

# Une approche robuste pour la prolongation de la durée de vie des réseaux ad hoc multimédias

J.M. Bahi

Jacques.Bahi@univ-fcomte.fr

M. Eskandar

mirna.eskandar@iut-bm.univ-fcomte.fr

A. Mostefaoui

Ahmed.Mostefaoui@univ-fcomte.fr

Laboratoire d'Informatique de Franche-Comté (LIFC)  
Rue Engel-Gros, BP 527, 90016 Belfort Cedex

## ABSTRACT

In wireless ad hoc networks, nodes are energy constrained. As they communicate far off destinations using intermediate relays, it may not be in interest of a node to expend its energy in relaying and consequently reducing its own lifetime. On the other hand, if all nodes decide not to always accept relay requests, the network throughput will drop dramatically i.e., the lifetime of the whole network is reduced. Obviously, from a single node point of view, these two extreme attitudes are opposite to its interest. We addressed this issue by proposing a novel distributed approach that guarantees tasks affectation to nodes with regard to their energy constraints. The key idea behind is to guarantee to all nodes that they share tasks in function of their energy provisions. In this paper, we tackle the problem of nodes mobility and its impact on the behavior of our proposed approach. We evaluated the performance of our approach under several scenarios and showed that it still improves the network lifetime.

## RESUME

Dans un environnement adhoc mobile, caractérisé par l'absence totale de toute infrastructure réseau, les nœuds participants doivent supporter, en plus de leurs propres charges liées leurs activités, les charges de gestion du réseau (routage, transfert, communication, etc.). D'un point de vue d'un nœud, en raison de la limitation de ses provisions énergétiques, l'usage "rationnel" de sa source énergétique est capital. En d'autres termes, plus il diminue les charges des autres nœuds du réseau, plus longue sera sa durée de vie. Paradoxalement, si tous les nœuds avaient un comportement "gosté", les performances du réseau se dégraderaient de manière drastique (il y a même risque de sa disparition!). A ce niveau, une problématique importante se pose au niveau de chaque nœud participant : comment s'assurer d'une part que sa participation au réseau est fonction de ses provisions énergétiques et d'autre part qu'il ne dépensera pas plus que les autres ? Dans cet article,

nous présentons une approche coopérative complètement décentralisée, donc très robuste, qui garantit l'équité entre les différents nœuds (la participation de chacun d'eux est fonction de ses provisions énergétiques) et d'autre part, permet de prolonger la durée de vie du réseau dans son ensemble comme l'attestent les différentes études de performances que nous avons menées.

## Categories and Subject Descriptors

C.2.4 [Computer-Communication Networks]: Distributed Systems—*Distributed applications*

## General Terms

Algorithms

## 1. INTRODUCTION

Les progrès récents des technologies sans fil ont permis la manipulation de l'information à travers des unités de capture et de calcul portables et hétérogènes comme les téléphones portables, PDA, ordinateurs de poche, etc. Munis d'interface de communication sans fil, la gestion de ces unités ou nœuds dans un environnement adhoc mobile soulève de nombreuses problématiques à la fois théoriques et techniques en raison de leurs caractéristiques propres. En effet, les nœuds possèdent souvent des sources d'énergie assez limitées et des capacités de calcul restreintes. L'organisation des nœuds au sein d'un réseau adhoc mobile, bien qu'elle offre de nombreux atouts tels que la flexibilité et le faible coût du réseau, nécessite en revanche un investissement énergétique certain de la part de tous les nœuds afin d'assurer le fonctionnement du réseau.

Un dilemme se pose alors pour chaque nœud participant dans le réseau : comment trouver un juste milieu entre l'énergie "dépensée" pour le réseau (tâches de routage et de transfert des données) et l'énergie consacrée à ses propres besoins ? Bien évidemment, si tous les nœuds avaient un comportement "gosté" en refusant ou en minimisant leur participation dans la prise en charge des tâches du réseau, les performances de ce dernier se trouveraient dramatiquement diminuées et ce n'est pas, bien entendu, l'intérêt de tous les nœuds. D'un autre côté, si tous les nœuds acceptent de "dépenser" pour le réseau, certains d'entre eux, en raison de leur position dans le réseau se trouveront rapidement hors service en raison de leur consommation énergétique consacrée aux tâches du réseau. Même dans ce cas, il n'est pas dans l'intérêt de tous les participants que certains nœuds "clés" soient hors service car la connectivité du réseau ne sera peut-être pas assurée.

Permission to make digital or hard copies of all or part of this work for personal or classroom use is granted without fee provided that copies are not made or distributed for profit or commercial advantage and that copies bear this notice and the full citation on the first page. To copy otherwise, to republish, to post on servers or to redistribute to lists, requires prior specific permission and/or a fee.

*UbiMob'08* May 28–30, 2008, Saint-Malo, France.

Copyright 2008 ACM 978-1-59593-980-7/08/05... \$5.00.

Nous illustrons ce dilemme par le scénario pratique suivant :

Supposons que plusieurs étudiants dans un campus universitaire forment un réseau ad hoc hétérogène (SmartPhones, PDA, ordinateurs portables, etc.) afin de pouvoir changer leurs contenus multimédias respectifs (images, chansons, petites vidéos, etc.). Pour pouvoir "consommer" ces contenus, certains nœuds, en raison des caractéristiques de leurs terminaux de visualisation (résolution du lecteur vidéo par exemple), doivent exécuter des tâches d'adaptation multimédia supplémentaires. Dans ce scénario deux cas sont possibles :

1. Dans le premier cas, chaque nœud exécute lui-même les tâches d'adaptation multimédia dont il a besoin. Ainsi, tout nœud aura au moins trois classes d'applications à exécuter : (a) ses propres tâches y compris celles de l'envoi vers les autres nœuds, (b) les tâches réseau (acheminement des données des autres) et enfin (c) les tâches d'adaptation des contenus reçus. Ce scénario est illustré dans la Figure 1, premier cas. Il est à noter que la durée de vie totale du réseau est dépendante de la durée de vie de chacun des nœuds c.-à-d. le réseau s'arrête lorsque le premier nœud est hors service. Dans ce cas, la durée de vie du réseau est conditionnée par le nœud C tant donné que c'est le nœud le moins muni de provisions énergétiques.
2. Dans le deuxième cas, un "deal" est trouvé entre les différents nœuds de telle sorte que chaque nœud participe dans le réseau en fonction de ses provisions énergétiques. En d'autres termes, c'est comme si le nœud C disait aux autres : "je veux bien relayer vos données parce que je me trouve un endroit pivot dans le réseau, mais condition que vous me chargiez de mes tâches d'adaptation". Dans ce cas, un équilibre est trouvé entre tous les nœuds et la durée de vie du réseau dans sa globalité se trouve prolonger plus ce qu'elle l'était dans le cas précédent.

Notre approche, présentée dans cet article, s'attèle à trouver un tel compromis qui garantit à la fois l'équité entre tous les nœuds et la prolongation de la durée de vie du réseau dans son ensemble. De plus, l'approche proposée doit être suffisamment robuste afin de tenir compte d'une part des fortes perturbations dont sont souvent sujets les environnements ad hoc et d'autre part de la mobilité des différents nœuds. En effet, nous nous situons dans le cas d'un environnement complètement mobile (tous les nœuds bougent) comme c'est le cas dans notre exemple pratique cité ci-dessus.

Afin de satisfaire toutes ces contraintes, notre approche est fondée sur la proposition d'un algorithme, exécuté par tous les nœuds du réseau de manière complètement décentralisée, lui garantissant ainsi une forte robustesse. Notre proposition est valide d'abord théoriquement par l'étude du comportement de l'algorithme proposé, puis testée expérimentalement, par simulation, afin de mesurer ses performances, comme exposé dans les sections suivantes.

Le reste de l'article est organisé comme suit : dans la section 2 nous présentons l'état de l'art sur les travaux de coopération dans les réseaux ad hoc des fins d'optimisation de la consommation énergétique. La section 3 détaille notre proposition. La section 4 est consacrée à l'évaluation des performances de notre approche. La section 5 clôt ce article et met en relief les perspectives futures de nos travaux dans ce domaine. La démonstration formelle de la convergence de notre algorithme

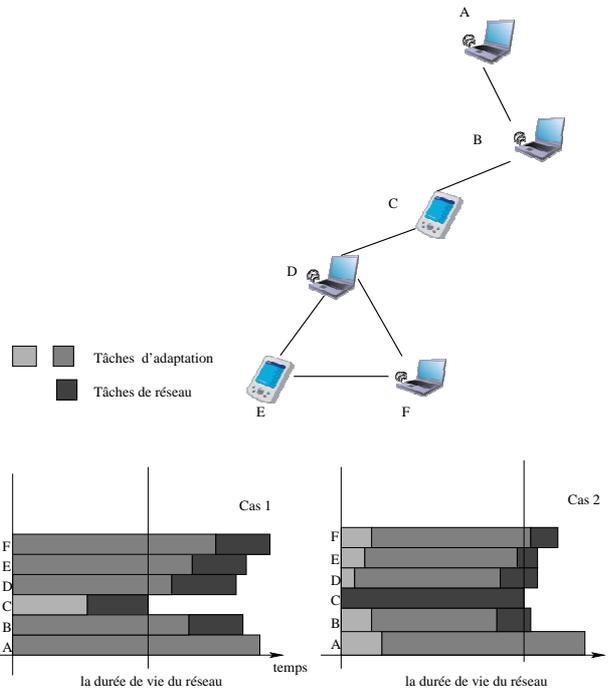


Figure 1: Motivations

est présentée en annexe.

## 2. ÉTAT DE L'ART

Les travaux de recherche visant l'optimisation de la consommation énergétique dans les réseaux ad hoc, afin de maximiser leur durée de vie, sont nombreux et variés allant des protocoles de routage de bas niveau [1, 2, 3], jusqu'au niveau application (coopération entre les nœuds [4, 5]). Bien entendu, l'objectif principal est de minimiser l'énergie allouée pour l'acheminement d'un paquet depuis sa source jusqu'à sa destination. En général, des politiques s'appuyant sur le chemin le plus court entre la source et la destination sont adoptées. Toutefois, ces approches présentent l'inconvénient de l'usure des nœuds placés sur ces chemins c.-à-d. les nœuds qui ont une position pivot dans le réseau donnent plus au réseau que les nœuds placés dans ses extrémités. Dans [6, 7], les auteurs formalisent le problème d'optimisation de la consommation d'énergie dans les réseaux ad hoc sous la forme d'un problème de programmation linéaire. Ils proposent ensuite une heuristique permettant sa résolution. Néanmoins, ils ont montré la mauvaise performance de cette heuristique dans certains cas particuliers. Une autre approche centralisée, fondée sur l'algorithme de Garg-Koenemann, peut être trouvée dans [8]. Dans [9], les auteurs ont formalisé le problème comme un problème de maximum de flots concurrents. Ils ont alors adapté un algorithme de flots distribués de Awerbuch et Leighton [10] pour la résolution du problème. D'autres travaux de recherche se sont focalisés sur la coopération entre les nœuds afin d'optimiser la consommation énergétique [4, 5, 11, 12]. En général, ces approches utilisent un système de "rémunération" pour les nœuds acceptant de faire les relais. Les nœuds ayant le plus d'argent se verront leur trafic accepté.

Notre approche s'inscrit dans le contexte de la coopération des nœuds dont l'objectif est de maintenir fonctionnels tous

les nœuds du rseau le plus long temps possible. Dans ce cas, notre approche garantit une distribution des charges quitable entre les nœuds tout en tenant compte des provisions nergtiques de chaque d'eux. A noter qu'elle est compltement transparente aux nœuds dans le sens o elle ne ncessite aucune intervention explicite.

### 3. APPROCHE DÉCENTRALISÉE

Notre objectif principal dans cet article est de trouver le bon compromis qui garantit d'une part l'quit entre tous les nœuds c.--d. chaque nœud participe dans les tches du rseau en fonction la fois de ses provisions nergtiques et de ses charges, y compris celles ddies au rseau. D'autre part, l'approche doit tre suffisamment robuste afin de "rsister" aux frquentes perturbations prsentes dans les rseaux adhoc, surtout si ces derniers sont de surcrot mobiles. Dans cette optique, les approches dcentralises semblent plus mme de satisfaire ces contraintes plus que les approches centralises pour les raisons suivantes :

- Dans les approches centralises, il aurait fallu "dsigner" un nœud matre qui incombera la tche de collecter dans un premier temps toutes les informations sur les autres nœuds (diverses charges et provisions nergtiques) et de proceder au partitionnement de ces tches en fonction des provisions nergtique de chaque nœud . Outre le problme de dsignation d'un nœud principal dans un rseau adhoc, o tous les nœuds sont supposs tre au mme niveau, le risque de paralysie du rseau d'une panne de ce super nœud ou de son retrait pur et simple du rseau est trs important.
- Compte tenu la nature "continue" de la consommation d'nergie par les nœuds , le nœud central ne peut avoir qu'une vue fige dans le temps (au moment o les nœuds lui envoient les informations sur leurs charges et leurs provisions). Ainsi, le nœud central ne peut que calculer une affectation qui ne tient pas compte de l'volution des nœuds entre l'instant de l'envoi de leurs informations respectives et l'instant de la rception des affectations. Ce temps peut tre important dans le contexte des rseaux adhoc mobiles o les communications sont souvent perturbes et o la topologie du rseau est constamment changeante.

Pour ces raisons, nous avons opt d'emble pour les approches dcentralises. Toutefois, satisfaire les contraintes de robustesse suppose *a fortiori* un prix payer en terme de trafic rseau gnr en plus, compar aux approches centralises. Dans des travaux prcdents [13], nous avons montr la pertinence des approches dcentralises en terme de prolongation de la dure de vie du rseau en dpit du trafic gnr. Le gain variait entre 16% et 70 % en fonction des topologies rseaux considres. Notre objectif dans cet article est d'tudier de plus prs le comportement de notre approche en prsence de la mobilit. Nous souhaitons notamment mesurer son cot ainsi que vrifier sa robustesse, dj valide thorigiquement (voir annexe). Nous commenons d'abord par formaliser le problme, avant de presenter en dtail l'algorithme propos.

#### 3.1 Formalisation du problme

Nous considrons que le temps est discret et que  $k$  correspond un instant donn. Nous utiliserons la notation dcrite dans la Table 1.

Nous considrons un nombre fini de  $N$  noeuds dans le systeme. A chaque noeud est associe une provision nergtique

Symbole	Signification
$\Omega$	: un ensemble fini de nœuds htrognes ( $\Omega = \{n_1, n_2, \dots, n_N\}$ )
$N$	: le nombre de nœuds considrs dans le rseau ad-hoc sans-fil ( $N =  \Omega $ )
$n_i$	: l'identifiant d'un nœud ( $n_i \in \Omega$ ).
$E_i^{(k)}$	: la provision nergtique d'un nœud $n_i$ un instant $k$ .
$E_i^{(0)}$	: la provision nergtique initiale d'un nœud $n_i$ .
$T_{i,j}^{(k)}$	: le nombre de tches d'une classe $j$ , que le nœud $n_i$ a un instant $k$ .
$T_{i,j}^{(0)}$	: le nombre initial de tches d'une classe $j$ , que le nœud $n_i$ dtient.
$e_{i,j}$	: l'nergie ncessaire pour le nœud $n_i$ pour excuter une tche d'une classe $j$ .
$N_{i,j}^{(k)}$	: le nombre de tches d'une classe $j$ excutes par le nœud $n_i$ pendant un pas de temps $k$ .

Table 1: Notations utilise dans le reste de l'article.

initiale ( $k = 0$ ), note  $E_i^{(0)}$ . En outre, nous considrons  $M$  classes diffrentes de tches (tches d'adaptation, de communication, etc.) ayant chacune une consommation nergtique correspondante. Ainsi, la consommation d'nergie par chaque noeud l'instant  $k$  est :

$$\xi_i^{(k)} = \sum_{j=1}^M N_{i,j}^{(k)} e_{i,j}. \quad (1)$$

Sa provision nergtique l'instant  $k$  est :

$$E_i^{(k)} = E_i^{(0)} - \sum_{l=1}^k \xi_i^{(l)} = E_i^{(0)} - \sum_{l=1}^k \sum_{j=1}^M N_{i,j}^{(l)} e_{i,j} \quad (2)$$

De cette quation, il ressort que le seul moyen d'optimiser la consommation nergtique d'un noeud  $n_i$  est de diminuer  $N_{i,j}^{(k)}$  (ce qui souhaitable du point de vue du noeud). Toutefois, ceci n'est pas possible dans la mesure o ces charges doivent tre de toute vidence excutes par l'ensemble des noeuds. Notre approche consiste donc effectuer une distribution de ces tches entre les diffrents noeuds en fonction des provisions nergtiques de chacun de telle sorte qu'ils aient tous pratiquement le mme rapport charge/nergie. Plus formellement, nous souhaitons trouver un instant  $S$  tel que :

$$\forall k > S, \frac{\sum_{j=1}^M T_{1,j}^{(k)} e_{1,j}}{E_1^{(k)}} = \dots = \frac{\sum_{j=1}^M T_{N,j}^{(k)} e_{N,j}}{E_N^{(k)}} \quad (3)$$

o  $T_{i,j}^{(k)}$  represente le nombre de tches restantes de la classe  $j$  du noeud  $n_i$ .

L'quation 3 signifie que tous les noeuds participants dans le rseau atteignent, au del d'un certain instant, le mme rapport entre les tches excuter et leurs provisions nergtiques. Si tel quilibre est atteint, nous assurons donc l'quit entre tous les noeuds c.--d. chaque noeud participe en fonction de sonnergie restante.

### 3.2 Approche proposée

A ce stade, il s'agit donc de trouver un "mcanisme" qui permet de faire l'affectation de ces diffrentes tches afin que l'equation 3 soit satisfaite le plus rapidement possible. Nous soulignons ici que toutes les tches ne sont pas "exportables" c.--d. interchangeableables entre les noeuds. Le cas des tches de routage, qui dpendent de la topologie du rseau un instant donn, est le bon exemple. Dans notre analyse, nous avons tenu compte de cette spcificit et seules les tches d'adaptation multimidia, comme celles exposes dans l'exemple cit en introduction, sont exportables. Notre proposition est fonde sur un algorithme, excut priodiquement sur chaque noeud, responsable des changes de tches entre les noeuds voisins et qui garantit la convergence de tous les noeuds vers un tat satisfaisant l'equation 3. La robustesse de notre algorithme dcoule du fait qu' toutes les tapes, un noeud n'a besoin de communiquer qu'avec ses voisins. Mme en cas de rupture momentane de communication ou en cas de changement dynamique de la topologie du rseau et par consequence des voisins, notre analyse thorique, donne en annexe, nous garantit que tous les noeuds convergent, aprs un certain temps vers un tat satisfaisant l'equation 3.

Utilisons la notation suivante afin de simplifier la prsentation de notre algorithme :

$$x_i^{(k)} = \frac{\sum_{j=1}^M T_{i,j}^{(k)} e_{i,j}}{E_i^{(k)}} \quad (4)$$

Notons  $V_i^{(k)}$  l'ensemble des noeuds voisins du noeud  $n_i$  un instant  $k$

Ainsi chaque noeud excute l'algorithme suivant :

---

#### Algorithm 1 : calcul du ratio

---

**Si**  $V_i^{(k)} \neq \emptyset$  **faire**

Echanger  $x_i^{(k)}$  avec chacun des  $n_v \in V_i^{(k)}$   
i.e., envoyer  $x_i^{(k)}$   $n_v$  et recevoir son  $x_v^{(k)}$   
Calculer  $x_i^{(k+1)} = x_i^{(k)} + \sum_{n_v \in V_i^{(k)}} A_{iv}^{(k)} (x_v^{(k)} - x_i^{(k)})$

**Si**  $x_i^{(k+1)} - x_i^{(k)} > \epsilon$  // condition de convergence

Echanger les tches avec les noeuds dans  $V_i^{(k)}$   
suivant l'algorithme 2

**Finsi**

**Finsi**

---

**Remarque :**  $V_i^{(k)} = \emptyset$  signifie que le noeud  $n_i$  n'a pas de voisin l'instant  $k$ .

Le fonctionnement de notre algorithme se dcompose en trois tapes : (a) chaque noeud change son ratio avec ses voisins immmdiats ; (b) ensuite chaque noeud calcule son prochain ratio en fonction de ce qu'il va envoyer ses voisins ou en recevoir ; (c) enfin la diffrence entre le ratio courant et le future ratio est calcule. Si cette diffrence est trop petite, cela signifie que le noeud ainsi que ses voisins ont atteint un tat stable o leurs ratios respectifs ne vont pas voluer. Si c'est le contraire, une nouvelle tape d'changer de tches est entamme. Cette tape est conditionne par une matrice de diffusion qui permet de pondérer l'change de tches entre les diffrents noeuds comme expliqu ci-dessous.

#### 3.2.1 échange de tâches

Chaque noeud, une fois qu'il a dtect qu'il doit changer des tches avec ses voisins, procde par consequence au cal-

cul de leur nombre ainsi que leur nature ( quelles classes appartiennent-elles?) afin de les envoyer ses voisins. Notons que le nombre de tches envoyer chacun des voisins est pondr par un facteur que nous dtaillerons par la suite. Pour trouver le nombre de tches ainsi que leur nature, nous procions comme suit : supposons que  $n_v$  est voisin de  $n_i$  l'instant  $k$ . Supposons galement que  $n_i$  doit envoyer des tches  $n_v$  (i.e.,  $(x_v^{(k)} - x_i^{(k)}) < 0$ ). Notons  $\alpha_{i,j}^{(k)}$  le nombre de tches de la classe  $j$  que  $n_i$  doit envoyer  $n_v$ .

De l'algorithme 1 nous avons :

$$x_v^{(k+1)} = x_v^{(k)} + \sum_{n_n \in V_v^{(k)}} A_{vn}^{(k)} (x_n^{(k)} - x_v^{(k)}) \quad (5)$$

Et comme  $n_v$  doit galement changer des tches avec son voisinage, nous avons :

$$x_v^{(k+1)} = x_v^{(k)} + \sum_{n_n \in V_v^{(k)}} \frac{\sum_{j=1}^M \alpha_{n,j}^{(k)} e_{n,j}}{E_n^k} \quad (6)$$

A partir des deux equations prcdentes et du fait que  $n_i$  et  $n_v$  sont voisins, nous dduisons :

$$A_{vi}^{(k)} (x_i^{(k)} - x_v^{(k)}) = \frac{\sum_{j=1}^M \alpha_{i,j}^{(k)} e_{i,j}}{E_i^{(k)}} \quad (7)$$

ainsi,

$$\sum_{j=1}^M \alpha_{i,j}^{(k)} e_{i,j} = A_{vi}^{(k)} \left( \sum_{j=1}^M T_{i,j}^{(k)} e_{i,j} - E_i^{(k)} x_v^{(k)} \right) \quad (8)$$

Notons que l'equation 8 admet plusieurs solutions. Cela signifie que le noeud peut "composer" les tches qu'il va envoyer partir de plusieurs classes. Dans nos exprimentations, prsentes dans la section suivante, nous nous sommes limits une classe de tches, celle correspondant aux tches d'adaptation multimidia. Dans ce cas, la valeur de  $\alpha_i^{(k)}$  est :

$$\alpha_i^{(k)} = A_{vi}^{(k)} \left( T_i^{(k)} - \frac{E_i^{(k)} x_v^{(k)}}{e_i} \right) \quad (9)$$

---

#### Algorithm 2 : envoie de tches

---

**Pour** chaque noeud  $n_v \in V_i^k$  **Faire**

**Si**  $(x_v^k - x_i^k < 0)$  **Faire**

Calculer  $\sum_{j=1}^M \alpha_{i,j}^k e_{i,j} = \sum_{j=1}^M T_{i,j}^k e_{i,j} - E_i^k x_v^k$

Envoyer  $A_{iv}^k \times \alpha_{i,1}^k$  tches de la classe 1,

$A_{iv}^k \times \alpha_{i,2}^k$  tches de la classe 2,

...

$A_{iv}^k \times \alpha_{i,M}^k$  tches de la classe M.

**Finsi**

**Finsi**

---

#### 3.2.2 Construction des facteurs de pondération

Les facteurs de pondration, comme explicit dans l'algorithme, conditionnent le nombre de tches qu'un noeud envoie ses voisins. Par consequent, ils permettent d'acclrer la

convergence de l'algorithme ou bien de prendre en compte l'hydrognit des liens (le fait que les dbits des communications entre voisins ne sont pas toujours les mmes). De nos travaux prcdents [13], nous avons choisi une matrice symtrique doublement stochastique. Certes, cette matrice est simple mettre en œuvre mais ne permet pas de prendre en compte la diversit des liens de communication. Ceci fera l'objet d'une tude ultrieure approfondie. Dans nos exprimentations, nous avons construit la matrice de diffusion, chaque itration de l'algorithme, de la manire suivante :

---

**Algorithm 3 : construction de la matrice de diffusion**  
 $A_i^{(k)}$  l'itration  $k$

---

```

for (i from 1 to N) do
  for (j from 1 to N and j≠i) do
    if ( $v_j \in V_i^{(k)}$ ) do
       $A_{ij}^{(k)} = \frac{1}{Max\{(d(i),d(j))+1\}}$ 
    else
       $A_{ij}^{(k)} = 0$ 
    endif
  endfor
   $A_{ii}^{(k)} = 1 - \sum_{j=1, j \neq i}^N A_{ij}^{(k)}$ 
endfor

```

---

O  $d(i)$  reprsente le degr du noeud  $n_i$ , c.--d. le nombre de voisins du noeud  $n_i$ .

## 4. ÉVALUATION DES PERFORMANCES

Afin de mesurer les performances de notre approche, dans diffrentes situations (topologies, nature des nœuds , etc.), nous l'avons implment en utilisant le simulateur OMNET++ [14]. Un point crucial qui devrait toutefois tre tudi de prs est celui de la consommation nergtique la fois des communications et des diffrentes tches. Pour cela, nous nous sommes appuyés dans ce domaine sur les travaux qui ont le mrite de proposer des modles de consommation d'nergie valids par des exprimentations relles.

### 4.1 ModLles de consommation d'nergie

Dans [16, 17], les auteurs dcrivent une srie d'exprimentations menes pour mesurer prcisment la consommation nergtique d'un adaptateur sans fil IEEE 802.11 dans un rseau adhoc. Le rsultat est une collection d'quations linaires permettant de calculer la consommation lors de l'mission, de la rception et de la non prise en compte du paquet du fait de la sur-coute. Naturellement, les valeurs numriques des coefficients dans les diffrentes quations sont spcifiques aux adaptateurs considrs, puisqu'elles rsultent des mesures directes. Dans nos simulations, nous avons choisi l'adaptateur *WaveLAN IEEE 802.11 Silver card*.

Outre les communications, ils nous a fallu modliser galement les cots CPU des traitements. Nous nous sommes donc orientés vers les travaux sur la consommation nergtiques des tches multimdias afin d'tre plus proches de notre scnario initial. Margi et al. [15] ont mesur la consommation nergtique de diffrentes tches sur un ordinateur portable sans fil de type **DELL Latitude C600**, en particulier dans un contexte de transformation FFT (*Fast Fourier Transform*). Ils ont considr quatre types de tches : (a) tches de base, (b) tches de lecture disque intensive, (c) tches d'adaptation intensive

de type FFT et enfin (d) tches de communication intensive. Nous avons utilis leurs rsultats dans notre simulation. En plus, ils ont men la mme tude sur une plate-forme de rseau de capteurs vido de type *Crossbow Stargate*. Nous avons galement utilis ces rsultats pour caractriser les diffrents nœuds de notre rseau de simulation.

### 4.2 Initialisation

Plusieurs paramtres doivent tre pris en compte dans la phase d'initialisation de notre rseau. Ces paramtres peuvent tre regroupés dans trois catgories :

- **Type de nœud** : par soucis de ralisme dans nos simulations, nous avons considr deux types de nœuds , nots A et B. Les nœuds de type B ont plus de provisions nergtiques que ceux de type A. Schmatiquement, les nœuds de type B simulent les portables et les nœuds de type A simulent les petits appareils de type PDA, smartphone, etc., initialiss avec des provisions nergtiques moindre (nous avons considr un rapport de 1/4). Les initialisations des deux types de nœuds ont suivi les rsultats des travaux de Margi et al. [15], mentionns dans la section prcdente. Nous avons ainsi considr trois types de tches : les tches de capture multimedia, les tches d'adaptation intensive de type FFT et les tches de communications intensives. Les initialisations de charge et d'nergie pour chaque nœud ont t faites de telle sorte que certains nœuds dans le rseau se trouvent avec un ratio plus grand que 1 (c'est--dire qu'ils n'auront pas suffisamment d'nergie pour accomplir toutes leurs tches) et d'autres avec des ratios plus petits que 1. Nous avons vari le nombre de nœuds dans le rseau de 5 40. Nous pensons que ce nombre reflte bien des situations relles. Dans le reste de nos simulations, nous avons galement vari la proportion du nombre de nœuds de type A par rapport au nombre de nœuds de type B. Ceci afin de mesurer l'impact de l'hydrognit du rseau sur les performances de notre approche.
- **Topologies initiales<sup>1</sup> du rseau** : il est noter que notre approche est sensible la topologie du rseau, comme nous l'avons constat prcdemment [13] dans un contexte de topologies fixes. Dans ce travail, nous nous intressons plus particulirement aux topologies changeantes (nœuds mobiles). Thoriquement (voir annexe), nous avons montr que notre approche fonctionnera correctement, en dpt d'une augmentation du temps de convergence et par consquent d'une diminution des performances. Nous avons donc considr, dans un premier temps, des topologies gnres alatoirement, tout en garantissant la connectivit du rseau initial, c.--d. tous les nœuds doivent tre connectés les uns aux autres. La condition de connectivit a t maintenue tout au long de la vie du rseau malgr la mobilit des nœuds et les topologies changeantes qui en rsultent afin de rester fidle la ralit (l'intrt d'un nœud participant dans le rseau est de rester toujours connecté aux autres). Dans un deuxime temps, nous avons considr deux autres topologies initiales l'oppos l'une de l'autre. La **topologie linnaire (TL)** o chaque nœud au plus deux voisins et la **topologie complètement connecte (TCC)** o chaque nœud est connecté tous les nœuds du rseau.
- **Mobilit des nœuds** : le dplacement des nœuds est

<sup>1</sup>Par topologie initiale, nous entendons la topologie du rseau avant la premire exécution de notre algorithme.

gnr de manire alatoire c.--d. chaque nœud a une vitesse donne fixe et une direction alatoire. Les directions des nœuds changent chaque 1 minute avec l'objectif de tester notre approche dans des topologies changeantes plus frquemment. Nanmoins, afin de garantir la connectivit du rseau, nous avons mis en place le mcanisme suivant : chaque fois qu'un nœud risque de se dconnecter du rseau, i.e., son rayon de communication deviendrait plus petit que la distance qui le spare du nœud le plus proche, nous le stoppons et lui changeons de direction de manire alatoire en vitant la prcdente direction. Si le risque persiste, nous changeons encore de direction et ainsi de suite jusqu' trouver une direction qui limine ce risque.

### 4.3 Résultats

Dans un premier temps, nous nous sommes intresss mesurer les performances de notre approche en terme de prolongation de la dure de vie du rseau. Pour ce faire, nous avons mesur, pour chaque jeu d'essai (c.--d. topologie et initialisation identiques), la dure de vie du rseau dans les deux cas : avec et sans excution de notre algorithme. Nous rappelons que nous considrons que le rseau est "mort" lorsque qu'au moins un des ses nœuds est mort i.e., il ne lui reste plus d'nergie. Nous avons, dans un deuxime temps et des fins de comparaison, mesur aussi les dures de vie du rseau dans les deux cas : avec et sans mobilit des nœuds telle que dcrite prcdemment. Les rsultats sont reprsents sur les figures 2 et 3 pour les cas fixe et avec mobilit respectivement.

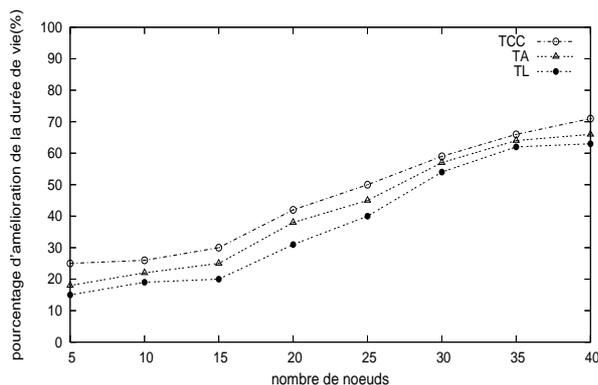


Figure 2: impact du nombre de nœuds sur la dure de vie du rseau (topologies fixes)

Une premire constatation concerne l'amlioration de la dure de vie du rseau grce l'emploi de notre approche. En effet, celle-ci se situe entre 16% pour le cas le plus dfavorable et 68% pour le cas le plus favorable. A noter que l'amlioration est meilleure dans le cas des topologies fixes que dans celui des topologies mobiles. La raison cela est le changement continuel des topologies et par consquent des voisins pour chaque nœud . Comme notre approche est une approche compltement dcentralise, elle est donc "sensible" ces changements de voisinage qui a comme consquence immddiate un ralentissement de la convergence. Nanmoins, en dpt des contraintes gnres par la mobilit, les rsultats montrent une amlioration notable.

Nous avons galement constat une diffrence entre les diffrentes topologies considres, que ce soit dans le cas fixe ou bien dans le cas mobile (topologies initiales). A noter que les

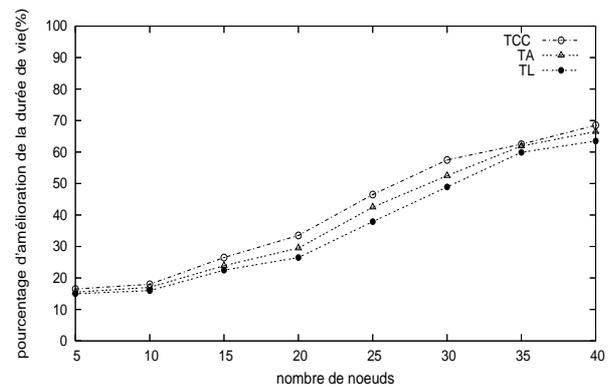


Figure 3: impact du nombre de nœuds sur la dure de vie du rseau (topologies mobiles)

topologies TCC prsentent un meilleur rsultat que les topologies TL et TA, et ce quelle que soit la taille du rseau (nombre de nœuds ). Les topologies alatoires prsentent des rsultats intermdiaires entre les deux types de topologies prcdentes. Ceci est naturellement d la nature dcentralise de notre algorithme. En effet, les topologies de type TL ncessitent plus d'itrations avant que tous les nœuds atteignent le mme ratio puisque chaque nœud ne peut communiquer qu'avec au plus deux nœuds . Dans les topologies de type TCC le nombre d'itrations est rduit puisque inversement chaque nœud communique avec tous les autres nœuds .

L'amlioration de la dure de vie du rseau est plus importante dans les rseaux de grande taille que dans ceux de petite taille, comme mentionn sur les figures. Ceci est la consquence directe d'une plus grande probabilit de la prsence de nœuds avec des provisions nergtiques insuffisantes. Par consquent, notre approche, qui rappelons-le opere une distribution des tches en fonction des provisions nergtiques de chaque nœud , ne peut, dans ces cas, qu'amliorer substantiellement la dure de vie du rseau. Cette constatation est confirme dans les figures 4 et 5 o nous avons vari le nombre de nœuds de type A (i.e., les nœuds de capacit et de provisions nergtiques moindres). Comme le montrent les figures, la diffrence entre les topologies considres reste notable. A noter que, pour la mme raison voque prcdemment, plus le nombre de nœuds de type A augmente, plus les performances de notre approche sont les meilleures en terme de prolongation de la dure de vie du rseau. Les topologies mobiles prsentent toutefois, comme attendu, des performances moindres par rapport aux topologies fixes.

### 4.4 Discussion

Comme le montrent les rsultats obtenus, les performances de notre approche restent notables mme en cas de mobilit des nœuds (qui conduit des topologies variables). Certes, les performances ne sont pas au mme niveau que dans les topologies fixes, mais valident, notre sens, la pertinence de notre proposition. Les amliorations sont encore plus remarquables dans le cas des rseaux htrognes, caractris par des diffrences importantes entre les nœuds en termes de provisions nergtiques et de capacit de traitement. Nous pouvons donc dduire que notre approche est plus "appropriée" pour les rseaux htrognes. Nous avons remarqu, lors de nos diffrentes simulations, que dans le cas o les ratios des diffrents nœuds sont initialement trs proches les uns des autres, notre

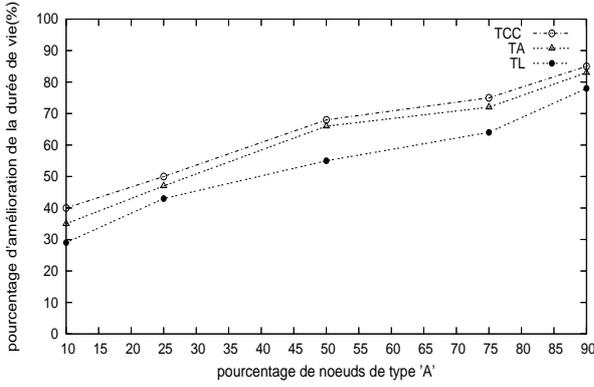


Figure 4: impact du pourcentage de nœuds de type 'A' sur la dure de vie du rseau (topologies fixes)

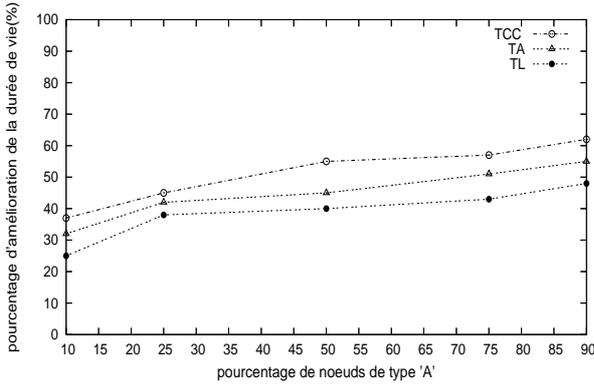


Figure 5: impact du pourcentage de nœuds de type 'A' sur la dure de vie du rseau (topologies mobiles)

approche gnre un lger trafic de communication qui s'arrterait aussitt puisque la condition de convergence est rapidement satisfaite. Dans ce cas, il n'y a pas d'amlioration mais un cot extra d ces communications. Toutefois, nous avons not que ce cot reste ngligeable puisque ces communications n'induisent pas les communications de transfert de donnes traiter (elles se limitent un change de ratios, comme mentionn dans l'algorithme 1).

## 5. CONCLUSION ET PERSPECTIVES

Nous avons prsent dans cet article une approche robuste, car totalement dcentralise et insensible aux perturbations, pour la coopration entre les nœuds d'un rseau adhoc mobile. Nous avons montr analytiquement que notre approche reste robuste mme dans un contexte de mobilit des nœuds . Nous l'avons galement exprimentalement valide dans diffrents scenarios et sous diffrentes initialisations. Le gain se situe entre 16% et 68%, ce qui represente pour nous une amlioration notable.

Les travaux futurs, que nous comptons mener, se delinent dans la direction suivante : nous souhaitons intgrer l'htrognit des liens de communications dans notre approche. En effet, nous avons considr, principalement dans l'algorithme 2 ddi l'change de tches, que tous les liens de communication entre voisins taient de mme capacit. Nous pensons pouvoir encore acclrer la convergence et par conséquent les performances de

notre approche, en incluant ds le dpart la capacit des liens de communications. Cette tche s'avre un peu plus complexe car il faudrait disposer de mcanismes permettant de "monitorer" en permanence la capacit des liens. Il faudrait sans doute confronter les ventuels gains avec les ventuels cots dus au monitoring. Un autre point tudier est celui du critre de convergence. En effet, dans nos exprimentations, nous avons t un peu stricts en exigeant une diffrence de l'ordre de  $10^{-2}$  dans l'algorithme 1. Nous pensons que ce critre peut tre moins contraignant et par conséquent contribuer l'acclration de la convergence. Les diffrentes valeurs de ce paramtre ainsi que ses impacts sur les performances de notre approche feront l'objet d'une future tude approfondie.

## 6. ANNEXE

Dans cette section, nous prsentons la dmonstration formelle de la convergence de notre algorithme. En d'autres termes, chaque nœud excutant l'algorithme 1 convergera, au bout d'un certain temps, vers un tat satisfaisant l'quation 3.

**Remarque :** Les matrices  $A^{(k)}$  sont par construction symtriques et doublement stochastiques. En effet,  $A_{ii}^{(k)} = 1 - A_{ij}^{(k)}$ .

**Condition :** infiniment souvent, le graphe de connection du rseau est connect, c.-d. la superposition de tous les graphes de connection, qui varient en fonction du temps, nous donnent un graphe connexe. Plus formellement il existe une sous squence  $\{p_k\}_{k \in \mathbb{N}}$  tel que, l'instant  $p_k$ , le graphe de connection est connect.

**Thorme :** Sous la condition prcdente, l'algorithme 1 converge vers un vecteur de distribution uniforme  $x^* = c(1, \dots, 1)^T$ .

**Preuve :**

Notons  $f_i^{(k)}(x_1, \dots, x_L) = x_i + \sum_{j \neq i} A_{ij}^{(k)}(x_j - x_i)$ , nous obtenons successivement,

$$\begin{aligned} |f_i^{(k)}(x)| &= \left| x_i + \sum_{j \neq i} A_{ij}^{(k)}(x_j - x_i) \right| \\ &\leq \left| (1 - \sum_{j \neq i} A_{ij}^{(k)}) \max_i x_i + \max_i x_i \sum_{j \neq i} A_{ij}^{(k)} \right| \\ &\leq \max_i |x_i|. \end{aligned}$$

Notons galement  $|x|_\infty = \max_i |x_i|$ . Alors

$$|x^{(k)}|_\infty \leq |x^{(k-1)}|_\infty \leq \dots \leq |x^{(0)}|_\infty,$$

Ainsi la squence  $\{|x^{(k)}|_\infty\}_k$  et *a fortiori*  $\{|x^{(k_p)}|_\infty\}_p$ , est borne. Le thorme de Weierstrass implique que cette squence contient un sous-squence convergente. Sans perte de gnralit, supposons que c'est la mme,  $\lim_{p \rightarrow +\infty} x^{(k_p)} = x^*$ . D'autre part  $\{|x^{(k)}|_\infty\}_k$  est dcroissante de manire monotone, alors elle converge,

$$\lim_{k \rightarrow +\infty} |x^{(k)}|_\infty = \lim_{k \rightarrow +\infty} |x^{(k_p)}|_\infty = |x^*|_\infty.$$

$$\text{Notons } Q, \text{ la matrice } Q = \begin{pmatrix} 1/N & \dots & 1/N \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ 1/N & \dots & 1/N \end{pmatrix}.$$

La condition prcdente implique que les matrices  $A^{(k_p)}$

convergent, (1 est une valeur propre de  $A^{(k_p)}$ ), alors que  $-1$  ne l'est pas)

Comme  $A^{(k_p)}$  sont des matrices symétriques et stochastiques,

$$\lim_{p \rightarrow +\infty} \left( A^{(k_p)} \right)^p = Q.$$

Nous avons donc

$$\left| Qx^* - \left( A^{(k_p)} \right)^p x^{(k_p)} \right|_{\infty} \leq \left| \left( Q - \left( A^{(k_p)} \right)^p \right) x^* \right|_{\infty} +$$

$$\left| \left( A^{(k_p)} \right)^p \left( x^* - x^{(k_p)} \right) \right|_{\infty}$$

$$\text{alors } \lim_{p \rightarrow +\infty} \left| Qx^* - \left( A^{(k_p)} \right)^p x^{(k_p)} \right|_{\infty} = 0.$$

Les travaux de Neumann et al. [28] assurent alors que  $A^{(k_p)}Q = QA^{(k_p)} = Q$ , ainsi

$$\left| Qx^* - \left( A^{(k_p)} \right)^p x^{(k_p)} \right|_{\infty} = \left| \left( A^{(k_p)} \right)^{p-1} \left( Qx^* - x^{(k_p+1)} \right) \right|_{\infty},$$

et  $\lim_{p \rightarrow +\infty} \left| Qx^* - x^{(k_p+1)} \right|_{\infty} = 0$ . Par conséquent,

$$\left| Qx^* \right|_{\infty} = \lim_{p \rightarrow +\infty} \left| x^{(k_p+1)} \right|_{\infty} = \left| x^* \right|_{\infty}.$$

Alors  $Qx^* = x^*$  et donc  $x^* = c(1, \dots, 1)^T$ .

Maintenant,  $\left| x_i^{(k+1)} - x_i^* \right| = \left| f_i^{(k)}(x^{(k)} - x^*) \right| \leq \max_i \left| x_i^{(k)} - x_i^* \right|$ , [13]

donc,

$$0 \leq \left| x^{(k+1)} - x^* \right|_{\infty} \leq \left| x^{(k)} - x^* \right|_{\infty}.$$

Le développement précédent implique que la séquence  $\left| x^{(k)} - x^* \right|_{\infty}$  est décroissante de manière monotone, alors elle converge. Par conséquent,

$$\lim_{k \rightarrow \infty} \left| x^{(k)} - x^* \right|_{\infty} = \lim_{p \rightarrow \infty} \left| x^{(k_p)} - x^* \right|_{\infty} = 0,$$

i.e.  $\lim_{k \rightarrow \infty} x^{(k)} = x^* = c(1, \dots, 1)^T$ .

## 7. REFERENCES

- [1] S. Singh, M. Woo, and C. S. Raghavendra, "Power-aware routing in mobile ad hoc networks," in Proc. ACM/IEEE Int. Conf. on Mobile computing and networking, pp. 181–190, October 1998.
- [2] V. Rodoplu and T. H. Meng, "Minimum energy mobile wireless networks," in Proc. IEEE Int. Conf. on Communications, pp. 1633–1639, June 1998.
- [3] I. Stojmenovic and X. Lin, "Power-aware localized routing in wireless networks," in Proc. Parallel and Distributed Systems, IEEE Transactions on Volume 12, Issue 11, Nov 2001 Page(s) :1122 - 1133
- [4] L. Buttyan and J.P. Hubaux "Enforcing Service Availability in Mobile Ad Hoc WANS" In Proc. of IEEE/ACM Workshop on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHOC), Boston, Aug. 2000, Pages : 87 - 96.
- [5] L. Blazevic, L. Buttyan, S. Capkun, S. Giordano, J.P. Hubaux, and J.Y. Le Boudec "Self-Organization in Mobile Ad Hoc Networks : the approach of terminodes" In IEEE Communication Magazine, Vol. 39, No. 6, June 2001. pages :166-174.
- [6] J.-H. Chang and L. Tassiulas, "Routing for maximum system lifetime in wireless ad-hoc networks," in Proc. of 37th Annual Allerton Conference on Communication, Control, and Computing, September 1999.
- [7] J.H. Chang and L. Tassiulas "Energy Conserving Routing in Wireless Ad Hoc Networks" In Proc. of INFOCOM 2000, Tel Aviv, Israel, March 2000
- [8] N. Garg and J. Koenemann, "Faster and simpler algorithms for multicommodity flow and other fractional packing problems," in Proc. 39th Annual Symposium on Foundations of Computer Science, pp.300–309, November 1998.
- [9] A. Sankar and Z. Liu "Maximum Lifetime Routing in Wireless Ad-hoc Networks," IEEE INFOCOM, 2004.
- [10] B. Awerbuch and F. T. Leighton, "A simple local-control approximation algorithm for multicommodity flow," in Proc. IEEE Symposium on Foundations of Computer Science, pp. 459–468, 1993.
- [11] V. Srinivasan, P. Nuggehalli, C.F. Chiasserini, and R.R. Rao "Energy Efficiency of Ad Hoc Wireless Networks with Selfish Users" In European Wireless Conference 2002 (EW2002), Florence, Italy, Feb. 2002
- [12] S. Marti, T.J. Giuli, K. Lai, and M. Baker "Mitigating routing Misbehavior in Mobile Ad Hoc Networks" In Proc. of MobiCom 2000, Boston, Aug. 2000
- [13] J. M. Bahi, A. Mostefaoui, and M. Salomoln "Increasing Lifetime of Wireless Ad-Hoc Network Using a Decentralized Algorithmic Approach" In Proc. of 14th IEEE International Conference on Networks ICON'06, pp :427–432, Singapore.
- [14] C. Mallanda, A. Suri, V. Kunchakarra, S.S. Iyengar, R. Kannan and A. Durrezi. "Simulation wireless sensor networks with OMNET++" Louisiana State University, Baton Rouge, LA.
- [15] Cintia B. Margi, Ktia Obraczka, and Roberto Manduchi. "Characterizing System Level Energie Consumption in Mobile Computing Platforms" Wireless Networks, Communications and Mobile Computing, 2005 International Conference on Volume 2, Issue, 13-16 June 2005 Page(s) :1142- 1147 vol.2.
- [16] Laura Marie Feeney "An Energy Consumption Model for Performance Analysis of Routing Protocols for mobiles Ad-hoc Networks" MONET, 6(3) :pages 239-249, 2001.
- [17] Laura Marie Feeney and Martin Nilsson. "Investigating The Energy Consumption of a Wireless Network Interface in an Ad-Hoc Networking Environment" In INFOCOM, pages 1548-1557, 2001.