



Laboratoire d'Informatique de Paris 6

Université Pierre et Marie Curie - CNRS UMR 7606

Réseaux et Performances

Rapport de stage :

Routage dans les réseaux ad hoc minimisant la consommation des batteries.

Laurent Ouakil.

DEA Réseaux – LIP6. Septembre 2002.

laurent.ouakil@rp.lip6.fr

Responsable du stage : Mr Guy Pujolle

**Encadrant : Sidi-Mohammed Senouci
Erwan Ermel**

Sommaire

Contexte général.	4
--------------------------	----------

Chapitre 1 - ---

Présentation des réseaux Ad hoc	5
--	----------

1. Définition.	5
2. Applications cibles.	6
3. Avantages.	6
4. Inconvénients.	6
5. Conclusion : principaux défis.	7

Chapitre 2 - ---

Principaux algorithmes de routage	8
--	----------

1. Protocoles pro-actifs.	8
2. Protocoles réactifs.	10
3. Protocoles hybrides.	11
4. Conclusion.	12

Chapitre 3 - ---

Etude comparative basée sur la consommation d'énergie de quatre algorithmes de routage	13
---	-----------

1. Travaux similaires.	13
2. Avantages et inconvénients des quatre protocoles étudiés d'un point de vue consommation d'énergie.	14
3. Comparaison.	16
a) <i>Méthodologie et modèle utilisé.</i>	16
b) <i>Résultats et analyse.</i>	16
c) <i>Conclusion relative aux simulations.</i>	17
4. Conclusion.	19

Chapitre 4 -

Protocoles minimisant la consommation des batteries	21
1. Principaux facteurs consommant les batteries.	21
2. Couche liaison de données.	22
a) <i>PAMAS.</i>	22
b) <i>BECA.</i>	24
c) <i>The Broadcast Storm Problem.</i>	26
3. Couche réseau.	26
a) <i>Minimiser de manière globale.</i>	27
b) <i>Minimiser de manière locale.</i>	27
c) <i>Moduler la puissance d'émission.</i>	28
4. Conclusion.	28

Chapitre 5 -

Politique de gestion des batteries : routage équitable	29
1. Motivations pour réserver des ressources à l'utilisateur.	29
2. Principes de base de la politique.	30
3. Types de politique possibles.	31
a) <i>Politique de réservation pure.</i>	31
b) <i>Politique de seuil pur.</i>	32
c) <i>Politique de seuil dynamique.</i>	33
4. Atouts et contraintes de la politique.	34
5. Modifications à apporter au modèle énergétique classique.	35
a) <i>Le modèle initial.</i>	35
b) <i>Le modèle souhaité.</i>	36
6. Conclusion.	37

Conclusion générale	39
----------------------------	-----------

Bibliographie	40
----------------------	-----------

Contexte

Les réseaux ad hoc connaissent actuellement un enjouement important dans le domaine de la recherche, du fait notamment de son extensibilité par rapport aux réseaux avec infrastructures. Pourtant, cette technologie n'est pas récente, mais les évolutions progressives et permanentes du monde des télécoms la rendent désormais accessible. L'autonomie d'une station ad hoc est fournie par les batteries qui sont une ressource finie. Chaque paquet envoyé ou reçu ainsi que chaque utilisation du terminal exploite les ressources de la batterie. Et comme, de plus en plus, on souhaite améliorer le confort, la gestion, la sécurité et l'ensemble des fonctionnalités offertes aux utilisateurs, réduire la consommation d'énergie au minimum est un défi important dans les réseaux mobiles, et en particulier dans les réseaux ad hoc où les stations ont de surcroît la fonction de routage. Ce rapport s'intéresse donc au problème du routage sous l'approche de la consommation des batteries.

La première partie présente une vision d'ensemble de la thématique des réseaux ad hoc puis, dans la seconde partie, les principaux protocoles de routage sont exposés de façon à pouvoir les comparer d'un point de vue consommation des batteries dans la troisième partie. Enfin une présentation de quelques protocoles développés pour optimiser l'utilisation des batteries, tout particulièrement dans la couche réseau, est indiquée dans la quatrième partie avant d'exposer une politique de gestion des batteries dans la cinquième partie.

Mots clés

Réseaux ad hoc, sans fil, protocoles de routage, comparaison, consommation, gestion, politique, minimisation, batteries.

Chapitre 1

Présentation des réseaux Ad hoc

L'ambition vouée des réseaux ad hoc est d'étendre les notions de mobilité pour permettre l'accès à l'information et à la communication « n'importe où et n'importe quand ». Nous allons décrire ici, très brièvement, quels sont les atouts et les contraintes mis en jeu dans ce contexte [11] [26].

1. Définition

Les réseaux ad hoc, si on tente d'en apporter une définition, se caractérisent par un ensemble de stations pouvant être mobiles (topologie dynamique et libre) interconnectées et communiquant entre elles via une interface radio (uni ou bidirectionnelle), sans nécessiter d'infrastructure pré-existante (formant dynamiquement un réseau temporaire). Chaque station a, par ailleurs, le même rôle (administration distribuée), et peut être mise à contribution par d'autres stations pour effectuer le routage de données correspondant (routage multi-hop). Ainsi, lorsqu'une station émettrice est hors de portée de la station destinataire, la connectivité du réseau est maintenue par les stations intermédiaires. Un exemple de réseau ad hoc est illustré par la figure suivante dans laquelle une station émettrice communique avec une station réceptrice en utilisant les terminaux intermédiaires.

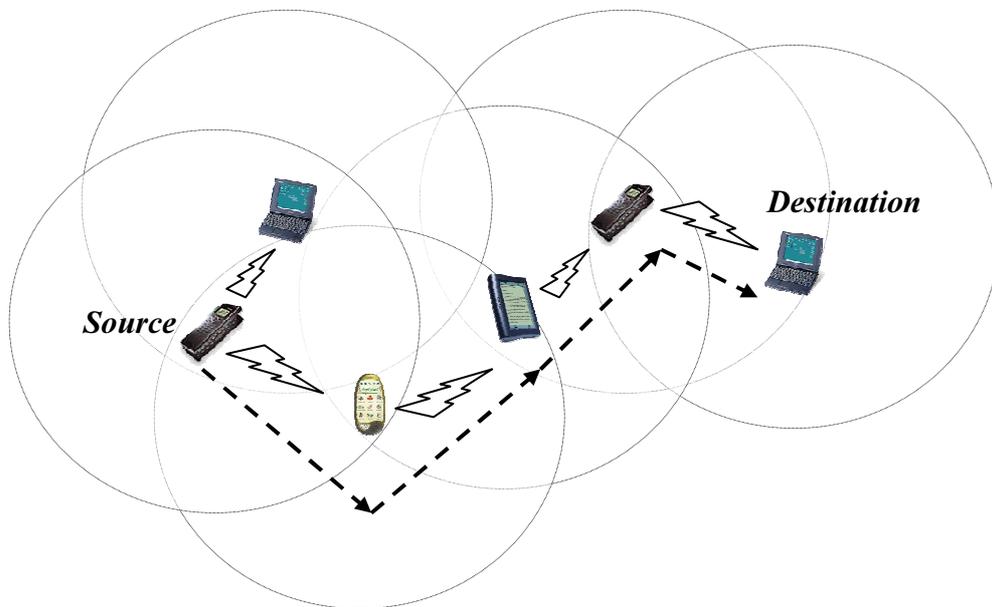


Figure 1: exemple de réseau ad hoc

2. Applications cibles

Les réseaux ad hoc peuvent trouver des champs d'application à travers trois catégories de scénarios :

- dès qu'il y a une absence ou une non fiabilité des infrastructures pré-existantes, c'est-à-dire typiquement lors d'opérations de secours (par exemple des incendies), de tactiques militaires (incursions en territoires ennemis) ou encore d'explorations (fouilles archéologiques) ;
- une exploitation intéressante pourrait être envisager par l'extension des réseaux filaires (par exemple dans les aéroports, les gares et les régions peu habitées ...) ;
- éventuellement, et à plus long terme, on peut imaginer étendre cette technologie aux applications commerciales de tout type, avec la garantie d'un coût extrêmement bas.

3. Avantages

Les avantages de cette technologie sont inhérentes au fait qu'il n'y est pas besoin d'infrastructure pré-existante :

- les réseaux ad hoc peuvent être déployer dans un environnement quelconque éventuellement non fiable : la mobilité est donc accrue puisque ce sont les stations elles même qui délimitent la taille du réseau ;
- le déploiement d'un réseau ad hoc est simple et ne nécessite aucun pré requis : il suffit de disposer des terminaux dans un espace pour créer un réseau ad hoc ;
- le déploiement d'un réseau ad hoc est rapide puisque il est immédiatement fonctionnel dès lors que les stations sont disposées;
- le coût d'exploitation du réseau est nul : aucune infrastructure n'est à mettre en place initialement et surtout aucun entretien n'est à prévoir ;
- la souplesse d'utilisation est accrue puisque les seuls éléments pouvant tombés en pannes sont les terminaux eux mêmes. Autrement dit, il n'y a pas de panne « pénalisante » de manière globale (une station qui sert au routage peut être remplacée par une autre si elle tombe en panne, et seul le possesseur de cette station en sera affecté).

4. Inconvénients

Reste que si les perspectives sont prometteuses, les contraintes en sont à la hauteur :

- les ondes radio ne permettent qu'un débit faible comparé au réseaux filaires puisque, l'air étant un support moins fiable et soumis aux bruits parasites, le taux d'erreur sur l'interface air est nettement plus important que sur les liens filaires ;
- la connexité limite les possibilités de communication. Ainsi deux stations ne sont joignables que s'il existe un ensemble de stations pouvant assumer la fonction de routeur afin de faire suivre les paquets de données échangées entre les deux stations. Dans l'architecture filaire, les possibilités de communication sont prévisibles avant sa

mise en place et les bornes d'accès d'une architecture sans fil de type GSM ou UMTS permettent de manière similaire de connaître avec exactitude les zones de couverture (sous réserve d'absence de panne et d'une bande passante suffisante bien sûr). Ce n'est plus le cas avec les réseaux ad hoc où une communication n'est possible que si la collaboration entre stations est suffisante pour lier l'émetteur jusqu'au récepteur ;

- les liens entre les stations, ne sont plus isolés les uns des autres et polluent le voisinage par diffusion lors de chaque émission ou réception de données. Par conséquent, tout paquet de diffusion émis vers une station réceptrice en cours de communication (à qui le paquet est ou n'est pas destiné) va altérer la communication, et rendre celle ci inexploitable pour la station réceptrice.
En fait, les diffusions sont un facteur qui alourdissent aussi d'autres paramètres : en effet, la diffusion d'un paquet engendre une diminution des batteries de l'ensemble des récepteurs dans la portée de l'émetteur et non pas seulement du récepteur concerné par le paquet émis (si tant est qu'il y est un récepteur concerné, ce qui n'est pas toujours le cas, par exemple dans une découverte de route). Les diffusions, étant constituées de paquets plus ou moins grands, vont entraîner également une baisse illégitime de la bande passante ;
- la sécurité des réseaux ad hoc est difficile à contrôler, notamment parce que sur l'interface air l'écoute clandestine constitue une faille de sécurité importante et très simple à réaliser ;
- l'absence de centralisation qui rend les stations toutes semblables à un revers puisqu'il devient difficile d'adopter des politique de gestion globale du réseau. Ainsi, mettre en place un système de facturation est techniquement délicat, et offrir des qualités de service différentes aux utilisateurs est difficilement contrôlable dans ce contexte ;
- enfin, la faible autonomie des batteries constitue un frein à une utilisation longue du terminal et à la mise en place de nouveaux services. C'est une contrainte qui existe certes dans la problématique des réseaux de type GSM ou UMTS, mais qui est plus forte ici puisque les ressources y sont mises en commun pour les besoins du routage. L'autonomie est particulièrement limitative pour la mise en place de systèmes de cryptographie, par exemple, qui requièrent des calculs longs et complexes, ce qui complexifie davantage le problème de la sécurité dans les réseaux ad hoc qui est déjà délicat avec l'interface air.

5. Conclusion : principaux défis

De fait, des travaux de recherche sont menés pour palier ou réduire tous ces effets pervers. Principalement, les défis à relever sont toujours le problème fondamental du routage pour assurer une capacité d'organisation et d'adaptation face à la mobilité et aux pertes, thème qui fait actuellement l'objet d'une étude au sein du groupe MANET (Mobile Ad hoc Networking) [8] de l'IETF (Internet Engineering Task Force). Mais aussi, des problèmes sont soulevés concernant la gestion des pertes, les coupures du réseau en sous réseaux, la minimisation de la consommation des batteries, la sécurisation du réseau, la scalabilité et la compatibilité avec les réseaux fixes.

Chapitre 2

Principaux algorithmes de routage développés pour les réseaux ad hoc

Globalement, on distingue deux familles de protocoles de routage : les protocoles de routage dits pro-actifs, qui anticipent la demande d'acheminement de paquets et les protocoles de routage réactifs qui réagissent à la demande. Entre ces deux familles, une nouvelle approche commence à émerger : il s'agit des protocoles dit « hybrides » qui s'inspirent à la fois des protocoles pro-actifs et des protocoles réactifs. La présentation des protocoles de routage qui suit est loin d'être exhaustive ; il en existe bien d'autres mais cette sélection couvre les protocoles les plus classiques et les plus étudiés. Dans un souci de concision, une vision globale des protocoles est donnée, avec les caractéristiques essentielles, parfois au détriment d'optimisations importantes (à l'exception, sciemment, du protocole DSR, privilégié dans les algorithmes de routage minimisant la consommation des batteries, ce que nous justifierons plus loin). Il ne s'agit pas ici d'expliquer les protocoles dans le détail, mais uniquement de s'en servir à titre de comparaison ou bien comme support de base pour la suite.

1. Protocoles « pro-actifs »

Dans le protocole LSR (Link State Routing) [11], chaque station diffuse périodiquement à ses voisins (i.e. : à l'ensemble des nœuds qu'il peut joindre) l'état de ses liens, c'est-à-dire l'ensemble de ses propres voisins. Ceux-ci diffusent à leur tour, et, de proche en proche, de manière récursive les informations qui leur parviennent, jusqu'à les faire converger pour qu'elles soient connues de toutes les stations. De cette manière, chaque station va pouvoir constituer ainsi sa propre table de routage qui va être utilisée lorsque la station souhaitera joindre un destinataire : une simple recherche dans la table suffira pour localiser le receveur. Ce protocole illustre parfaitement le concept de routage pro-actif, et cumule les défauts inhérents à cette technologie, à savoir une diffusion parfois excessive des données de routage, et un gaspillage de la bande passante. En faible mobilité, ce protocole fournit de bons résultats et à l'avantage de la rapidité mais ces résultats s'amouindrissent progressivement si la mobilité des stations augmente.

Comme son nom l'indique, OLSR (Optimized Link State Routing) [12], optimise le protocole LSR en réduisant les diffusions par la notion de RMP ou point multi-relais, qui sont des nœuds élus par chaque station de manière à ce que tout voisins de cette station soit joignable en un maximum de deux sauts à travers les nœuds RMP : chaque nœud émet périodiquement la liste de ces voisins mais seuls les voisins multipoints vont diffuser cette liste à leur tour pour minimiser les diffusions. Les nœuds RMP garderont les informations sur l'état des liens des messages de mises à jour (beacon) qui leur parviennent pour permettre ensuite le routage des paquets de données d'une communication. Autrement dit, seul les nœuds RMP ont la connaissance de la topologie du réseau et peuvent assumer le rôle de routeur, les autres stations ayant pour seule possibilité de diffuser vers leur voisins RMP. Globalement, ce protocole améliore réellement LSR en évitant l'inondation totale du réseau mais laisse nombre de ses problèmes en suspens.

Le protocole DSDV (Dynamic destination-Sequenced Distance Vector) [20] se base sur l'algorithme distribué de Bellman-Ford (DBF), qui utilise les vecteurs de distance. Chaque station maintient une table de routage contenant toutes les destinations qu'elle peut atteindre et le coût (en nombre de saut) pour atteindre la destination, ainsi qu'un numéro de séquence lié au nœud destinataire qui évite la formation de boucle. Cette table est constituée par l'intégration des données de mise à jour émise par chaque station, lesquelles s'effectuent en fonction du temps ou bien en fonction d'événements liés à une modification de la topologie du réseau (lien rompu, nouvelle station,...) et se fait soit de manière incrémentale (les seules données qui ont changées par rapport à la dernière mise à jour), soit intégralement (la table toute entière) selon l'importance des modifications constatées.

GSR (Global State Routing) [3] est un protocole qui reprend DSDV dans ces grandes lignes mais avec un routage basé sur l'état des liens, c'est à dire que les messages sont générés lorsque la topologie du réseau varie. Au lieu d'inonder le réseau des messages de mises à jours, une modification du réseau qui serait détectée n'entraînerait la mise à jour que chez les voisins immédiat de la station et de manière périodique. Il utilise par ailleurs la méthode de dissémination de l'algorithme DBF, qui permet de réduire la quantité des diffusions.

FSR (Fisheye State Routing) [4], améliore à son tour le protocole GSR en faisant varier la fréquence de diffusion des états de liens d'un nœud en fonction du nombre de saut pour atteindre un nœud, autrement dit, plus une station est proche, plus la diffusion vers elle est importante : ainsi un nœud a des information bien précises sur ses proches voisins et de moins en moins précise pour les nœuds distants. Toutefois, cette imprécision se réduit au fur et à mesure que l'on se rapproche du nœud destinataire de façon à pouvoir joindre n'importe quel nœud quelque soit sa distance. Cette technique trouve son nom dans celle utilisée par l'œil d'un poisson qui arrive à discerner de manière très fiable ce qui se trouve en face et aux alentours proches, mais qui n'a qu'une vague vision de l'espace plus lointain pour lequel un mouvement de l'œil est nécessaire. Comme le montre le monter la figure suivante, une station possède des informations de localisations hiérarchiques sur les stations, selon leur distance en terme de portée et non pas en nombre de sauts.

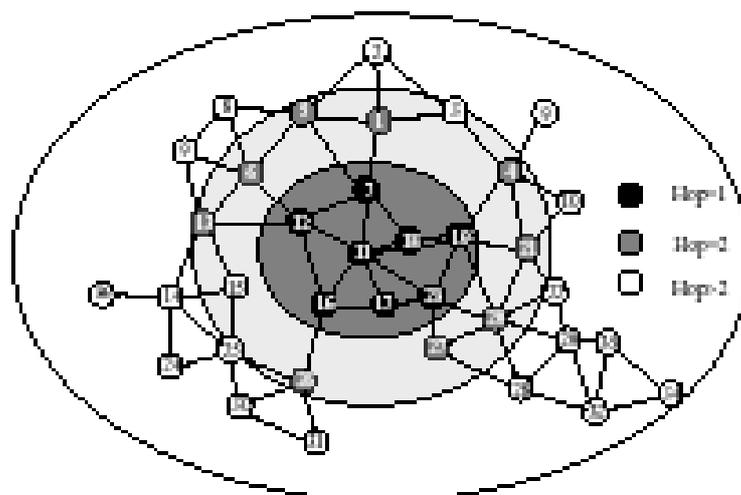


Figure 2 : Vision de la station 11 (extrait de [4])

2. Protocoles « réactifs »

Le principe du protocole DSR (Dynamic Source Routing) [15], se décompose en deux étapes complémentaires. La première opération consiste en la découverte de route : la source émet une requête RREQ, contenant un champ 'enregistrement de route', en diffusion à ses voisins qui diffusent à leur tour cette requête, en complétant le champ 'enregistrement de route' de leur propre identifiant, jusqu'à atteindre la destination cible (figure 3a). Le nœud destinataire répond alors par un paquet RREP, en diffusion récursive vers la source, contenant le champ 'enregistrement de route', qui servira au nœuds intermédiaires pour le routage (figure 3b) et indiquera un chemin à la source. Suit alors l'opération de maintenance de route durant laquelle, si une station route un message en utilisant une liaison devenue invalide, la station émet un message d'erreur de route RERR, vers les nœuds qui sont à l'origine du message. De cette façon, tous les récepteurs retirent le lien erroné de tous les chemins utilisés et effectuent de nouvelles découvertes de route pour chacun de ces chemins.

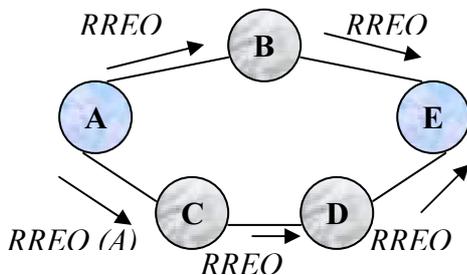


Figure 3 a

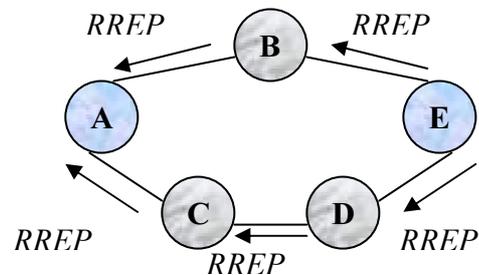


Figure 3 b

Figure 3 : découverte de route

Une judicieuse exploitation des messages RREQ et RREP permet la constitution de caches dans les stations recevant de tels messages qu'elles soient source, destinataire ou simplement routeur, par le champ 'enregistrement de route' qui permettent non seulement d'éviter d'avoir à effectuer une nouvelle découverte de route, tant que la route reste valide mais aussi fournissent aux nœuds intermédiaires des routes potentiels (méthode d'apprentissage) avec un coût nul et permettent, lors de la découverte, de ne pas avoir à aller jusqu'au destinataire mais uniquement jusqu'au premier nœud qui sait joindre le destinataire. Les nœuds routent donc prioritairement en utilisant leur cache et, à défaut d'une route valide (message RERR comme pour une maintenance de route) ou existante, une découverte de route est initiée par la source.

Mais si les caches constituent une optimisation qui accélèrent le processus de routage et réduisent les diffusion dans bien des cas, ils peuvent avoir des effets pervers, notamment dans le cas où les stations sont mobiles, augmentant les délais d'acheminement inutilement. Une solution partielle à ce problème pourrait être de fixer une durée de validité aux entrées de la table, imposant une découverte de route au bout d'un certain temps.

Globalement, c'est un protocole simple et robuste, qui réduit considérablement les overheads et fournit différents chemins possibles. On peut cependant reprocher l'accroissement de la taille des paquets par la donnée du chemin, posant à la fois un problème pour les paquets courts (de voix notamment) et un problème de scalabilité. La diffusion, classique en mode pro-actif, peut également accroître le nombre de collisions. Enfin, un problème se pose dans le cas où les liens sont unidirectionnels : le routage inverse n'est plus possible. Une solution est apportée par l'algorithme « piggybacking » dans lequel le destinataire effectue à son tour une découverte de route.

L'algorithme de AODV (Ad hoc On demande Distance Vector) [21], reprend le protocole DSR en le modifiant afin d'éviter d'avoir à transporter la route à suivre dans tous les paquets émis. Pour cela, chaque nœud tient à jour une table de routage qui spécifie pour chaque requête la source, la destination et le nœud précédent et qui se constitue durant la requête RREQ et est utilisé par lecture inversée lors du retour par le message de réponse RREP (nécessité de liaisons bidirectionnelles). Comme pour DSR, les tables de routage peuvent servir de caches de façon à ce qu'un nœud intermédiaire qui connaît la destination répondent à la source directement. AODV utilise en outre des numéros de séquence pour comparer les chemins les plus récents afin de forcer les mises à jour si nécessaires et d'éviter les boucles. L'utilisation de timeout permet de purger les entrées de la table de routage pour forcer une mise à jour de chemins qu'on juge invalide avec la mobilité. Par ailleurs, des messages « HELLO » sont périodiquement émis pour s'assurer de la validité des liens (ce contrôle pouvant être couplé avec les acquittements de la couche MAC) de façon à émettre un message d'erreur RERR en l'absence de réponse à ce message, signalant la rupture d'un lien.

TORA (Temporally Ordered Routing Algorithm) [19] est basé sur la technique d'inversement des liens, et dont le but est de gérer efficacement les changements de topologie en stockant plusieurs chemins vers un même destinataire (la route la plus courte n'étant donc pas forcément privilégiée). Pour cela la constitution d'une route d'un nœud à un autre, va former un graphe orienté, modélisant les différents chemins de la source vers la destination, et, si un nœud détecte une rupture de lien, il va enclencher un processus qui va inverser l'orientation du graphe, empêchant, de cette façon, la source d'emprunter ce chemin. Cet algorithme est efficace en forte mobilité parce qu'il fournit plusieurs chemins possibles mais le chemin choisi n'est ni le plus court, ni le moins chargé.

3. Protocoles « hybrides »

Le protocole ZRP (Zone Routing Protocol) [10] est un exemple de protocole hybride, à mi-chemin entre les deux familles de protocoles. Ainsi, chaque nœud maintient une table de routage dont les données sont régulièrement émises en diffusion pour tous les nœuds qui lui sont distants de moins qu'une valeur prédéfinie (routage pro-actif dans cette zone). Pour atteindre tout autre nœud qui n'apparaîtrait pas dans sa table de routage (donc distant de plus de la distance d), un nœud a recours à un protocole de routage de type réactif similaire au protocole DSR. Ce type de protocole fournit un assez bon compromis en terme de diffusion pour les mises à jour. Cette tentative pour cumuler les qualités des deux approches, bien que notable, se place en intermédiaire plus qu'en solution, parce qu'elle est moins efficace en forte mobilité ou avec beaucoup de stations que les algorithmes de routage de base.

4. Conclusion

A partir de seulement deux modèles, des dizaines de protocoles de routage ont été conçus. Il s'agit à présent d'en évaluer les capacités respectives et de les comparer. C'est la tâche que s'est fixée le groupe d'étude MANET. Mais, très vraisemblablement, le protocole de routage optimal dans toutes les situations n'a pas encore été inventé. Le plus souvent, ces algorithmes ont été développés avant d'examiner les cas de figure où ils peuvent être efficaces, et force est de constater qu'ils sont plutôt moyens dans plusieurs situations, qu'excellents dans une situation précise. Sans doute une approche inverse aurait été préférable : se fixer des conditions d'utilisation (dynamisme, nombre de stations, taux d'émission et de réception, connexité, ...) et y chercher un algorithme optimisant à la fois les délais, les débits, la consommation des batteries et autres paramètres. De cette façon, on aurait mieux cibler les besoins des différents scénarios en fonction de ses contraintes et on comparerait beaucoup plus facilement l'impact de nouveaux protocoles par des références directes dans les mêmes situations. C'est peut être comme cela qu'il faudrait envisager de nouveaux algorithmes de routage. Mais sous le flot permanent de nouvelles propositions d'algorithmes, nombre d'entre eux sont d'ores et déjà oubliés.

Chapitre 3

Etude comparative basée sur la consommation d'énergie de quatre algorithmes de routage

Dans cette section, nous cherchons à comparer quatre protocoles ad-hoc importants : DSDV, OLSR, AODV et DSR. Après qu'une brève vue d'ensemble des travaux de recherches déjà parut en matière de comparaison des algorithmes de routage, nous évoquerons ensuite les éléments importants inhérentes aux algorithmes de routage étudiés qui peuvent influencer la consommation d'énergie. Ceci nous servira de base pour présenter nos simulations et les analyser.

1. Travaux similaires

La majorité des recherches effectuées pour comparer les protocoles de routage des réseaux ad-hoc se fondent sur des études de performance qui permettent d'évaluer, par la mise en place de simulations, des paramètres tels que, classiquement, le délai d'acheminement, le taux de perte, l'overhead, la bande passante, la longueur de la route suivie, le taux de paquets envoyés et la consommation d'énergie.

Dans [14], TORA est évaluée par le nombre de paquets délivrés. En fait c'est plus qu'une simple évaluation de TORA uniquement puisque l'article établit une comparaison entre ce protocole et un protocole de routage par état des liens génériques. Mais beaucoup de simplifications ont été faites pour ces simulations (comme par exemple le fait que les collisions soient négligées, de sorte qu'un nœud puisse recevoir plusieurs transmissions en même temps) et par conséquent les conditions ne sont pas suffisamment réalistes.

[1] présente une comparaison de simulation des protocoles DSR et DSDV, soit un protocole réactif et un protocole proactive, d'un point de vue de la consommation d'énergie. La consommation effective des batteries est établie au moyen de deux critères (la bande passante utilisée dans l'ensemble du réseau et le nombre de nœuds qui ont épuisé leur batteries – puisque l'énergie est sciemment limitée pour pouvoir constater l'effet de la perte de routeurs sur l'ensemble du réseau –). Les résultats obtenus montrent que DSDV est comparable à DSR pour une faible densité de nœuds, mais lorsque la densité s'élève, DSR surpasse DSDV.

AODV et DSR ont été simulés et comparés dans [7] pour montrer, en faisant varier la charge du réseau, la mobilité et la taille de réseau, que même si AODV comme DSR sont tous les deux des protocoles de routage réactifs, ils peuvent cependant donner des différences très significatives. Avec les critères choisis, les résultats indiquent en effet que DSR surpasse globalement AODV avec un faible nombre de nœuds ou bien une faible charge ou encore une faible mobilité. Réciproquement AODV surpasse DSR lorsque le nombre de nœuds, la charge ou la mobilité augmente.

Dans [8], DSDV et DSR sont comparés mais ne sont pas analysés par les auteurs. La simulation ne présente aucun facteur aléatoire et tous les événements sont pré-programmés et en ayant lieu à des instants précis de la simulation. Le problème est donc que nous ne pouvons pas savoir si les résultats ont une caractères générale ou sont seulement liés au scénario, ce qui est très probable puisque deux simulations différentes peuvent donner des résultats très différents.

AODV, TORA, DSR et DSDV ont été étudiés dans [2] et dans [10], à l'aide d'une extension de Ns-2 qui simule la norme de LAN de radio d'IEEE 802.11, mais aucun des protocoles n'a véritablement et clairement surpasser les autres. En effet, chacun des protocoles étudiés se montre efficace dans certaines situations alors qu'il peine dans d'autres contexte, exception faite de TORA qui a le seul avantage de délivre correctement les paquets mais présente les plus mauvais résultats concernant les autres paramètres.

En conclusion, [3] porte l'accent sur la consommation d'énergie et compare DSR, AODV, TORA et DSDV en utilisant différents scénarios. Encore une fois, TORA montre les pires résultats alors que DSR être le plus efficace, grâce notamment à son approche agressive par les caches et les réponses automatiques dans la découverte de routes. AODV et DSDV sont assez semblables, selon les scénarios examinés ou tour à tour l'un prime sur l'autre.

Compte tenu de ces piètres résultats dans les articles l'analysant au niveau de la consommation de batteries, TORA à été écarté de notre étude. Nous n'avons pas trouver d'article qui examine et compare la consommation d'énergie du protocole OLSR. La section 3 présente une telle comparaison.

2. Avantages et inconvénients des quatre protocoles étudiés d'un point de vu consommation d'énergie.

La section suivante discute de certaines caractéristiques des protocoles étudiés qui pourraient affecter la consommation d'énergie.

En effet, quelques différences significatives, d'un point de vu consommation d'énergie, entre le comportement proactif et réactif des algorithmes de routage étudiés peuvent être mentionné pour faciliter la compréhension des résultats de simulation :

- *la bande passante est différemment sollicitée.* Le fait qu'il s'agisse d'un protocole de routage à la demande ou réactif se traduit, en terme de consommation, par le fait que dans un cas on doit consommer de l'énergie pour mettre à jour périodiquement la table d'itinéraire et dans l'autre cas, on doit consommer de l'énergie uniquement pour découvrir un itinéraire dans le cas où communication doit être établie. Dans les algorithmes de routage pro-actifs, beaucoup de routes découvertes par les diffusions permanentes de paquets de contrôle ne seront jamais employés et la bande passante consommée pour ces annonces est ainsi gaspillée. Clairement, les mécanismes réactifs ont un net avantage sur ce point (mais probablement pas en ce qui concerne les délais de routage) ;
- *la gestion de la mobilité.* Un autre avantage des protocoles de type réactifs concerne la gestion des scénarios de mobilité puisque plus la mobilité est importante, moins la

table de routage est efficace. Mais compte tenu du fait que les protocoles AODV et DSR utilisent eux aussi un système de cache ou de table, cet effet n'est pas pleinement visible, même si AODV établit une nouvelle découverte d'itinéraire par un temporisateur d'expiration qui purge l'utilisation d'entrées non utilisées pendant un moment. D'ailleurs DSR emploie un cache agressive, c'est-à-dire que le protocole utilise un mécanisme d'apprentissage qui limite la découverte d'itinéraire jusqu'à ce qu'un nœud sache où se trouve la localisation de la destination, et non pas jusqu'à ce que la destination soit véritablement atteinte, cela entraînant en retour que l'intégralité du chemin suivi soit inclus dans l'en-tête du paquet. Mais ceci est un atout seulement si l'itinéraire reste valide. Or si les nœuds se déplacent, les tables ne sont probablement plus à jour, et le mécanisme est inefficace. En fait, plus un grand nombre de nœuds se déplace, plus le cache d'itinéraire est corrompue et plus de nœuds gaspillent leur batterie inutilement à faire suivre des routes caduques ;

- *La gestion des routes invalides ou congestionnées.* La possibilité de DSR d'offrir des itinéraires multiples est un atout important lorsque des routes congestionnées sont détectées. En revanche, si on prend en compte la mobilité, le problème d'obtenir des routes invalides demeure pratiquement le même qu'avec le cache de DSR : ceci peut certainement empêcher l'utilisation d'un lien congestionné mais pas l'utilisation de routes invalides. Au contraire, plus il y a de chemins possibles enregistrés dans le cache plus le nombre de tentatives infructueuses pour joindre la destination va être grand. Ainsi le cache agressif comme les itinéraires multiples améliorent considérablement DSR mais peuvent avoir parfois des effets pervers dans les situations de mobilité. Dans ces mêmes situations, AODV semble meilleur pour pouvoir contrôler plus finement les chemins invalides puisqu'il utilise les temporisateurs d'expirations d'itinéraire qui purgent périodiquement des itinéraires considérés comme trop anciens et forcent de nouvelles découvertes de routes (parfois inutilement). En outre, ces messages "Hello" permettent de vérifier la validité des liens (mais ces paquets de contrôle -qui évoquent d'ailleurs tout à fait ceux utilisés dans les protocoles pro-actifs- consomment de l'énergie, même pour un lien qui ne servira pas ensuite). Ce dispositif est également disponible dans DSDV et OLSR puisque dans ces protocoles construisent une table de routage en transmettant des messages de mise à jour (périodiquement et quand une communication a commencé) ;
- *Réduction des diffusions.* Avec OLSR, seuls les stations multipoints peuvent assumer la fonction de routeur, ce qui signifie que les diffusions d'overhead sont réduits aux seuls capables de faire transiter les données pour les expédier jusqu'à la destination.

Les éléments précédents peuvent être résumés avec la table suivante :

	DSDV	OLSR	AODV	DSR
Routes maintenue dans	Table de routage	Table de routage	Table de routage	Cache de route
Découverte de route nécessaire	Non	Non	Oui (complètement)	Oui (agressive)
Mise à jour périodique nécessaire	Oui	Oui	Non	Non
Mise à jour auprès de	Tous les voisins	Seulement aux MPR	Pas de mise à jour	Pas de mise à jour
Utilise des messages "Hello"	Oui	Oui	Oui (aux voisins actifs seulement)	Non
Chemin inséré dans l'en-tête du paquet	Non	Non	Non	Oui
Utilise des temporisateur de route	Non	Non	Oui	Non
Multiple routes disponibles	Non	Non	Non	Oui

Figure 4 : Comparaison des caractéristiques des quatre protocoles.

Ainsi, chaque approche a ses propres avantages et inconvénients que nous allons pouvoir évaluer via les simulations pour comprendre plus précisément leur mode de fonctionnement relativement à l'utilisation d'énergie.

3. Comparaison

a) Méthodologie et modèle utilisé

Dans cette étude, nous l'avons utilisé le simulateur de réseau Ns-2 développé par le groupe de recherche VINT à l'université de la Californie de Berkeley. Pour comparer les quatre protocoles de routage (DSDV, OLSR, DSR et AODV), nous avons considéré un scénario simple et classique en le faisant varier par la suite. Dans le scénario de base, nous définissons le réseau ad-hoc comme une surface de 600x600 mètres, avec 20 nœuds aléatoirement dispersés dans la surface du réseau et qui se déplacent pendant une durée de 1000seconds, avec une vitesse maximum de 2m/s et un temps de pause des nœuds de 35s. Les nœuds communiquent ensemble en générant chaque seconde 4 paquet CBR de 512 bytes chaque. Pour produire un modèle de trafic et de mouvement aléatoire, nous avons utilisé des générateurs aléatoires, en indiquant simplement les attributs de vitesse, de mouvement et de trafic; le générateur du trafic est appelé cbrgen.tcl et le programme de générateur de mouvement est appelé setdest (tous les deux disponibles sous NS).

La consommation d'énergie est principalement due à la transmission et la réception des paquets de données, se qui inclut les paquets de mise à jour et de forward. L'énergie consommée correspond pour nous à la moyenne de la consommation d'énergie de plusieurs nœuds « tests ». Comme avec OLSR, il existe un risque que les nœuds considérés soient tous des MPR ou des non MPR, on doit augmenter le nombre de nœuds « tests ». Enfin, nous avons apporté des modifications au scénario de base pour voir comment ceux ci peuvent influencer la consommation. Quatre paramètres ont été considérés : la vitesse des nœuds, le nombre de nœuds, la taille de la surface et le trafic.

b) Résultats et analyse

La consommation d'énergie des protocoles de routage lorsque la vitesse des nœuds croient est montrées dans la figure 5a. Ces résultats indiquent que les protocoles réactifs tels que DSR et AODV consomment moins d'énergie que le protocoles proactifs. En effet, les protocoles réactifs ne font aucune consommation lorsqu'il n'y a aucun trafic dans le réseau, tandis que les protocoles proactifs consomment constamment de l'énergie par les calculs d'itinéraires même si aucun paquet ne sera envoyée. Les protocoles réactifs sont donc moins sensibles au déplacement des nœuds. En outre, la mise en place de nouveaux relais multipoint lorsque la topologie du réseau change, rend OLSR un peu plus consommateur que DSDV.

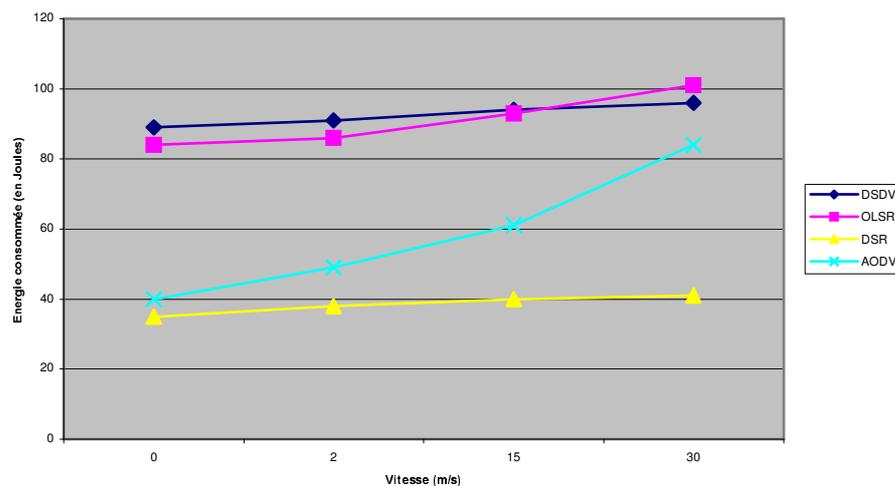


Figure 5a : Consommation d'énergie en fonction de la vitesse des nœuds

Dans la figure 5a, on peut constater que les protocoles réactifs surpassent encore les protocoles proactifs lorsque le nombre de nœuds se développent même si AODV est moins stable que ne l'ai DSR. Mais si OLSR consomme beaucoup, DSDV consomme encore bien davantage et de manière irrégulière. Plus le nombre de nœuds est grand, plus les protocoles proactifs souffrent le leur mise à jour et comme OLSR réduit le nombre de diffusion aux seuls nœuds multipoints, OLSR arrive à surpasser DSDV. Mais globalement, les protocoles proactifs posent ici le problème de la scalabilité dans un grand réseau.

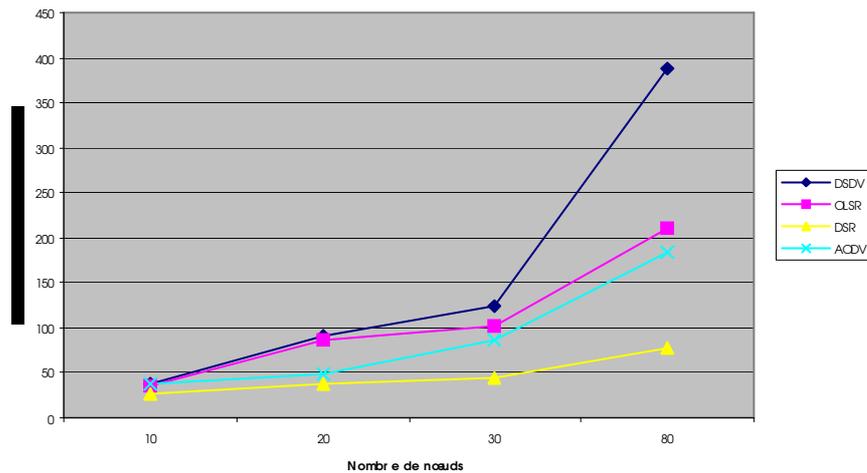


Figure 5b : Consommation d'énergie en fonction du nombre de nœuds

Sur la figure 5c, la distinction entre les protocoles proactifs et réactifs disparaît lorsque l'on fait varier la taille du réseau. Même si DSR présente toujours un comportement régulier, AODV consomme davantage que les deux autres protocoles proactifs. En fait, les nœuds étant plus espacés le routage est plus important.

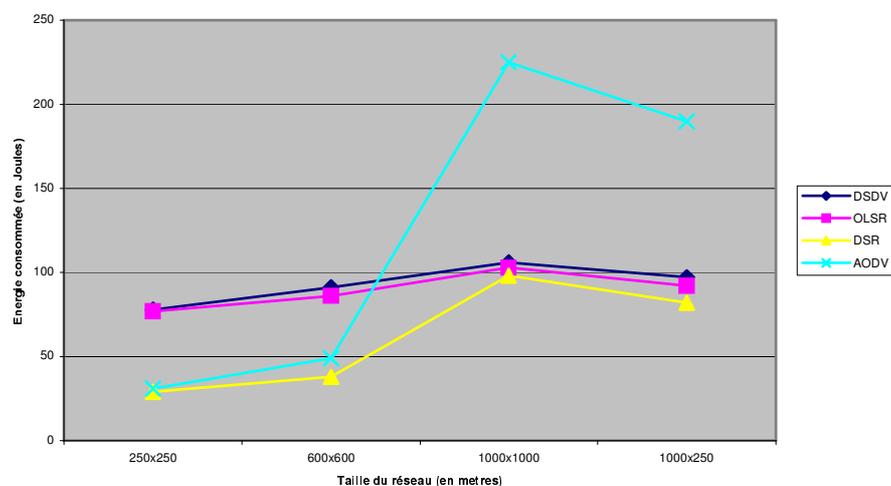


Figure 5c : Consommation d'énergie en fonction de la taille du réseau

Finalement, les schémas 5d et 5e montrent un comportement similaires des protocoles de routage puisque les paramètres que l'on fait varier concernent le trafic et que les résultats obtenus sont semblables. À mesure que le trafic augmente, DSDV et OLSR voient leur énergie décroître de manière régulière, avec un net avantage pour OLSR. Ils rentabilisent en quelque sorte le travail de leur mise en place de la table de routage puisque les découvertes de routes ont déjà été faites de manière globale. En revanche, DSR même s'il est plutôt stable quand le nombre de paquets croit, réagit mal lorsque le nombre de sources augmentent. Cela est du au fait que dans le premier cas, les chemins sont les mêmes seul le nombre de paquets varie, alors que dans le second cas de nouvelles découvertes de routes sont à initier pour établir la communication entre la source et son destinataire. A une plus grande échelle, le même problème apparaît avec AODV puisque AODV montre aussi ses faiblesses lorsque le trafic croit et de manière encore plus flagrante qu'avec DSR. En fait, AODV est aussi sanctionné pour deux de ces caractéristiques : les messages « hello », périodiquement envoyer aux voisins actifs dans les communications ainsi que les re-découvertes de route forcées par un temporisateur qui permet de purger les entrées de la table.

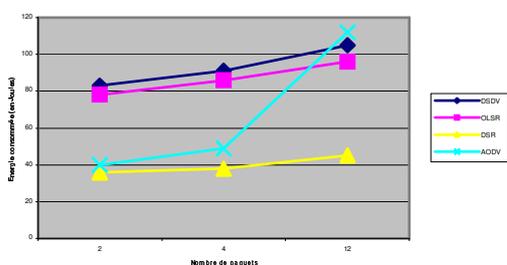


Figure 5c : Consommation d'énergie en fonction du nombre de paquets

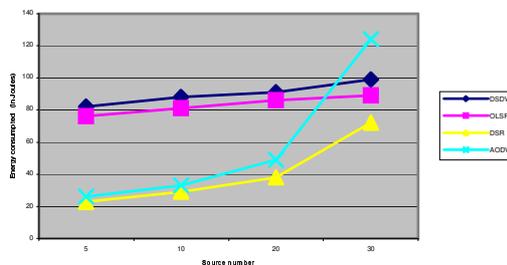


Figure 5d : Consommation d'énergie en fonction du nombre de sources

4. Conclusion relative aux simulations

Puisque les terminaux mobiles ont une énergie finie en raison de la capacité limitée de la batterie, la consommation d'énergie devrait être une question cruciale lors de la conception d'un algorithme de routage pour maximiser la durée de vie de la batterie et donc de l'ensemble du réseau.

Dans cette partie, nous avons pu constater que DSDV est efficace dans un scénario prévisible mais inefficace dans un scénario de forte mobilité; OLSR, quant à lui, est un bon compromis parce qu'il n'a jamais les plus mauvais résultats (mais jamais les meilleurs non plus); DSR est efficace avec un scénario de mobilité mais le routage à la source provoque un accroissement d'overhead important. Enfin AODV est efficace avec la mobilité et élimine partiellement les overhead liés au routage, mais globalement la découverte de route obligatoire et sans apprentissage rend ce protocole plus coûteux en terme de consommation que DSR.

Par ailleurs on peut noter que tous les protocoles de routage étudiés ont la même métrique qui utilise soit le court-chemin, soit le plus court-délai ; mais il existe différentes autres métriques que l'on peut employer, en particulier les algorithmes de routage mettant en œuvre la consommation d'énergie dans le choix de la route des paquets peuvent s'avérer plus efficace, d'autant qu'il ne sont pas forcément un frein à la rapidité du processus d'acheminement. Par exemple, une station qui assure une connectivité importante peut engendrer un délai d'acheminement plus long que celui prévu initialement du fait que sa position en fait une cible de routage idéal pouvant amener une situation de congestion sur ces liens. Autrement dit le plus court chemin et le plus court délai ne sont probablement pas les critères les plus efficaces puisqu'un service de même qualité peut être apporté par d'autres critères. Notamment, une métrique basée sur la consommation d'énergie permettrait d'augmenter la durée de vie du réseau et c'est probablement le facteur principal pour pouvoir communiquer.

Une autre considération à prendre en compte est la somme des travaux développés par des protocoles minimisant la consommation des batteries et cela indépendamment du choix de l'algorithme de routage. Aussi, ces mécanismes de conservation des ressources du terminal doivent être étudiés de façon analogue et idéalement couplés avec un algorithme de routage efficace. C'est l'objet du chapitre qui suit.

Chapitre 4

Protocoles minimisant la consommation des batteries.

De nombreuses propositions ont émergées, principalement dans la couche liaison de données et réseau, pour réduire au minimum la consommation d'énergie. Cette partie évoque donc les protocoles les plus courants, de niveau liaison et réseau, qui sont destinés à minimiser la consommation des batteries.

1. Principaux facteurs de consommation des batteries

Nous allons ici examiner les principaux facteurs de consommation des batteries.

- *la transmission radio.* La consommation la plus importante est due à la transmission radio. Une notion intuitive qu'il convient de noter est qu'une émission est davantage coûteuse qu'une réception (presque un rapport de 2) et que comparativement une veille est quasiment négligeable (mais sa consommation pèse dans la durée). Par exemple, il faut environ 1,5W en émission, 0,75W en réception et 0,001W en veille, pour un ordre de grandeur ;
- *gestion du terminal.* Une autre utilisation des batteries se révèlent par l'alimentation des ressources du terminal, qu'il s'agissent du CPU, disque dur, mémoires et affichages entre autres besoins divers ;
- *fonctionnalités des protocoles permettant d'assurer la liaison entre les stations pendant une communication.* En outre, les différents protocoles entrant dans l'élaboration des couches protocolaires d'un réseau ad hoc sont une source de consommation (protocoles de contrôle de collision, de congestion, de récupération des paquets perdus, de routage,....) ;
- *les applications.* Enfin, les applications qui commencent à émerger pour les réseaux ad hoc consomment également des ressources de la batterie par les calculs utilisés par exemple pour les compressions de données, pour le cryptage de données mais aussi pour le système d'exploitation et les applications diverses, telles que la simple consultation des données contenues dans le terminal.

Chacune des six couches du modèle de référence à fait l'objet de propositions pour réduire la consommation des batteries selon différentes approches. Nous allons exposer ici quelques propositions parmi les plus intéressantes qui concernent les couches de liaison de données et de réseau.

2. Couche liaison de données

a) PAMAS

Au niveau de la sous couche MAC, chargée de la gestion du canal radio avec la contrainte de la mobilité, le protocole PAMAS (Power Aware Multi-Access Protocol with Signalling) [24], rencontre un intérêt grandissant. Celui-ci est basé sur le protocole MACA (Multiple Access Collision Avoidance) qui permet de réserver la destination pour effectuer une communication. Cette réservation du destinataire se fait par une demande explicite qui doit être acceptée (message RTS – Request To Send qui attend en retour un acquittement CLS – Clear To Send). Cet échange de messages de signalisation avant la communication permet de résoudre le problème de la station cachée durant lequel un nœud peut recevoir en parallèle plusieurs émissions de données provoquant des interférences qui rendent les données inexploitable. Ce mécanisme, s'il est réussi, indique aux autres stations qu'une communication est en cours, et donc qu'il n'est pas possible d'émettre durant cette période (la taille du paquet étant indiquée dans le paquet RTS). Mais MACA laisse persister un problème important : toute station qui n'aurait pas été alertée par le message CTS d'un nœud en réception (par exemple, parce qu'elle est en mouvement) est susceptible de perturber la communication du nœud en réception par une tentative de communication avec cette dernière. Ainsi, comme le montre l'exemple de la figure 6a, le nœud D qui voudrait joindre la station B, à l'instant t_2 , et n'aurait pas été alerté par le CTS envoyé par B (par exemple, parce que la station D n'était pas joignable avant l'instant t_2 , notamment si elle était éteinte ou bien simplement plus éloigné que le voisinage directe de la station B), va tenter une connexion qui va interférer avec la communication que la station B avait précédemment initiée avec la station A.

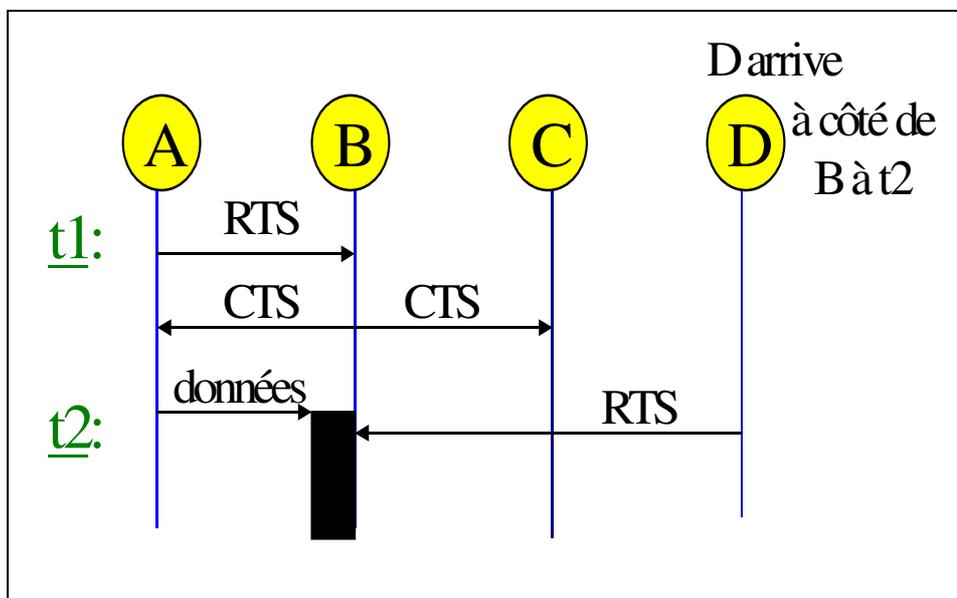


Figure 6a : MACA s'assure de la disponibilité de l'émetteur mais n'évite pas les collisions de données.

L'innovation apportée par PAMAS résout ce problème, par l'utilisation de deux canaux distincts dans la gestion de la communication ; l'un utilisé pour la signalisation, transportant donc les messages de contrôle RTS/CTS, l'autre utilisé pour le transport des données. Ainsi, toute station ne peut perturber que le canal de signalisation, n'affectant pas le transport des données (figure 6b). Bien sûr, les messages RTS peuvent toujours être soumis aux problèmes de collision mais leur taille est relativement courte et, de manière générale, la perte subie en demandant une ré-émission ultérieure d'un tel paquet est nettement inférieure à celle subie pour la rémission d'un paquet de données. La figure suivante reprend l'exemple utilisé précédemment pour MACA en montrant l'apport de PAMAS. Ainsi la demande de connexion de D ne va pas altérer l'échange de paquet effectué par la station A pour la station B puisque seul le canal de signalisation recevra la demande et donc en sera affecté. La station D qui va trouver le canal occupé ne pourra pas envoyer ces paquets de données vers B jusqu'à ce que la communication entre A et B se soit terminée.

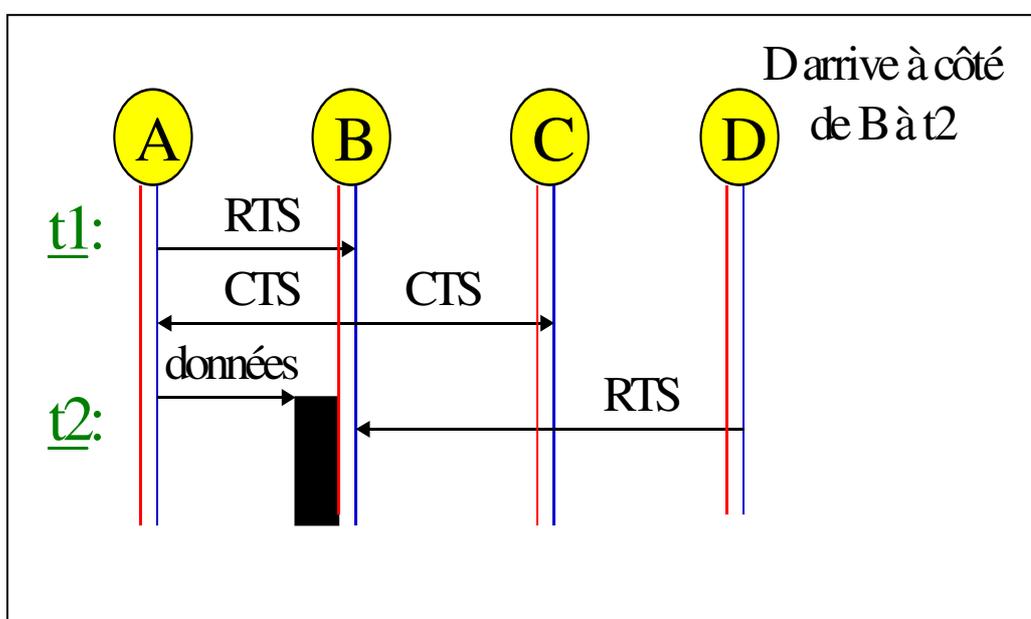


Figure 6b: PAMAS élimine les collisions de données par l'utilisation de deux canaux de communication.

Par ailleurs, ce protocole complète l'optimisation de la couche MAC en permettant à toutes les stations d'éteindre leur interface radio afin de réduire leur consommation d'énergie, à chaque fois que leur interface radio n'est pas utilisable. En effet, le protocole se base sur le constat qu'une station ne peut recevoir aucun message tant qu'elle écoute une autre communication, et ne peut pas émettre non plus si l'un de ses voisins est en train de recevoir des messages (pour causes d'interférences).

Aussi, toute station pourra éteindre son interface radio (s'endormir) si elle se trouve dans l'un des trois cas de figure suivant :

- soit elle ne veut pas émettre et au moins un voisin est en train d'émettre vers une autre station ;

- soit elle veut émettre et au moins un voisin est en train de recevoir ;
- soit encore elle veut émettre mais tous ces voisins sont déjà en train d'émettre.

Pour déterminer la durée pendant laquelle la station peut rester éteinte, il faut que le paquet RTS indique la longueur du message de façon à ce que le paquet CTS le diffuse au voisinage, qui en est ainsi avertie. Un problème se pose cependant lorsque les stations se réveillent et trouvent le canal occupé, ignorant la durée de cette nouvelle communication et surtout augmentant la probabilité de collision des messages RTS, chaque station se réveillant en même temps (voir la figure 6c). Une solution à ce problème peut être apportée en utilisant un algorithme de back off. Ainsi, une station, avant toute émission, se voit affecter d'un quota de temps (différent pour chaque station) au bout duquel elle est autorisée à émettre son paquet de requête RTS. La station dont le délai avant d'émettre est le plus court va donc pouvoir contacter sa cible, qui lui répondra par diffusion que le canal est occupé. Cette réponse va être entendue de tous les voisins directs de la cible qui seront ainsi avertis du message et par conséquent, abandonneront le processus d'émission de leur paquet RTS. Ce mécanisme va donc permettre de disperser dans le temps les messages RTS pour réduire les possibilités de collisions des stations qui se réveillent en utilisant PAMAS.

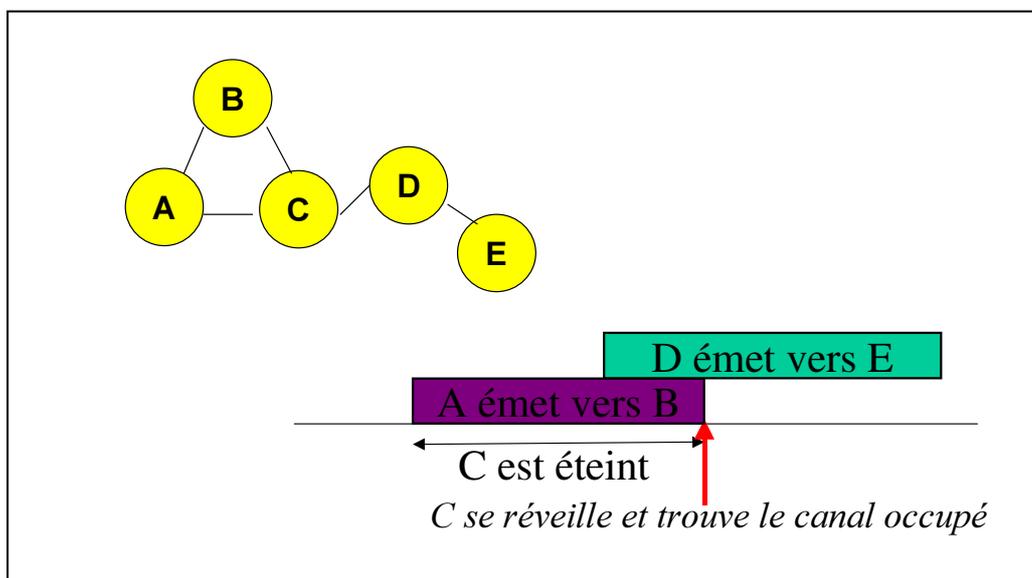


Figure 6c : Réveil d'une station avec PAMAS

Les apports de PAMAS en font un protocole très aboutie qui réduit les collisions, recoud le problème de la station cachée et surtout minimise la consommation des batteries. En outre, son adaptation est aisée dans les protocoles de routage classique et les résultats de simulation semblent particulièrement prometteurs (avec un gain de 10 à 70% selon la configuration du réseau – connectivité, nombre de station, ...).

Malgré cela, des inconvénients de poids sont toujours à considérer, notamment la nécessité d'une double gestion (une par canal), les collisions de RTS toujours possible et également le fait qu'en contre partie d'une réduction de la consommation des batteries, les stations éteintes ne peuvent pas participer au routage de paquets (pour la signalisation notamment).

b) BECA

Un autre protocole, BECA (Basic Energy Conserving Algorithm) [28] se fonde sur un positionnement similaire, en se basant sur le même principe d'éteindre l'interface radio des stations qui ne seraient pas utilisées. Son fonctionnement provoque de manière systématique la fermeture du canal radio à tous les quanta de temps : si des demandes visant à initier la communication sont émises vers une station éteinte, le protocole compte sur les rémissions des émetteurs pour établir la liaison.

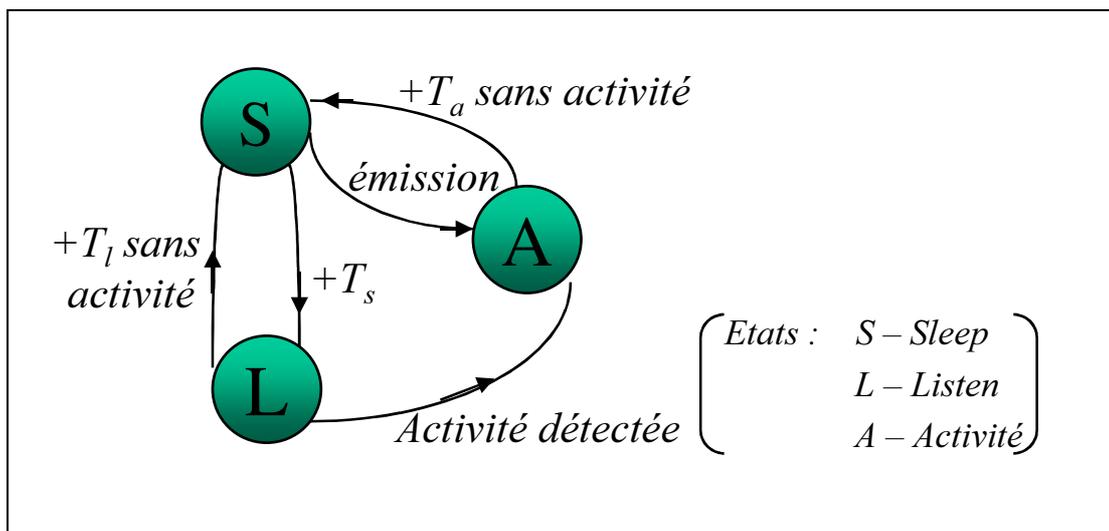


Figure 7 : Algorithme de BECA

Ainsi, comme le montre la figure précédente, toute station peut être dans trois états possibles, soit en activité, soit endormie, soit en écoute, qui est un état de préparation à la mise à l'état endormie. Les délais peuvent être paramétrés par l'utilisateur de manière à optimiser la minimisation de la consommation des batteries par l'état de sommeil.

Un choix efficace de la valeur des paramètres T_l (durée sans activité détectée) et T_s (durée de sommeil) permet de s'assurer que le message sera reçu lors des prochaines ré-émissions. Ainsi, par exemple, si les stations émettent R fois un paquet de requête, à intervalle de T_0 , en prenant $T_l = T_0$, on est sûr que la station entendra la requête avec un maximum d'une seule ré-émission si l'on prends $T_s = T_0$ puisque la station de destination peut se trouver soit à l'état Actif, où une communication est déjà en cours et donc la réception de la nouvelle requête va provoquer une collision (effective avec ou sans BECA puisque toute station ne peut effectuer qu'au plus une communication), soit à l'état d'attente, auquel cas, la requête est immédiatement honorée, soit à l'état de sommeil ou le nœud émetteur va devoir à nouveau émettre sa requête après le temps, délai qui permettra à la station réceptrice de revenir à l'état d'attente où la requête va être traitée.

L'état de sommeil permet effectivement de réduire la consommation mais il comporte un effet pernicieux puisqu'au réveil de la station, des messages n'auront peut être pas été honorés et il

faudra en demander une nouvelle émission qui va engendrer un surcoût et de la bande passante et des batteries. Contrairement à PAMAS où les stations ne s'endorment que pendant les moments où elles ne sont pas exploitables sans provoquer des collisions, BECA risque d'éteindre des stations qui auraient pu normalement communiquer et par conséquent accroît globalement les pertes de paquets mais aussi les délais de réception. Les résultats de simulation de ce protocole ont ainsi démontré un gain des ressources de batteries mais au prix d'un délai de communication supplémentaire. Dans ce cadre (comme dans bien d'autres du reste) la minimisation de la consommation de batteries a donc *un coût* (ici le délai).

c) Broadcast Storm Problem

Un problème important dans les protocoles de routage, le « Broadcast Storm Problem » [18], est l'utilisation des diffusions qui chargent considérablement le réseau en plus d'accroître les collisions, qui entraînent des rediffusions. C'est une source de consommation des batteries qui peut vite être importante. Par exemple dans le réseaux de stations de la figure 8, le nœud E reçoit un même message diffusé par A, à trois reprises (par chaque chemin).

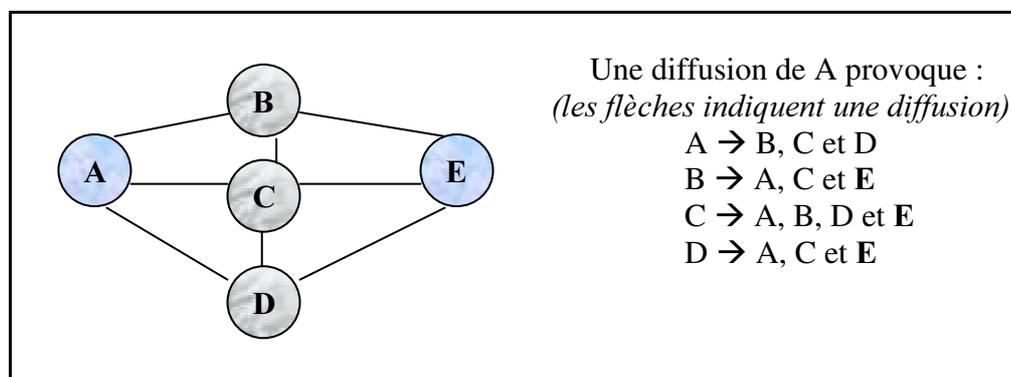


Figure 8 : Broadcast Storm Problem

Des solutions à ce problème ont été faites suggérées, en utilisant différentes stratégies possibles :

- des considérations probabilistes : la première fois qu'un message est reçu on le diffuse avec une probabilités p , en considérant qu'une absence de diffusion peut être compensée par les voisins, si la valeur de p est adaptée (par exemple, les stations B, C et D ne diffusant vers E qu'avec une probabilités p chacune, ont de fortes chances d'atteindre la station E si p est correctement choisit);
- des considérations de comptage : ne pas diffuser un paquet s'il a déjà été diffusé, solution simple qui évite les redondances mais n'est pas efficace dans notre exemple précédent (par exemple, la station C reçoit le paquet de A et l'émet vers E, mais ne l'émettra pas à nouveau lorsque les stations B et D vont le diffuser à leur tour vers la station E);
- ou encore des considérations de proximité : ne pas diffuser un paquet, s'il vient d'une station proche d'une distance d , puisqu'une diffusion aura environ la même portée (en recevant le paquet que la station D aura reçu de la station A, la station C ne va pas l'émettre parce que la portée de D est approximativement la même que sa propre portée et que par conséquent leur zone de couverture est assez similaire) .

Ces solutions sont approximatives, mais les simulations en ont montré l'intérêt. En outre, il s'agit d'une optimisation qui est compatible avec ce qui suit.

3. Couche réseau

Les protocoles de routage spécifiquement développés pour réduire la consommation des batteries ne fournissent pas de nouvel algorithme de routage mais se fondent sur ceux déjà existant à partir desquels ils proposent des améliorations. Généralement, et pour les raisons évoquées dans la troisième partie c'est DSR qui est choisit comme protocole de routage de base. L'idée fondamentale de ces protocoles est de router les paquets en fonction de la minimisation d'un critère relatif à la consommation des batteries, qui peut être de trois types.

a) Minimiser de manière globale

La première approche consiste à minimiser l'énergie consommée pour atteindre la destination, autrement dit, on cherche le chemin de plus faible consommation. [23] et [25] fournissent un algorithme (connu également sous le nom d'énergie de transmission minimal (MTE)), qui reprend le protocole DSR de base (sans les caches) et assignent à chacun des liens un poids qui est fonction de l'énergie nécessaire pour transmettre un paquet sur cette voie. Le routage se fait donc préférentiellement suivant les routes de plus faible poids, en agrégeant l'ensemble des liaisons constitutif d'un chemin.

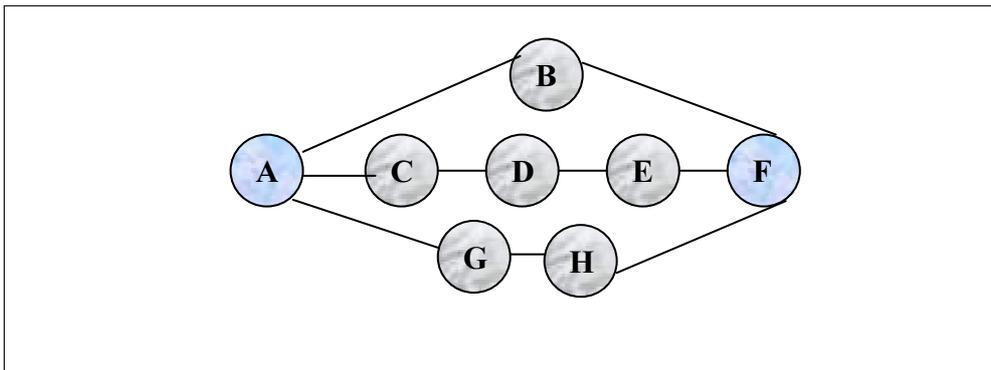


Figure 9 : exemple de topologie

Par exemple, dans le schéma de la figure 9 (où toutes les liaisons n'ont pas été marqué seul trois chemin sont indiqués, parmi bien d'autres que l'on néglige pour simplifier), si le nœud A tente de joindre le nœud F, il émet une requête RREQ qui va être diffusé selon trois voies, [ABF], [ACDEF] et [AGHF]. Le nœud F répondra la première fois qu'on lui demande la requête (toujours), et les fois suivantes, uniquement si le poids de la demande est inférieur au poids de la demande auquel il a déjà répondu (F note systématiquement le demandeur et le poids assigné à toutes les demandes qui lui parviennent). De cette façon, la source A obtient, via le paquet RREP, la route qui minimise la consommation globale du système.

Ce protocole a le mérite de réduire globalement la consommation du système, mais il amène deux critiques importantes. D'une part, les délais ne sont pas pris en compte (la route la moins consommatrice de batteries peut être congestionnée par exemple) et d'autre part la durée de vie du système n'est pas optimisée alors qu'elle peut engendrer une coupure du réseau en sous réseaux non interconnectés.

b) Minimiser de manière locale

La seconde approche tente justement d'augmenter la durée de vie du système. Le protocole [7] tient compte de l'état des batteries de chaque terminal traversé et choisit les routes qui mettent à contribution les stations les mieux chargées, de façon à améliorer la durée de vie du réseau. L'algorithme utilisé cherche à calculer la solution optimale d'un problème modélisé par un programme linéaire. Malgré de bons résultats en simulation, la mobilité n'est cependant pas envisagée dans cette étude.

c) Moduler la puissance d'émission

Enfin, la troisième approche propose un routage en fonction de la puissance de transmission. Dans [27] la portée de chacune des stations est contrôlée de manière à être réduite au maximum pour minimiser la consommation des batteries, tout en garantissant une connectivité globale. Pour cela, chaque nœud fixe sa puissance de façon à avoir au minimum un voisin dans chaque angle de $2\pi/3$. De même, dans [22] chaque nœud s'assure d'avoir un nombre fixé de voisins de manière à n'être ni isolé (tant que sa portée le permet), ni en interaction avec un trop grand nombre de stations (réduit en outre les interférences). Reste cependant que le routage va alors s'effectuer de proche en proche, quand des chemins à longue portée peuvent faire appel à moins de stations, donc peuvent parfois se révéler moins gourmandes en ressources batteries.

4. Conclusion relative aux protocoles minimisant la consommation

Les protocoles minimisant la consommation des batteries sont, tout comme les protocoles de routage, extrêmement nombreux et variés, mais ne sont pas encore la panacée pour assurer une durée de vie optimale aux réseaux ad hoc. Certes, ils fournissent des résultats prometteurs lors des simulations, mais souvent dans des situations idéales qui ne reflètent que partiellement les conditions particulièrement délicates des réseaux ad hoc. De fait si l'on observe des améliorations, c'est au prix de dégradations d'autres paramètres de performance (comme le délai), ou bien c'est dans un cadre d'utilisation assez restreint. Malgré cela, il ne faut pas négliger leur apport, mais plutôt les utiliser de manière complémentaire et dynamique pour palier, au cas par cas, aux effets pernicieux de chacun. Par exemple, on pourrait fixer une politique de routage à chaque station selon les caractéristiques de la zone d'utilisation et du terminal lui-même, en s'assurant de la compatibilité des politiques. Bien sûr, ceci complexifie le mécanisme de routage, et ajoute des calculs qui consomment encore des ressources, mais qui peuvent éventuellement être rentabilisés si les protocoles se complètent efficacement. Le problème du routage dans les réseaux ad hoc est complexe, particulièrement si l'on tente d'optimiser des paramètres de performance ; il est donc envisageable que la solution à ce problème soit elle aussi complexe.

Chapitre 5

Politique de gestion des batteries : routage équitable

L'autonomie restreinte des batteries offre une faille de sécurité importante puisqu'une attaque très simple consiste à faire router beaucoup de paquets à travers une même station qui va épuiser ses batteries et devenir inutilisable. Même s'il ne s'agit pas d'attaque, on reste dans un cas de figure analogue avec une station assurant une connexité importante dans le réseau et qui permettrait d'éviter une coupure du réseau en sous parties. Très sollicitée, la station va devenir une cible potentielle de premier plan, et risque fort d'épuiser ses batteries pour les besoins du routage. Deux approches peuvent être apportées pour réduire ces effets pervers. La première consiste à minimiser la consommation des batteries. C'est un thème très étudié et ayant donné lieu à de très nombreuses recherches que nous avons évoqué dans la partie précédente. Une autre approche consisterait à établir une politique de gestion de la batterie de manière à éviter le problème de la station cible et accorder une certaine équité entre les différentes stations. Peu d'articles se sont penchés sur ce problème. Nous présentons ici notre politique de réservation qui va permettre de définir une partie utilisateur, réservée aux besoins privés et une partie routage réservée aux besoins communs.

1. Motivations pour réserver des ressources à l'utilisateur

L'un des inconvénients majeurs des terminaux ad hoc réside en leur caractéristique inhérente de mise à contribution de leur ressources propres en batteries pour les besoins de routage des autres terminaux. En effet, permettre aux autres utilisateurs d'utiliser ses propres batteries pose au moins un problème majeur qui est de ne pas pouvoir utiliser son terminal, parce que les autres utilisateurs en ont totalement épuisé les batteries. C'est le risque principal d'un utilisateur peu consommateur de batteries. Et c'est un danger qui peut survenir soit de manière fortuite, si effectivement l'utilisateur consomme peu mais se trouve dans une position de forte connexité qui rend son statut très sollicité, soit de manière intentionnelle, car rappelons que l'une des deux principales attaques de sécurité consiste à se servir systématiquement d'un terminal donné comme routeur de façon à épuiser sa batterie et le rendre inutilisable.

Le principe majeur sur lequel se base notre réflexion est l'équité. Certaines situations géographiques sont relativement sollicitées tout comme un certain nombre de personnes consomment beaucoup tandis que d'autres sont des consommateurs moyens ou faibles. On aimerait donc que ces derniers n'en soit pas trop défavorisés, tout en permettant aux premiers d'exploiter pleinement leur batteries. Autrement dit, on souhaite réduire tant que possible le problème de la cible, dans lequel un terminal n'aura pas servi à un utilisateur mais uniquement en tant que routeurs, pour les besoins des autres utilisateurs. Remarquons d'ores et déjà qu'il n'est pas possible de garantir à l'utilisateur une exploitation minimale privée de son terminal, en lui allouant une partie des ressources de la batterie, puisque le terminal doit toujours pouvoir être à l'écoute d'un éventuel émetteur qui chercherait à le contacter, et que cette écoute est coûteuse, malgré le fait que cette écoute soit parfois vaine pouvant rester

inexploitée, et donc purement 'parasite' (on peut toujours réduire l'écoute du terminal par des protocoles tels que PAMAS, BECA, ..., mais il n'est guère possible de l'empêcher). Par contre on peut empêcher une retransmission qui est environ deux fois plus coûteuses qu'une réception de données. C'est là qu'intervient le seuil dans les batteries, un peu comme si on allouait une partie réservée à l'utilisateur, mais qui resterait disponible pour les écoutes radios des stations de la zone de couverture.

On souhaite donc proposer un modèle de gestion des ressources de la batteries qui réduisent la possibilité d'utiliser un terminal par d'autres terminaux. Toutefois le modèle proposé ne permettra pas de *garantir* une autonomie d'utilisation minimale à l'utilisateur, compte tenu du fait que, comme on vient de l'indiquer, l'écoute d'un terminal n'est pas gratuite en terme de batteries et doit être constamment disponible pour permettre à tout éventuel émetteur de pouvoir joindre la station. En assurant une partie des ressources exclusivement dévolue pour l'utilisateur (et pour l'écoute), on ne permettra pas le routage à partir d'un certain seuil et par conséquent toute tentative d'exploitation intempestive de la batterie par un autre terminal sera limitée à la seule écoute, et non plus au routage. Ceci ne constitue donc pas un rempart de sécurité véritablement fiable, mais permet de rallonger la durée de vie des terminaux ayant les plus faibles ressources, et donc une attaque prendra plus de temps à épuiser les batteries d'une autre station. De manière globale, la durée de vie du réseau n'est cependant pas accrue puisque certaines stations vont se retirer de la fonction de routage des données. C'est le prix pour accroître l'autonomie personnelle du terminal qui doit être considérée comme un compromis avec durée de vie du réseau.

2. Principes de base de la politique

Nous proposons ici la politique de gestion des batteries qui vise à assurer une utilisation plus homogène entre les utilisateurs. Le fondement de cette politique repose sur la mise en place d'un seuil dynamique qui prend en compte l'exploitation réelle des batteries faite par l'utilisateur. Elle met en jeu deux critères qui sont la connexité du réseau et l'autonomie, critères que l'on souhaite jauger de la meilleure façon possible :

- la connexité du réseau.

La connexité est bien sur fondamentale puisqu'elle assure le contact entre les stations pour établir une communication. Elle est directement liée à la notion d'autonomie. En effet la zone de couverture d'une station peut être d'autant plus grande que ses capacités énergétiques le lui permettent. Des études ont ainsi montrées l'intérêt de réduire la zone de couverture pour diminuer les pertes énergétiques puisque l'on réduirait de cette façon les écoutes « parasites » associées à d'autres communications mais auxquelles sont soumises toutes les stations de la zone de couverture (voir le chapitre sur les protocoles minimisant la consommation des batteries). L'important, dans cet optique de connexité, étant de conserver toujours une station « relais », même si le routage se fera par petit bout quand des lignes plus longues distances peuvent être disponibles.

- l'autonomie des stations.

L'autonomie est un critère dont tout le monde s'accorde à reconnaître l'importance primordiale dans le contexte des réseaux ad hoc où les stations sont mises à contribution afin d'assurer la fonction le routage des données, parfois dans des conditions extrêmes qui sont le lieu de prédilection de la technologie ad hoc. C'est une contrainte très forte puisqu'elle réduit considérablement les possibilités de calculs complexes requises par l'exécution de programmes par exemple de cryptage pour assurer une sécurisation accrue.

C'est un concept que doivent intégrer toutes les applications qui sont portées sur les terminaux ad hoc et il s'agit même d'un critère qui est parfois plébiscité dans les algorithmes de routage usuels. De nombreuses études ont ainsi cherchées à accroître la durée d'utilisation des batteries, par diverses méthodes dont on a brièvement exposées quelques unes d'entre elles précédemment. Mais rares sont celles qui ont évoquée une méthode de gestion des batteries. A notre connaissance, il n'en existe aucune.

Nous nous contentons ici d'élaborer une stratégie adéquate au niveau de la couche réseaux uniquement. Il conviendra sûrement de l'étendre aux autres couches par la suite pour en assurer une cohérence plus globale.

Comme dans toute politique de gestion, il ne s'agit pas ici d'accroître les capacités des terminaux, ni du réseau dans son ensemble, mais de choisir quelles sont les valeurs que l'on souhaiterait privilégiées, au dépens, très probablement, d'autres paramètres. Dans notre cadre, les deux critères auxquels nous nous intéressons, à savoir l'autonomie et la connexité, s'opposent de sorte que l'optimisation de l'un engendre une dégradation de l'autre. Bien sûr, la nuance étant clairement que l'on ne sacrifie pas un critère pour l'autre mais qu'on tente d'en trouver un compromis.

3. Types de politique possibles

On peut considérer trois méthodes pour distinguer une partie utilisateur et une partie routage des données.

a) Politique de réservation « pure » : Pourquoi ce n'est pas efficace ?

La réservation pure consiste à allouer une partie des ressources aux besoins exclusifs de l'utilisateur, l'autre partie étant allouer pour les besoins exclusifs du routage.

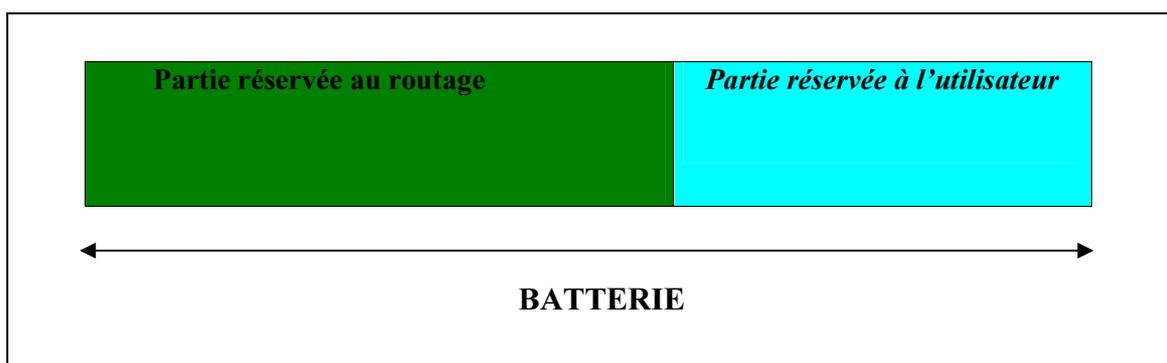


Figure 10a : Politique de réservation pure.

L'avantage de cette méthode réside dans la parfaite connaissance de l'exploitation de la batterie : on est en mesure d'assurer au consommateur-utilisateur que son terminal sera disponible pendant une certaine durée sans communication ou pendant une durée de communication d'une certaine valeur. Le mode de fonctionnement est totalement transparent à

l'utilisateur qui n'a plus à s'inquiéter de passer dans une zone de forte connexité, risquant de lui soutirer à ces dépends toutes ses ressources de batteries. On arrive de fait à simuler de la façon la plus précise le modèle qui est utilisé dans les téléphones cellulaire, de type GSM ou UMTS, fournissant, à l'achat, une durée maximale d'utilisation sans et avec communication.

Mais les terminaux ad hoc ne sont pas des terminaux GSM ou UMTS, car ils ont en plus la fonction de routage à assurer. Ainsi, si les ressources propres à l'utilisateur sont complètement utilisées et qu'il reste des ressources de routage, le terminal n'est plus utilisable par le possesseur du terminal mais uniquement pour les besoins des autres utilisateurs. Dans le cas où l'utilisateur est très consommateur, on ne lui permet pas d'exploiter pleinement les ressources de son propre terminal et il risque fort d'être amené à recharger les batteries de son terminal alors qu'elles ne sont pas épuisées, ou alors d'éteindre son terminal qui ne lui est plus d'aucune utilité dans l'état où il se trouve : les batteries sont en quelque sorte gaspillées et l'utilisateur est, à raison, insatisfait de la faible autonomie de son terminal. Il convient donc de trouver un modèle qui exploiterait la totalité de la batteries et ne laisserait des ressources résiduelles qui ne seraient pas exploitable par l'utilisateur.

b) Politique de seuil « pur » : Pourquoi ce n'est pas efficace ?

L'utilisation d'un seuil consiste à permettre l'exploitation des ressources de la batterie pour les besoins à la fois du routage et de l'utilisateur, ceci jusqu'à un certain seuil où seuls les besoins relatifs à l'utilisateur seront honorés.

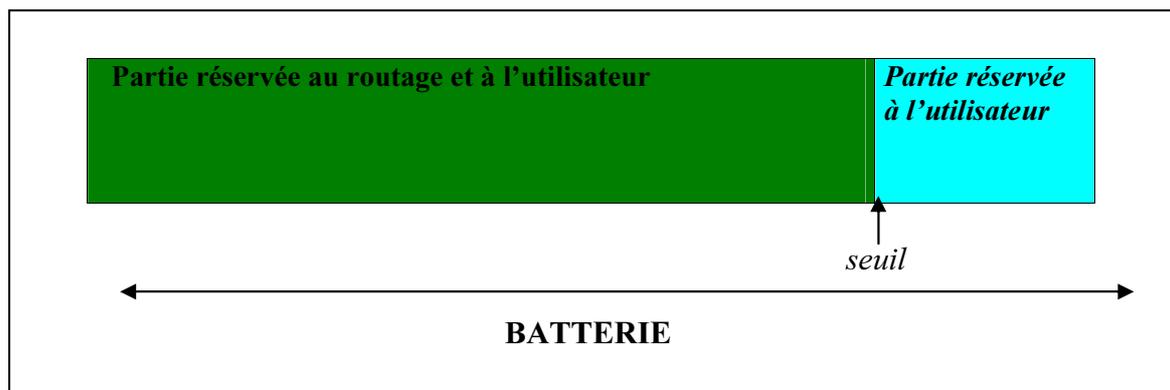


Figure 10b : Politique de seuil pur

Ici, la batterie est totalement accessible par l'utilisateur mais une partie seulement reste accessible pour le routage des données. Dès lors, il n'y a plus aucun gaspillage et, en outre, l'utilisateur possède bien sa partie réservée.

Un problème d'équité reste néanmoins en suspens dans ce modèle puisqu'en effet, on peut constater que ce mécanisme n'a pas la « mémoire » de l'utilisation qui lui a été faite. Autrement dit, si l'on considère deux utilisateurs très proches, l'un ayant consommé toute les ressources de sa partie routage pour des besoins personnelles (il ne lui reste donc que la partie utilisateur qui lui est réservée), l'autre n'ayant pas du tout consommé ces batteries, on est dans un cas de figure où le second utilisateur va peut être épuisé sa partie ressource dévouée au routage pour les besoins du routage alors que le premier utilisateur aurait pu être un candidat.

En quelque sorte, on peut regretter ici un abus : celui d'un utilisateur qui refuse de router alors qu'il a pleinement exploité une certaine utilisation de son terminal à des fins personnelles.

c) Politique par seuil dynamique

On est donc amené à proposer un modèle intermédiaire entre la réservation pure et le seuil pur qui permette à la fois d'éviter le problème du gaspillage des ressources et qui soit davantage équitable, cela indépendamment du type d'utilisation et du scénario auquel est soumis le terminal.

Pour cela, on réserve une partie exclusivement dévolue à l'utilisateur et le reste des ressources est prioritairement dévolue pour le routage. De fait, toute consommation relative aux besoins de l'utilisateur se fera dans la partie utilisateur alors que toute consommation relative au besoin du routage se fera dans la partie routage. Ce mode de fonctionnement est utilisé tant qu'il reste des ressources sur la partie concernée.

S'il ne reste plus de ressources dans la partie routage, le routage n'est plus possible et seule l'émission/réception de données est possible (avec toujours l'écoute que la présente politique ne cherche pas à optimiser). Dans ce cas de figure, on considère que l'utilisateur a rempli son devoir de routage de données pour les autres utilisateurs et on cherche à lui assurer une autonomie personnelle en bloquant l'accès à ce terminal par les autres terminaux. En quelque sorte, on se retrouve dans le cas d'une réservation pure où chacune des deux parties de la batterie est allouée pour un cas d'utilisation donné.

S'il ne reste plus de ressources dans la partie utilisateur, les ressources de communication pour l'utilisateur peuvent toutefois être puiser dans la partie routage. Cette technique permet d'éviter le gaspillage de la partie routage, au profit d'une exploitation personnelle. D'une certaine façon, on retrouve la politique de seuil qui est appliqué ici, avec une partie commune et une partie réservée, sauf que la partie commune est exploitée après la partie réservée. Autrement dit, la partie routage est accessible par l'utilisateur mais seulement une fois qu'il a épuisé la partie qui lui est propre.

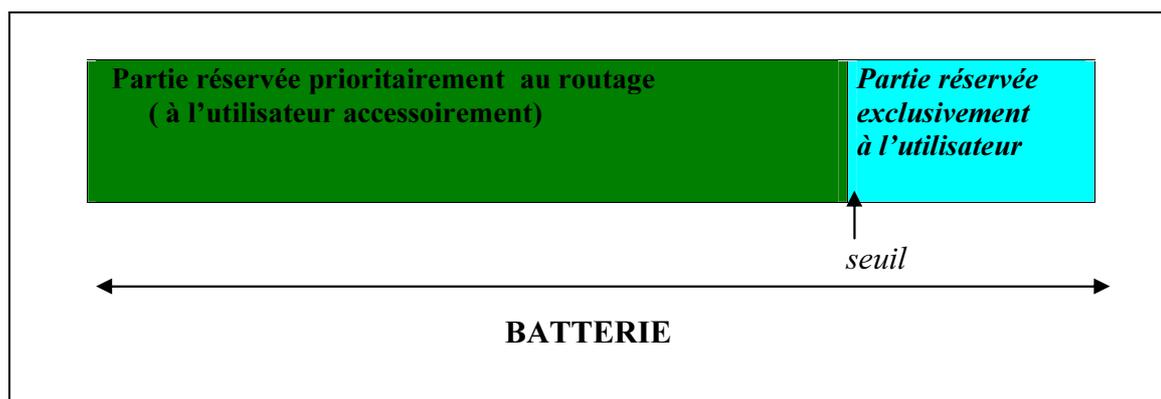


Figure 10c : Politique par seuil dynamique

4. Atouts et contraintes de la politique

L'atout principal de ce mécanisme de réservation des batteries pour les besoins privés de l'utilisateur est de permettre une certaine équité entre utilisateur : les utilisateurs qui sont très consommateur de ressources ne sont pas défavorisés puisqu'il peuvent consommer eux même toute leur batterie. Au contraire, ce mécanisme permet de ne pas défavoriser les utilisateurs qui ne sont pas très consommateur de ressources, puisque leur terminal se contentera d'écouter les diffusions, sans jamais les diffuser et donc sans plus router de paquets pour le compte d'autres stations.

Un autre avantage de cette politique est d'apporter une nouvelle méthode de sélection des paquets à diffuser qui peut être appliquée dans le problème du 'Broadcast Stor Problem'. Ainsi, un paquet ne sera pas diffusé si il traverse une station ayant dépasser le seuil de batteries réservé au routage. En quelque sorte, on trouve ici une alternative à ce problème puisque les diffusions sont réduites par certaine station qui n'assurent plus cette fonctionnalité aux autres terminaux du réseaux.

Par ailleurs, on peut envisager d'apporter toute forme d'optimisations sur la base proposée. Par exemple, on peut utiliser un bit qui forcerait le passage même via une station qui à dépasser son seuil de routage. Par exemple, si l'on définit plusieurs type de priorité pour offrir aux utilisateurs une forme de qualité de service, plus onéreuse ou bien encore que l'on pourrait réserver à certains usages (les messages d'alerte, dans un incendie, ou des messages de secours par exemple doivent absolument et prioritairement être diffusés dans le réseau) ou à certains usagers (les messages émis par un chef de chantier doivent impérativement être communiquer aux ouvriers, par exemple). Dans le cas où une station assure une connexité importante et que l'on ne souhaite pas la coupure du réseau en sous-réseaux, on peut employer le même bit précédent pour forcer le cheminement. Ce cas est facilement décelable, il suffit d'envoyer une requête qui n'aboutira pas pour lors de la rémission imposer ce bit pour qu'il traverse sans considération de l'état des stations. On peut affiner la recherche de la route avec seulement les stations qui sont indispensables au routage et pas un routage forcée de bout en bout. Bien sûr, l'effet devient pernicieux puisque la rémission est nécessaire, c'est un choix à faire, mais notons simplement que d'une part une seule rémission suffit pour forcer un chemin et négliger l'état des stations, et d'autre part, on conserve malgré cela toujours une forme d'équité entre les stations, du moins tant que la coupure du réseau en sous réseaux n'est pas en jeu. Autrement dit, on conserve encore la possibilité d'utiliser un chemin si il s'agit de l'unique route possible. A nouveau, c'est un choix sur la valeur du seuil qui doit être effectuer pour prendre en compte à la fois la connexité et l'autonomie des stations et adopter une politique plus souple. Comme nous allons le voir dans ce qui suit, le seuil dans la batterie peut être diversement utilisé.

Mais les stations dont les capacités de la partie commune sont épuisées ne sont plus des routeurs, et par conséquent on perd en connexité de la topologie du réseau : moins de routeurs est un facteur qui complexifie la recherche algorithmique et peut donc accroître la consommation des batteries. C'est un inconvénient de taille dans un environnement où les terminaux ad hoc ont à leur charge la fonction de routage.

Il convient cependant d'y apporter deux nuances. D'une part, plus la partie réservée à l'utilisateur est réduite, moins le phénomène précédent est visible (mais moins on ne garantie

une autonomie à l'utilisateur). Il faut donc trouver un compromis entre une autonomie garantie et l'assurance d'un nombre suffisant de routeurs (ce qui concrètement se définit par une valeur du seuil à fixer). D'autre part, si les utilisateurs utilisent peu leur terminal, et donc profitent du mécanisme proposé, il conserveront leur terminal disponible plus longtemps. Aussi, il trouveront plus d'intérêt à la fois à acquérir un tel terminal, et à recharger ce même terminal puisqu'ils trouveront une certaine rentabilité, due à la garantie d'un délai minimal d'utilisation ou d'une exploitation minimale. Autrement dit, plus de terminaux et un confort d'exploitation accrue, pourraient permettre globalement un gain en connexité et donc en terme de ressources de batteries.

5. Modifications à apporter au modèle énergétique classique

Cette partie vise à présenter les étapes essentielles de la mise en application concrète de la politique. Elle détaille les choix d'implémentation qui pourraient être utiles notamment pour rendre la politique de gestion disponible avec un simulateur tel que le NS-2. Nous posons donc les fondements de l'implémentation en raisonnant sur le modèle initial et le modèle que l'on souhaite obtenir. Cette section permet ainsi d'envisager quelles vont être les modifications qu'il va falloir effectuer pour implémenter notre politique en se basant sur de éléments de comparaisons mathématiques qui serviront de support dans la mise en œuvre sur le simulateur.

a) Le modèle initial.

L'algorithme de base tel qu'il est présenté dans le code source de NS distingue trois variables pour effectuer une parfaite gestion de la consommation des batteries : l'énergie initiale (ou maximale) dont le terminal est chargée au départ, l'énergie minimale à partir de laquelle le terminal n'est plus exploitable, correspondant en pratique à une valeur nulle (même si le code source permet en réalité un échange de données si l'énergie est faible) et enfin l'énergie courante qui est celle dont le terminal dispose à un certain instant de la simulation, cette valeur étant comprise entre l'énergie maximale et l'énergie minimale.

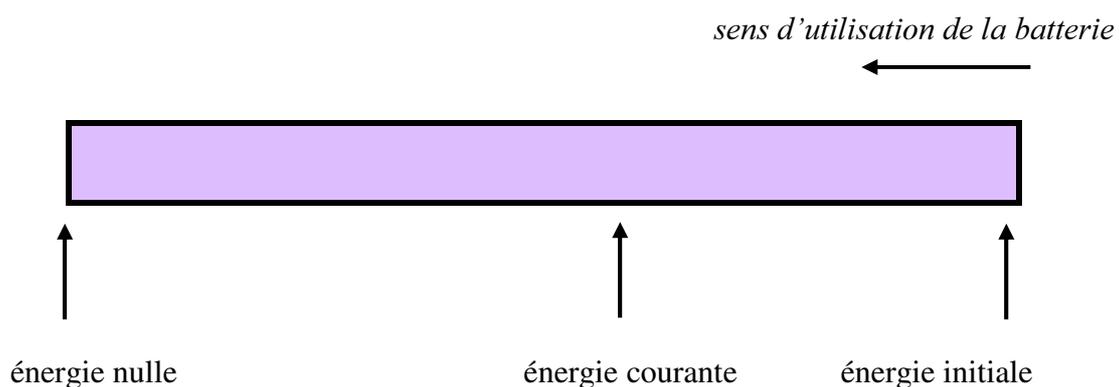


Figure 11a : Schéma d'utilisation de la batterie dans le modèle classique

b) Le modèle souhaité

Notre modèle nécessite l'ajout de nouvelles variables, au total on aura à gérer six variables :

- l'énergie totale disponible initialement E_{total} ;
- l'énergie courante utilisée pour les besoins du routage E_{cour_rout} ;
- l'énergie maximale utilisable pour les besoins du routage E_{max_rout} ;
- l'énergie courante utilisée pour les besoins de l'utilisateur E_{cour_user} ;
- l'énergie maximale utilisable pour les besoins de l'utilisateur E_{max_user} ;
- la valeur du seuil V_{seuil} qui est fixée initialement (sa valeur étant comprise entre 0 [pas de partie réservée à l'utilisateur – c'est le modèle classique] et 1 [pas de partie routage – le routage n'est pas possible, seules les émissions ou réceptions seront honorées]).

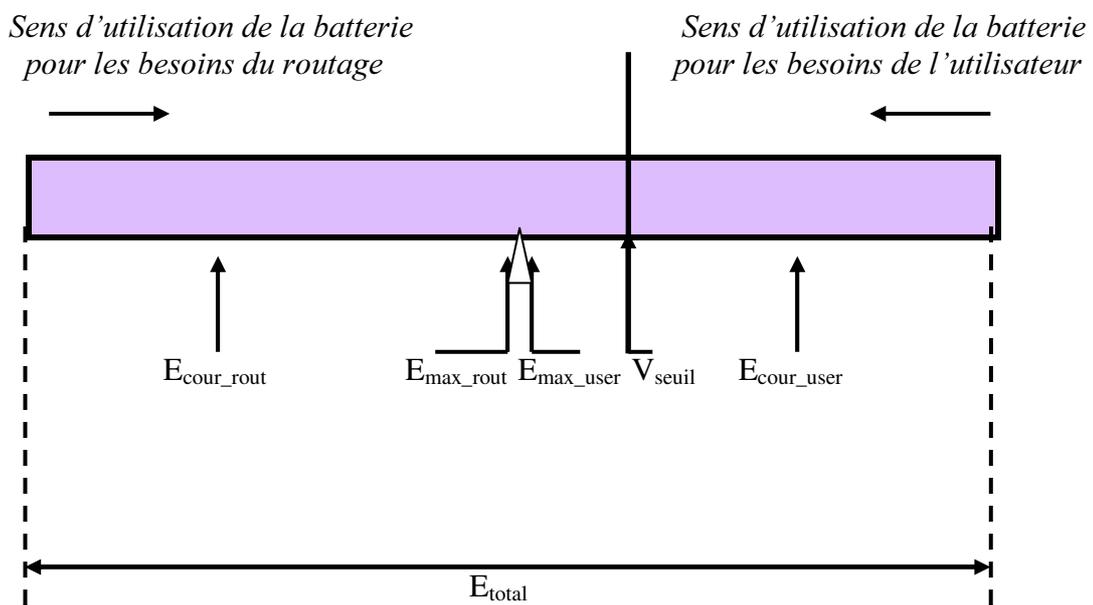


Figure 11b : Schéma d'utilisation de la batterie dans le modèle proposé

Plus précisément, on peut relier certaines de ces variables conformément au modèle :

-
$$E_{max_rout} + E_{max_user} = E_{total}$$

(toute l'énergie est consommée soit par le routage soit par l'utilisateur)

-
$$E_{total} \times V_{seuil} = E_{max_user}$$

(le seuil réduit l'énergie totale à une partie réservée à l'utilisateur)

-
$$E_{total} \times (1 - V_{seuil}) = E_{max_rout}$$

(le seuil réduit l'énergie totale à une partie routage)

On peut ajouter des relations de logique combinatoire :

-
$$E_{max_user} = E_{cour_rout} \text{ atteint}$$

(la partie utilisateur peut s'allonger jusqu'à atteindre la pointe de l'énergie qui est utilisée pour les besoins du routage).

- $E_{\max_rout} = (V_{\text{seuil}} \text{ atteint}) \text{ OU } (E_{\text{cour_user}} \text{ atteint})$
(la partie utilisateur peut s'allonger jusqu'à ce que le seuil soit atteint OU BIEN jusqu'à atteindre la pointe de l'énergie qui est utilisée pour les besoins de l'utilisateur).

Enfin, et dans le même ordre d'idée, on peut donner les conditions algorithmiques qui permettent la gestion des ressources de batteries :

On note : $E_{\text{utilisée}} = E_{\max_rout} + E_{\max_user}$

- Si $E_{\text{utilisée}} < E_{\text{total}}$ (i.e. : il reste des ressources), alors l'utilisateur peut consommer (communications sous forme de réceptions ou d'émissions)
[Dans ce cas, il faut penser par ailleurs à décroître des ressources à la partie utilisateur ou, à défaut, à la partie routage] ;
- Si $E_{\text{utilisée}} \geq E_{\text{total}}$ (i.e. : il ne reste plus de ressources), alors l'utilisateur ne peut plus consommer ;
- Si ($(E_{\text{utilisée}} < E_{\text{total}})$ ET $(E_{\text{cour_rout}} < E_{\text{total}} \times V_{\text{seuil}})$) [i.e. : il reste des ressources ET le seuil n'est pas atteint], alors le routage est toujours possible ;
[Dans ce cas, il faut penser par ailleurs à décroître des ressources à la partie routage] ;
- Si ($(E_{\text{utilisée}} \geq E_{\text{total}})$ OU $(E_{\text{cour_rout}} \geq E_{\text{total}} \times V_{\text{seuil}})$) [i.e. : il ne reste plus de ressources OU le seuil est atteint], alors le routage n'est plus possible.

Rappelons que le modèle classique ne fait pour unique distinction que de savoir si l'énergie restante est supérieure (communication et routage possibles) ou inférieure (communication et routage non possibles) à zéro.

6. Conclusion relative à la politique de gestion des batteries

Rendre une station disponible pour l'écoute est un élément non prévisible de consommation des batteries qui limite la possibilité d'allouer des ressources de façon certaine pour l'utilisateur. C'est peut être la raison qui a fait qui a empêcher des politiques de gestion de batterie de pouvoir émerger véritablement. Mais au delà de cette barrière, il semble envisageable de, non pas garantir, mais simplement augmenter la durée de vie d'une station ayant joué son rôle de routeur. La rentabilité de posséder une station ad hoc en est l'enjeu. Et sans doute mérite t'elle des concessions au niveau du routage.

En outre, cette politique peut aussi trouver un champ d'application dans le domaine de la qualité de service puisque l'on est en mesure de proposer une partie réservée à l'utilisateur plus ou moins importante en fonction de la qualité de service que l'on souhaite offrir à des catégories de personnes différentes. C'est une application pratique non seulement dans le domaine commercial mais ailleurs puisque les besoins des utilisateurs peuvent être radicalement différents suivant la fonction qu'ils ont à assumer (un chef de chantier a probablement des besoins plus importants que ses ouvriers par exemple).

Par ailleurs, il faut aussi dans ce contexte tenir compte du fait qu'un problème de sécurité se pose alors. En effet, l'absence de centralisation dans un réseau ad hoc rend particulièrement simple la possibilité d'empêcher tout routage et de se contenter d'utiliser la station à son seul profit. A grande échelle, c'est le réseau ad hoc qui est en danger. Il convient donc d'apporter

un mécanisme complémentaire qui évite cet abus (mais en fait le même problème est possible avec le protocole standard, si des stations refusent tout simplement de router !).

Enfin, une fois notre politique posée, le problème de savoir de quelle façon déterminer la valeur du seuil vient de manière naturelle. La simulation peut nous apporter une réponse mais il est certain que la valeur du seuil sera différente non seulement en fonction des souhaits des utilisateurs (de manière équitable ou bien avec une politique de qualité de service offerte, dans laquelle la partie réservée aux utilisateurs les plus) mais aussi en fonction des scénarios d'utilisation que l'on considère. L'idée de base pour évaluer la valeur du seuil, avec les simulations, serait donc de procéder de manière incrémentale, en augmentant successivement la valeur. Autrement dit on part d'un cas de figure dans lequel la partie réservée exclusivement à l'utilisateur serait nulle (valeur de seuil nulle). Et progressivement on accroît la valeur du seuil par palier successif. On analyse ensuite les résultats pour obtenir le meilleur compromis qui soit entre le routage possible et l'autonomie garantie : il faut rendre accessible son terminal tant que possible et garantir une utilisation privée minimale du terminal tant que possible. Ces deux critères sont contradictoires, c'est pourquoi l'analyse des résultats devra permettre, non pas de fixer une valeur, mais probablement de donner une marge de valeurs pour la définition du seuil.

Conclusion

Mon stage de DEA à été pour moi l'opportunité de m'initier aux travaux de recherches, à travers une étude approfondie de la littérature portant sur le domaine des réseaux ad hoc. C'est un axe particulièrement vaste dans lequel les travaux émergent à une telle vitesse que les articles les plus récents ont souvent déjà fait l'objet de critiques qui les ont portées vers le haut ou bien les ont rendues caduques et inutilisables. Il ne suffit donc pas de s'intéresser au fond et aux principes d'un article ; encore faut il les replacer par rapport à leur contexte pour en juger le véritable intérêt, ce que la simple connaissance d'un domaine précis ne suffit pas. A ce titre, cette approche m'a été aussi fructueuse qu'instructive et a, je crois, pleinement répondu aux exigences d'un travail de recherche de D.E.A..

La concrétisation de ce travail m'a permis d'acquérir les bases fondamentales de plusieurs domaines couvrant la problématique des réseaux ad hoc et leur analyse. Principalement, il s'agissait de connaître les contraintes et les possibilités liées à cet environnement mais aussi d'appréhender et même d'évaluer personnellement les principaux algorithmes de routage ainsi que les nombreuses propositions émanantes destinées à réduire la consommation des batteries, à la fois sur la couche réseau, puisqu'elle est celle qui chargée d'assurer la fonction de routage, mais aussi sur la couche liaison de données, parce que les études y sont riches et que dans ce contexte nombreux sont les protocoles qui interagissent entre ces deux couches pour minimiser la consommation des batteries sous plusieurs angles. Par ce projet, j'ai été également amené à proposer une politique de gestion de la consommation des batteries qui pourraient être complétée par la suite. Enfin, j'ai pu me familiariser avec l'outil d'analyse de réseau qu'est le simulateur NS-2, aussi complexe que puissant.

Pourtant, j'ai bien conscience que tous ces sujets n'ont été ici qu'effleurer et mériteraient chacun des approfondissements autant que des précisions, que bien des éléments ont été évincer pour simplifier ou être concis, et que finalement même la somme de toutes les contributions au vaste chantier des réseaux ad hoc n'en ait encore qu'à son commencement.

REFERENCES BIBLIOGRAPHIQUES.

- [1] Anne Aaron et Jie Weng, "Performance Comparison of Ad hoc Routing Protocols for Networks with Node Energy Constraints", *EE360 class Project*, Été 2000-2001.
- [2] Emre Celeri, "Performance Evaluation Of Wireless Mobile Ad Hoc Network Routing Protocols", *thèse*, Février 2001.
- [3] Tsu-Wei Chen et Mario Gerla, "Global State Routing: A new routing scheme for ad-hoc wireless networks", dans *Proceeding IEEE ICC'98*, 1998.
- [4] Guangyu Pei, Mario Gerla et Tsu-Wei Chen, "Fisheye State Routing in Mobile Ad Hoc Networks", dans *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2000.
- [5] Juan-Carlos Cano et Pietro Manzoni, "A performance comparison of energy consumption for mobile Ad hoc network routing protocols", dans *Modeling, Analysis and Simulation of Computer Systems*, 2000.
- [6] Josh Broch, David A. Maltz, David B. Johnson, Yih-Chun Hu et Jorjeta Jetcheva, "A Performance Comparison of Multi-Hop Wireless Ad-Hoc Network Routing Protocols", dans *ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking*, Texas, Octobre 1998.
- [7] J. H. Chang et L. Tassiulas, "Routing for maximum system lifetime in wireless ad-hoc networks", dans *Proceedings of 37th Annual Allerton Conference on Communication, Control and Computing*, 1999.
- [8] S. Corson et J. Macker, "RFC 2501 : MANET : Routing Protocol Performance Issues and Evaluation Consideration", <http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>, *IETF Working Group Charter*, 1999.
- [9] Samir R. Das, Charles E. Perkins et Elizabeth M. Royer, "Performance Comparison of Two On-demand Routing Protocols for Ad Hoc Networks", dans *IEEE INFOCOM 2000*, Tel Aviv, Israël, Mars 2000.
- [10] Z. Haas et M. Pearlman, "The performance of query control schemes for the Zone Routing Protocol", dans *ACM SIGCOMM 1998*, Colombie, Août 1998.
- [11] C. Huitema, "Routing in the internet", *Prentice Hall*, 1995.
- [12] S. Jacquet, P. Muhlethler et A. Qayyum, "Optimized Link State Routing", dans *IETF MANET Working Group Internet Draft*, Août 2000.
- [13] S. Jiang, N. H. Vaidya, et W. Zhao, "Power-aware traffic cover mode to prevent traffic analysis in wireless ad hoc networks", dans *Computer Science*, Texas, 2000.

- [14] P. Johansson, T. Larsson, N. Hedman, B. Milczarek, et M. Degermark. "Routing protocols for mobile ad-hoc networks - a comparative performance analysis", dans *MOBICOMM 1999*, 1999.
- [15] B. Johnson, D. A. Maltz, et J. Broch, "The Dynamic Source Routing protocol for mobile Ad hoc network", dans *Internet Draft, MANET Working group*, 1999.
- [16] Christine E. Jones, Krishna M. Sivalingam, Prathima Agrawal et Jyh-Cheng Chen, "A survey of energy efficient network Protocols for wireless Networks", dans *Mobicomm 2001*, Janvier 2001
- [17] S.-J. Lee, M. Gerla, et C.-K. Toh. "A Simulation Study of Table-Driven and On-Demand Routing Protocols for Mobile Ad Hoc Networks ", dans *IEEE Network*, 1999.
- [18] S. Ni, Y. Tseng, Y. Chen, et J. Chen, "The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network", dans *MOBICOM 1999*, Août 1999.
- [19] V. Park et M. Corson, "A highly adaptive distributed routing algorithm for mobile wireless networks", dans *Proceedings of IEEE INFOCOM 1997*, 1997.
- [20] C. E. Perkins et P. Bhagwat, "Highly dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector routing for mobile computers", dans *Proceedings of Sigcomm*, 1994.
- [21] C. E. Perkins et E. Royer, "Ad hoc On-Demand distance Vector routing", dans *Proceedings of the 2nd IEEE Workshop on Mobile computing systems and Applications*, Février 1999.
- [22] Ram Ramanathan et Regina Rosales-Hain, "Topology Control of Multihop Wireless Networks using Transmit Power Adjustment", dans *Infocom 2000*, 2000 .
- [23] Volkan Rodoplu et Teresa Meng, "Minimum energy mobile wireless networks" dans *IEEE International Conference on Communication* , Juin 1998.
- [24] Suresh Singh et C. Raghavendra, "PAMAS - power aware multi-access protocol with signalling for ad hoc networks", dans *ACM Computer Communications Review*, 1998.
- [25] Suresh Singh, Mike Woo et C. S. Raghavendra, "Power-Aware Routing in Mobile Ad Hoc Networks", dans *ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking*, Dallas, 1998.
- [26] Nitin H. Vaidya, "Mobile Ad Hoc Networks: Routing, MAC and Transport Issues", *tutorial*, Texas A&M University, 2001.
- [27] R. Wattenhofer, L. Li, P. Bahl, et Y.-M. Wang, "Distributed Topology Control for Power Efficient Operation in Multihop Wireless Ad Hoc Networks", dans *INFOCOM 2001*, Avril 2001.
- [28] Ya Xu, John Heidemann et Deborah Estrin. "Adaptative Energy Conserving Routing for multi hop networks", dans *Research Report 527 USC/ Inforamtion Sciences Institute*, Octobre 2000.