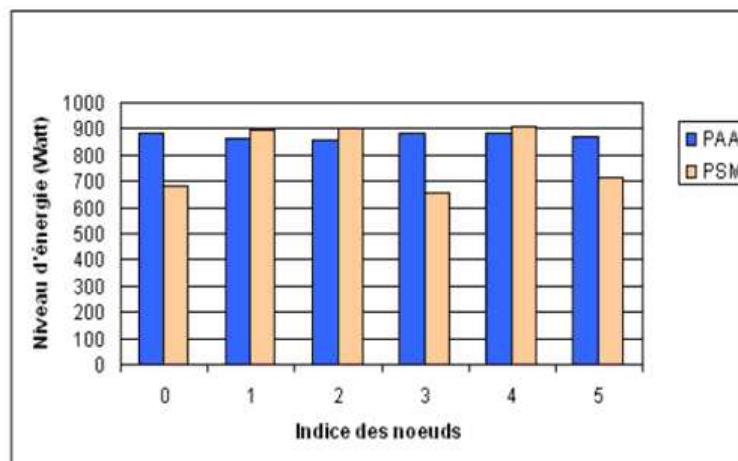


Figure 14: Comparaison entre PAA et PSM en terme de consommation d'énergie

Ces résultats montrent que la différence entre les niveaux d'énergie des noeuds relativement à PAA est faible alors que pour PSM, cette différence est plus importante. Ceci confirme l'idée que PAA équilibre le réseau en terme de consommation d'énergie. Si nous considérons que la durée de vie d'un réseau est étroitement liée à la disparition du premier noeud du réseau, nous pourrions conclure que PAA assure une durée de vie du réseau plus importante que PSM vu qu'avec celui les noeuds ayant des communications importantes consomment beaucoup plus d'énergie que s'ils activaient PAA.

## 5 Evaluation des performances de PAA synchrone forcé

Nous avons implémenté PAA synchrone forcé sous J-SIM [11]. L'objectif de nos simulations est d'étudier les performances de PAA en comparaison avec PSM et TA-PSM au regard particulier de la consommation d'énergie et du blocage du trafic. Pour les simulations suivantes, nous nous sommes placés essentiellement dans un cadre de réseau sans fil ad hoc où il y a peu, voire, aucune mobilité et où il y a une faible charge de trafic. Nous étudions le cas où un unique trafic existe dans le réseau (nous désignons ce scénario par une communication sans trafic perturbateur) et ne fait intervenir qu'un nombre limité de nœuds et le cas où un trafic uniformément distribué entre les nœuds existe (présence de trafic perturbateur).

Le réseau est caractérisé par un débit de 2 Mbit/s et les paquets échangés ont une taille de 512 octets.

Pour PSM et TA-PSM, la valeur du BeaconInterval est fixée à 0,1 seconde, ATIMWindow à 0,04. Toutes nos simulations sont sur 500 secondes.

Nous rappelons que notre implémentation de PAA synchrone se base sur la synchronisation 802.11 d'où la valeur de A+D est égale à la valeur d'un BeaconInterval. Le critère de choix des supporteurs étant le niveau d'énergie et le nombre maximal de supporteurs est 2.

### 5.1 Etude du cas de nœuds voisins sans trafic perturbateur

L'objectif de ce scénario est d'étudier le comportement de PAA en comparaison à PSM, TA-PSM ou 802.11 vis-à-vis l'augmentation de la charge pour un trafic unique entre voisins. Pour ce fait, nous avons défini l'architecture de réseau présentée dans figure 15(a). Notre réseau est composé de 6 nœuds voisins. Un seul trafic est défini de  $n_4$  vers  $n_2$  avec une charge variable. Nous avons fixé la valeur de D à 0.04 secondes et celle d'une période d'activité ou d'inactivité à 0.06 secondes. Au terme de la simulation, nous obtenons le graphe des supporteurs de la figure 15(b).

Une première étude vise à étudier le comportement de PAA vis-à-vis de l'augmentation de la charge du trafic. La figure 16 présente une comparaison entre PAA, PSM et TA-PSM ainsi que le comportement sans mécanisme de conservation d'énergie.

Si nous élaborons une comparaison portant sur le nombre de paquets délivrés et ce en explorant figure 17, nous remarquerons que :

- Pour des charges faibles, les périodes d'activité sont suffisantes pour que  $n_4$  délivre les



Figure 15: Organisation en réseau de supporteurs

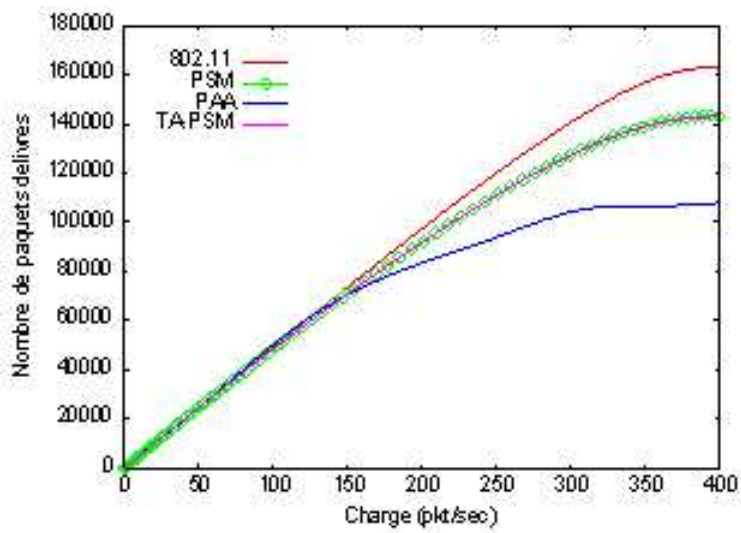


Figure 16: Nombre de paquets délivrés en fonction de la charge



paquets à n2 donc, si la charge est  $< 150$  pkt/sec, le trafic délivré si PAA est activé est identique à celui obtenu en activant PSM, TA-PSM ou sans activation de mécanisme de conservation d'énergie.

- Pour des charges plus importantes, les périodes d'activité fixées par PAA synchrone ne permettent pas à n4 d'envoyer tous les paquets générés à n2 et donc le trafic a été bloqué ce qui explique la différence entre PAA et le reste des mécanismes.

- A partir d'une charge de 270 pkt/sec, le trafic délivré dans le cas de PAA est invariable à l'augmentation de la charge du trafic car la source a atteint le maximum de paquets à envoyer avec ses périodes d'activité.

Ainsi, il paraît clair que l'utilisation du PAA synchrone bloque le trafic pour les charges importantes.

En explorant les courbes de délai présentées par la figure 17, nous notons que pour des charges faibles ( $< 40$  pkt/sec), tous les mécanismes assurent la livraison du même nombre de paquets avec le même délai moyen de séjour. Au fur et à mesure que la charge du trafic augmente, la valeur du délai augmente pour tous les mécanismes et la différence entre eux croît.

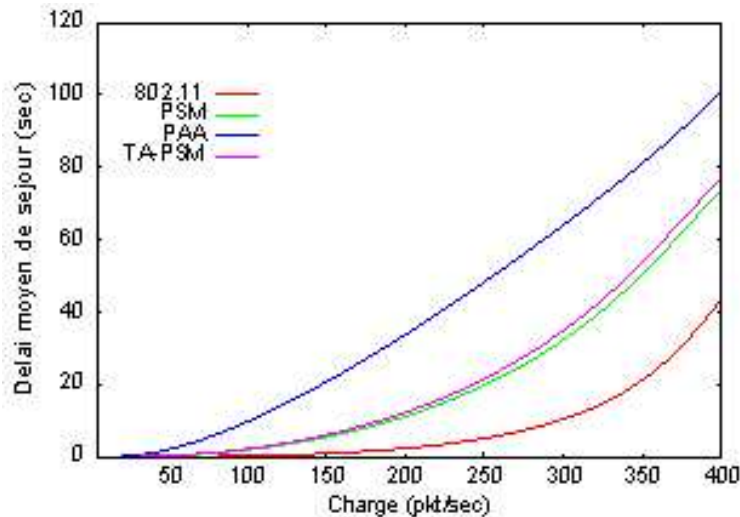


Figure 17: Délai moyen de séjour en fonction de la charge

Les valeurs de délai les plus importantes sont celles de PAA car pour des charges élevées, le passage forcé au mode inactif de la source ainsi que la destination fait que le délai augmente. Ceci n'est pas le cas pour PSM car la source et destination restent actifs durant tout le BeaconInterval à partir du moment où ils envoient/reçoivent un ATIM. Ce n'est pas aussi le cas pour TA-PSM car la source et la destination ne passent en mode inactif s'il n'y a

aucun trafic à délivrer. Avec 802.11, la valeur du délai est la minimale et c'est bien prévu car les nœuds sont toujours présents pour délivrer le trafic.

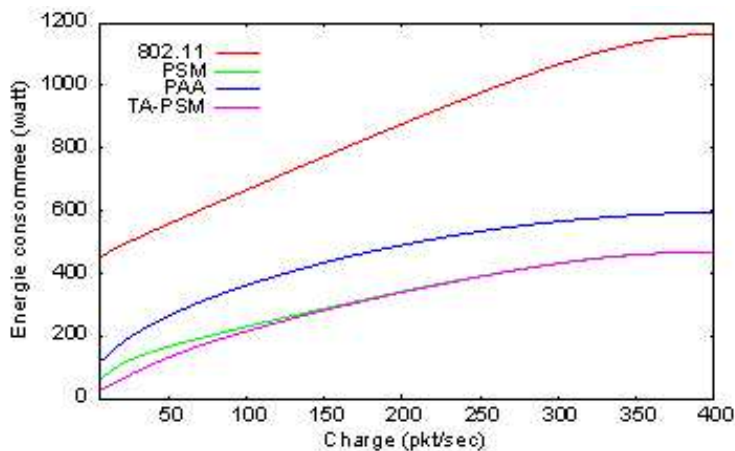


Figure 18: Energie consommée en fonction de la charge

La courbe de la figure 18 montre une perte en énergie moyenne. En fait, PAA consomme plus d'énergie que PSM et TA-PSM. Ceci est expliqué par le fait que les 4 nœuds non impliqués dans la livraison du trafic passent à l'état Doze durant tous les BeaconInterval aussi bien avec PSM qu'avec TA-PSM alors qu'avec PAA, ils sont obligés de rester actifs une période sur deux sans avoir à délivrer aucun trafic. Ceci fait que PAA consomme plus d'énergie que PSM et TA-PSM tout en introduisant un gain important par rapport à un réseau fonctionnant sans mécanisme de conservation d'énergie où tous les nœuds restent actifs.

En conclusion, pour des réseaux à trafic unique entre voisins, l'utilisation de PAA condamne le réseau en terme de trafic délivré, de délai moyen sur les paquets reçus et d'énergie consommée.

## 5.2 Etude du cas de nœuds voisins avec trafic perturbateur

Ce scénario nous permettra d'étudier le comportement de PAA pour des réseaux uniformément chargés (avec trafics perturbateurs) et le comparer aux autres mécanismes. L'architecture de notre réseau est telle que décrit figure 19(a). Le réseau est composé de 6 nœuds pour lesquels 3 trafics ont été définis : un premier trafic perturbateur de  $n_3$  vers  $n_1$  ayant comme débit 100 Kbps et un deuxième trafic de  $n_5$  vers  $n_0$  de débit 100 Kbps. Le trafic à étudier étant toujours de  $n_4$  vers  $n_2$ . La valeur de  $D$  est de 0.05 secondes, celle d'une période d'activité ou d'inactivité est de 0.05 secondes. Le réseau de supporteurs relatif est représenté par la figure 19(b).

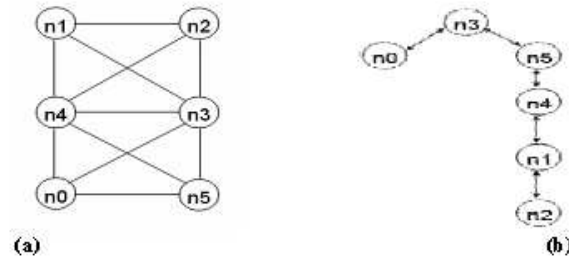


Figure 19: Architecture du réseau initial et du réseau de supporteurs associés

En terme de trafic délivré à la destination, nous constatons que tant que la charge du réseau ne dépasse pas 170 pkt/sec, PAA assure la délivrance d'autant de paquets que PSM, TA-PSM ou 802.11 (voir figure 20). A partir de cette charge, une légère différence s'introduit entre PSM et TA-PSM d'une part et PAA d'autre part ; cette différence s'accroît au fur et à mesure que la charge du réseau augmente. Ceci résulte du fait que PAA oblige les nœuds à passer la moitié des périodes inactifs et donc les sources ne parviennent pas à envoyer tout leur trafic. Nous n'allons pas considérer ceci comme un problème car le fait d'être efficace pour les faibles et moyenne charge respecte les exigences des réseaux Ad-Hoc. Comme conséquence à ce blocage de trafic causé par PAA, le délai moyen de séjour relatif à ce mécanisme est le plus élevé et n'est égal aux autres mécanismes que pour des charges faibles ( $< 40$  pkt/sec) (voir figure 21).

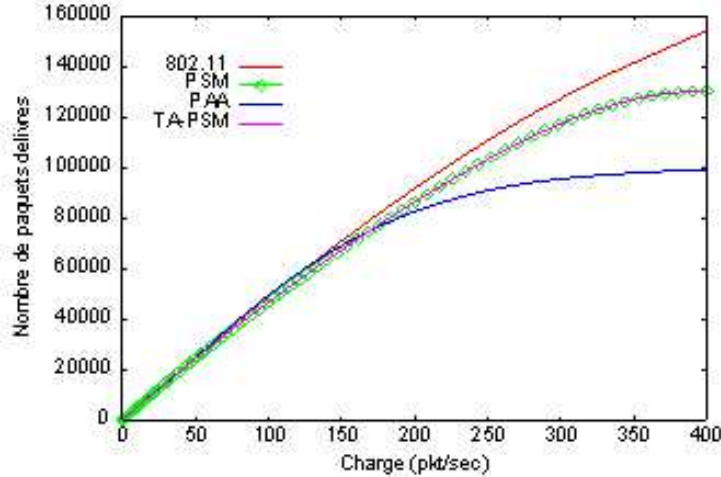


Figure 20: Nombre de paquets délivrés en fonction de la charge

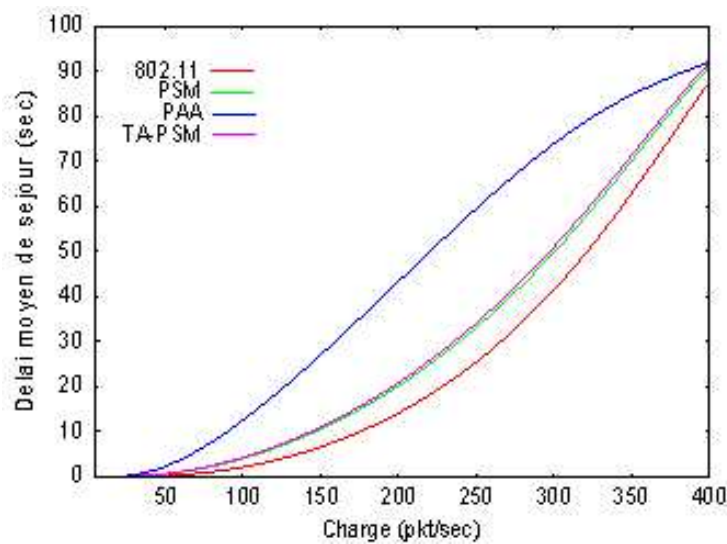


Figure 21: Délai moyen de séjour en fonction de la charge

Si nous voulons évaluer la consommation d'énergie des divers mécanismes en explorant les courbes de la figure 22, nous remarquerons que tant que la charge ne dépasse pas 270 pkt/sec, TA-PSM assure une meilleure conservation d'énergie que PAA car avec TA-PSM et pour une ATIMWindow égale à 0.015 secondes, le reste du BeaconInterval est suffisant aux nœuds pour envoyer le trafic perturbateur généré et passer mode Doze.

Quant à PAA, avec une durée D égale à 0.05 secondes, tous les nœuds parviennent à délierer le trafic perturbateur mais sont obligés à rester actifs.

En plus le trafic perturbateur de  $n_3$  vers  $n_1$  doit passer par  $n_4$  ou  $n_2$  car la source et la destination ont des états inverses et donc ce sont  $n_4$  et  $n_2$ , les supporteurs de  $n_1$  qui recevront ses messages. Ceci introduira une nouvelle tâche pour ces nœuds et donc une consommation supplémentaire d'énergie.

A partir du moment où PAA commence à bloquer le trafic, sa consommation en énergie se stabilise et finit par être inférieure à TA-PSM.

Indépendamment de la charge du trafic, PAA assure une meilleure conservation d'énergie que PSM car :

- Pour les charges faibles, PSM et PAA parviennent à délivrer le même nombre de paquets avec la différence que les nœuds avec PAA ont la moitié des périodes inactifs alors qu'avec PSM, il suffit qu'un ATIM s'est échangé (ce qui est le cas), les nœuds restent actifs durant toute la période et donc consomment inutilement de l'énergie chose qui favorise PAA dans ce cas.
- Pour les charges importantes et à cause du blocage du trafic introduit par PAA, sa consommation en énergie doit être inférieure à celle relative à PSM qui garantit une meilleure

délivrance de trafic. Ceci se confirme en explorant les courbes de l'énergie consommée par paquet représentées par figure 23.

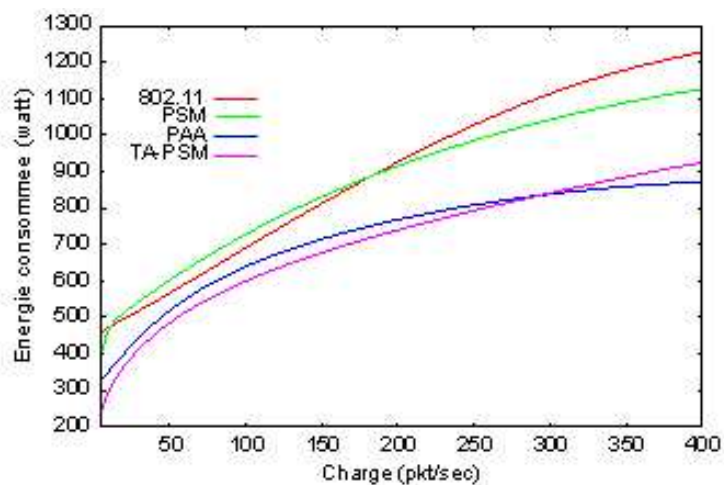


Figure 22: Energie consommée en fonction de la charge

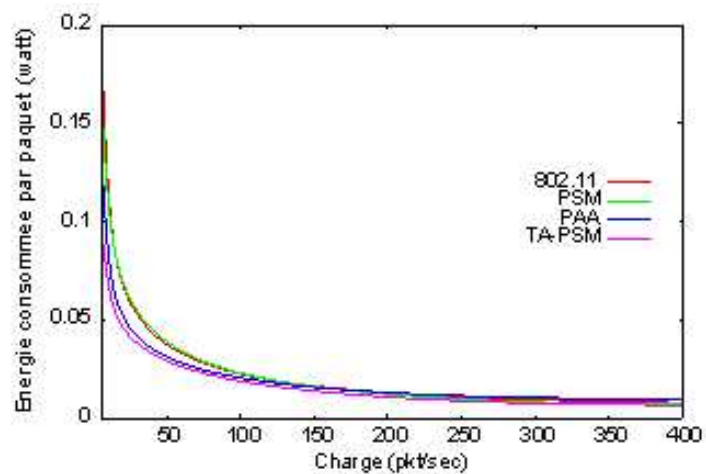


Figure 23: Energie consommée par paquet en fonction de la charge

Ainsi, nous concluons que pour ce type de scénarios, PAA conserve de l'énergie plus que PSM mais en sacrifiant le débit de sortie et le délai moyen de séjour pour les charges

importantes. Or nous n'aurons pas à travailler avec des grandes charges pour les réseaux Ad-Hoc, ainsi, PAA bat PSM pour ce type de réseaux en terme de réduction de la consommation d'énergie. Relativement à TA-PSM, PAA consomme plus d'énergie lors de livraison du même trafic et moins d'énergie lors du blocage du trafic mais toujours en pénalisant le délai.

### 5.2.1 Variation de la période D

L'objectif de la définition de ce scénario est l'étude de l'influence du paramètre D sur les performances du protocole PAA. Nous avons mené nos simulations pour un réseau tel que décrit par la figure 24. Le réseau est composé de 6 nœuds pour lesquels 3 trafics CBR sont définis : le premier a comme source n3 et n1 comme destination avec une charge de 100 Kbps, le deuxième est défini de n5 vers n0 avec la même charge et le dernier, ayant comme charge 500 Kbps, est défini de n4 vers n2. Le réseau de supporteurs obtenu en activant PAA est présenté par la figure 25.

Nous avons fait varier la valeur de la période D de 0.001 secondes à 0.09 secondes tout en gardant la valeur de BeaconInterval égale à 0.1 secondes. Nous avons déroulé les simulations pour PAA avec diverses valeurs de D, pour PSM, TA-PSM et 802.11, nous avons récupéré les valeurs à partir des simulations précédentes pour la valeur particulière de charge 500 Kbps relativement aux flux n4-n2.

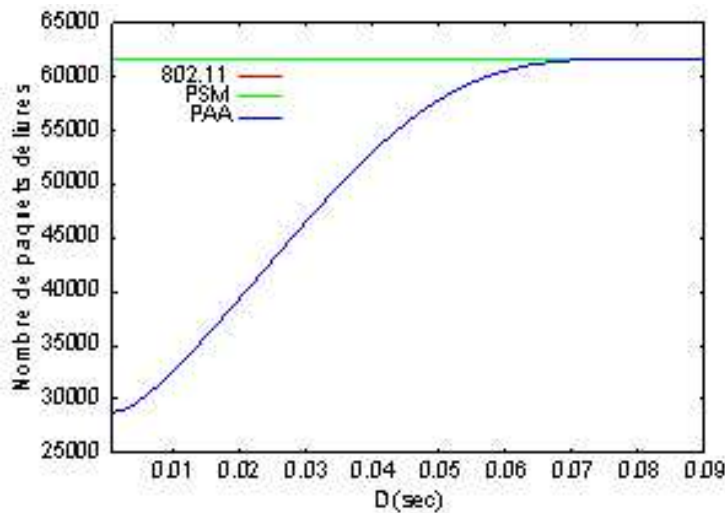


Figure 24: Nombre de paquets délivrés en fonction de D

Nous déduisons, en explorant les courbes de la figure 25 que le nombre de paquets délivrés est fort dépendant de la période D. En fait, plus la valeur de D est grande, plus le nombre

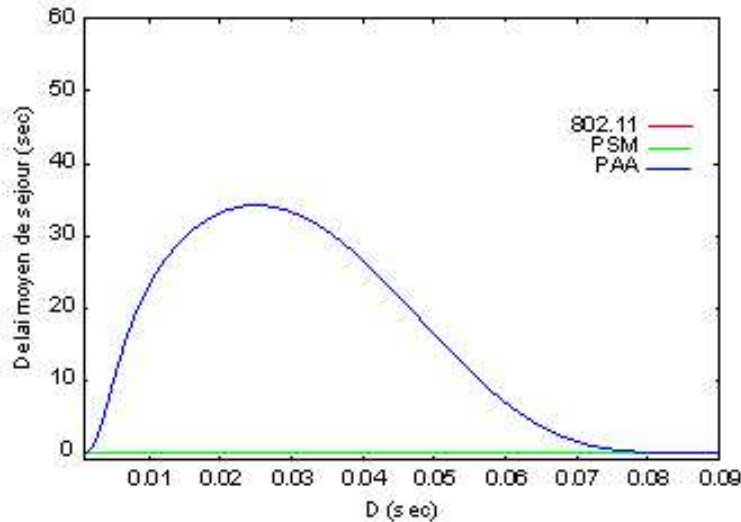


Figure 25: Délai moyen de séjour en fonction de D

de paquets délivrés à la destination est important ; ceci s'explique à partir de la définition même de la période  $D$  qui correspond à la période d'activité de tous les nœuds et donc le trafic peut être transmis.

Nous remarquons qu'il existe une valeur de  $D$  à partir de laquelle le trafic délivré avec PAA atteint celui assuré avec PSM et 802.11 et donc pour une charge de 500 Kbps, la valeur de  $D$  garantissant le meilleur débit de sorte est  $> 0.06$  secondes. L'objectif est que notre protocole de conservation d'énergie garantisse la livraison du maximum de trafic en consommant le minimum d'énergie pour les meilleurs délais. Pour s'assurer que PAA ne pénalise pas le délai moyen de séjour, nous avons tracé ce paramètre en fonction de  $D$  (voir figure 27). Les résultats obtenus confirment notre conclusion concernant la valeur seuil de  $D$  assurant les meilleures performances pour PAA ; en effet, le délai minimal est obtenu pour  $D > 0.06$  secondes. Pour  $D$  très faible, le délai est aussi faible car tous les paquets reçus par  $n_2$  sont envoyés directement par  $n_4$  durant leur période d'activité.

Le trafic envoyé de  $n_5$  vers  $n_0$  sera envoyé durant la période d'inactivité des nœuds  $n_4$  et  $n_2$  et donc ces deux trafics ne seront pas concurrents. Le trafic envoyé de  $n_3$  vers  $n_1$  sera envoyé durant la même période d'activité que  $n_4$  et  $n_2$ . Ce trafic sera reçu par  $n_4$  (supporteur de  $n_1$ ) car ce dernier a un axe de temps inverse. Normalement ce trafic sera envoyé de  $n_4$  vers  $n_1$  durant  $D$ , or  $D$  est faible au point où aucun paquet ne peut être envoyé donc le trafic  $n_4$ - $n_2$  n'aura pas une grande concurrence d'envoi pour  $D$  très faible ce qui explique la faible valeur du délai moyen de séjour. Au fur et à mesure que  $d$  augmente (sans pour autant dépasser 0.03 secondes), le délai augmente car durant  $D$  la concurrence d'envoi entre les trafics  $n_4$ - $n_1$  et  $n_4$ - $n_2$  augmente et donc le délai augmente.

En terme de consommation d'énergie, nous remarquons que plus la valeur de D est grande, plus l'énergie consommée est importante (voir figure 28). Cette influence de la valeur de D sur l'énergie consommée peut s'expliquer par le fait que plus la période D est grande plus les nœuds passent du temps actifs et plus ils peuvent s'échanger de paquets et donc plus ils consomment de l'énergie.

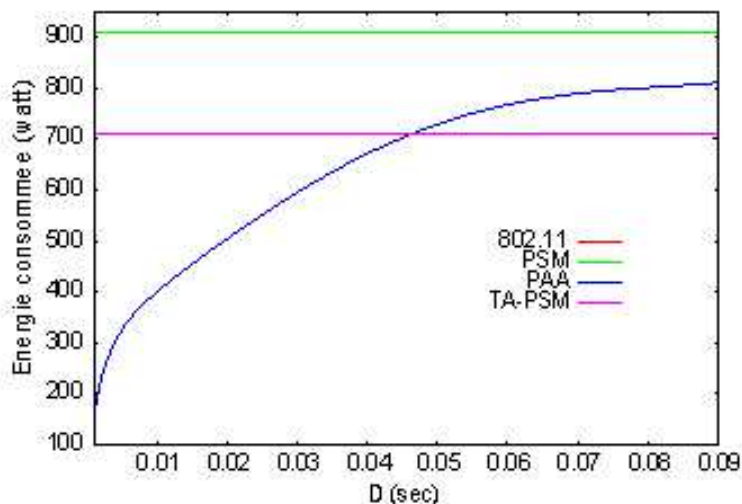


Figure 26: Energie consommée en fonction de D

Les courbes montrent que PAA conserve plus d'énergie que PSM mais que la différence entre ces deux mécanismes se réduit en augmentant la valeur de D. En comparaison à TA-PSM, PAA conserve de l'énergie avec des valeurs de D faibles (< 0.05 secondes) c'est-à-dire lorsque PAA ne parvient pas à délivrer tout le trafic généré. Lorsque la valeur de D dépasse 0.06 secondes et que PAA parvienne à délivrer autant de trafic que PSM et TA-PSM, l'énergie consommée par PAA dépasse celle consommée par TA-PSM.

En conclusion, Pour une charge particulière, il existe une certaine valeur de D permettant à PAA d'assurer la livraison du trafic autant que PSM, TA-PSM et 802.11. En terme de conservation d'énergie, PAA est toujours plus efficace que PSM et 802.11 mais pas plus que TA-PSM.

### 5.2.2 Variation de la période D pour diverses charges

Le but de ce scénario est d'étudier l'impact de la valeur de la période D sur le trafic délivré, le délai introduit et l'énergie consommée et ce pour diverses charges et enfin de déterminer les valeurs adéquates de la période D pour les charges 50 pkt/sec, 125 pkt/sec et 250 pkt/sec. L'architecture du réseau est la même que pour le scénario précédent à la différence que nous avons pris trois différentes charges pour le trafic de n4 vers n2.



Les courbes de la figure 29 montrent que pour les charges 50 pkt/sec et 125 pkt/sec, le nombre de paquets augmente en fonction des valeurs de D mais finit par se stabiliser en atteignant la valeur maximale, cette valeur est obtenue pour  $D > 0.02$  secondes si la charge est de 50 pkt/sec et pour  $D > 0.06$  secondes si la charge est 125 pkt/sec.

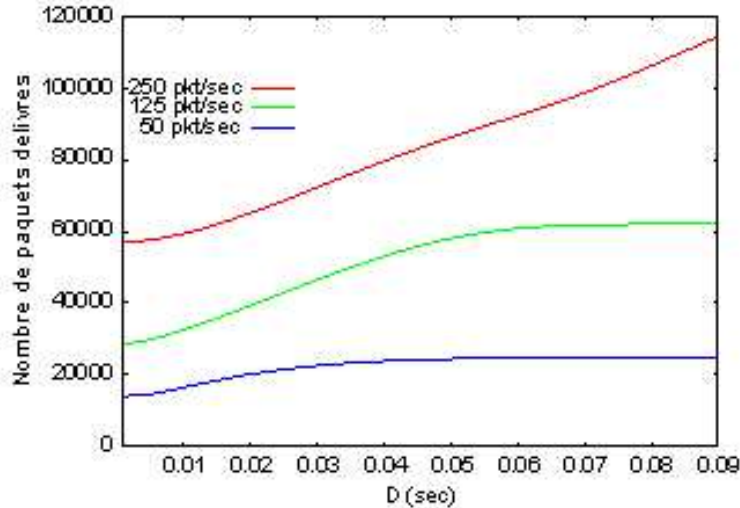


Figure 27: Nombre de paquets délivrés en fonction de D

Pour la charge de 250 pkt/sec, le nombre de paquets ne cesse d'augmenter et ne se stabilise guère, en fait l'alternance obligatoire des états d'activité et d'inactivité fait que la source ne puisse pas délivrer tous les paquets générés même si D est grande.

Les résultats trouvés se confirment par l'étude des courbes traçant le délai moyen de séjour (voir figure 30) et l'énergie consommée (voir figure 31) en fonction de D.

En conclusion, pour assurer les meilleures performances du mécanisme PAA, il faut veiller à choisir la valeur de D adéquate à la charge du réseau et qui garantisse le meilleur débit de sortie et une meilleure conservation d'énergie.

### 5.2.3 Variation de la période BeaconInterval

Nous voulons, à travers ce scénario, étudier l'influence de la variation du BeaconInterval sur les performances du PAA en comparaison avec PSM et 802.11. Nous avons fait varier BeaconInterval de 0.05 secondes à 0.8 secondes.

En terme de trafic délivré, plus la valeur de BeaconInterval est faible, plus le débit de sortie assuré par PAA décroît (voir figure 32). En fait, avec une valeur constante de la période D, l'augmentation de la valeur de BeaconInterval réduit le nombre de période D et donc réduit le nombre de paquets que peuvent s'échanger les supporteurs durant cette période. En plus, le nombre de périodes d'inactivités augmente en augmentant la valeur de BeaconInterval.

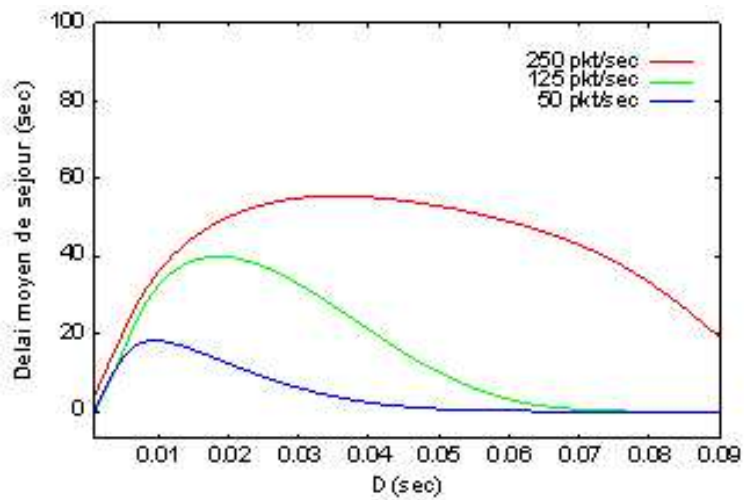


Figure 28: Délai moyen de séjour en fonction de D

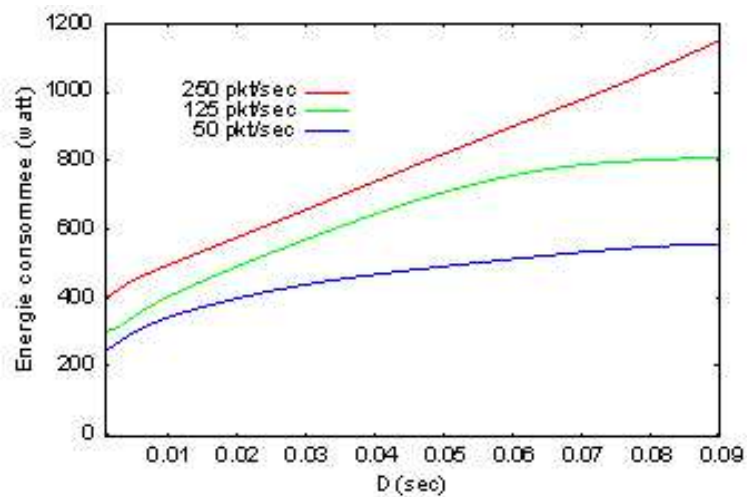


Figure 29: Energie consommée en fonction de D

La durée de la période d'inactivité des nœuds augmente et donc le nombre de paquets délivrés diminue.

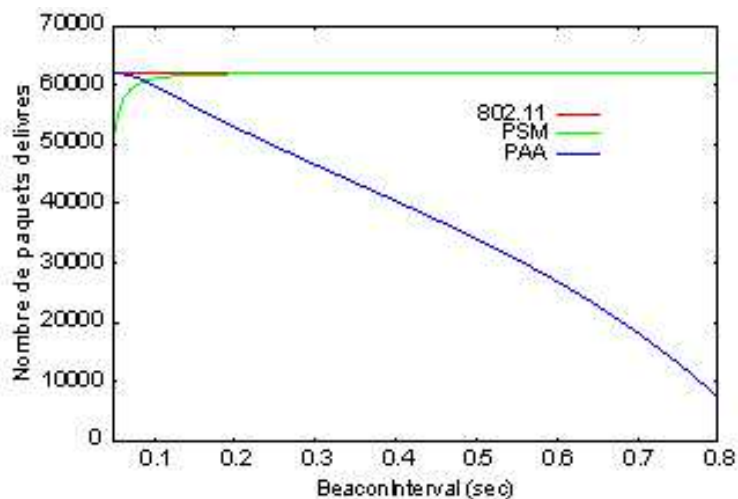


Figure 30: Nombre e paquets délivrés en fonction du BeaconInterval

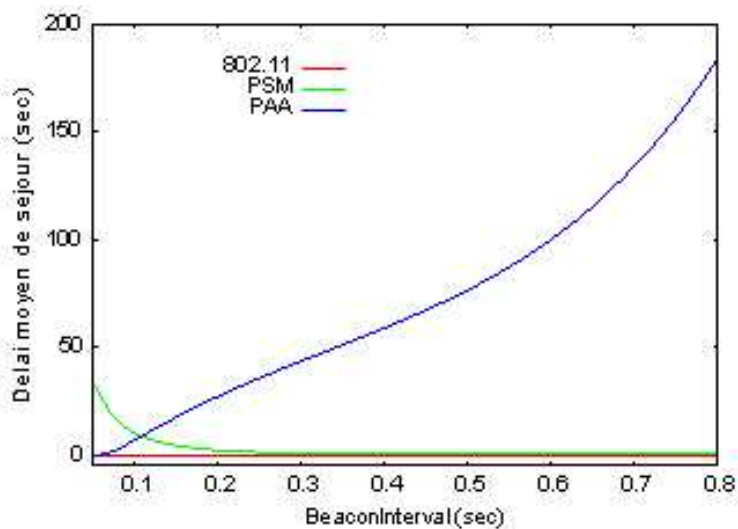


Figure 31: Délai moyen de séjour en fonction du BeaconInterval

Soit  $X = \text{BeaconInterval}$ ,  $n$  = le nombre de périodes  $\text{BeaconInterval}$  pendant la durée de simulation et  $I$  = la durée d'inactivité.

Nous aurons donc  $I = n/2(X-D)$ . Si nous doublons la valeur de  $\text{BeaconInterval}$ ,  $I$  aura la valeur:  $I' = n/4(2*X-D)$ .

$I-I' = -(n/4)*D$ .  $I < I'$  et donc en augmentant  $\text{BeaconInterval}$ , les périodes d'inactivité des nœuds augmentent ce qui explique la diminution du nombre de paquets délivrés.

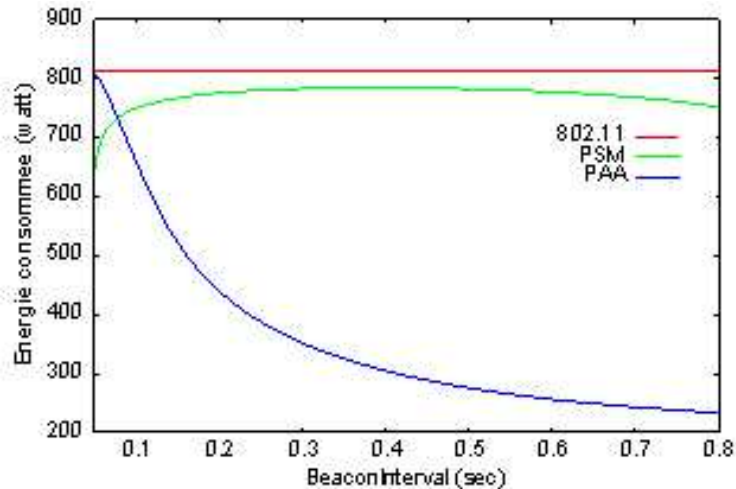


Figure 32: Energie consommée en fonction du BeaconInterval

Concernant le délai, nous remarquons, à travers les courbes de la figure 33, que le délai moyen de séjour relatif à PAA augmente au fur et à mesure que la valeur du  $\text{BeaconInterval}$  croît. Cette augmentation est une conséquence de l'augmentation des périodes d'inactivité et du blocage du trafic.

Enfin, pour les mêmes raisons de blocage de trafic et d'augmentation des périodes d'inactivité, l'énergie consommée dans le cas de PAA diminue lorsque  $\text{BeaconInterval}$  augmente (voir figure 34).

Ainsi pour un réseau ayant une charge de 125 pkt/sec comme nous l'avons défini, la valeur optimale de  $\text{BeaconInterval}$  est égale à 0.1 secondes qui assure un taux de livraison acceptable de paquets avec une meilleure conservation d'énergie que PSM.

Nous concluons que pour garantir les meilleures performances du mécanisme PAA, il faut veiller à ce que la valeur de  $\text{BeaconInterval}$  soit la plus appropriée.

## 6 Conclusion

Dans ce rapport, nous avons présenté en premier lieu les solutions existantes pour la conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc en mettant l'accent sur les approches au niveau liaison de données. Le mécanisme phare de cette classe de propositions est sans doute le mécanisme PSM proposé par la norme 802.11 et qui se base sur la définition d'un mode veille durant lequel les nœuds peuvent éliminer toute activité réseau afin de conserver leur énergie. Plusieurs améliorations de PSM, notamment TA-PSM, existent et visent à étendre la période de veille des nœuds.

Dans le même niveau (liaison de données) et se basant sur le même principe d'utilisation d'un mode veille, nous avons présenté un nouveau mécanisme de conservation d'énergie appelé Power-Aware Alternance (PAA).

Ce mécanisme se base sur la suppression de toute activité réseau d'un nœud pendant certaines périodes afin de conserver son énergie. Durant son inactivité, les messages en sa destination seront récupérés par un ou plusieurs nœuds appelés supporteurs. Le fonctionnement du mécanisme PAA commence par une phase d'établissement durant laquelle les nœuds activant le mécanisme s'organisent en un réseau virtuel de groupes de supporteurs. Deux supporteurs alternent les périodes d'activité et d'inactivité et se supportent mutuellement en récupérant et sauvegardant les messages l'un de l'autre. Nous avons défini un mode synchrone durant lequel tous les nœuds du réseau doivent être synchronisés pour pouvoir changer leur état d'activité selon des instants prédéfinis. Un premier mode défini est le mode synchrone forcé durant lequel les supporteurs effectuent une alternance parfaite des états actif et inactif. Le mode synchrone forcé présente l'avantage d'être simple à implémenter. En effet, une fois la négociation pour l'obtention des supporteurs est établie, chaque nœud se synchronise et suit les périodes qui lui sont accordées pour entrer en activité ou en inactivité. Ceci n'induit aucun message de contrôle puisque les nœuds n'ont pas besoin de communiquer pour diffuser leurs états.

Nous avons défini également un mode synchrone flexible durant lequel les nœuds ont la possibilité d'étendre leurs périodes d'activité ou d'inactivité selon leurs besoins et si certaines conditions du réseau le permettent.

Après avoir détaillé la conception de notre mécanisme, nous avons présenté les résultats des simulations que nous avons conduits après l'implémentation du mode synchrone forcé sous JSIM.

Dans notre étude nous avons comparé les performances de PAA à celles de PSM et TA-PSM en terme de gain en énergie tout en comparant leur impact sur le blocage du trafic et la variation du délai de livraison du trafic.

A travers diverses simulations, nous avons pu constater que notre mécanisme apporte un gain, par rapport à PSM, dans le cas d'un réseau peu mobile et en présence d'un trafic uniformément réparti dans un réseau à faible charge. Ceci nous conduit à la conclusion que PAA pourrait être plus adapté aux réseaux de capteurs vu qu'ils présentent plus ces contraintes.

Un travail futur vise à étudier des mécanismes de conservation d'énergie spécifiques aux réseaux de capteurs puis à comparer leurs performances par rapport à celles de PAA.

## References

- [1] Gupta P. et Kumar P. R., "The capacity of wireless networks", Actes des transactions IEEE sur l'Informatique théorique, 2000, p.388-404.
- [2] Yuen W. H., " On energy efficiency and network connectivity of mobile ad hoc networks ", Actes de IEEE ICDCS 2003, Providence, Rhode Island, Mai 2003.
- [3] S. Narayanaswamy, V. Kawadia, R. S. Sreenivas et R. Kumar, "Power control in ad hoc networks : theory, architecture, algorithm and implementation of the COMPOW protocol", European Wireless Conference, 2002.
- [4] Burkhart M., von Rickenbach P., Wattenhofer R. et Zollinger A., "Does topology control reduce interference?", Actes du 5<sup>e</sup> symposium international ACM sur les réseaux mobiles ad hoc, Tokyo, Japan , 2004, p. 9-19.
- [5] Ram Ramanathan et Regina Rosales-Hain, "Topology control of multihop wireless networks using transmit power adjustment", Proceedings of INFOCOM, 2000, pp. 404-413.
- [6] Meguerdichian S., Koushanfar F., Potkonjak M. et Srivastava M. B., "Coverage problems in wireless ad hoc sensor networks", Actes de la seconde conférence internationale ACM sur les réseaux sans fil et de sensors et leurs applications, San Diego, USA, 2003, p. 115-121.
- [7] ANSI/IEEE Standard 802.11, "Wireless LAN Medium, Access Control (MAC) and Physical, Layer (PHY) Specifications", 1999
- [8] Changsu Suh, Young-Bae Ko and Jai-Hoon Kim, "Enhanced Power Saving for IEEE 802.11 WLAN with Dynamic Slot Allocation," LNCS, Vol. 3794, 2005, pp. 466-477.
- [9] A. Belghith et W. Akkari, "Traffic Aware Power conservation mechanism for ad hoc networks", soumis au International Journal of Computing and Information Sciences (IJCIS), Canada, 2006.
- [10] Ye W., Heidemann J., et Estrin D., "An Energy-Efficient MAC Protocol for Wireless Sensor Networks", Actes de la conférence IEEE INFOCOM 2002, Juin 2002.
- [11] Van Dam T. et Langendoen K., "An Adaptive Energy-Efficient MAC Protocol for Wireless Sensor Networks ", Actes de la conférence ACM SenSys 2003, November 2003.
- [12] Rabaey J. M., Ammer M. J., da Silva Jr. J. L., Patel D., and Roundy S., " PicoRadio Supports for Ad Hoc Ultra-Low Power Wireless Networking ", Actes de la conférence IEEE Computer, Juillet 2000.
- [13] C.-K. Toh, "Maximum Battery Life Routing to Support Ubiquitous Mobile Computing in Wireless Ad Hoc Networks", IEEE Communications Magazine, Juin 2001.

- [14] Singh, s., Woo M, and Raghavendra C.S, "Power Aware Routing in mobile Ad hoc networks", proceeding of mobicom'98, Dallas, Texas, octobre 1998.
- [15] G. Chelius, "Architectures et communications dans les réseaux spontannés sans fil", mémoire de doctorat, soutenue le 26-04-2004 à l'INSA de Lyon.
- [16] H. Idoudi, M. Molnár et A. Belghith, " Coopération synchronisée pour la conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc", Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles CFIP'05, du 29 Mars au 1 Avril 2005. Bordeaux. France.
- [17] H. Idoudi, M. Molnár, A. Belghith, " Power Aware Alternation Protocol: a Novel Power Saving Mechanism for Ad Hoc Networks", Third International Working Conference on Performance Modelling and Evaluation of Heterogeneous Networks (Het-Net'05). Juillet 2005. Ilkley, U.K.
- [18] Simulateur J-Sim: en ligne sur [www.j-sim.org](http://www.j-sim.org), dernière visite le 23-05-2005



---

Unité de recherche INRIA Lorraine, Technopôle de Nancy-Brabois, Campus scientifique,  
615 rue du Jardin Botanique, BP 101, 54600 VILLERS LÈS NANCY  
Unité de recherche INRIA Rennes, Irisa, Campus universitaire de Beaulieu, 35042 RENNES Cedex  
Unité de recherche INRIA Rhône-Alpes, 655, avenue de l'Europe, 38330 MONTBONNOT ST MARTIN  
Unité de recherche INRIA Rocquencourt, Domaine de Voluceau, Rocquencourt, BP 105, 78153 LE CHESNAY Cedex  
Unité de recherche INRIA Sophia-Antipolis, 2004 route des Lucioles, BP 93, 06902 SOPHIA-ANTIPOLIS Cedex

---

Éditeur  
INRIA, Domaine de Voluceau, Rocquencourt, BP 105, 78153 LE CHESNAY Cedex (France)  
<http://www.inria.fr>  
ISSN 0249-6399