



**HAL**  
open science

# Protocoles localisés de diffusion et économie d'énergie dans les réseaux ad hoc et de capteurs

François Ingelrest

► **To cite this version:**

François Ingelrest. Protocoles localisés de diffusion et économie d'énergie dans les réseaux ad hoc et de capteurs. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Université des Sciences et Technologie de Lille - Lille I, 2006. Français. NNT: . tel-00113869

**HAL Id: tel-00113869**

**<https://theses.hal.science/tel-00113869>**

Submitted on 14 Nov 2006

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

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



UNIVERSITÉ DES SCIENCES ET TECHNOLOGIES DE LILLE

---

Numéro d'ordre : 3809

# Protocoles localisés de diffusion et économie d'énergie dans les réseaux ad hoc et de capteurs

---

*Thèse de doctorat (spécialité Informatique) présentée le 30 juin 2006*

*par François Ingelrest*

## Composition du jury

*Président :* Jean-Marc Geib, LIFL, Université des Sciences et Technologies de Lille

*Rapporteurs :* Serge Fdida, LIP6, Université Pierre et Marie Curie – Paris VI  
Eric Fleury, CITI, Institut National des Sciences Appliquées de Lyon

*Examineurs :* Silvia Giordano, DIE, University of Applied Sciences (SUPSI), Suisse  
Ivan Stojmenović, SITE, University of Ottawa, Canada

*Directeur :* David Simplot-Ryl, LIFL, Université des Sciences et Technologies de Lille



# Remerciements

*Une rumeur veut que, dans une thèse, la page des remerciements soit la seule à être lue. Je vais donc faire court, cher lecteur, afin de ne pas vous retenir plus que de raison.*

*Je tiens en premier lieu à remercier les membres de mon jury pour simplement avoir accepté d'y figurer : Serge Fdida et Eric Fleury en tant que rapporteurs, Silvia Giordano et Ivan Stojmenović en tant qu'examineurs, et Jean-Marc Geib en tant que président. C'est un grand honneur qu'ils me font.*

*Je remercie bien sûr mes parents et ma famille en général, qui s'intéressent à mon travail même s'ils ne comprennent pas toujours ce que je fais.*

*Je remercie Damien Devigne pour tout ce qu'il serait trop long d'énumérer ; Cédric Syllebranque, Vincent Bénony, Antoine Honoré et d'autres pour leur amitié ; Isabelle Simplot-Ryl pour m'avoir quelquefois poussé à l'époque de l'IUT et pour m'avoir amené chez RD2P ; Antoine Gallais pour les longues discussions lors des longues heures de voyage et pour m'avoir parfois ouvert les yeux par sa lucidité ; Hervé Meunier pour avoir partagé pendant tant de temps la canicule du bureau 116 ; tous les membres de l'équipe RD2P que j'ai cotoyés pendant toutes ces années, et que je ne citerai pas exhaustivement : Mickey, Gnu, Gilles et les autres ; à nouveau Ivan pour sa collaboration, son savoir-faire et ses conseils ; et bien sûr plein d'autres personnes pour plein d'autres raisons.*

*Merci également aux Grimbert, Hobb, Pratchett et autres Zelazny pour toutes les fantastiques histoires qu'ils ont écrites, ou écriront.*

*Enfin, « last but not least », je tiens à remercier comme il se doit David Simplot-Ryl qui m'a toujours entraîné dans la bonne direction, qui m'a toujours fait confiance, et qui reste suffisamment humble pour toujours être prêt à remettre en cause ses idées. Merci.*



# Table des matières

<b>Avant-propos</b>	<b>11</b>
<b>1 Introduction</b>	<b>12</b>
1.1 Réseaux ad hoc et de capteurs . . . . .	15
1.1.1 Réseaux ad hoc . . . . .	15
1.1.2 Réseaux de capteurs . . . . .	16
1.2 Principales catégories de communications . . . . .	17
1.2.1 Diffusion . . . . .	18
1.2.2 Routage . . . . .	19
1.3 Notre approche de la diffusion . . . . .	20
1.3.1 Solutions localisées . . . . .	20
1.3.2 Solutions basées sur la connaissance du voisinage . . . . .	20
1.3.3 Exclusion de la mobilité . . . . .	21
1.3.4 Utilisation d'un outil de simulation développé en interne . . . . .	21
1.4 Organisation du document . . . . .	21
<b>2 Protocoles de diffusion efficaces existants</b>	<b>23</b>
2.1 Préliminaires . . . . .	25
2.1.1 Modélisation du réseau . . . . .	25
2.1.2 Modèle énergétique . . . . .	26
2.1.3 Découverte du voisinage . . . . .	27
2.1.4 Approximation de distances . . . . .	27
2.1.5 Evaluation de performances . . . . .	28
2.2 Optimisation de la diffusion sans ajustement de portée . . . . .	28
2.2.1 Diffusion par relais multipoints (MPR) . . . . .	28
2.2.2 Mécanisme d'élimination de voisins (NES) . . . . .	30
2.2.3 Diffusion basée sur les ensembles dominants connexes . . . . .	32
Heuristique de Guha et Khuller . . . . .	32
Heuristique basée sur les relais multipoints . . . . .	34
Heuristique de Dai et Wu . . . . .	35

2.3	Optimisation de la diffusion avec ajustement de portée . . . . .	36
2.3.1	Protocoles basés sur le contrôle de topologie . . . . .	37
	Graphe de voisinage relatif . . . . .	37
	Arbre couvrant minimal . . . . .	38
	Arbre couvrant minimal local . . . . .	38
	Méthodes de diffusion . . . . .	40
2.3.2	Protocole de diffusion à puissance incrémentale . . . . .	40
2.4	Diffusion sans connaissance du voisinage . . . . .	42
2.4.1	Méthodes probabilistes . . . . .	42
2.4.2	Méthodes basées sur la distance . . . . .	42
2.4.3	Méthodes basées sur la couverture de surface . . . . .	42
2.5	Conclusion . . . . .	43
<b>3</b>	<b>Evaluation de protocoles de diffusion avec portée fixe</b>	<b>44</b>
3.1	Impact du NES sur une diffusion avec portée fixe . . . . .	47
3.1.1	Amélioration de la définition de Dai et Wu . . . . .	47
	Preuve d'inclusion dans l'ensemble de Dai et Wu . . . . .	49
	Preuve de dominance . . . . .	49
	Preuve de connexité . . . . .	50
3.1.2	Evaluation de l'apport du NES à une diffusion . . . . .	50
3.1.3	Conclusion . . . . .	56
3.2	Analyse de MPR dans un environnement réaliste . . . . .	56
3.2.1	Vers une couche physique plus réaliste . . . . .	57
	Modélisation de la couche physique . . . . .	57
	Impact sur les communications . . . . .	59
3.2.2	Heuristique gloutonne originale . . . . .	59
3.2.3	Améliorations de MPR . . . . .	62
	Première proposition . . . . .	62
	Deuxième proposition . . . . .	63
	Troisième proposition . . . . .	63
	Performances des nouvelles heuristiques . . . . .	64
3.2.4	Conclusion . . . . .	67
<b>4</b>	<b>Vers une portée de diffusion optimale</b>	<b>68</b>
4.1	Minimisation de la portée de communication . . . . .	71
4.1.1	LMST broadcast oriented protocol (LBOP) . . . . .	71
4.1.2	Résultats expérimentaux . . . . .	72
4.2	Optimisation de la portée de communication . . . . .	73
4.2.1	Calcul de la portée optimale pour une diffusion . . . . .	73

Abstraction du coût énergétique d'une réception . . . . .	75
Prise en compte du coût énergétique d'une réception . . . . .	75
4.2.2 Protocoles de diffusion utilisant une portée cible . . . . .	78
LBOP avec une portée cible (TR-LBOP) . . . . .	78
Ensembles dominants avec une portée cible (TR-DS) . . . . .	80
4.2.3 Résultats expérimentaux . . . . .	83
4.3 Conclusion . . . . .	86
<b>5 Protocole de diffusion localisé à puissance incrémentale</b>	<b>88</b>
5.1 Introduction . . . . .	91
5.2 Description du protocole . . . . .	92
5.2.1 Déroulement de l'algorithme . . . . .	92
5.2.2 Exemple d'utilisation . . . . .	93
5.3 Discussion sur l'algorithme . . . . .	94
5.3.1 Taille des messages de diffusion . . . . .	94
5.3.2 Choix de la valeur de $k$ . . . . .	95
5.3.3 Résolution de décisions contradictoires . . . . .	96
5.4 Résultats expérimentaux . . . . .	98
5.5 Conclusion . . . . .	103
<b>6 Conclusion et perspectives</b>	<b>105</b>
6.1 Conclusion . . . . .	107
6.2 Perspectives . . . . .	108
<b>Bibliographie personnelle</b>	<b>109</b>
<b>Bibliographie</b>	<b>111</b>





« Science : Une façon de comprendre les choses et ensuite de les faire fonctionner. La Science explique ce qui se passe tout le temps autour de nous. La Religion aussi, mais la Science marche mieux, parce qu'elle trouve des excuses plus crédibles quand elle se trompe. La Science est beaucoup plus répandue qu'on ne le croit en général. »

**Terry Pratchett,**  
*Le grand livre des Gnomes.*



# Avant-propos

Les technologies des télécommunications sont devenues indissociables de notre monde moderne et de notre mode de vie. Peut-on encore imaginer se passer d'un téléphone, qu'il soit fixe ou portable ? Peut-on encore croire qu'une grande entreprise ignorant totalement l'Internet aurait de l'avenir ? Il est ainsi devenu commun de sortir son téléphone portable partout où l'on se trouve, que ce soit en France ou à l'étranger, et de pouvoir communiquer de manière presque instantanée avec la personne voulue. L'Internet haut débit est maintenant très répandu pour un usage personnel, permettant par exemple aux membres éloignés d'une même famille de garder un contact par le simple transfert de photographies.

Toutes ces actions qui semblent si simples à l'utilisateur mettent pourtant en jeu des mécanismes parfois très complexes. Lorsqu'une personne envoie un courrier électronique, elle s'attend à ce qu'il soit reçu dans les secondes qui suivent sans parfois même connaître les technologies à l'œuvre pour que cela soit possible. Si les acronymes ADSL, SMTP, POP ou IMAP semblent familiers, qui se soucie encore de savoir ce qui se cache réellement derrière ? Si toutes ces technologies sont aujourd'hui si facilement accessibles et utilisables, sans que l'on ait besoin d'en comprendre les tenants et les aboutissants, c'est qu'elles ont un jour été l'objet d'étude de nombreux chercheurs.

On peut donc se prendre à imaginer qu'un jour, il sera devenu commun de se rendre à un événement sportif, de se voir apprendre par son téléphone qu'un vieil ami est également présent quelque part dans la foule, et qu'il est possible de communiquer avec lui via quelques relais d'un réseau ad hoc spontanément créé pour l'occasion. Il sera peut-être également devenu commun que les incendies de forêt ne fassent plus de victimes car ils auront été immédiatement détectés grâce à un réseau de capteurs installé là quelques mois auparavant. Si ce jour arrive et que toutes ces choses deviennent banales, ce sera vraisemblablement parce que les technologies qui les rendent possibles auront elles-mêmes été l'objet d'étude de nombreux chercheurs. Peut-être même que ce jour-là les acronymes OLSR ou LBIP sembleront eux aussi familiers sans que l'on puisse vraiment se souvenir de ce qui se cache derrière, qui sait ?



## Premier Chapitre

---

# INTRODUCTION

« Le Réseau était fort analogue à la télévision, autre prodige d'une époque plus ancienne. Le Réseau était un vaste miroir. Il reflétait ce qu'on lui montrait. La banalité humaine pour l'essentiel. »

**Bruce Sterling,**  
*Les mailles du réseau.*

« Assieds-toi, fils. On a pas mal à causer. »

**William Gibson,**  
*Neuromancien.*



*Les travaux que nous exposons dans ce document portent sur la diffusion efficace d'informations dans les réseaux ad hoc et de capteurs. Dans tous ces travaux, nous ne considérons que des méthodes de diffusion fiables et efficaces. Cela signifie d'une part que le taux de couverture qu'elles offrent est maximal dans un environnement idéal, et que d'autre part la consommation énergétique qu'elles engendrent est aussi faible que possible, afin de maximiser la durée de vie du réseau.*

*Dans ce premier chapitre sont introduites les connaissances de base, nécessaires à la bonne compréhension de ce document. Nous fournissons ainsi les définitions généralement acceptées des réseaux ad hoc et de capteurs. Nous abordons également par une description succincte les principales catégories de communications qui surviennent dans ces réseaux, la diffusion et le routage. Nous donnons ensuite les orientations prises au cours de nos travaux, et qui ont influencé les solutions que nous présentons dans les chapitres suivants.*

## 1.1 Réseaux ad hoc et de capteurs

### 1.1.1 Réseaux ad hoc

Un réseau sans fil ad hoc (ou MANET, pour *Mobile Ad hoc NETWORK* [20]) est formé par un ensemble d'hôtes qui s'organisent seuls et de manière totalement décentralisée, formant ainsi un réseau autonome et dynamique ne reposant sur aucune infrastructure filaire. Ces hôtes peuvent être fixes ou mobiles, mais l'on considère qu'ils sont mobiles dans la plupart des cas. Selon ces hypothèses, tout ensemble d'objets munis d'une interface de communication adéquate est susceptible de spontanément former un tel réseau. Aucune infrastructure n'étant disponible, ces objets ont donc à découvrir *dynamiquement* leur environnement.

Un réseau ad hoc étant avant tout un réseau sans fil, les objets communiquent entre eux par le biais d'une interface radio. Ces communications sont donc soumises aux phénomènes physiques qui régissent les ondes radio, telle qu'une forte atténuation du signal avec la distance. Ainsi, seuls les hôtes suffisamment proches les uns des autres sont capables de communiquer directement ensemble, et les communications de longue distance doivent s'effectuer par le biais d'un mécanisme nommé *multi-sauts* : cela signifie simplement que certains objets doivent relayer les messages de proche en proche jusqu'à ce que leur acheminement soit effectué. L'utilisation d'une antenne radio omnidirectionnelle implique également qu'un message envoyé par un émetteur quelconque est reçu par *tous* les récepteurs suffisamment proches de lui.

La figure 1.1(a) illustre un réseau sans fil classique tel que l'on peut par exemple en trouver dans les gares et les aéroports. L'infrastructure y est composée de deux points d'accès  $P_1$  et  $P_2$  reliés grâce à une liaison filaire classique, et qui servent de points d'entrée aux hôtes du réseau. Lorsque l'objet  $a$  désire communiquer avec l'objet  $d$ , il envoie les messages à  $P_1$  qui les fait suivre à  $P_2$ , ce dernier les envoyant à  $d$ . La figure 1.1(b) illustre quant à elle un réseau ad hoc pour lequel aucune infrastructure n'est nécessaire pour que les hôtes puissent communiquer ensemble. L'objet  $c$  doit donc servir de relais afin que  $a$  puisse communiquer avec  $d$ .



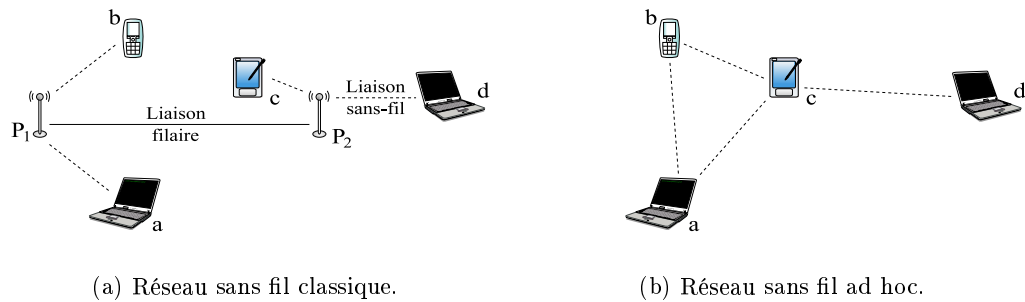


FIG. 1.1 – Exemple de réseaux d'objets portables.

Les objets que nous étudions dans le cadre des réseaux ad hoc sont qualifiés de *petits objets portables et sécurisés* (POPS), et sont illustrés par la figure 1.1 : ce sont majoritairement des assistants personnels, des téléphones intelligents ou même des ordinateurs portables. Tous possèdent une puissance de calcul suffisante pour supporter les algorithmes nécessaires à la bonne marche du réseau.

Les applications de ces réseaux sont multiples, et concernent principalement les zones où une infrastructure filaire est indisponible ou non désirable. C'est par exemple le cas dans les zones sinistrées par un désastre naturel, où les secours ont un grand besoin de communication. C'est aussi le cas lorsque la rapidité et la discrétion sont des facteurs déterminants : on ne peut raisonnablement imaginer le déploiement d'une infrastructure de communication complète lors de manœuvres militaires en territoire ennemi. D'autres cas plus légers d'utilisation peuvent également survenir. Ainsi, pour des raisons de coût, il n'est par exemple pas possible de mettre en place une infrastructure filaire le temps d'une réunion en plein air. Dans tous ces exemples, l'utilisation d'un réseau ad hoc peut s'avérer indispensable.

La conception de protocoles de communication pour les réseaux ad hoc est principalement soumise à trois facteurs, qui peuvent être résumés comme suit :

**Energie limitée** Les hôtes fonctionnent grâce à une batterie, dont la durée de vie est généralement limitée à quelques heures d'utilisation ; les communications doivent donc être réduites au strict minimum.

**Autonomie de décision** Aucune autorité centrale n'est présente pour gérer les opérations des différents hôtes, le réseau est donc entièrement décentralisé.

**Topologie dynamique** Les hôtes sont mobiles et peuvent être connectés entre eux de manière arbitraire. Les liens radio changent régulièrement, lorsque les objets se déplacent, s'éteignent, ou lorsque des obstacles apparaissent ou disparaissent.

### 1.1.2 Réseaux de capteurs

Un capteur est un petit appareil doté de mécanismes lui permettant de relever des informations sur son environnement. La nature de ces informations varie très largement selon l'utilisation qui est faite du capteur : ce dernier peut tout aussi bien faire des relevés de température, d'humidité ou d'intensité lumineuse. Un capteur possède également le matériel nécessaire pour effectuer des communications sans fil, par ondes radio [2].

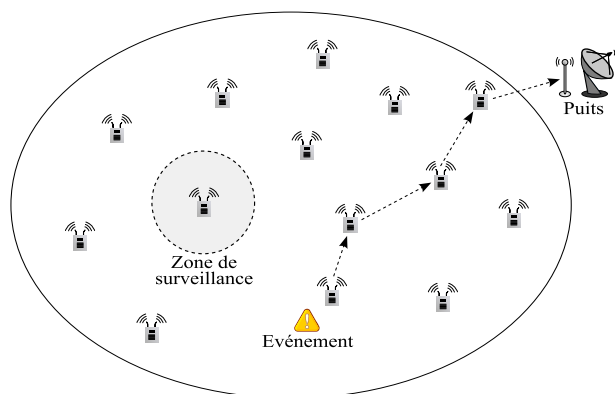


FIG. 1.2 – Exemple de réseau de capteurs.

Les réseaux de capteurs sont assez proches des réseaux ad hoc, de par leur nature décentralisée et leur utilisation d'ondes radio pour communiquer. De la même manière, les capteurs ont à découvrir leur environnement et à s'auto-organiser pour la bonne marche du réseau. Toutefois, leurs utilisations respectives diffèrent, des cas d'utilisation de tels réseaux pouvant par exemple être la surveillance de zones militaires (détection de mouvements), de forêts (détection de départs d'incendie) ou même de volcans (détection d'éruption volcanique).

Un exemple typique de réseau de capteurs est fourni en figure 1.2 : les capteurs sont disséminés de manière aléatoire sur une zone à surveiller, et une station de base, généralement appelée *puits* et située à l'extrémité de cette zone, est chargée de récupérer les informations en provenance des capteurs. Lorsqu'un événement se produit, une alerte est acheminée par le biais d'une communication multi-sauts vers le puits. Les données sont ensuite analysées par des machines puissantes, les capteurs ne faisant donc que relever les informations nécessaires.

Les contraintes imposées aux protocoles de communication sont également différentes : de par la nature des capteurs et l'utilisation qui en est faite, ils sont bien plus contraints d'un point de vue énergétique, puisque l'on considère généralement qu'il est impossible de recharger leur batterie. Cette contrainte étant très forte, l'ordonnancement d'activité est couramment considéré comme solution de premier choix, dans le but de pouvoir éteindre l'équipement radio de certains capteurs. Dans ce cas, seuls certains d'entre eux restent actifs et forment une structure capable d'acheminer les messages vers le puits. Dans de tels réseaux, ce dernier est généralement la source ou la destination des communications, contrairement aux réseaux ad hoc où n'importe quelle paire d'hôtes est susceptible de vouloir communiquer ensemble. On considère également que les capteurs sont fixes une fois déployés : la structure du réseau est donc changeante, mais principalement à cause de l'extinction des capteurs, et non pas de leurs mouvements.

## 1.2 Principales catégories de communications

La communication dans les réseaux ad hoc et de capteurs est soumise à divers phénomènes qui caractérisent les communications par ondes radio. Le plus connu est une forte atténuation du signal avec la distance, qui empêche deux hôtes trop éloignés l'un

de l'autre de communiquer ensemble et force l'utilisation de mécanismes multi-sauts. De même, la corruption de messages lorsque deux hôtes trop proches émettent simultanément (situation que nous appelons *collision*) et les problèmes du *terminal caché* et du *terminal exposé* [47] sont des phénomènes propres aux réseaux sans fil. Pour toutes ces particularités, les protocoles et mécanismes de détection de collision utilisés dans les réseaux filaires ne sont pas applicables dans un environnement sans fil.

Pour fonctionner correctement, un réseau requiert deux grandes fonctions :

1. Le *routage*, dont le but est de trouver un chemin possible entre deux hôtes donnés.
2. Le *transport*, qui consiste à acheminer les messages le long d'un chemin prédéfini.

Dans cette section, nous présentons brièvement le routage et un type de transport nommé diffusion, ainsi que les enjeux qui y sont associés.

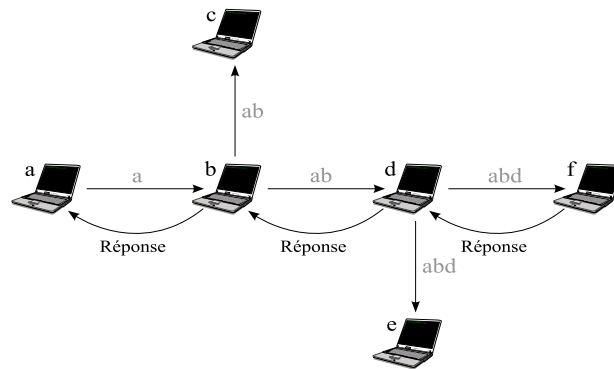
### 1.2.1 Diffusion

La diffusion (ou *broadcast* en anglais) est une manière d'acheminer les messages, de type *un vers tous*, dans laquelle un hôte source désire transmettre un message à l'ensemble du réseau. Aucun routage n'est nécessaire pour effectuer une diffusion, puisqu'aucune route n'est requise. Les applications de cette opération sont nombreuses, telles que la découverte de routes, la découverte de services, le lancement d'alertes au sein du réseau, la synchronisation ou encore la dissémination d'informations ou d'ordres pour un réseau de capteurs. La diffusion est donc un processus dont l'efficacité est primordiale pour le bon fonctionnement du réseau.

Les portées de communication des objets sans fil étant limitées, on considère généralement qu'il est impossible pour l'hôte source de pouvoir contacter directement l'ensemble du réseau. Il est nécessaire d'utiliser un mécanisme multi-sauts, et donc de faire participer de nombreux hôtes au processus.

La manière la plus simple pour effectuer une diffusion est connue sous le nom de *diffusion aveugle* (ou *blind flooding* en anglais). Son principe est le suivant : chaque hôte recevant pour la première fois le message à diffuser ré-émet celui-ci à destination de ses voisins. Si le réseau est connexe (il existe un chemin entre la source et n'importe quel autre hôte) et que l'on suppose l'absence de collisions, alors ce processus aboutit à une couverture complète du réseau. Malheureusement, cet algorithme très simple n'est pas efficace car il requiert la participation de *tous* les hôtes, alors que cela n'est pas toujours nécessaire. En conséquence, il conduit à une grande quantité de messages redondants et d'énergie gaspillée [33].

Parmi les solutions alternatives plus efficaces qui ont été proposées, beaucoup sont centralisées. Cela signifie que le protocole nécessite une connaissance globale du réseau pour fonctionner : l'existence de chaque hôte, les communications possibles entre eux et potentiellement leur position. Rassembler cette connaissance est clairement irréaliste dans un environnement tel que celui des réseaux ad hoc ou de capteurs : le coût de cette opération serait énorme, et la durée de vie des informations ainsi obtenues très courte. Des solutions dites « localisées » ont donc été explorées, qui ne nécessitent quant à elles que des informations sur le voisinage immédiat de chaque hôte. Les principales solutions efficaces existantes sont détaillées dans le prochain chapitre.

FIG. 1.3 – Exemple de recherche de route avec DSR de  $a$  vers  $f$ .

### 1.2.2 Routage

Lorsque deux objets veulent communiquer ensemble, deux situations sont possibles : soit ils sont voisins et peuvent directement échanger des messages, soit ils sont trop éloignés l'un de l'autre, auquel cas les messages doivent être retransmis de proche en proche.

Une solution simple à ce problème peut être d'utiliser une diffusion pour envoyer les messages à tout le réseau, et donc en particulier à l'objet auquel ils sont destinés. Toutefois, une telle solution utilise énormément les ressources du réseau et mène rapidement à sa congestion lorsque plusieurs transmissions sont en cours. Dans un souci d'efficacité, il est préférable que les messages soient *routés*. Le routage consiste ainsi à découvrir un chemin entre deux hôtes donnés, afin de ne mobiliser que les hôtes intermédiaires réellement nécessaires à l'acheminement des messages. Ces derniers sont ensuite transportés grâce à des communications de type *un vers un* le long du chemin sélectionné. Le processus de routage concerne bien sûr avant tout les réseaux ad hoc plutôt que les réseaux de capteurs, puisque dans ces derniers les communications se font en général exclusivement avec le puits, et non pas entre deux hôtes quelconques.

L'un des premiers protocoles standardisés de routage pour réseaux ad hoc est nommé DSR (*dynamic source routing*) [28]. Il utilise un processus de diffusion aveugle pour découvrir les routes : ainsi, quand un hôte désire trouver une route vers un autre, il lance la diffusion d'un petit message de contrôle contenant l'identifiant de la cible. A chaque fois qu'un hôte reçoit ce message, il y insère son propre identifiant (ainsi que d'autres informations selon la variante considérée) et ré-émet ce message pour son voisinage. Lorsque le destinataire le reçoit, il est capable de répondre à la source en empruntant le chemin suivi à l'aller par le message. Quand cette réponse est reçue, une route a été établie entre les deux objets.

Un exemple de ce processus est fourni par la figure 1.3, où l'objet  $a$  cherche une route vers l'objet  $f$ . L'hôte  $a$  envoie un message de recherche de route à son voisinage, dans lequel figure son identifiant et celui de  $f$ . Son seul voisin  $b$  y ajoute son identifiant et l'envoie à  $c$  et  $d$ . Ces derniers insèrent leur identifiant dans le message et le font suivre à leurs voisins. Les objets  $d$  et  $e$  font de même, et  $f$  reçoit finalement le message contenant la chaîne suivie, soit  $abd$  dans cet exemple. Il peut alors répondre directement à  $a$ , en indiquant que la route à suivre est  $dba$ . Quand un hôte reçoit un message à router et

qu'il ne figure pas dans la liste des routeurs, il ignore tout simplement ce message.

Le protocole DSR est qualifié de *réactif*, car il ne crée les routes que lorsqu'elles sont nécessaires. D'autres protocoles, dits *proactifs*, créent et maintiennent les routes de manière préventive, afin qu'elles soient immédiatement disponibles. Pour cela, chaque hôte doit maintenir une table de routage contenant les routes possibles vers chacun (ou au moins une partie) des autres objets du réseau. Parmi les protocoles les plus connus de cette catégorie, nous pouvons citer OLSR (*optimized link state routing protocol*) [27] ou encore DSDV (*destination-sequenced distance-vector routing*) [37].

Bien que les protocoles proactifs permettent l'obtention immédiate d'une route, ils peuvent nécessiter l'échange de grandes quantités de données, ce qui nuit alors à leur efficacité. Pour concilier les avantages de chaque méthode, d'autres protocoles, qualifiés *d'hybrides*, maintiennent des routes de manière proactive dans des zones de faible taille, puis trouvent des routes entre ces zones de manière réactive. C'est par exemple le cas du protocole ZRP (*zone routing protocol*) [19].

## 1.3 Notre approche de la diffusion

Les travaux que nous présentons dans ce document portent sur la mise au point et l'étude de protocoles de diffusion efficaces pour les réseaux ad hoc et de capteurs. Les résultats obtenus ont été conditionnés par l'approche que nous avons choisie et que nous exposons ici.

### 1.3.1 Solutions localisées

L'une de nos premières décisions fut de ne considérer comme viables que des solutions localisées, car il est difficilement envisageable d'appliquer des méthodes centralisées dans les réseaux que nous étudions. Ces méthodes requerraient en effet l'élection de l'un des hôtes du réseau en tant que chef, et ce comportement serait bien sûr contraire à la philosophie d'un réseau décentralisé. De plus, les coûts en énergie et en temps du rassemblement des informations seraient bien trop importants et rendraient la solution inefficace. Enfin, les protocoles localisés permettent également un passage à l'échelle facilité, car la quantité d'informations utilisées et les temps de calcul pour un nœud donné restent constants et indépendants de la taille du réseau.

Les protocoles centralisés ne nous servent donc que d'outils de mesure, permettant de borner les performances qu'il est possible d'obtenir avec des solutions localisées. Nous ne considérons également que l'utilisation de matériel radio standard, basé sur une simple antenne omnidirectionnelle.

### 1.3.2 Solutions basées sur la connaissance du voisinage

Parmi les types de protocoles existants, certaines solutions ne sont pas fiables : cela signifie que la couverture du réseau qu'elles fournissent (leur taux de diffusion, mesuré en pourcentage d'objets ayant reçu le message) n'est pas toujours identique, et peut même ne pas être totale. Leurs performances peuvent également être étroitement liées à des paramètres fixés par avance qui peuvent ne pas être toujours bien adaptés, comme c'est

le cas pour les solutions probabilistes ou basées sur la couverture de surface.

Nous avons choisi de ne considérer que des solutions basées sur la connaissance du voisinage local de chaque hôte du réseau. Les études et résultats existants, comme ceux de Williams et Camp [52], ont montré que ces solutions sont fiables : ce critère de fiabilité nous a semblé extrêmement important. De plus dans notre modèle, deux hôtes sont voisins s'ils peuvent *réellement* communiquer ensemble. Si un obstacle se trouve entre eux et les empêche de communiquer, les listes de voisins sont établies en conséquence. Ce type de situation ne pose donc pas de problèmes à ces protocoles.

Puisque nous ne considérons que des protocoles fiables, nous mesurons leur efficacité uniquement par leur consommation énergétique ou leur taux de ré-émission, et non pas par leur taux de diffusion.

### 1.3.3 Exclusion de la mobilité

Nous avons choisi de ne pas considérer la mobilité des hôtes du réseau dans nos expérimentations. Cette supposition ne pose pas de problème pour les réseaux de capteurs, et nous semble correctement refléter la réalité d'une diffusion dans un réseau ad hoc. En effet, nos protocoles sont localisés et basés sur la connaissance par chaque hôte de son voisinage, qui ne change que très peu au cours d'une diffusion, processus théoriquement rapide de par la faible taille des messages échangés. De plus, les applications visées mettent en jeu une mobilité suffisamment réduite pour que son influence soit fortement minimisée.

### 1.3.4 Utilisation d'un outil de simulation développé en interne

Pour expérimenter les différentes solutions, nous avons systématiquement choisi d'utiliser notre propre outil de simulation. Cette décision a été prise après l'étude de simulateurs existants, qui étaient pour la plupart beaucoup trop lourds et peu adaptés à nos besoins. Nous pouvons citer pour exemple le simulateur NS2 [34], pour lequel beaucoup de modifications étaient requises pour aboutir au résultat voulu. Le temps qui aurait été nécessaire pour réaliser ces modifications était bien supérieur à celui requis pour réaliser un simulateur minimal adapté à nos problèmes. De plus, de par la complexité de NS2, il aurait été difficile de déterminer précisément si les modifications apportées ne corrompaient pas d'une manière ou d'une autre les résultats expérimentaux.

## 1.4 Organisation du document

Le deuxième chapitre sert d'introduction aux travaux que nous présentons. Nous y donnons les divers modèles et notations utilisés, avant de faire un tour d'horizon des différentes méthodes de diffusion efficaces les plus connues. Seules les solutions basées sur la connaissance du voisinage, avec ou sans ajustement de portée, sont réellement étudiées, les autres étant abordées sommairement.

Le troisième chapitre présente deux études de protocoles avec portée de communication fixe. La première analyse l'impact sur les performances de diverses méthodes de diffusion d'un mécanisme connu permettant de réduire la redondance en messages

échangés et montre que ce mécanisme améliore grandement les performances obtenues. Dans la seconde étude, nous analysons le protocole de diffusion par relais multipoints dans un environnement physique réaliste, et nous montrons qu'il n'est pas adapté à un tel environnement. Nous fournissons ensuite quelques pistes permettant d'améliorer ses résultats.

Dans le quatrième chapitre, nous abordons le cas de la diffusion avec ajustement de portée. Nous y démontrons principalement qu'avec le modèle énergétique généralement considéré, il n'est pas toujours souhaitable de minimiser la portée de communication et qu'il existe une portée optimale pour la diffusion, menant à une consommation globale minimale. Nous fournissons les calculs théoriques donnant la valeur de cette portée selon les constantes utilisées pour le modèle énergétique, puis nous décrivons deux protocoles de diffusion dont le but est de sélectionner des émetteurs séparés d'une distance aussi proche que possible de la portée optimale. Le premier se destine plutôt aux réseaux ad hoc, tandis que le second est plus adapté aux réseaux de capteurs.

Nous présentons dans le cinquième chapitre une manière différente de considérer l'ajustement de portée. Contrairement à ce qui est présenté dans le chapitre qui précède celui-ci, la méthode que nous décrivons ne se base pas sur les liens reliant les nœuds mais sur la couverture de plusieurs nœuds offerte par une simple émission omnidirectionnelle. Cette méthode permet la construction incrémentale d'une structure de diffusion basée sur le calcul de multiples arbres locaux.

Enfin, le sixième chapitre conclut ce document et propose quelques pistes de réflexion pour des travaux à venir.

## Deuxième Chapitre

---

# PROTOCOLES DE DIFFUSION EFFICACES EXISTANTS

« Peut-être que tout ce qu'il voulait savoir  
était inscrit quelque part, mais le vrai problème  
était de découvrir où. »

**Terry Pratchett,**  
*Le grand livre des Gnomes.*

« I'm looking for this man who knows the  
rules of the game. »

**Front 242,**  
*Headhunter.*





*Nous fournissons dans ce chapitre les diverses connaissances nécessaires à la bonne compréhension des travaux présentés dans ce document. Dans un premier temps sont décrits les modèles et notations mathématiques que nous avons utilisés, ainsi que les méthodes de découverte de voisinage et d'approximation de distances. Nous donnons également les conditions d'expérimentation utilisées tout au long de ce document.*

*Nous faisons ensuite un tour d'horizon des protocoles de diffusion efficaces les plus connus. Les méthodes basées sur la réduction du nombre d'émetteurs, et ne nécessitant donc pas de matériel particulier, sont abordées en premier lieu. Les solutions avec ajustement de portée sont présentées dans un second temps. La liste des protocoles étudiés ici n'est pas exhaustive, mais suffisante pour fournir au lecteur les connaissances nécessaires à l'évaluation des solutions présentées dans les prochains chapitres. Seules les méthodes basées sur la connaissance du voisinage sont détaillées, les autres solutions étant quant à elles abordées de manière succincte.*

## 2.1 Préliminaires

### 2.1.1 Modélisation du réseau

La représentation la plus courante d'un réseau sans fil est un graphe  $G = (V, E)$ , où  $V$  est l'ensemble des sommets (les hôtes, ou *nœuds* du réseau) et  $E \subseteq V^2$  l'ensemble des arêtes donnant les communications possibles entre les nœuds : il existe une paire ordonnée  $(u, v) \in E$  si le nœud  $v$  est capable de capter les messages envoyés par  $u$ . Dans ce cas, nous disons également que  $u$  *couvre*  $v$ . L'ensemble des voisins  $N(u)$  d'un nœud  $u$  est défini par :

$$N(u) = \{v \in V \mid v \neq u \wedge (u, v) \in E\}, \quad (2.1)$$

et l'ensemble étendu des voisins  $\dot{N}(u)$  par :

$$\dot{N}(u) = N(u) \cup \{u\}. \quad (2.2)$$

La distance entre deux nœuds  $u$  et  $v$  est exprimée en nombre de sauts, c'est-à-dire le nombre minimum d'arêtes à traverser pour se rendre de  $u$  à  $v$ . L'ensemble de tous les nœuds présents à une distance inférieure ou égale à  $k$  sauts de  $u$ , incluant  $u$  lui-même, est noté  $\dot{N}^k(u)$ . Le degré d'un nœud  $u$  est égal à  $|N(u)|$ , le nombre de voisins de  $u$ . La densité du réseau est égale à la moyenne des degrés des nœuds. Nous notons  $\text{pow}(u, v)$  la fonction renvoyant la puissance d'émission requise pour envoyer un message de  $u$  à  $v$ . Enfin, il est supposé que chaque nœud possède un identifiant unique au sein du réseau, qui peut par exemple être une simple adresse MAC.

Tous ces concepts sont illustrés par la figure 2.1. La distance entre les nœuds  $a$  et  $h$  est de trois sauts. L'ensemble des voisins à un saut de  $a$  est  $\{b, c, e\}$ , l'ensemble de ses voisins à deux sauts est  $\{d, f, g\}$  et son degré est égal à trois.

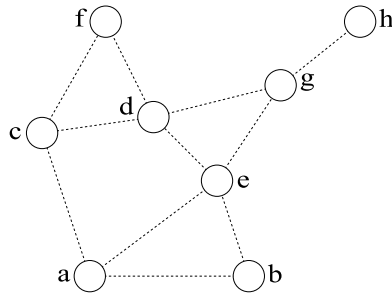


FIG. 2.1 – Exemple d'un réseau sans fil ad hoc modélisé par un graphe non orienté.

### 2.1.2 Modèle énergétique

Nous considérons que la quantité de données insérée dans un message de diffusion est faible, et inférieure à la taille minimale d'un message. De ce fait, tous les messages de diffusion ont donc la même taille. Dans ce cas, lorsque l'ajustement de portée n'est pas considéré, chaque émission requiert la même dépense énergétique. Il est alors aisé d'évaluer l'efficacité de différents protocoles en utilisant comme valeur de comparaison le taux de ré-émission : plus le nombre de relais est faible, et plus le protocole est efficace.

Cette simple métrique ne peut malheureusement pas être la seule lorsque l'ajustement de portée est pris en compte. En effet, un faible nombre d'émetteurs à grande portée peut tout à fait fournir de moins bons résultats qu'un plus grand nombre d'émetteurs à faible portée. Il est alors nécessaire d'adopter un modèle énergétique capable d'évaluer la consommation  $C(u)$  d'un émetteur  $u$  en fonction de la portée de communication  $r(u)$  qu'il utilise.

Le modèle le plus largement utilisé est le suivant :

$$C(u) = r(u)^\alpha \quad \alpha \geq 2, \quad (2.3)$$

$\alpha$  étant le coefficient d'atténuation du signal. Plus ce dernier est élevé, et plus l'énergie nécessaire pour couvrir une distance donnée est importante.

Ce modèle possède toutefois un défaut, car il ne prend en compte que la consommation causée par l'émission elle-même. Il est en effet nécessaire d'y ajouter divers coûts indépendants de la portée de communication, comme celui de préparation du message, de son traitement par la couche MAC ou de la probabilité de ré-émission [56]. Une constante  $c_e$  est donc ajoutée pour chaque émission :

$$C(u) = \begin{cases} r(u)^\alpha + c_e & \text{si } r(u) \neq 0, \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases} \quad (2.4)$$

Les valeurs  $\alpha = 4$  et  $c_e = 10^8$ , exprimées en unités arbitraires, sont dérivées d'un travail de Rodoplu et Meng [40] et semblent suffisamment réalistes pour être utilisées comme référence.

Par simplification, ce modèle ne prend pas en compte la taille du message dans le coût de son émission. Cela semble suffisamment crédible dans le cas d'une diffusion si l'on considère que la taille d'un message de diffusion est inférieure à la taille minimale

d'un message quelconque. La portée d'émission utilisée est donc un critère bien plus important, comme le reflète ce modèle.

### 2.1.3 Découverte du voisinage

La catégorie de protocoles que nous avons choisi de considérer s'appuie sur une connaissance plus ou moins grande du voisinage des nœuds pour prendre les décisions de ré-émission et d'ajustement de portée. Nous supposons donc que chaque nœud connaît l'ensemble de ses voisins dans un rayon de  $k$  sauts. Pour un protocole centralisé, ce  $k$  possède une valeur maximale (égale à la largeur, ou *diamètre*, du réseau), alors que pour un protocole localisé il est généralement au plus égal à un ou deux.

Dans les réseaux ad hoc, cette connaissance est le plus généralement acquise par l'utilisation de petits messages de contrôle, contenant au minimum l'identifiant de l'émetteur, appelés messages HELLO. Ces derniers sont régulièrement émis par chaque nœud afin de signaler leur présence à leurs voisins : lorsqu'un nœud  $v$  reçoit un message HELLO en provenance d'un nœud  $u$ ,  $v$  peut en déduire qu'il possède  $u$  dans son voisinage à un saut. La liste des voisins est stockée dans une table, dont les entrées trop anciennes sont régulièrement effacées. Cela arrive lorsqu'un voisin n'a pas signalé sa présence depuis un temps trop important, chose qui survient par exemple si ce voisin s'est déplacé ou s'est éteint. Le fonctionnement est sensiblement identique dans les réseaux de capteurs, si l'on excepte la fréquence des messages qui ne nécessite pas d'être aussi élevée que dans les réseaux ad hoc.

La connaissance du voisinage à deux sauts peut être obtenue à la suite de deux rondes de messages HELLO. En effet, une fois la connaissance à un saut acquise, la table de voisinage peut elle-même être incluse dans les messages HELLO. Cette table est alors utilisée par les récepteurs du message pour mettre à jour la liste de leurs voisins à deux sauts. Il est évident que plus l'on désire avoir un  $k$  élevé, plus la taille des messages HELLO sera élevée, ce qui augmente les risques de collisions. C'est l'une des raisons pour lesquelles des protocoles localisés, utilisant  $k = 1$  ou  $k = 2$ , sont préférables.

### 2.1.4 Approximation de distances

Certains algorithmes utilisent la distance qui sépare deux nœuds voisins dans leurs calculs. La manière la plus simple d'obtenir ces distances est de connaître la position des nœuds, en utilisant par exemple un système de positionnement comme le GPS (*global positioning system*). Si ce genre de système est disponible, il suffit alors pour chaque nœud d'inclure sa position dans ses messages HELLO. Les distances peuvent ensuite être simplement calculées à partir de ces positions.

Toutefois, un système comme le GPS peut présenter divers inconvénients pour de petits objets portables, notamment liés à son coût et son encombrement. Cartigny et Simplot ont proposé en [8] une solution de remplacement, qualifiée de *distance logicielle*. Notée  $\nu(u, v)$  pour deux nœuds  $u$  et  $v$  voisins, elle est définie par :

$$\nu(u, v) = \frac{|(N(u) \setminus N(v)) \cup (N(v) \setminus N(u))|}{|N(u) \cup N(v)|} \quad (2.5)$$

Cette formule est basée sur la constatation que le nombre de voisins communs de

deux nœuds  $u$  et  $v$  dépend en grande partie de la distance qui les sépare. En effet, plus cette distance est grande, plus leur nombre de voisins communs est faible et plus la valeur de  $\nu(u, v)$  augmente. Il est également démontré en [8] que cette estimation symétrique de la distance est suffisante pour un protocole de diffusion. Il est à noter que le calcul de cette estimation requiert une connaissance à deux sauts, puisque chaque nœud doit connaître le voisinage de ses propres voisins pour l'effectuer.

### 2.1.5 Evaluation de performances

Tous les résultats expérimentaux présentés dans ce document ont été obtenus grâce à un simulateur que nous avons nous-mêmes développé. Sauf indication contraire, nous avons utilisé le modèle très répandu du *disque unitaire* pour modéliser les communications possibles. Dans ce dernier, tous les nœuds possèdent la même portée de transmission  $R$  et une arête non orientée existe entre deux nœuds si la distance qui les sépare n'est pas supérieure à  $R$ . L'ensemble des arêtes  $E$  est donc défini par :

$$E = \{(u, v) \in V^2 \mid u \neq v \wedge \text{dist}(u, v) \leq R\}, \quad (2.6)$$

$\text{dist}(u, v)$  étant la fonction renvoyant la distance euclidienne entre  $u$  et  $v$ .

Dans toutes les simulations effectuées, le réseau est statique et toujours composé de cinq cents nœuds distribués de manière homogène et aléatoire dans une zone carrée, dont la taille est calculée de manière à obtenir la densité voulue. Pour chaque mesure, cinq cents processus de diffusion sont lancés, et pour chacun un nouveau réseau connexe est généré. La portée de communication maximale  $R$  est fixée à deux cent cinquante, sauf indication contraire. Nous considérons que l'environnement de communication est idéal, ce qui signifie qu'il n'y a pas de collision au niveau de la couche MAC lorsque deux nœuds voisins émettent simultanément. Dans les situations avec ajustement de portée, le modèle énergétique utilisé est toujours celui donné par l'équation (2.4) avec les paramètres  $\alpha = 4$  et  $c_e = 10^8$ .

## 2.2 Optimisation de la diffusion sans ajustement de portée

Lorsque les objets ne peuvent pas modifier leur portée de communication pour économiser de l'énergie, l'idée la plus simple qui vient à l'esprit pour optimiser la diffusion est de minimiser le nombre de relais nécessaires pour couvrir le réseau. Dans cette section sont présentés les protocoles de diffusion les plus connus et les plus efficaces basés sur cette idée. Ils sont tous fiables dans un environnement idéal, car ils utilisent la connaissance du voisinage de chaque nœud pour prendre leurs décisions.

### 2.2.1 Diffusion par relais multipoints (MPR)

Le protocole de diffusion par relais multipoints (ou MPR pour *multipoint relay protocol*) a été proposé par Qayyum et al. en [38]. Il appartient à la famille des méthodes par désignation de voisins et est un algorithme dépendant de la source. Il est principalement connu dans le monde des réseaux ad hoc pour être utilisé par le protocole de routage OLSR (*optimized link state routing protocol*) [27].

Dans ce protocole, nous supposons que chaque nœud possède une connaissance de son voisinage à deux sauts. Son principe est de sélectionner, pour chaque nœud  $u$  devant relayer un message, un sous-ensemble  $\text{MPR}(u) \subseteq \text{N}(u)$  de voisins à un saut, tel que ce sous-ensemble couvre la totalité des voisins à deux sauts de  $u$ . Les identifiants des voisins ainsi sélectionnés sont inclus dans le message de diffusion, qui est ensuite ré-émis par  $u$  : chaque récepteur peut de cette manière déterminer s'il doit servir de relais à  $u$ . Ce processus se répète d'émetteurs en émetteurs, jusqu'à ce que la diffusion ait été accomplie. Si un nœud reçoit plusieurs fois le même message à diffuser, seule la première réception est prise en compte et les messages postérieurs sont tout simplement ignorés. Il est également possible que les relais choisis soient diffusés de manière proactive afin que le « démarrage » de la diffusion soit un peu plus rapide.

Il est évident que l'efficacité de ce protocole est fortement liée à l'algorithme utilisé pour sélectionner les relais multipoints : plus le sous-ensemble choisi pour un nœud donné est petit, et plus le processus de diffusion sera efficace. Etant donné un nœud  $u$ , calculer un ensemble  $\text{MPR}(u)$  de taille minimale est un problème NP-complet connu sous le nom de *minimum set cover* [16], ce qui force l'utilisation d'une heuristique. Celle proposée par Qayyum et al., que l'on peut retrouver en [32], est gloutonne et peut être décrite de la manière suivante :

1. Placer chaque voisin à deux sauts dans un ensemble  $\text{MPR}'(u)$ .  
 ◊ *Pendant l'exécution de l'heuristique,  $\text{MPR}'(u)$  contient les voisins à deux sauts n'étant pas encore couverts par l'ensemble des relais choisis.*
2. Ajouter à  $\text{MPR}(u)$  chaque voisin à un saut imposé.  
 ◊ *Un voisin à un saut est dit imposé s'il est le seul à pouvoir communiquer avec au moins un voisin à deux sauts. A chaque fois qu'un nouveau relais est ajouté à  $\text{MPR}(u)$ , les voisins à deux sauts qu'il couvre sont retirés de  $\text{MPR}'(u)$ .*
3. Tant que  $\text{MPR}'(u)$  n'est pas vide, ajouter à  $\text{MPR}(u)$  le voisin à un saut qui couvre le plus grand nombre de nœuds présents dans  $\text{MPR}'(u)$ .  
 ◊ *De la même manière que précédemment, à chaque fois qu'un nouveau relais est ajouté à  $\text{MPR}(u)$ , les voisins à deux sauts qu'il couvre sont retirés de  $\text{MPR}'(u)$ . En cas d'égalité de couverture entre plusieurs nœuds, leur identifiant peut être utilisé pour les départager.*

Il existe une variante avec une quatrième étape permettant de retirer quelques relais redondants de  $\text{MPR}(u)$ . En effet, de par la nature gloutonne de l'heuristique, il est possible que certains des relais sélectionnés couvrent ensemble les mêmes voisins à deux sauts qu'un relais donné. Ce type de relais, dit *redondant*, peut être retiré au cours de cette quatrième étape. Le gain ainsi obtenu n'est toutefois pas très élevé au regard de la complexité de cette opération.

Un exemple de cette heuristique est fourni par la figure 2.2, où  $f$  est le nœud source. L'algorithme commence avec  $\text{MPR}(f) = \emptyset$  et  $\text{MPR}'(f) = \{a, b, e, i\}$ . Le nœud  $c$  est le seul voisin à un saut capable de communiquer avec  $a$ , il est donc ajouté à  $\text{MPR}(f)$  et les nœuds  $a$  et  $b$  sont retirés de  $\text{MPR}'(f)$ , qui ne contient alors plus que  $e$  et  $i$ . Aucun autre voisin imposé n'existe, les autres relais sont donc sélectionnés en fonction de leur couverture dans  $\text{MPR}'(f)$ . Les nœuds  $d$  et  $h$  ne couvrent chacun qu'un seul voisin (respectivement  $e$  et  $i$ ), alors que  $g$  couvre à la fois  $e$  et  $i$ . Le nœud  $g$  est donc ajouté à  $\text{MPR}(f)$ , et  $e$  et  $i$  sont retirés de  $\text{MPR}'(f)$ . Ce dernier étant à présent vide, aucun autre relais n'est

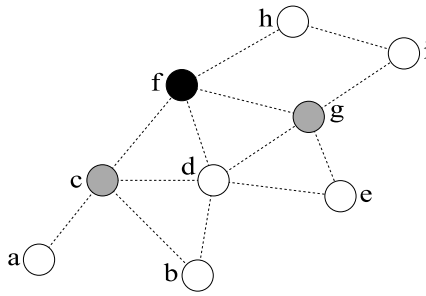


FIG. 2.2 – Application de MPR au nœud  $f$  :  $\text{MPR}(f) = \{c, g\}$ .

sélectionné. Finalement, deux voisins à un saut parmi quatre ont été choisis.

### 2.2.2 Mécanisme d'élimination de voisins (NES)

Le mécanisme d'élimination de voisins (ou NES pour *neighbor elimination scheme*, également nommé *wait and see*) est apparu dans deux publications différentes la même année : la première est de Stojmenović et Seddigh [44], la seconde de Peng et Lu [36].

Elle a pour but d'éliminer les messages redondants, par la simple écoute des communications du voisinage. Ainsi dans cette méthode, un nœud  $u$  ne relaie pas immédiatement le message, mais se fixe un certain temps d'attente pendant lequel il va écouter ce que transmettent ses voisins à un saut. A la fin de ce temps, s'il estime que certains de ses voisins n'ont toujours pas reçu le message, alors la ré-émission est effectuée. Au contraire, s'il estime que tous ses voisins ont déjà reçu le message, la ré-émission n'est pas nécessaire et elle est alors annulée. Il est bien sûr possible que certains voisins de  $u$  aient reçu le message sans que ce dernier ne le sache, la communication ayant pu être relayée par un voisin à deux sauts. Dans ce cas, la ré-émission, bien qu'inutile, est tout de même effectuée.

Le temps d'attente choisi par un nœud  $u$  peut tout simplement être tiré de manière aléatoire, mais il peut également être calculé en fonction de l'environnement de  $u$ . Une solution peut par exemple être de choisir un temps d'attente inversement proportionnel au nombre de voisins non encore couverts : de cette manière, les nœuds susceptibles de fournir la couverture la plus large sont les premiers à relayer le message, ce qui minimise le nombre de relais nécessaires.

La figure 2.3(a) illustre cette méthode, le nœud  $s$  étant la source de la diffusion. Pour la clarté du propos, les temps d'attente sont exprimés en unités de temps arbitraires, et sont fixés à  $(t = 1/\text{voisins non couverts})$ . A la première étape,  $s$  envoie le message à ses voisins  $b$ ,  $d$  et  $g$ . Le nœud  $b$  choisit un temps  $t = 1/2$ ,  $d$  choisit  $t = 1/3$  et  $g$  choisit  $t = 1/2$ . A la deuxième étape, en figure 2.3(b), un tiers de temps s'est écoulé et le nœud  $d$  fait suivre le message à  $a$ ,  $b$ ,  $c$ ,  $h$  et  $s$ . Le nœud  $c$  choisit un temps  $t = 1/2$ ,  $a$  choisit  $t = 1$  à cause de  $g$ . Le nœud  $h$  n'ayant pas de voisin non couvert, il ne fait rien. Nous pouvons remarquer que  $a$  pourrait également annuler sa transmission, mais il ne peut savoir que  $g$  a déjà reçu le message de la part de  $s$ . Le nœud  $g$  n'a plus qu'un temps d'attente  $t = 1/6$ , car un tiers de temps s'est écoulé depuis qu'il a choisi un temps  $t = 1/2$ . Le nœud  $b$  n'a plus maintenant qu'un seul voisin non couvert, il se fixe donc un nouveau temps  $t = 1$ , réduit du tiers déjà écoulé, ce qui lui laisse un temps  $t = 2/3$ . A la troisième

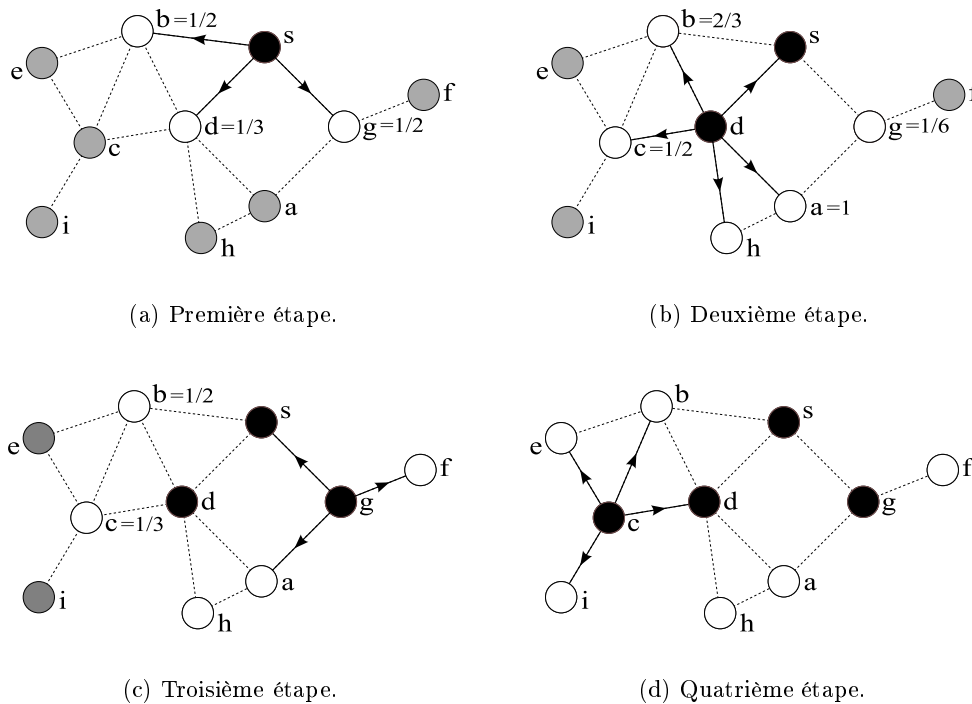


FIG. 2.3 – Application du mécanisme d'élimination de voisins. Le temps d'attente  $t$  est calculé en fonction du nombre de voisins non couverts, et mis à jour à chaque réception du message.

étape, en figure 2.3(c),  $g$  fait suivre le message à  $a$ ,  $f$  et  $s$ , ce qui permet à  $a$  d'annuler sa ré-émission ( $g$  était le seul voisin qu'il devait couvrir). Les temps restants sont  $t = 1/2$  pour  $b$  et  $t = 1/3$  pour  $c$ . Finalement, à la quatrième étape en figure 2.3(d),  $c$  fait suivre le message à  $b$ ,  $d$ ,  $e$  et  $i$ . Le nœud  $b$  annule donc sa retransmission et la diffusion est terminée. Parmi tous les nœuds du réseau, seuls quatre d'entre eux ont servi de relais.

Le mécanisme d'élimination de voisins peut être utilisé comme protocole de diffusion à part entière, mais il peut également être appliqué comme mécanisme additionnel d'un autre protocole. Le but est dans ce cas d'améliorer l'efficacité de ce dernier, en réduisant le nombre de ré-émissions tout en conservant un taux de diffusion maximum. Cela peut se faire simplement de la manière suivante : un nœud choisi par le protocole comme relais est désigné par *candidat au relais*. Quand un nœud  $u$  reçoit le message de diffusion pour la première fois, deux cas sont possibles :

- **Le nœud  $u$  est un candidat au relais.**

Le protocole de diffusion a décidé que la ré-émission de  $u$  est nécessaire, mais il est possible qu'elle puisse être annulée. Un NES est donc activé, à la fin duquel  $u$  décidera peut-être de ne pas faire suivre le message si aucun voisin non couvert n'existe.

- **Le nœud  $u$  n'est pas un candidat au relais.**

Dans ce cas, le message n'est pas ré-émis et aucun NES n'est enclenché.



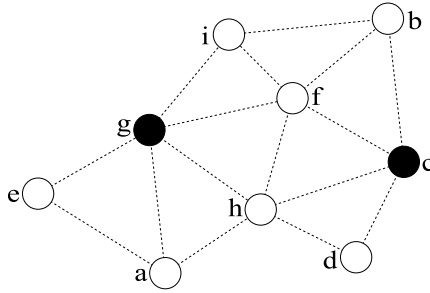


FIG. 2.4 – Un ensemble dominant  $V_d = \{c, g\}$ .

### 2.2.3 Diffusion basée sur les ensembles dominants connexes

Pour illustrer le concept d'ensemble dominant, considérons la figure 2.4. Une remarque intéressante est que chaque nœud blanc possède un nœud noir dans son voisinage à un saut. Ces nœuds noirs sont qualifiés de *dominants*, et l'ensemble qu'ils forment d'*ensemble dominant*. De manière plus formelle, un sous-ensemble  $V_d \subseteq V$  est dit dominant si chaque nœud  $u \in V$  appartient à  $V_d$ , ou est un voisin à un saut d'un nœud appartenant à  $V_d$ . Selon cette définition,  $V$  est donc lui-même un ensemble dominant.

Ce concept est très intéressant pour la diffusion, puisqu'il suffit que chaque nœud dominant émette le message pour couvrir complètement le réseau. Le problème reste bien sûr dans ce cas la propagation du message entre les nœuds dominants eux-mêmes. Pour résoudre cela, un *ensemble dominant connexe*, comme illustré par la figure 2.5(d), peut être utilisé. Supposons que  $d$  veuille émettre un message de diffusion : son émission touche  $c$  et  $h$ . Ce dernier, en tant que nœud dominant, fait suivre le message à ses voisins  $a$ ,  $g$  et  $f$  (pour la clarté du propos, nous ne considérons pas les nœuds déjà atteints). Le nœud  $f$  ré-émet le message pour  $b$  et  $i$ , et  $g$  le fait suivre à  $e$ . Seuls les nœuds dominants sont donc nécessaires pour assurer la diffusion, si l'on excepte bien sûr le nœud source dont l'émission est indispensable.

Dans le protocole MPR, le processus de sélection des relais multipoints est en fait un exemple de création d'un ensemble dominant connexe. C'est une solution possible, mais uniquement pour les réseaux dont les hôtes restent toujours actifs : il est en effet nécessaire pour un nœud d'être constamment à l'écoute pour déterminer s'il a été choisi comme relais multipoint. Cela peut être gênant si l'on désire que les nœuds puissent éteindre leur équipement radio afin de prolonger la vie du réseau, comme c'est le cas par exemple pour les réseaux de capteurs. Dans ce cas, une méthode de sélection d'ensemble dominant connexe dont le calcul est indépendant de la source de la diffusion est plus adaptée. L'ensemble choisi est alors fixe pour une certaine période de temps pendant laquelle les nœuds non dominants peuvent éteindre leur matériel radio. A l'issue de cette période, la composition de l'ensemble peut à nouveau être évaluée dans un souci de répartition de charge.

### Heuristique de Guha et Khuller

Encore une fois, il est évident que plus l'ensemble dominant choisi est de petite taille, et plus le processus de diffusion sera efficace. Malheureusement, étant donné un graphe

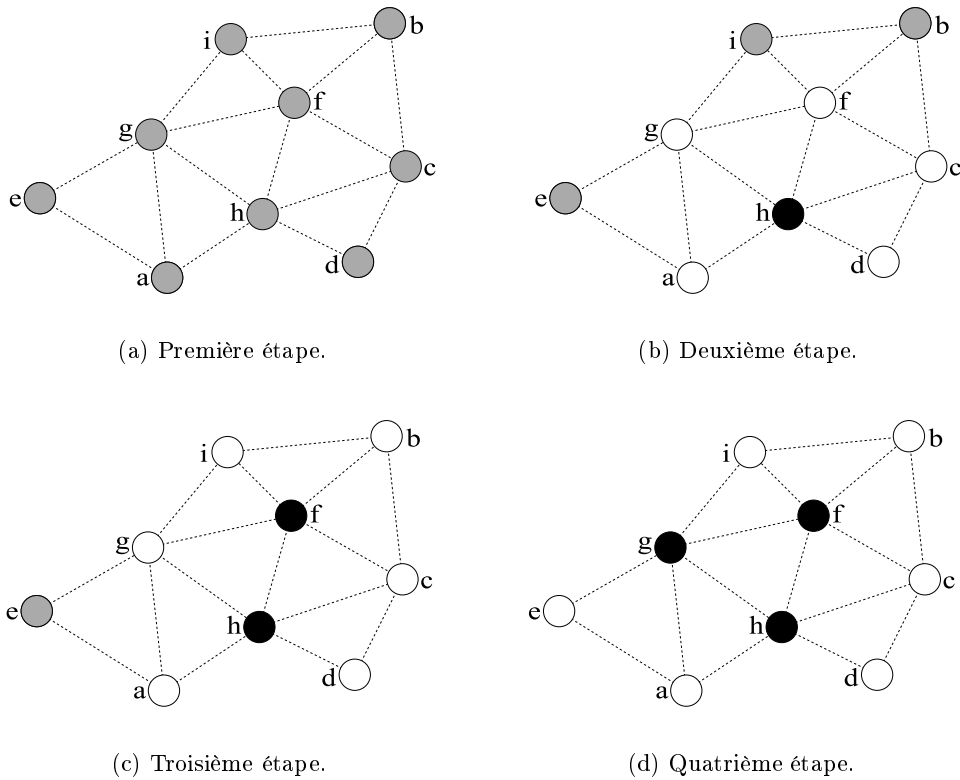


FIG. 2.5 – Application de l'heuristique de Guha et Khuller :  $V_d = \{f, g, h\}$ .

$G = (V, E)$ , trouver un ensemble  $V_d$  de taille minimale est un problème NP-complet [3], l'utilisation d'une heuristique est donc nécessaire.

Guha et Khuller ont proposé une heuristique gloutonne centralisée en [17]. Elle peut être décrite de la manière suivante :

1. Colorer chaque nœud en gris.
  - ◊ Les nœuds gris ne sont pas dominants, et ne sont voisins d'aucun nœud dominant.
2. Colorer en noir le nœud de degré maximal. Colorer tous ses voisins en blanc.
  - ◊ Les nœuds noirs sont dominants, les nœuds blancs ont au moins un voisin dominant. S'il y a égalité de degré entre plusieurs nœuds, leur identifiant peut être utilisé pour les départager.
3. Tant que des nœuds gris existent, choisir le nœud blanc ayant le plus grand nombre de voisins gris. Colorer ce nœud blanc en noir. Colorer tous ses voisins gris en blanc.
  - ◊ Encore une fois, en cas d'égalité, les identifiants des nœuds servent à les départager.

Dans l'exemple de la figure 2.5(a),  $f$ ,  $g$  et  $h$  sont les nœuds de degré maximum. Le nœud  $h$  ayant le plus grand identifiant, c'est lui qui est choisi pour être dominant (l'ordre lexicographique est ici utilisé pour les comparaisons d'identifiants). Il est alors coloré en noir et ses voisins en blanc. A la deuxième étape en figure 2.5(b),  $f$  est le nœud blanc ayant le plus de voisins gris, il est donc choisi pour être dominant. A la troisième étape

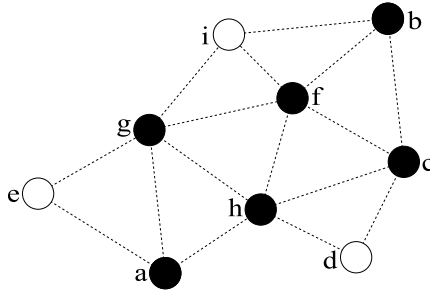


FIG. 2.6 – Application de l’heuristique basée sur MPR :  $V_d = \{a, b, c, f, g, h\}$ .

en figure 2.5(c), les nœuds  $a$  et  $g$  ont chacun un voisin gris, c’est donc  $g$  qui est choisi. Finalement en figure 2.5(d), nous obtenons  $V_d = \{f, g, h\}$ .

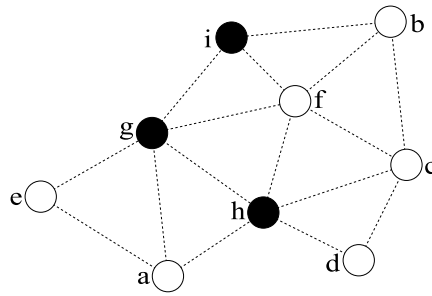
### Heuristique basée sur les relais multipoints

Un algorithme de calcul d’ensemble dominant connexe basé sur les relais multipoints a été proposée par Adjih et al. en [1]. Il fonctionne de la manière suivante :

1. Chaque nœud calcule ses relais multipoints et en transmet la liste à ses voisins.
  - ◊ *Trois échanges de messages HELLO sont donc nécessaires à cette étape : les deux premiers pour obtenir la connaissance à deux sauts requise par le protocole MPR, le troisième pour échanger les listes de relais.*
2. Les nœuds possédant le plus petit identifiant de leur voisinage se déclarent dominants.
3. Les nœuds choisis comme relais par leur voisin de plus petit identifiant se déclarent dominants.

Cette heuristique a été plus tard améliorée par Wu en [53], afin d’obtenir un ensemble dominant de plus petite taille. Dans cette nouvelle version, au cours de la sélection des relais multipoints, les voisins libres sont ajoutés en priorité à l’ensemble des relais. Un nœud  $u$  est qualifié de voisin *libre* d’un nœud  $v$  si ce dernier n’est pas le voisin de plus petit identifiant de  $u$ . La deuxième étape est également modifiée et devient : les nœuds ayant le plus petit identifiant de leur voisinage *et ayant au moins deux voisins non connectés directement* se déclarent dominants.

La figure 2.6 fournit un exemple de cette méthode, où les relais multipoints sont calculés en utilisant l’heuristique décrite par Qayyum et al. en [38]. Les nœuds  $d$  et  $e$  ne possèdent aucune paire de voisins non directement connectés, ils ne sont donc pas dominants. Ce n’est pas le cas de  $a$  et de  $b$ , qui ont de plus le plus petit identifiant de leur voisinage ; ils se déclarent donc dominants. Les nœuds  $g$  et  $h$  ont comme voisin de plus petit identifiant le nœud  $a$ , et appartiennent tous les deux à ses relais multipoints, ils deviennent à leur tour dominants. De même,  $c$ ,  $f$  et  $i$  ont comme voisin de plus petit identifiant le nœud  $b$ , mais seuls  $c$  et  $f$  sont ses relais. Ces derniers se déclarent donc dominants. Il est à noter que sur cet exemple précis l’heuristique donne des résultats médiocres, mais que ces derniers sont bien meilleurs en moyenne.

FIG. 2.7 – Application de l'heuristique de Dai et Wu :  $V_d = \{g, h, i\}$ .

### Heuristique de Dai et Wu

Wu et Li ont proposé en [54] un algorithme de calcul d'ensemble dominant, qui a été plus tard amélioré par Stojmenović et al. en terme de communications requises [45, 42]. Nous ne décrivons ici que cette version améliorée car une fois la connaissance à deux sauts acquise, aucune communication supplémentaire n'est nécessaire. Dans cet algorithme, un nœud est qualifié d'*intermédiaire* s'il possède au moins deux voisins à un saut non directement connectés. Un nœud  $u$  est dit *masqué* par un nœud  $v$  si  $N(u) \subseteq N(v)$  et  $\text{clef}(v) > \text{clef}(u)$ . Les nœuds qui ne sont masqués par aucun autre sont qualifiés de nœuds *inter-portail*. Un nœud  $u$  est masqué par deux nœuds directement connectés  $v, w \in N(u)$  si  $N(u) \subseteq (N(v) \cup N(w))$ ,  $\text{clef}(v) > \text{clef}(u)$  et  $\text{clef}(w) > \text{clef}(u)$ . Les nœuds inter-portail qui ne sont masqués par aucune paire de voisins à un saut connectés deviennent des nœuds *portail* (ils sont dominants). La clef d'un nœud détermine sa priorité pour être dans l'ensemble dominant, elle peut tout simplement être égale à son identifiant.

Cet algorithme a de nouveau été amélioré par Dai et Wu en [12] : leur idée a été de généraliser la règle, afin qu'un nœud puisse être masqué par un nombre arbitraire de voisins à un saut. Leur définition a été légèrement modifiée par Stojmenović et Wu en [46], puis reformulée par Carle et Simplot-Ryl en [5] de la manière suivante : dans un premier temps, chaque nœud intermédiaire  $u$  construit le sous-graphe  $G_h$  de ses voisins à un saut possédant une priorité (une clef) plus élevée. Pour cela, dans le graphe composé par  $N(u)$ , chaque voisin possédant une priorité plus faible est supprimé ainsi que les arêtes correspondantes. Le graphe résultat est ainsi nommé  $G_h$ . Si ce dernier est vide ou non connexe, alors  $u$  est dominant. Si  $G_h$  est connexe mais qu'il existe un voisin de  $u$  de plus faible priorité qui n'est pas voisin à un saut d'un nœud de  $G_h$ , alors  $u$  est également dominant. Sinon,  $u$  est masqué et se déclare non dominant. Les nœuds qui ne sont pas intermédiaires ne sont bien sûr jamais dominants.

Cette règle est illustrée par la figure 2.7, où la clef d'un nœud est son identifiant (l'ordre lexicographique est une fois de plus utilisé pour les comparaisons). Les nœuds  $d$  et  $e$  ne sont pas intermédiaires puisqu'ils ne possèdent pas de paire de voisins non directement connectés, ils ne sont donc pas dominants. Les graphes  $G_h$  des nœuds  $a$  ( $\{e, g, h\}$ ),  $b$  ( $\{c, f, i\}$ ),  $c$  ( $\{d, f, h\}$ ) et  $f$  ( $\{g, h, i\}$ ) sont tous connexes, et masquent leurs voisins possédant une plus faible priorité. Ces nœuds  $a$ ,  $b$ ,  $c$  et  $f$  se déclarent donc non dominants. Seuls  $g$ ,  $h$  et  $i$  décident de devenir dominants. Au final, nous obtenons  $V_d = \{g, h, i\}$ .

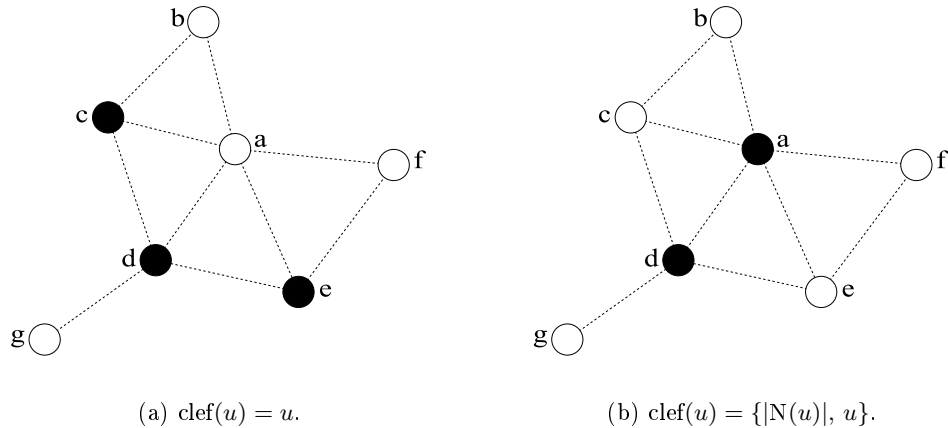


FIG. 2.8 – Application de l'heuristique de Dai et Wu avec différentes clefs.

Comme cela a été signalé précédemment, la clef d'un nœud donne sa priorité, en quelque sorte sa « probabilité » d'être marqué comme dominant. Chacune de ces priorités doit être unique au sein du réseau, afin de s'assurer que deux nœuds différents ne prendront jamais des décisions contradictoires. Une manière d'affecter une priorité à un nœud est d'utiliser son identifiant, lui-même unique. Cette méthode simple n'est pas forcément la plus efficace, car les priorités sont alors affectées aléatoirement. Wu et al. ont proposé en [55] d'utiliser des clefs composées de plusieurs valeurs, ces dernières étant choisies dans le but d'augmenter l'efficacité de l'ensemble dominant obtenu. Ainsi, ils ont conclu de leurs expériences que pour un nœud  $u$ , la clef :

$$\text{clef}(u) = \{E(u), |N(u)|, u\} \quad (2.7)$$

était celle qui donnait les meilleurs résultats, ou  $E(u)$  est la fonction donnant la capacité énergétique restante de  $u$ . Ainsi, avec une telle clef, la comparaison est d'abord faite sur le premier élément, le niveau d'énergie de  $u$ . Si une égalité survient à ce niveau, la comparaison se poursuit sur le degré de  $u$ . Finalement, s'il y a toujours égalité, les nœuds sont départagés par leur identifiant. De cette manière, les nœuds avec un niveau d'énergie et un degré élevés ont une plus grande probabilité de devenir dominants. D'autres clefs furent plus tard proposées et étudiées par Shaikh et al. en [41].

La figure 2.8 illustre les ensembles dominants obtenus avec l'heuristique de Dai et Wu selon la priorité utilisée. Ainsi, en figure 2.8(a), seul l'identifiant des nœuds est utilisé comme priorité, alors qu'en figure 2.8(b) le degré des nœuds sert de clef primaire et leur identifiant de clef secondaire. Sur cet exemple, on observe une diminution du nombre de nœuds dominants avec une clef plus élaborée.

### 2.3 Optimisation de la diffusion avec ajustement de portée

Lorsque l'équipement radio le permet, il peut être intéressant de réduire la puissance d'émission des messages. En effet, l'énergie dépensée lors des transmissions radio représente une part importante de la consommation énergétique globale d'un hôte, et

minimiser cette dépense apporte une économie non négligeable. Dans la suite du document, le terme *portée* sera utilisé de manière équivalente au terme puissance, les deux étant fortement liés.

Cette nouvelle catégorie de protocoles peut être considérée comme la version « continue » de celle ne faisant que minimiser le nombre de relais. En effet, dans les deux catégories, chaque nœud  $u$  se voit assigné un facteur  $f_u \in [0; 1]$  de manière à utiliser une portée de communication  $r(u) = f_u \times R$ , avec  $R$  la portée de communication maximale. Dans la précédente catégorie,  $f_u$  est une valeur discrète car elle ne prend que deux valeurs distinctes : soit zéro (le nœud n'émet pas), soit un (le nœud émet avec une portée maximale). Dans cette nouvelle catégorie, le facteur  $f_u$  est une valeur continue car il peut prendre toute valeur comprise dans l'intervalle  $[0; 1]$ .

Attribuer une puissance d'émission à chaque nœud telle que la connexité du réseau soit conservée et que la consommation énergétique globale soit minimale est connu pour être un problème NP-complet. La démonstration de cette affirmation a été faite pour un espace tridimensionnel par Kirousis et al. en [29]. Clementi et al. ont par la suite démontré en [11] que ce résultat restait valable pour un espace bidimensionnel. En conséquence, différentes heuristiques ont été proposées pour obtenir des solutions efficaces d'affectation de portées. Nous présentons ici les solutions les plus répandues.

### 2.3.1 Protocoles basés sur le contrôle de topologie

Ces protocoles utilisent un sous-graphe  $G' = (V, E')$  du graphe d'origine  $G = (V, E)$ , tel que  $E' \subseteq E$ . Leur but est de supprimer certaines arêtes du graphe unitaire, afin de modifier localement la topologie de chaque nœud. Les sous-graphes présentés dans cette section sont les plus utilisés dans ces algorithmes et ont la propriété de conserver la connexité : cela signifie que s'il existe un chemin entre deux sommets dans  $G$ , alors il existe toujours un chemin, qui ne sera pas forcément identique, entre ces deux sommets dans  $G'$ .

#### Graphe de voisinage relatif

Le graphe de voisinage relatif (ou RNG pour *relative neighborhood graph*) a été présenté par Toussaint en [48]. Pour un graphe  $G = (V, E)$ , il est noté  $\text{RNG}(G) = (V, E_{\text{RNG}})$  où l'ensemble des arêtes est défini par :

$$E_{\text{RNG}} = \{(u, v) \in E \mid \nexists w \in (N(u) \cap N(v)) \wedge \text{poids}(u, w) < \text{poids}(u, v) \wedge \text{poids}(w, v) < \text{poids}(u, v)\}, \quad (2.8)$$

$\text{poids}(u, v)$  étant la fonction donnant le poids de l'arête  $(u, v)$ . Cette fonction doit être symétrique pour le calcul de ce graphe : nous avons donc  $\text{poids}(u, v) = \text{poids}(v, u)$ .

La pondération d'une arête peut être effectuée aléatoirement, tout comme elle peut également être calculée en fonction des deux sommets définissant cette arête. Le cas où la longueur d'une arête donne son poids est illustré par la figure 2.9. La zone grise représente l'intersection des deux cercles de rayon  $\text{dist}(u, v)$  centrés en  $u$  et  $v$ . Dans ces conditions, l'arête  $(u, v)$  ne sera conservée dans le graphe RNG que s'il n'existe aucun

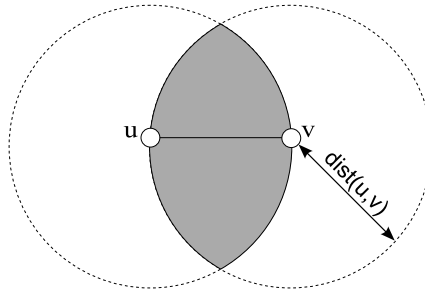


FIG. 2.9 – Calcul d'un sous-graphe RNG avec la distance euclidienne : si un nœud  $w$  existe dans la zone grise, alors l'arête  $(u, v)$  n'appartient pas au graphe RNG.

nœud  $w$  dans cette zone grise. Il est à noter que la taille de cette dernière ne dépend que de la distance entre  $u$  et  $v$ , et non de leurs portées de communication respectives. Avec une telle fonction de pondération, il est possible de donner une définition simplifiée du calcul du graphe RNG : *pour chaque triangle présent dans  $G$ , supprimer l'arête la plus longue de ce triangle.*

Parmi les propriétés intéressantes de ce graphe pour une utilisation dans un réseau décentralisé, on peut citer son calcul lui-même décentralisé. En effet, chaque nœud n'a besoin que d'une connaissance à deux sauts de son voisinage. De plus, l'utilisation de la distance euclidienne comme fonction de pondération permet de grandement diminuer la densité du graphe  $G$ , tout en ne conservant pour chaque nœud que ses voisins les plus proches. Dans ce cas sur un graphe du disque unitaire, la densité d'un graphe  $\text{RNG}(G)$  tend vers trois lorsque celle du graphe original  $G$  tend vers l'infini [6].

### Arbre couvrant minimal

L'arbre couvrant minimal (ou MST pour *minimum spanning tree*), noté  $\text{MST}(G) = (V, E_{\text{MST}})$ , est un concept géométrique très connu : cet arbre relie tous les sommets d'un graphe de manière à ce que la somme des poids de chaque arête soit minimale. De la même manière que pour le RNG, la longueur des arêtes peut être utilisée comme poids, afin de supprimer de  $G$  les arêtes les plus longues. L'algorithme de Prim pour calculer un tel arbre peut être décrit de cette manière :

1. Marquer arbitrairement un sommet.  
 ◇ *Les sommets marqués appartiennent à l'arbre, ceux non marqués n'y appartiennent pas encore.*
2. Tant que des sommets non marqués existent, ajouter à l'arbre les arêtes  $(u, v)$  dans l'ordre croissant de leur poids, avec  $u$  marqué et  $v$  non marqué. A chaque ajout, marquer  $v$ .

### Arbre couvrant minimal local

L'arbre couvrant minimal présente de très bonnes caractéristiques lorsque la distance euclidienne est utilisée comme poids, mais possède un inconvénient de taille : son calcul est centralisé. En effet, une connaissance de toutes les communications possibles au sein

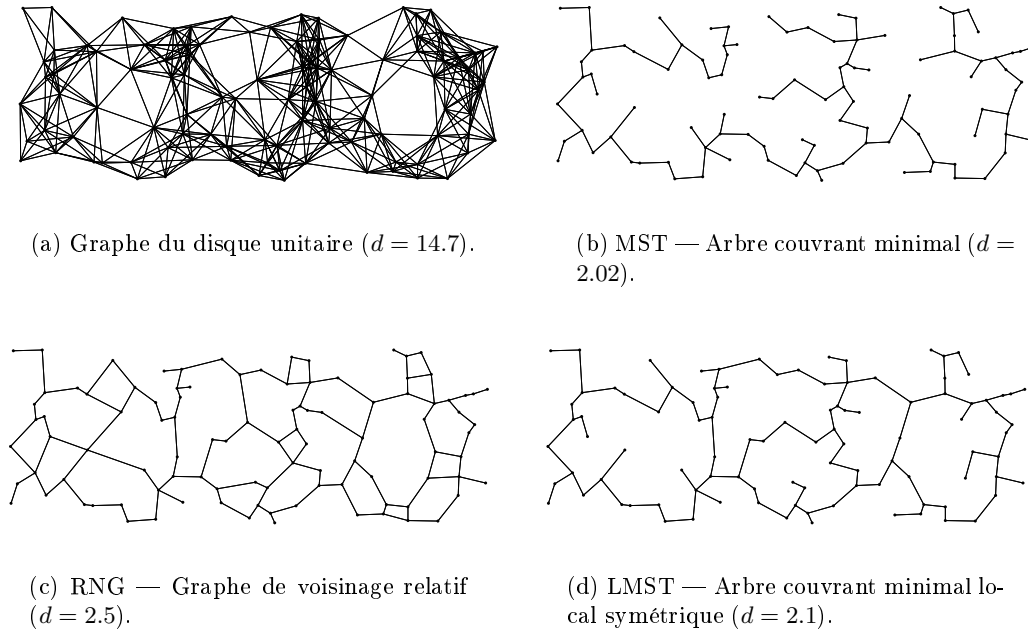


FIG. 2.10 – Un graphe du disque unitaire et ses sous-graphes associés. La distance euclidienne est utilisée comme fonction de pondération des arêtes.

du réseau est nécessaire, et l'obtention d'une telle connaissance requiert un coût de communication bien trop important pour un réseau décentralisé. De plus, les nœuds d'un tel réseau étant tous égaux, aucun d'entre eux ne possède un statut lui permettant de se déclarer responsable de tels calculs.

Pour résoudre ce problème, Li et al. ont proposé une structure géométrique en [31] qu'ils ont appelée arbre couvrant minimal local (ou LMST pour *local minimum spanning tree*), notée  $LMST(G) = (V, E_{LMST})$ . Son calcul se fait en deux étapes :

1. Chaque nœud  $u$  calcule l'arbre couvrant minimal de son voisinage à un saut.
  - ◊ *Ce calcul nécessite une connaissance à deux sauts, puisqu'il est nécessaire pour un nœud de connaître les arêtes entre ses voisins.*
2. Chaque nœud  $u$  ne conserve que les arêtes dont il est la source ou la destination dans cet arbre.

Li et al. ont également prouvé en [31] que la structure obtenue conserve la connexité s'il n'y a pas d'égalité dans les poids des arêtes. L'une des manières de résoudre ce problème est d'utiliser des poids *composés*, de manière similaire aux clefs utilisées pour le calcul d'ensembles dominants avec l'heuristique de Dai et Wu. Ainsi, le poids composé d'une arête peut contenir comme première valeur le poids « réel » de l'arête, puis comme deuxième et troisième valeurs les identifiants des nœuds définissant l'arête, par ordre croissant.

Il faut également noter que, bien qu'effectivement basé sur le calcul d'arbres couvrants minimaux, l'appellation arbre couvrant minimal local est un abus de langage puisque la structure obtenue n'est pas un arbre. Elle n'est pas non plus symétrique (les arêtes sont



orientées), mais elle peut le devenir en un simple échange de messages de manière à ce que chaque nœud supprime ses voisins dont il n'est pas lui-même voisin dans cette structure. Cette opération de symétrisation conserve la connexité du graphe [31].

Le calcul de chacun de ces sous-graphes nécessite de connaître les longueurs des arêtes pour être appliqué avec une telle pondération, mais la distance logicielle présentée en section 2.1.4 peut tout à fait être employée pour éviter l'utilisation d'un système de positionnement. La figure 2.10 illustre ces différents sous-graphes, où la distance euclidienne a été utilisée comme fonction de pondération ; on y observe clairement une diminution importante de la densité moyenne. On remarque également qu'avec la pondération utilisée, tous les sous-graphes obtenus sont planaires : il n'y existe aucune intersection d'arêtes.

### Méthodes de diffusion

Wieselthier et al. ont décrit en [51] un protocole de diffusion très simple basé sur le MST. Dans ce dernier, il est évident que chaque nœud peut être la racine d'un arbre couvrant. Ainsi, dans la solution proposée, chaque nœud du réseau choisit une portée de communication qui lui permet de couvrir son voisin le plus éloigné dans le MST, calculé dans cette solution grâce à l'algorithme de Prim. La portée  $r(u)$  d'un nœud  $u$  est donc définie par :

$$\forall u \in V \quad r(u) = \max\{\text{dist}(u, v) \mid v \in V \wedge (u, v) \in E_{\text{MST}}\}. \quad (2.9)$$

Comme le MST est connexe par définition, le graphe dérivé de cette attribution de portées l'est aussi. Toutefois, le calcul du MST étant centralisé, cet algorithme ne peut que difficilement être utilisé dans les réseaux ad hoc et de capteurs. C'est pour cette raison que Cartigny et al. ont proposé en [9] de remplacer le MST par un graphe RNG, ce dernier ayant un calcul localisé et étant également connexe. Le protocole ainsi obtenu, nommé RTCP (*RNG topology control protocol*), fournit de moins bonnes performances que celui de Wieselthier et al. car le graphe RNG est moins clairsemé qu'un arbre couvrant minimal, mais est très facilement applicable dans un réseau décentralisé.

Toujours en [9], Cartigny et al. ont également proposé le protocole RBOP (*RNG broadcast oriented protocol*). Le but de ce dernier est de réduire la redondance de RTCP par l'utilisation d'un mécanisme d'élimination de voisins. Dans l'algorithme proposé, chaque nœud calcule ses voisins RNG et ne cherche qu'à couvrir ces derniers. Lorsqu'un nœud reçoit un message de diffusion de la part d'un voisin RNG, il est directement ré-émis avec la portée assignée par RTCP. Si l'émetteur n'était pas un voisin RNG, un NES est enclenché et seuls les voisins RNG sont surveillés, ce qui permet de grandement réduire la probabilité de ré-émission.

### 2.3.2 Protocole de diffusion à puissance incrémentale

Ce protocole centralisé (*broadcast incremental power protocol*, ou BIP) a été introduit par Wieselthier et al. en [51]. Il s'agit d'une heuristique gloutonne donnant de très bons résultats en terme d'économie d'énergie. Son principe est de construire un arbre de diffusion dont la racine est un nœud source fixé à l'avance, le calcul d'un nouvel arbre étant donc indispensable lorsque le nœud source change.

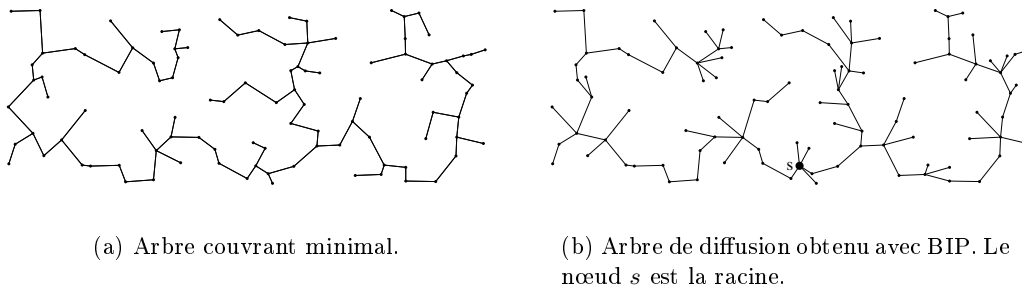


FIG. 2.11 – L’arbre couvrant minimal du graphe de la figure 2.10(a) et l’arbre de diffusion calculé par BIP sur ce même graphe.

L’idée majeure de ce protocole est de prendre en considération l’avantage naturelle des émissions sans fil omnidirectionnelles pour la diffusion : un message émis par un nœud  $u$  avec une portée  $r(u)$  est en effet reçu par *tous* les voisins de  $u$  tels que  $\text{dist}(u, v) \leq r(u)$ . Une seule émission peut donc atteindre plusieurs nœuds. Cet algorithme peut être décrit comme suit :

1. Marquer le nœud source. Assigner une puissance nulle à chaque nœud.
  - ◊ *Un nœud marqué appartient à l’arbre de diffusion, tandis qu’un nœud non marqué n’y appartient pas encore. Au début de l’algorithme, seul le nœud source appartient à l’arbre, et tous ont une portée nulle.*
2. Tant que des nœuds non marqués existent, trouver le couple  $(u, v)$  tel que la puissance *additionnelle* requise pour atteindre  $v$  depuis  $u$  soit la plus petite possible, avec  $u$  un nœud marqué et  $v$  un nœud non marqué. Assigner à  $u$  la puissance  $\text{pow}(u, v)$ . Marquer  $v$ .
  - ◊ *La puissance additionnelle est égale à la puissance requise pour atteindre  $v$  depuis  $u$ , moins celle qui était déjà assignée à  $u$ .*

Cet algorithme est une variante de celui de Prim présenté en section 2.3.1, la seconde étape différant légèrement : au lieu de sélectionner l’arête de poids minimal, le nœud nécessitant la plus faible puissance additionnelle pour être couvert est ajouté. On comprend aisément en quoi ces deux versions peuvent différer si l’on considère le modèle énergétique donné par l’équation (2.4) en page 26. L’existence de la constante  $c_e$  implique que la création d’une nouvelle émission depuis un nœud qui n’émet pas encore peut être plus coûteuse que l’augmentation de portée d’un nœud qui émet déjà (et qui a donc déjà « payé » le coût de cette constante). La figure 2.11 illustre les différences entre les deux arbres obtenus à partir du graphe du disque unitaire donné en figure 2.10(a). Il est à noter que dans l’arbre calculé par BIP les arêtes sont orientées, bien que par soucis de clarté elles soient représentées comme non orientées en figure 2.11(b).

Quelques améliorations ont par la suite été proposées. Parmi les plus notables, nous pouvons citer celles de Chu et Nikolaidis en [10] et de Wan et al. en [49]. Malheureusement, toutes ces améliorations restent centralisées, et pour certaines utilisent le modèle de l’équation (2.3) en page 26, qui ne considère aucun coût constant  $c_e$  en émission. C’est pour cette raison que Wieselthier et al. ont également proposé une version distribuée de BIP en [50]. Cette nouvelle version a l’avantage de pouvoir être appliquée dans le cadre

d'un réseau décentralisé et de fournir les mêmes résultats que l'heuristique originale. Cependant, ses performances sont grandement diminuées si l'on inclut dans le coût de l'opération de diffusion celui de tous les échanges de messages nécessaires à la construction de l'arbre. Les bons résultats de BIP deviennent alors insignifiants en comparaison de ce nouveau coût, qui doit de plus être supporté à chaque nouvelle opération de diffusion du fait de la faible durée de vie des informations utilisées.

## 2.4 Diffusion sans connaissance du voisinage

### 2.4.1 Méthodes probabilistes

Dans cette approche, lorsqu'un nœud reçoit un message de diffusion pour la première fois, il le ré-émet avec une probabilité  $p$  qui peut avoir été fixée au départ, ou être calculée en fonction de différents paramètres. Le cas considérant  $p$  fixé à l'avance n'offre pas de très bons résultats : une valeur trop élevée entraîne un nombre trop important d'émetteurs, tandis qu'une valeur trop faible diminue fortement le taux de diffusion du message.

Au contraire, une probabilité calculée en fonction de l'environnement du récepteur peut être plus ou moins élevée selon sa situation. Ainsi, Cartigny et Simplot ont proposé un protocole nommé BRP (*border node retransmission based probabilistic broadcast protocol*) en [8], dans lequel la probabilité de ré-émission est inversement proportionnelle au degré du nœud récepteur et de la distance qui le sépare de l'émetteur. Lorsqu'un nœud décide de ne pas ré-émettre le message, il entame alors un NES afin que la couverture de son voisinage soit assurée quoi qu'il arrive.

### 2.4.2 Méthodes basées sur la distance

Dans ce type de protocole, un message de diffusion est ré-émis par un nœud récepteur si la distance qui le sépare de l'émetteur est plus élevée qu'une distance seuil, qui peut être fixe ou calculée. De la même manière que pour l'approche probabiliste, un seuil fixe n'est pas très intéressant puisqu'il mènera soit à un faible taux de diffusion, soit à de mauvaises performances. Ni et al. ont étudié en [33] cette approche, et leurs résultats montrent que ces méthodes ne sont pas suffisamment viables.

### 2.4.3 Méthodes basées sur la couverture de surface

Dans ce type d'approche, les nœuds n'essaient pas d'assurer la couverture de leurs voisins, mais celle de la surface déterminée par leur portée de communication. L'avantage de cette méthode est qu'elle ne nécessite pas l'utilisation de messages HELLO, diminuant ainsi la charge du réseau.

Ovalle-Martínez et al. ont proposé en [35] un protocole basé sur cette approche, où tous les nœuds ont la même portée de communication et possèdent un système de positionnement leur permettant de mathématiquement déterminer leur surface de communication. À la réception d'un message de diffusion, contenant la position de l'émetteur, le nœud récepteur calcule la portion de sa surface n'ayant pas été couverte par cette émission. Il enclenche ensuite un NES en utilisant un temps d'attente inversement proportionnel au pourcentage de sa surface non couverte, de manière à faire relayer en

---

premier les nœuds susceptibles d'offrir la plus grande couverture de surface non encore couverte. Le temps d'attente est ensuite mis à jour à chaque nouvelle réception de ce même message de diffusion.

## 2.5 Conclusion

Comme nous l'avons vu dans ce chapitre, les méthodes de diffusion basées sur la connaissance du voisinage de chaque nœud peuvent être réparties en deux catégories, selon qu'elles considèrent ou non la modification de la portée de communication. Bien qu'il existe de très bonnes solutions localisées lorsque cette dernière est fixe, le cas avec ajustement reste marginal et les algorithmes existants sont peu adaptés à la nature décentralisée des réseaux que nous étudions. Pourtant, comme nous le verrons plus loin dans ce document, l'ajustement de portée est une solution qu'il ne faut pas négliger pour minimiser la consommation énergétique.



## Troisième Chapitre

---

# EVALUATION DE PROTOCOLES DE DIFFUSION AVEC PORTÉE FIXE

« Je vais vous dire ce qu'ils ont fait. Ils ont construit un cerveau synthétique dans un des laboratoires lunaires, il y a quelques années. C'est prodigieux, n'est-ce pas? Il fonctionne; il peut émettre et recevoir. »

**Robert Silverberg,**  
*L'homme dans le labyrinthe.*

« Commit du soir, espoir — Build du matin, chagrin. »

**Anonyme,**  
*Dicton populaire.*



*Nous proposons dans ce chapitre deux analyses de protocoles de diffusion, où l'ajustement de portée n'est pas considéré. Dans la première, nous analysons l'impact d'un mécanisme d'élimination de voisins sur les performances de divers protocoles de diffusion. Parmi ceux-ci se trouvent le protocole de diffusion par relais multipoints et les méthodes basées sur les ensembles dominants connexes de Dai et Wu et de Adjih et al. L'heuristique centralisée de Guha et Khuller est également prise en compte afin de fixer une limite de performances aux méthodes localisées. Nous analysons en outre une définition améliorée de celle de Dai et Wu pour le calcul d'ensemble dominant. Les résultats que nous présentons montrent que le mécanisme d'élimination de voisins apporte un gain de performances non négligeable, notamment dans les réseaux de forte densité.*

*Dans la seconde analyse, nous nous concentrons sur le protocole de diffusion par relais multipoints dont nous étudions les performances dans un environnement physique réaliste. Dans ce dernier, le modèle du disque unitaire est remplacé par le modèle du masquage lognormal. Les résultats obtenus montrent que l'heuristique originale de sélection des relais multipoints n'est pas adaptée à un tel environnement et fournit un taux de diffusion médiocre. Nous fournissons donc de nouvelles méthodes de sélection offrant de bien meilleurs résultats dans l'environnement considéré.*

### 3.1 Impact du NES sur une diffusion avec portée fixe

Le mécanisme d'élimination de voisins (NES), présenté dans le chapitre 2, est un dispositif permettant de réduire la redondance de messages lors d'un processus de diffusion, sans en compromettre la fiabilité. Il est donc virtuellement possible d'améliorer les performances de n'importe quel protocole en lui adjoignant un tel mécanisme.

Afin de mesurer le potentiel accroissement d'économie d'énergie apporté par un NES lors d'une diffusion, nous avons décidé d'évaluer les performances de différents protocoles localisés et fiables, avec et sans l'addition de ce mécanisme. Au cours de cette étude, nous nous focalisons sur le cas où l'ajustement de portée n'est pas disponible, tous les nœuds possèdent donc la même portée de communication.

Pour cette raison, notre choix s'est donc naturellement porté sur le protocole de diffusion par relais multipoints et sur les méthodes basées sur les ensembles dominants connexes, en nous limitant pour ces derniers aux algorithmes ne nécessitant que peu d'échanges de messages, voire pas du tout, une fois la connaissance du voisinage acquise. Nous présentons dans un premier temps une nouvelle définition d'ensemble dominant, basée sur celle de Dai et Wu.

#### 3.1.1 Amélioration de la définition de Dai et Wu

La méthode proposée par Dai et Wu en [12] pour le calcul d'ensemble dominant connexe, présentée dans le précédent chapitre, nécessite une connaissance topologique à deux sauts de chaque nœud. En effet, ces derniers doivent connaître au moins les voisins



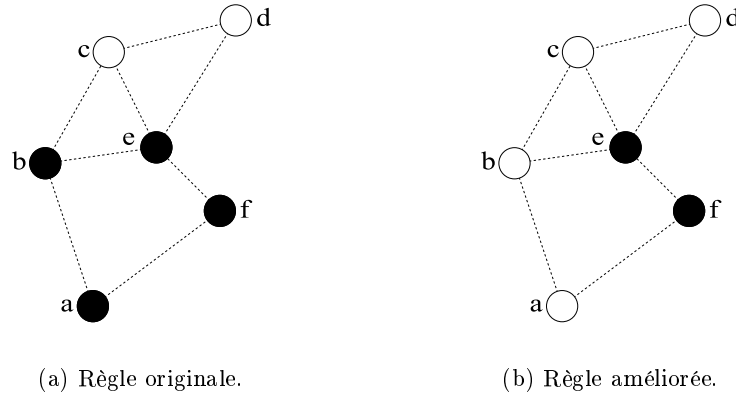


FIG. 3.1 – Application de la règle de Dai et Wu et de sa version améliorée. L'identifiant des nœuds donne leur priorité, dans l'ordre lexicographique.

de leurs propres voisins pour pouvoir appliquer cette définition et déterminer s'ils sont dominants ou non. La définition que nous donnons ici est basée sur l'observation que cette connaissance pourrait être mieux utilisée.

Pour illustrer cela, considérons la figure 3.1 où l'algorithme de Dai et Wu a été appliqué en figure 3.1(a). Le nœud  $a$  a été marqué comme dominant car il possède deux voisins,  $b$  et  $f$ , qui ne sont couverts par aucun ensemble de voisins de plus haute priorité. En fait,  $a$  est lui-même couvert par l'ensemble  $\{b, e, f\}$  et bien que  $e$  ne soit pas un voisin à un saut de  $a$ , ce dernier pourrait être marqué non dominant comme illustré en figure 3.1(b). De plus, bien que  $e$  ne soit pas un voisin direct de  $a$ , cela n'empêche pas ce dernier de vérifier que chacun de ses voisins à un saut est voisin de  $e$  ou que l'ensemble  $\{b, e, f\}$  est bien connexe. En effet,  $e$  apparaît dans chaque liste de voisins reçue par  $a$ , qui peut donc en tirer de telles conclusions. De manière similaire, le nœud  $b$  peut déterminer qu'il ne doit pas être dominant puisque lui et ses voisins  $a$ ,  $c$  et  $e$  sont couverts par l'ensemble de plus haute priorité  $\{e, f\}$ .

Ainsi, notre nouvelle définition permettant d'élire un ensemble dominant  $V_D$  peut être exprimée de la manière suivante :

$$\forall u \in V \quad u \in V_D \Leftrightarrow u \text{ intermédiaire} \wedge \exists A_u \subseteq \dot{N}^2(u) \setminus \{u\} \begin{cases} \forall v \in A_u, \text{clef}(v) > \text{clef}(u) \\ A_u \text{ connexe} \\ \dot{N}(u) \subseteq \dot{N}(A_u) \end{cases}$$

En d'autres termes, un nœud  $u$  n'est dominant que s'il est intermédiaire et qu'il n'existe pas dans son voisinage à deux sauts un ensemble connexe de voisins de plus haute priorité qui couvre  $\dot{N}(u)$ . De manière similaire à la règle de Dai et Wu, un nœud est intermédiaire s'il possède au moins deux voisins non directement connectés.

On peut remarquer que lorsque des informations topologiques sont utilisées,  $e$  peut ne pas connaître l'existence de certains liens entre ses voisins à deux sauts et en déduire que l'ensemble n'est pas connexe alors que c'est le cas. Cette situation peut être évitée si les nœuds connaissent leur position, ce qui leur permet de déterminer si deux voisins à deux sauts peuvent communiquer ou non.

L'algorithme permettant d'élire un ensemble dominant selon cette nouvelle règle peut être décrit, pour un nœud intermédiaire  $u$ , de la manière suivante :

1. Créer un graphe  $G_h$  composé des voisins de plus haute priorité que  $u$  dans son voisinage à deux sauts.
2. Trouver les composantes connexes dans  $G_h$ .  
 ◇ Cela peut être effectué en appliquant l'algorithme de plus court chemin de Dijkstra, en partant à chaque fois d'un nœud non exploré. Une alternative peut être d'utiliser une recherche en largeur ou en profondeur.
3. Si  $u$  et ses voisins à un saut sont couverts par au moins une des composantes connexes,  $u$  est marqué comme non dominant.

### Preuve d'inclusion dans l'ensemble de Dai et Wu

**Théorème 1.** *L'ensemble dominant  $V_D$  obtenu avec la définition améliorée est un sous-ensemble de celui obtenu avec la définition de Dai et Wu.*

*Démonstration.* Il suffit de montrer que si un nœud est élu dominant par la règle améliorée, alors il l'est aussi avec la règle de Dai et Wu. Supposons qu'il existe un nœud  $u$  qui soit dominant avec la règle améliorée mais pas avec la règle originale. Dans les deux cas,  $u$  doit être intermédiaire étant donné que cette condition est commune aux deux règles. Puisque  $u$  est dominant avec la règle améliorée, il n'existe pas dans  $\dot{N}^2(u) \setminus \{u\}$  d'ensemble connexe de nœuds de plus haute priorité couvrant  $\dot{N}(A_u)$ . Or, puisque  $u$  n'est pas dominant avec la règle originale, il existe un tel ensemble dans  $N(u)$ , ce qui est une contradiction puisque  $N(u) \subset (\dot{N}^2(u) \setminus \{u\})$ . Nous pouvons en déduire que tout nœud marqué non dominant par la règle de Dai et Wu le sera également par la règle améliorée. □

Cette preuve démontre que la définition améliorée ne peut générer un ensemble dominant de taille plus grande que celui généré par la règle originale de Dai et Wu. Dans le pire des cas, les deux ensembles sont de même taille.

### Preuve de dominance

**Théorème 2.** *Pour n'importe quel graphe  $G = (V, E)$  sur lequel la règle améliorée est appliquée, l'ensemble  $V_D$  obtenu est tel que chaque nœud  $u \in V$  appartient à  $V_D$  ou est un voisin d'un nœud  $v$  appartenant à  $V_D$ .*

*Démonstration.* Supposons que l'ensemble  $V_D$  obtenu ne soit pas dominant et que  $u$  soit un nœud non dominant, voisin d'aucun nœud dominant. D'après la règle améliorée,  $u$  est couvert par  $A_u$ , un ensemble de ses voisins à deux sauts de plus haute priorité. Soit  $v$  le voisin de  $u$  de plus haute priorité :  $v$  n'est pas dominant selon les hypothèses de base. Il possède donc dans son voisinage à deux sauts un ensemble  $A_v$  connexe de nœuds de plus haute priorité couvrant  $\dot{N}(v)$ , donc en particulier  $u$ . Or cela est impossible, puisqu'aucun autre voisin de  $u$  ne possède une priorité plus grande que celle de  $v$  (et ne peut donc appartenir à  $A_v$ ). Il est par conséquent impossible que  $v$  puisse trouver un tel ensemble et se déclarer non dominant. □

### Preuve de connexité

**Théorème 3.** *Pour n'importe quel graphe connexe  $G = (V, E)$ , il existe un chemin entre deux sommets quelconques dans le graphe  $G_D = (V_D, E_D)$  produit par la règle améliorée.*

*Démonstration.* Nous supposons que les nœuds sont examinés et marqués non dominants dans l'ordre croissant de leur priorité, cette hypothèse ne changeant pas le résultat obtenu. Soit  $vuw$  un chemin entre les nœuds  $v$  et  $w$  passant par  $u$ , un nœud non dominant. Puisque  $u$  n'est pas dominant, il existe un ensemble  $A_u$  connexe couvrant au moins  $v$  et  $w$ . De par la connexité de  $A_u$ , il existe donc un chemin alternatif, n'utilisant pas  $u$ , entre  $v$  et  $w$ . De plus aucun nœud de  $A_u$  n'a encore été marqué non dominant puisqu'ils ont tous une priorité supérieure à celle de  $u$ . Nous pouvons donc en déduire qu'un nœud ne sera jamais marqué non dominant s'il n'existe pas de chemin alternatif entre deux de ses voisins.  $\square$

Ces trois preuves ne dépendent pas des liens possibles entre les voisins à deux sauts. Elles sont donc valides à la fois pour des informations topologiques et des informations de position.

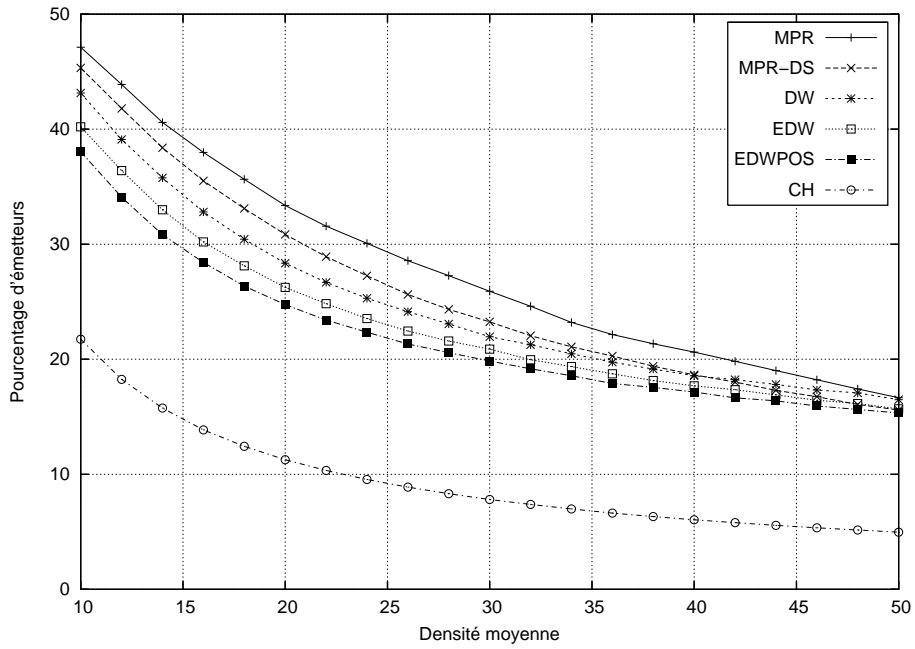
### 3.1.2 Evaluation de l'apport du NES à une diffusion

Nous présentons dans cette section les différents résultats obtenus par simulation des protocoles de diffusion que nous avons sélectionnés. Les expérimentations sont menées en deux phases. Dans la première, les protocoles sont tous évalués sous leur forme originale, alors que dans la seconde un mécanisme d'élimination de voisins leur est ajouté. Cet ajout se fait simplement de la manière décrite dans le chapitre 2 : un nœud désigné comme relais par le protocole considéré enclenche un NES et ne ré-émet que si cela est nécessaire à la fin du temps d'attente, ce dernier étant généré et mis à jour en fonction du nombre de voisins non encore couverts.

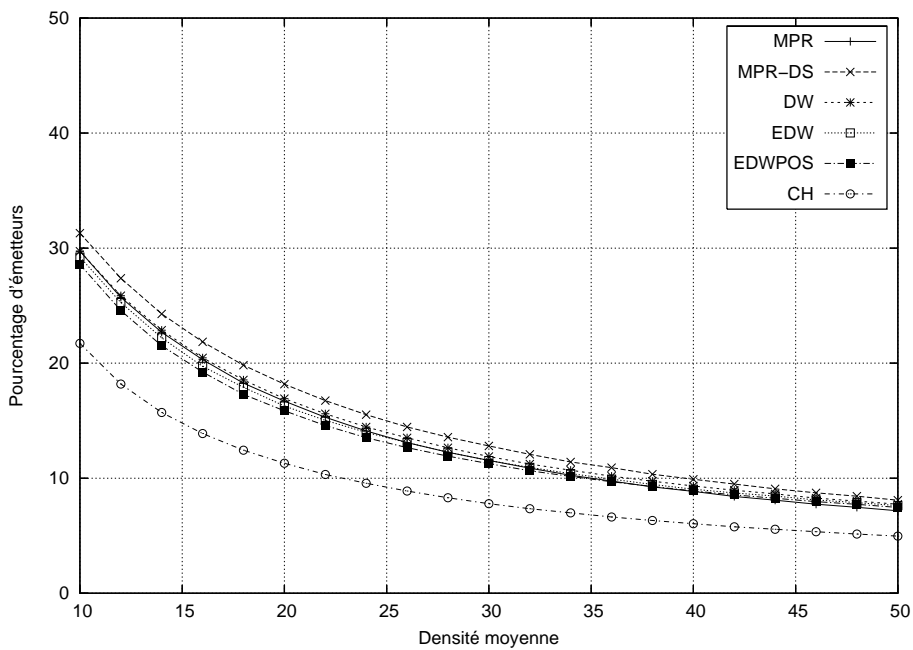
Les acronymes utilisés dans cette section sont les suivants :

- MPR : Le protocole de diffusion par relais multipoints. L'heuristique utilisée est celle d'origine proposée par Quayyum et al. [38]. Les voisins à deux sauts déjà couverts, et connus comme tels par un nœud donné, ne sont pas pris en compte lors de la sélection des relais multipoints. La quatrième étape, décrite dans le chapitre 2, n'est pas appliquée ici.
- CH : Heuristique centralisée de Guha et Khuller [17] pour le calcul d'ensemble dominant connexe.
- DW : Heuristique localisée de Dai et Wu [12] pour le calcul d'ensemble dominant connexe. La priorité d'un nœud  $u$  est égale au couple  $\{|N(u)|, u\}$ .
- EDW : Définition améliorée de DW, avec des informations topologiques.
- EDWPOS : EDW avec des informations de position.
- MPRDS : Heuristique de Adjih et al. [1] basée sur MPR pour le calcul d'un ensemble dominant connexe.

Dans un premier temps, nous fournissons en figure 3.2 le taux de ré-émission des différents protocoles. La figure 3.2(a) indique que MPR est l'algorithme localisé mobilisant le plus d'émetteurs pour réaliser la diffusion. De plus, les messages relayés sont d'une taille un peu plus élevée car ils contiennent la liste des relais choisis par l'émetteur, ce qui ne



(a) Sans NES.



(b) Avec NES.

FIG. 3.2 – Taux de ré-émission en fonction de la densité du réseau.

joue pas en faveur de MPR. Les deux algorithmes basés sur les ensembles dominants DW et MPRDS se comportent à peu près de la même manière, ce qui est conforme aux observations faites par Adjih et al. en [1]. Comme annoncé, l'amélioration de l'algorithme de Dai et Wu que nous avons présentée dans la section précédente fournit de meilleurs résultats grâce à sa plus faible quantité de nœuds dominants. L'utilisation d'informations de position améliore encore un peu plus ces résultats. L'algorithme centralisé de Guha et Khuller obtient bien sûr le plus faible taux.

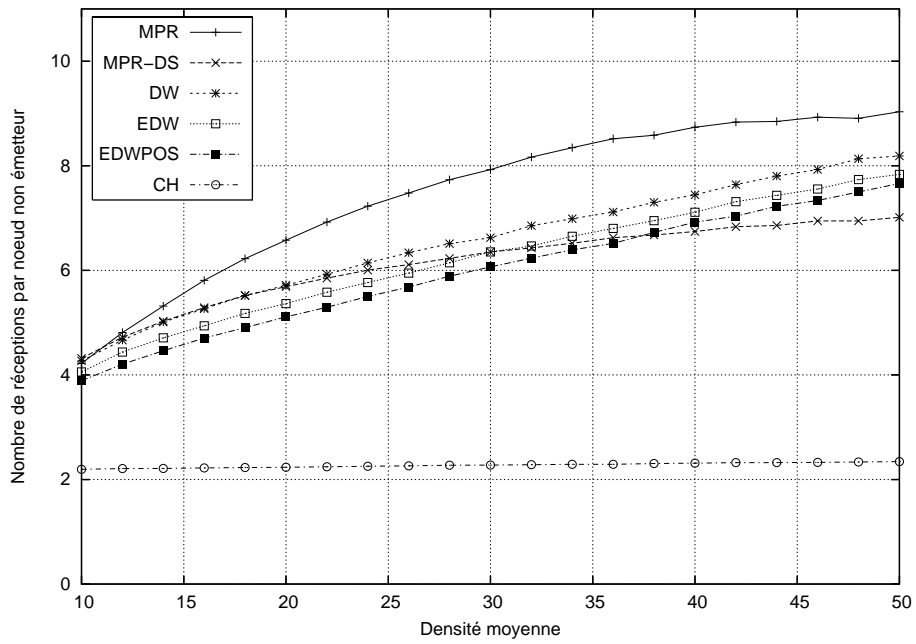
En figure 3.2(b), nous pouvons observer que l'ajout du mécanisme d'élimination de voisins améliore considérablement tous les algorithmes localisés. Il est ainsi intéressant de noter que toutes ces solutions obtiennent de cette manière des résultats quasiment identiques. L'algorithme CH avec sa connaissance globale du réseau reste bien sûr le meilleur, et l'ajout du NES ne change en rien ses performances. Les résultats des protocoles localisés se sont cependant grandement rapprochés de ceux de CH, et le surcoût de la localisation en terme de ré-émetteurs descend au-dessous de 50%. Ainsi, pour la densité  $d = 30$ , le taux de ré-émission de CH est de 7.8%, alors que celui de EDW est d'environ 11.5%. Cela prouve que les solutions localisées peuvent être aussi performantes que celles centralisées.

Nous fournissons à présent en figure 3.3 les résultats concernant la redondance en terme de nombre de réceptions par nœud non émetteur. Encore une fois en figure 3.3(a), CH avec sa connaissance globale obtient les meilleures performances, qui restent stables pour toute les densités considérées. Le protocole MPR semble rester le moins performant pour cette métrique en générant une redondance plus importante que celle des autres solutions localisées. Pour toutes ces dernières, le nombre de copies reçues augmente proportionnellement avec la densité.

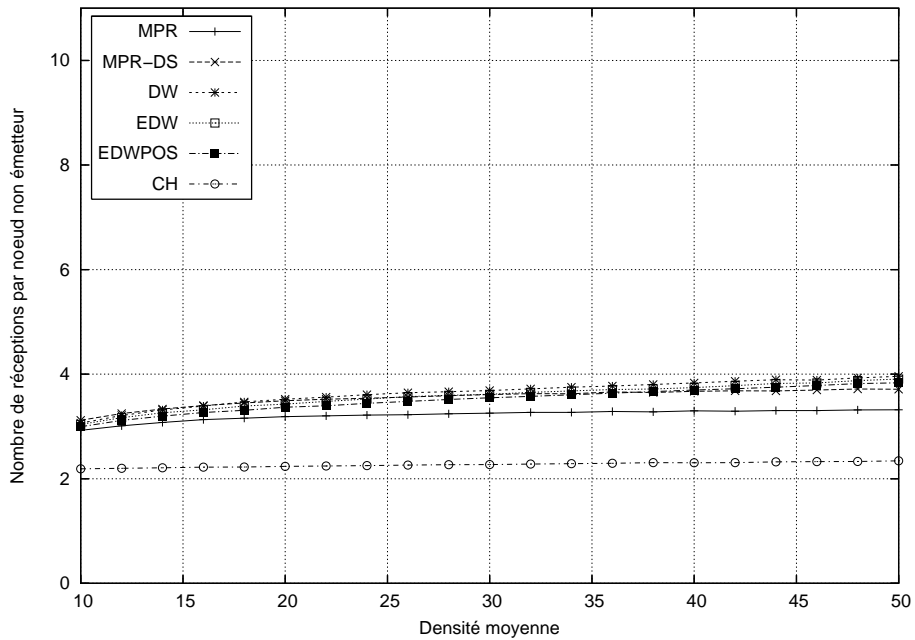
L'ajout d'un NES en figure 3.3(b) montre que, comme pour le taux de ré-émission, il est possible de fortement réduire la redondance en nombre de réceptions des solutions étudiées. La charge du réseau en est alors d'autant diminuée, et ce de manière visible pour tous les algorithmes. Seul CH y est insensible, ses performances étant déjà excellentes. MPR semble bénéficier le plus de l'ajout du NES et se retrouve un peu mieux classé que les autres, spécialement pour les densités élevées. Pour tous, le surcoût par rapport à la solution centralisée se situe aux alentours de 60%.

De manière similaire, nous fournissons en figure 3.4 les résultats obtenus à propos du nombre de réceptions par nœud émetteur. Des observations analogues aux précédentes peuvent être faites concernant l'augmentation de la redondance avec la densité et l'efficacité du NES à grandement limiter cette redondance. Cette dernière est particulièrement présente dans les réseaux à forte densité bien que le nombre d'émetteurs diminue. Cela peut être expliqué simplement par le fait que la diminution du taux de ré-émission n'est pas suffisamment importante par rapport à l'augmentation du nombre de nœuds couverts par une seule transmission. Selon nos observations, les nœuds émetteurs subissent plus la redondance que les autres. Seul CH déroge à cette règle, puisque dans son cas tous reçoivent approximativement le même nombre de copies du message.

Nous fournissons finalement en figure 3.5 des éléments de comparaison entre les différents algorithmes de calcul d'ensemble dominant, en analysant les graphes qu'ils produisent. Ainsi en figure 3.5(a) est fourni le degré moyen des ensembles dominants, c'est-à-dire le nombre moyen de voisins dominants par nœud dominant. On peut y observer

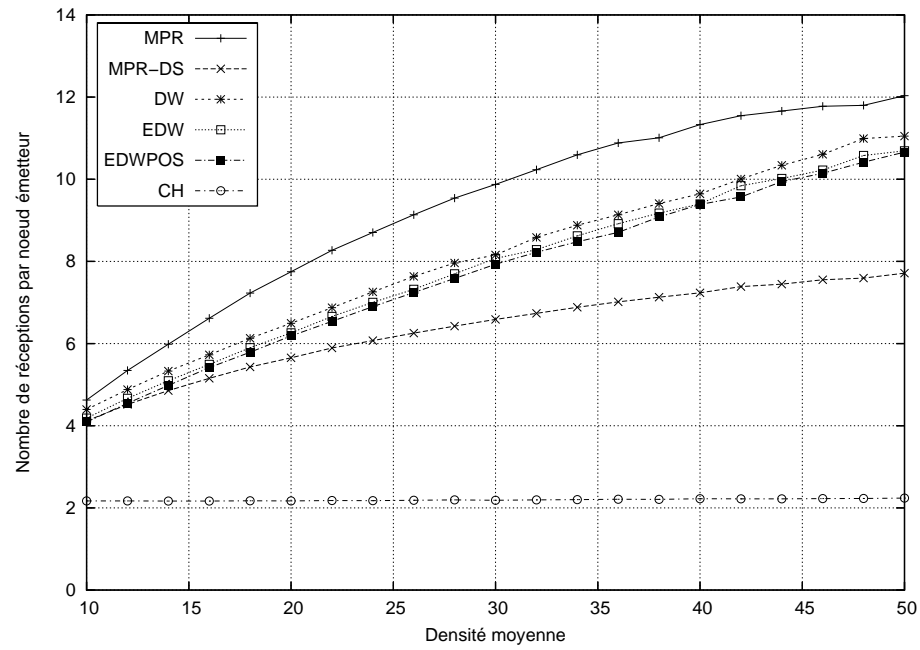


(a) Sans NES.

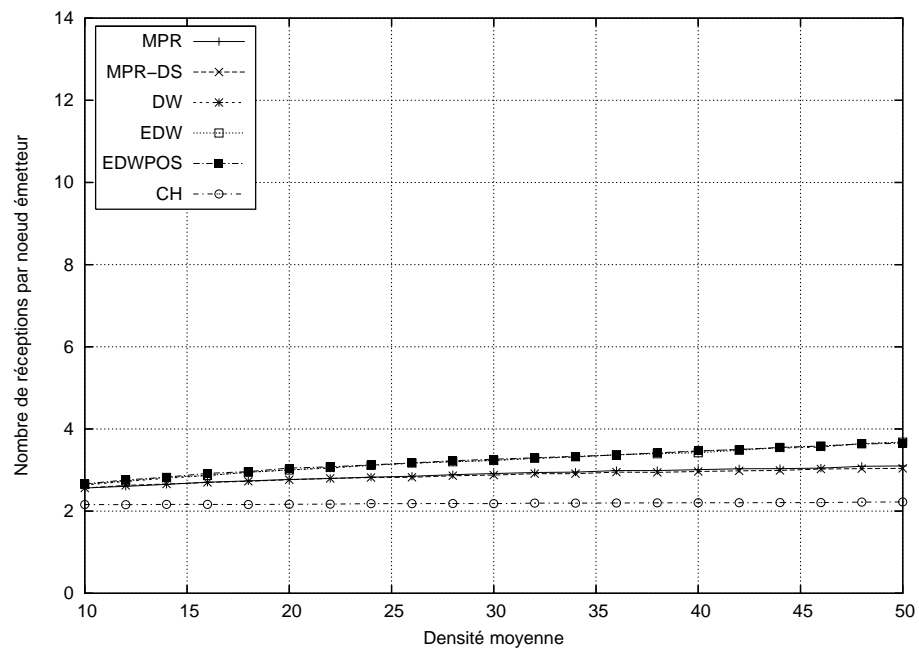


(b) Avec NES.

FIG. 3.3 – Redondance en réception aux nœuds non émetteurs en fonction de la densité du réseau.

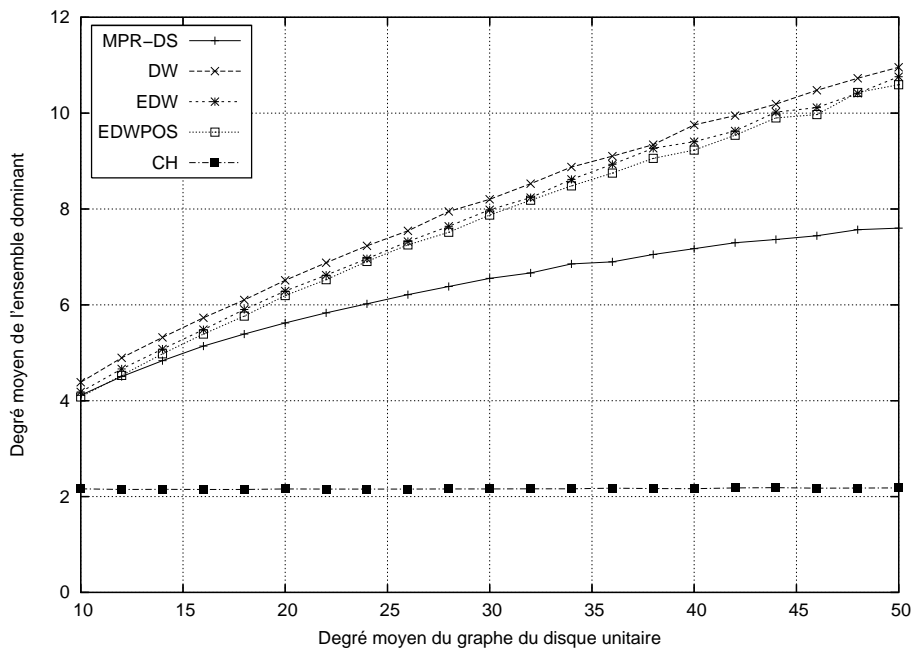


(a) Sans NES.

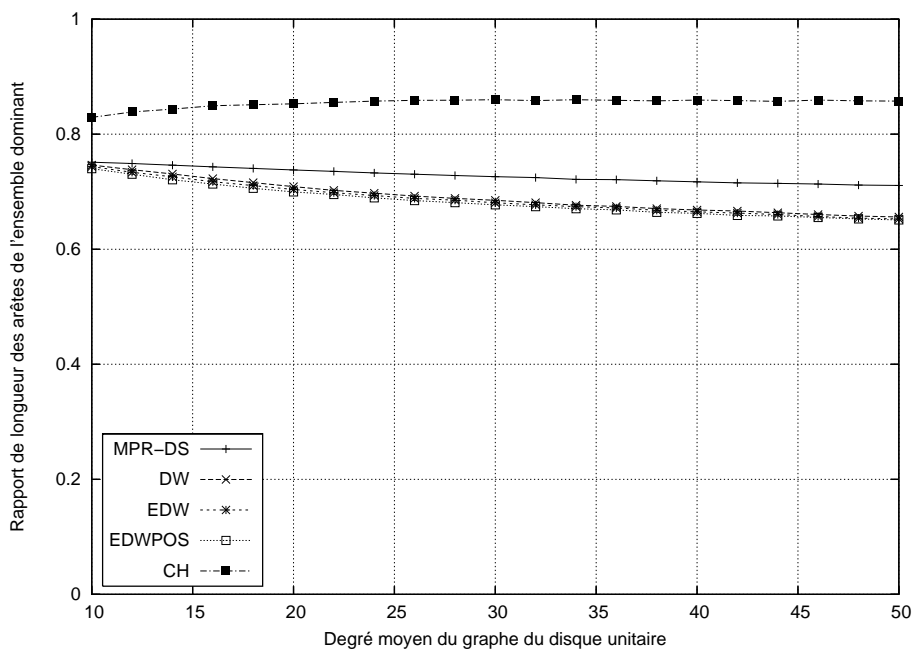


(b) Avec NES.

FIG. 3.4 – Redondance en réception aux nœuds émetteurs en fonction de la densité du réseau.



(a)



(b)

FIG. 3.5 – Comparaison des ensembles dominants sélectionnés.



que cette valeur est dépendante de la taille moyenne de l'ensemble dominant : plus cette dernière est petite, et plus le degré moyen est faible. Ainsi, CH obtient les meilleurs résultats, alors que les autres algorithmes obtiennent approximativement les mêmes valeurs, avec un léger avantage pour MPRDS. Une remarque intéressante est que le degré moyen des ensembles obtenus grâce à CH est indépendant de la densité du graphe original, et toujours aux alentours de deux.

Nous prenons également en compte en figure 3.5(b) le ratio entre la longueur moyenne des arêtes séparant deux nœuds dominants et la portée originale du disque du graphe unitaire. Cette valeur semble relativement stable et ne dépend pas réellement de la densité originale. Les quatre méthodes localisées obtiennent ainsi plus ou moins les mêmes résultats, tandis que CH obtient des valeurs bien plus élevées. Cela peut facilement être expliqué par le fait que dans cette heuristique, à chaque étape, le nœud couvrant le plus grand nombre de « nouveaux » nœuds est choisi, cette valeur augmentant avec la distance entre les nœuds.

### 3.1.3 Conclusion

Un certain nombre de conclusions peuvent être tirées de l'ensemble des simulations effectuées. La plus importante concerne le mécanisme d'élimination de voisins, capable d'améliorer les performances de tous les protocoles en tant que mécanisme additionnel. Dans nos travaux, il réduit grandement aussi bien le taux de ré-émission que la redondance des réceptions au niveau de tous les nœuds. Ces améliorations, bien que plus fortement observables dans les réseaux denses, sont également présentes avec de faibles densités. Le protocole MPR semble être celui qui retire le plus de bénéfices de l'ajout d'un NES.

De toutes les solutions étudiées, EDWPOS associé à un NES apparaît comme celle minimisant le taux de ré-émission. Si le niveau de connaissance est réduit aux seules informations topologiques, EDW associé à un NES reste la méthode la plus efficace, bien que l'avance sur les autres protocoles ne soit pas flagrante. La méthode MPRDS semble équivalente aux autres méthodes basées sur les ensembles dominants, mais nécessite un troisième échange de messages HELLO, ce qui peut la défavoriser si l'on prend en compte ces étapes préliminaires.

Si l'on excepte le cas particulier de CH et de sa connaissance globale du réseau, les performances de toutes les méthodes évaluées dépendent de la densité considérée. Lorsque cette dernière est faible, un taux de ré-émission élevé est nécessaire pour couvrir l'ensemble du réseau. Lorsque la densité augmente, le taux de ré-émission diminue de manière proportionnelle, tandis que la redondance en réception augmente quant à elle pour tous les nœuds. Il semble également que les émetteurs soient plus sujets à cette redondance que les autres nœuds.

Les travaux présentés dans cette section peuvent être trouvés en [18, 25].

## 3.2 Analyse de MPR dans un environnement réaliste

La plupart des protocoles de diffusion proposés pour les réseaux ad hoc et de capteurs ont été étudiés dans un environnement idéal, où le graphe du disque unitaire est utilisé pour modéliser les communications entre les nœuds. Dans ce modèle, deux hôtes peuvent

communiquer ensemble si la distance qui les sépare n'est pas supérieure à une portée de transmission donnée, et les messages sont toujours reçus sans aucune erreur.

Ce modèle a récemment été critiqué par Stojmenović et al. en [43] car il ne reflète pas le comportement des transmissions radio dans un environnement « réaliste ». Il a en effet été démontré que les fluctuations de la force du signal radio ont un impact significatif sur l'efficacité des protocoles de communication, et ne peuvent donc être totalement ignorées.

Afin d'évaluer l'impact de ces fluctuations lors d'un processus de diffusion, nous avons choisi d'étudier les performances d'un protocole donné dans un environnement où la probabilité de recevoir un message sans erreur n'est plus donnée par une fonction à seuil, mais par une fonction continue. Nous avons décidé dans cette première analyse de ne prendre en compte que le cas où l'ajustement de portée n'est pas disponible. Notre choix s'est ainsi porté sur le protocole de diffusion par relais multipoints proposé par Qayyum et al. en [38] pour plusieurs raisons :

- Il est efficace avec le modèle à seuil du disque unitaire.
- Il est utilisé dans le protocole de routage standardisé OLSR.
- Il peut être utilisé dans d'autres buts, comme le calcul d'un ensemble dominant connexe.

### 3.2.1 Vers une couche physique plus réaliste

#### Modélisation de la couche physique

Etant donné un graphe  $G = (V, E)$  et une portée de communication  $R$ , le modèle du disque unitaire définit l'ensemble  $E$  des arêtes par :

$$E = \{(u, v) \in V^2 \mid u \neq v \wedge \text{dist}(u, v) \leq R\}. \quad (3.1)$$

Ce modèle, bien qu'étant très répandu, ne peut être considéré comme réaliste. En effet, il suppose que les messages sont toujours reçus sans aucune erreur, tant que la distance séparant l'émetteur du récepteur est inférieure ou égale à la portée de communication  $R$ . Cette supposition écarte donc totalement les fluctuations aléatoires du signal radio, alors que ces dernières peuvent avoir un effet considérable sur les transmissions à cause des erreurs qu'elles génèrent dans les messages échangés.

Si le taux d'erreur est suffisamment faible, les messages peuvent être réparés grâce à un mécanisme de codes correcteurs. Toutefois, si le taux d'erreur est trop élevé, ce mécanisme de correction n'est pas suffisant et le message doit alors tout simplement être ré-émis. Il est pour cela nécessaire d'avoir un dispositif permettant d'alerter l'émetteur lorsque le message est corrompu, ce qui complique encore la situation à cause de l'augmentation du nombre d'émissions et donc des probabilités de collisions. Nous avons par conséquent choisi de faire l'hypothèse qu'aucun mécanisme de correction n'est disponible, et ainsi de ne baser notre travail que sur la prise en compte des probabilités de réception sans erreur.

Le calcul de ces probabilités est influencé par un grand nombre de facteurs tels que la puissance d'émission, la taille du message, la distance séparant l'émetteur du récepteur, ou encore la présence d'obstacles entre eux. Pour cette raison, nous avons choisi de remplacer le modèle du disque unitaire par le modèle du masquage lognormal, décrit par Quin et

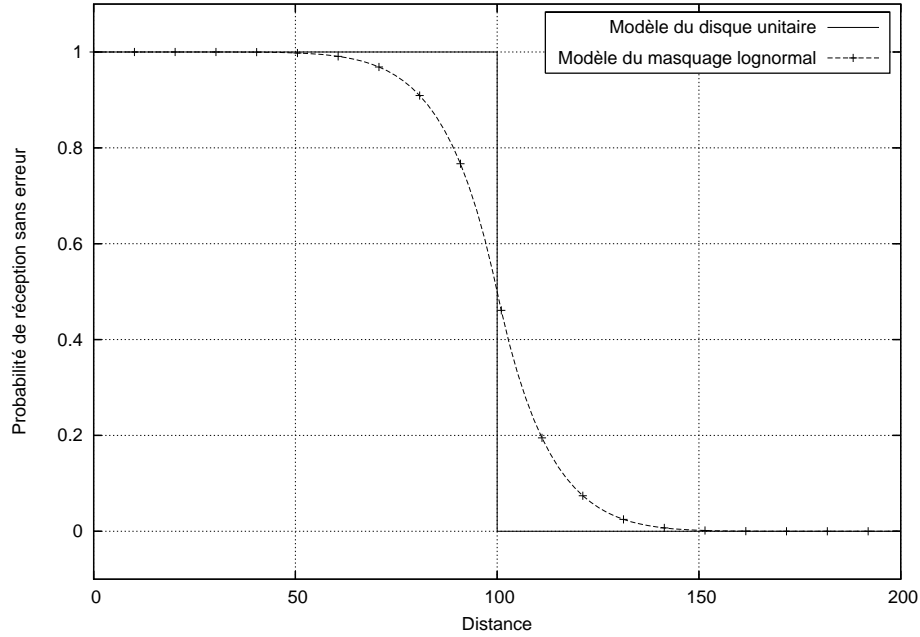


FIG. 3.6 – Les modèles du disque unitaire et du masquage lognormal ( $R = 100$ ,  $\alpha = 4$ ).

Kunz en [39]. Pour cela, nous transformons  $G$  en un graphe pondéré où le poids de chaque arête  $(u, v) \in E$  est égal à la probabilité  $p(\text{dist}(u, v))$  de réception sans erreur entre deux nœuds  $u$  et  $v$ , cette probabilité étant donnée par le modèle du masquage lognormal. Pour la clarté du propos, nous utilisons dans la suite de cette section la notation  $p(u, v)$  pour désigner  $p(\text{dist}(u, v))$ .

Le calcul exact de  $p(u, v)$  est très consommateur de ressources, et est basé sur des mesures qui sont elles-mêmes sujettes à erreurs. L'utilisation d'une fonction d'approximation, plus rapide à utiliser et fournissant des résultats suffisamment fiables, peut donc être envisagée d'un point de vue expérimental. Nous avons choisi d'utiliser la fonction d'approximation  $P(x)$  décrite par Kuruvila et al. en [30] de la manière suivante :

$$P(x) = \begin{cases} 1 - \frac{(\frac{x}{R})^{2\alpha}}{2} & \text{si } 0 < x \leq R, \\ \frac{(\frac{2R-x}{R})^{2\alpha}}{2} & \text{si } R < x \leq 2R, \\ 0 & \text{dans les autres cas.} \end{cases} \quad (3.2)$$

Dans cette formule,  $\alpha$  représente le coefficient d'atténuation du signal,  $x$  la distance considérée et  $R$  la portée de communication. Cette fonction considère que la probabilité de réception sans erreur à la portée  $R$  est de  $P(R) = 0.5$ . La figure 3.6 illustre cette fonction d'approximation pour  $R = 100$  et  $\alpha = 4$ . Nous supposons donc désormais que  $p(u, v) = P(\text{dist}(u, v))$ .

Dans la suite de ce travail, nous faisons l'hypothèse qu'un nœud  $u$  est capable de déterminer la valeur de  $p(u, v)$  pour n'importe lequel de ses voisins  $v \in N(u)$ . L'acquisition d'une telle connaissance dans la pratique peut se faire de différentes manières, la plus

simple étant de compter les messages HELLO. En effet, en se basant sur la quantité de tels messages correctement reçus de la part de  $u$ ,  $v$  est capable d'obtenir une valeur approchée de  $p(u, v)$ , et peut dès lors inclure cette valeur dans ses propres messages de signalisation. Le nœud  $u$  prend alors connaissance de cette valeur lorsque  $v$  se signale. Cette valeur peut évoluer au cours du temps, ce qui ne pose pas de problème puisqu'elle est tout simplement mise à jour à chaque réception d'un nouveau message HELLO.

L'une des critiques majeures du modèle du disque unitaire est qu'il ne modélise pas la présence d'obstacles entre les nœuds. Le modèle du masquage lognormal ne le fait pas non plus, mais nous pensons qu'il est suffisant pour obtenir des résultats expérimentaux corrects. Le facteur le plus important est la pondération des arêtes par les probabilités de réception sans erreur, et la méthode utilisée pour distribuer ces poids importe peu pour comparer de manière générale des protocoles entre eux. Un modèle très réaliste serait bien sûr indispensable pour simuler des cas particuliers et en extraire des valeurs exactes. Mais dans un cas d'utilisation réel, un obstacle réduirait la probabilité portée par l'arête correspondante, qui serait par exemple automatiquement mise à jour lors du compte des messages HELLO si une telle méthode était utilisée. Cela veut dire que dans ces situations, l'algorithme de diffusion utiliserait les probabilités « réelles » et que ses décisions resteraient totalement adaptées à la situation.

### Impact sur les communications

Les deux modèles physiques précédents induisent deux comportements différents :

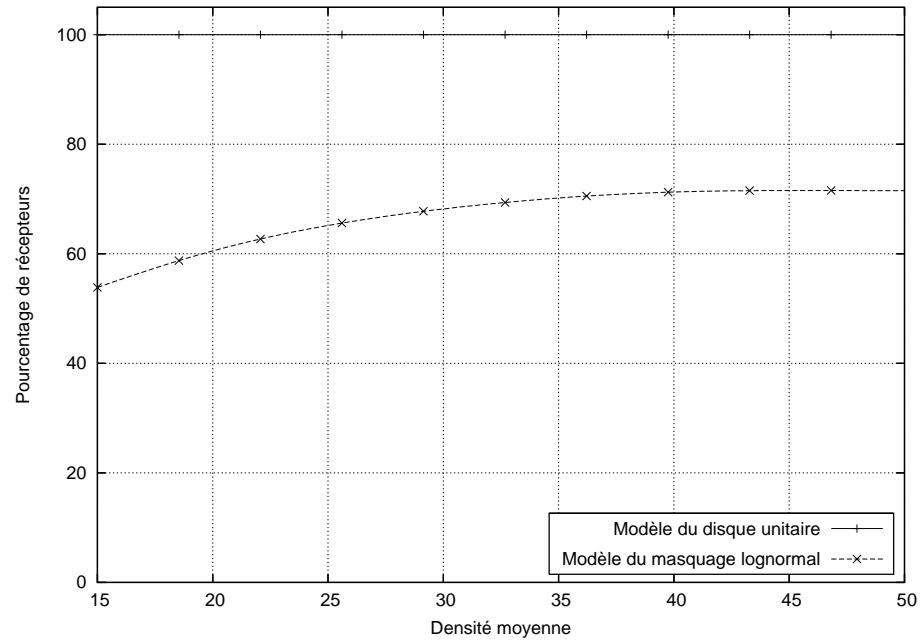
- Dans le modèle du disque unitaire, il faut essayer de maximiser la longueur de chaque saut, afin de réduire le nombre d'émetteurs nécessaires.
- Dans le modèle du masquage lognormal, la maximisation de la longueur des sauts réduit la probabilité de réception sans erreur, alors que la minimisation de cette longueur augmente considérablement la consommation énergétique.

Plusieurs travaux ont déjà été menés concernant le routage dans un environnement réaliste, parmi lesquels nous pouvons principalement citer ceux de DeCouto et al. en [13] et de Draves et al. en [14]. Le résultat majeur de ces travaux est que la minimisation du nombre de sauts composant une route mène à des transmissions sur de longs liens, ce qui implique des taux d'erreur élevés et un débit très faible. De nouvelles métriques pour le routage incorporant la notion de qualité de lien sont également proposées.

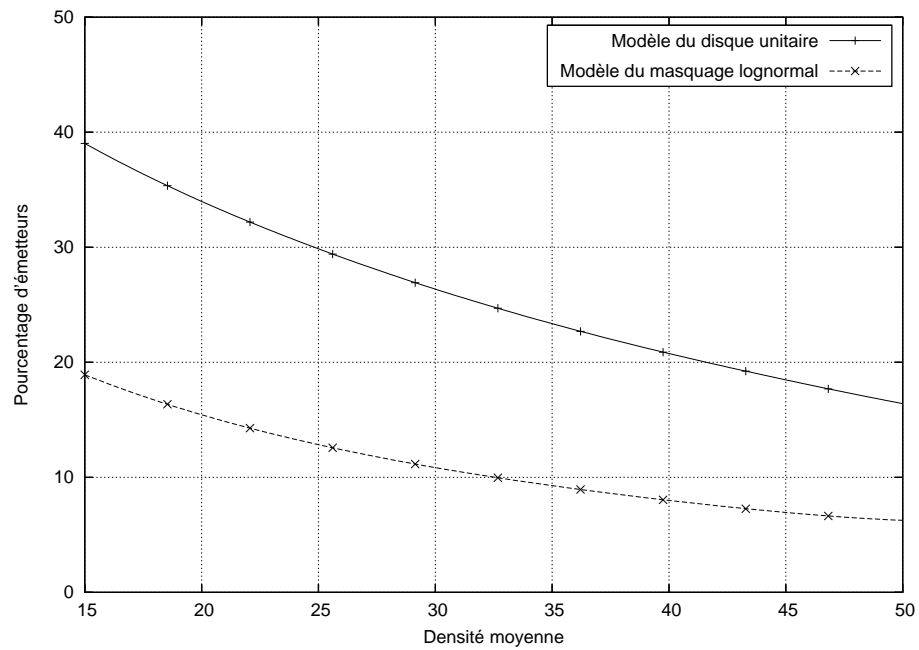
A notre connaissance, les travaux que nous présentons ici sont les premiers à considérer la diffusion dans un environnement réaliste. La diffusion et le routage sont deux mécanismes différents, menant à un équilibre différent entre la longueur des liens et le nombre d'émetteurs. En effet, dans un processus de diffusion, un nœud peut s'appuyer sur la redondance introduite par les autres émetteurs. Des relais plus éloignés peuvent donc être sélectionnés sans que cela n'influe sur le taux de diffusion final. Cela n'est pas possible pour le routage, puisqu'un émetteur donné est le seul à pouvoir joindre le suivant et qu'aucune redondance n'existe à ce niveau.

#### 3.2.2 Heuristique gloutonne originale

Nous fournissons dans cette section les performances de MPR selon le modèle physique utilisé. Pour la génération de graphes dans le cas du modèle du masquage lognormal,



(a) Taux de diffusion.



(b) Taux de ré-émission.

FIG. 3.7 – Efficacité de MPR selon le modèle physique considéré.

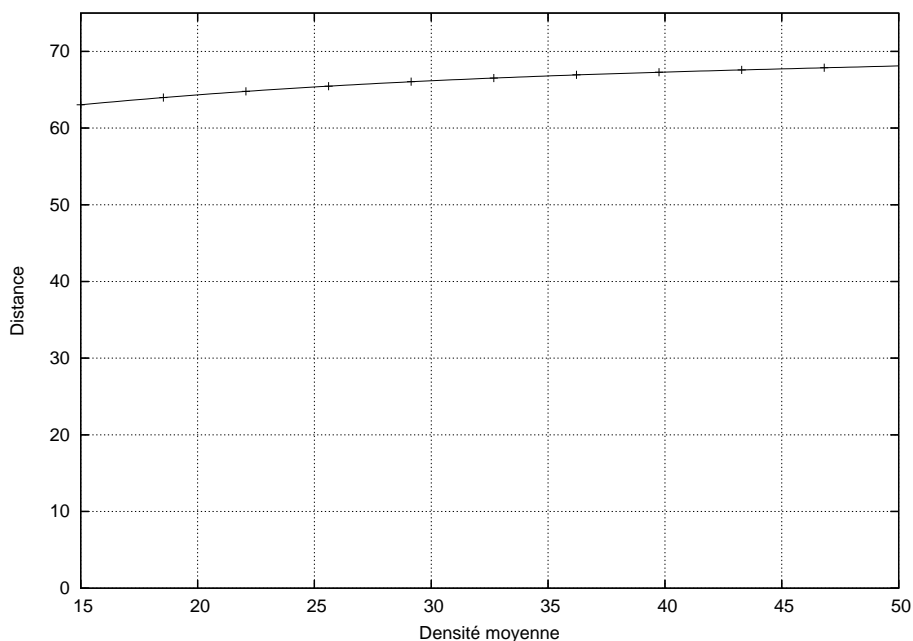


FIG. 3.8 – Distance moyenne entre un émetteur et ses relais multipoints ( $R = 75$ ). L’heuristique gloutonne originale de Qayyum et al. est utilisée pour la sélection des relais.

nous avons choisi de considérer des graphes pondérés tels que décrits dans la section précédente. Ainsi, une arête bidirectionnelle existe entre deux nœuds si la probabilité de réception sans erreur entre eux est différente de zéro, ces arêtes étant pondérées par cette probabilité. Les graphes obtenus de cette manière sont donc asymétriques du point de vue des nœuds, puisque les messages ne sont pas toujours correctement reçus. La portée de communication maximale est quant à elle fixée à  $R = 75$ . La quatrième étape de MPR, utilisée pour réduire légèrement le nombre de relais multipoints, n’est pas considérée ici puisqu’elle ne fait que diminuer un peu plus le taux de diffusion dans un environnement réaliste, chose que nous essayons d’éviter dans la suite de ces travaux.

En figure 3.7(a) est donné le taux de diffusion de MPR. Avec le modèle du disque unitaire, la diffusion est totale puisque MPR est un algorithme fiable en environnement idéal. Toutefois, ce n’est plus le cas avec le modèle du masquage lognormal à cause des erreurs de transmission : le pourcentage de diffusion est au-dessous de 70% pour presque toutes les densités, et descend même aux alentours de 55% pour une densité  $d = 15$ .

Ces faibles performances peuvent être expliquées par le fait que, comme indiqué par Busson et al. en [4], les relais choisis sont situés à la limite de la portée de communication, où le taux d’erreur est assez élevé. Cette remarque est confirmée par nos expérimentations, comme illustré en figure 3.8 : la distance moyenne entre un émetteur et ses relais est d’environ soixante-huit alors que la portée maximale est de soixante-quinze. De plus, Busson et al. affirment que 75% des relais sont choisis durant la première étape de l’heuristique. Cela signifie que, quand un relais ne reçoit pas correctement le message, le risque que ce relais soit le seul à pouvoir atteindre un voisin isolé est de 75%, ce qui peut conduire à un partitionnement du réseau.

Nous fournissons également en figure 3.7(b) le taux de ré-émission, c'est-à-dire le pourcentage de nœuds ayant correctement reçu et relayé le message de diffusion. Il est intéressant de noter que ce pourcentage est différent selon le modèle physique. En effet, comme seuls les nœuds ayant correctement reçu le message sont pris en compte, les mêmes valeurs auraient pu être observées dans les deux cas. Cela signifie que le nombre de relais ne varie pas linéairement avec le nombre de récepteurs. Simplement, seuls quelques relais sont nécessaires pour couvrir un grand nombre de nœuds différents, mais une bien plus grande quantité de relais est nécessaire pour couvrir totalement les nœuds restants.

### 3.2.3 Améliorations de MPR

Les résultats de la section précédente concernant le taux de diffusion de MPR montrent que l'heuristique gloutonne proposée par Quayyum et al. en [38] n'est pas suffisamment adaptée à un environnement physique réaliste. Un taux de diffusion d'environ 70% n'est en effet pas suffisant dans la plupart des cas, une solution alternative devant alors être utilisée.

Nous proposons dans cette section différentes heuristiques de remplacement afin d'améliorer les performances de MPR. Leur but est donc de maximiser le taux de diffusion, tout en conservant un taux de ré-émission suffisamment faible pour limiter la consommation énergétique. Dans toutes les propositions que nous faisons, la première étape de l'algorithme original permettant de couvrir les voisins à deux sauts isolés est conservée, seule la seconde étape est remplacée.

Nous conservons également les notations introduites dans le chapitre 2. Ainsi, pour un nœud  $u$ , l'ensemble  $\text{MPR}(u)$  contient les relais multipoints choisis par  $u$  et l'ensemble  $\text{MPR}'(u)$  contient les voisins à deux sauts de  $u$  qui ne sont couverts par aucun relais.

#### Première proposition

Comme expliqué précédemment, le faible taux de diffusion de MPR est causé par le trop fort éloignement des relais choisis par un nœud. Ces derniers ayant de faibles chances de recevoir le message sans erreur, ils ont également une faible chance de pouvoir relayer ce message et donc de couvrir les voisins à deux sauts de l'émetteur.

Une première idée simple peut donc être, lors du choix d'un relais, d'équilibrer la couverture offerte par celui-ci et la probabilité qu'il possède de recevoir sans erreur le message. Ainsi, à chaque étape pour un nœud  $u$ , un score peut être calculé pour chaque relais potentiel  $v$ , celui obtenant le meilleur score étant bien sûr sélectionné et placé dans  $\text{MPR}(u)$ . Nous notons  $c_u(v)$  la couverture *additionnelle* offerte par  $v$  au nœud  $u$  :

$$c_u(v) = |\text{MPR}'(u) \cap N(v)|. \quad (3.3)$$

Le score obtenu par  $v$  à une itération donnée de l'algorithme pour un nœud  $u$ , noté  $s_u(v)$ , est donc défini par :

$$s_u(v) = c_u(v) \times p(u, v). \quad (3.4)$$

En d'autres termes, la couverture additionnelle fournie par  $v$  est pondérée par la

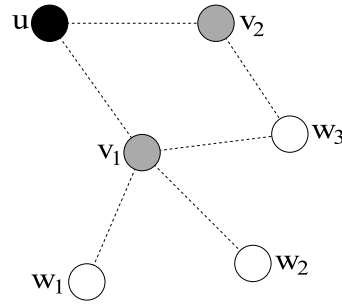


FIG. 3.9 – Un cas où le nœud  $u$  doit choisir ses relais multipoints parmi ses voisins  $v_1$  et  $v_2$  ( $\text{MPR}(u) = \emptyset, \text{MPR}'(u) = \{w_1, w_2, w_3\}$ ).

probabilité que ce dernier reçoive correctement le message. Ainsi, en figure 3.9, le score  $s_u(v_1)$  de  $v_1$  est égal à  $3 \times p(u, v_1)$ .

### Deuxième proposition

L'heuristique précédente, bien que plus adaptée à un environnement réaliste que l'heuristique originale, possède toujours une faille évidente : elle continue de prendre en compte de manière trop simple la couverture additionnelle offerte par un voisin donné. On peut ainsi tout à fait imaginer une situation où un voisin à un saut très éloigné fournirait une couverture telle qu'elle compenserait sa faible probabilité de réception. Dans ce cas, ce voisin serait sélectionné comme relais bien que la probabilité qu'il puisse recevoir le message, et donc le relayer, soit faible. On peut également imaginer un cas où la distance séparant le relais des nœuds qu'il couvre soit très élevée, de telle sorte que la ré-émission de ce relais ait peu de chances d'atteindre ces nœuds.

Nous proposons donc d'étendre le concept de la première heuristique, en tenant compte des probabilités de réception sans erreur entre le relais potentiel et les voisins à deux sauts qu'il couvre. Nous remplaçons donc la couverture offerte par le relais par la probabilité moyenne de réception sans erreur des voisins à deux sauts. Nous obtenons donc :

$$s_u(v) = p(u, v) \times \sum_{i=1}^{i=|c_u(v)|} (p(v, w_i) / |c_u(v)|). \quad (3.5)$$

De cette manière, les relais offrant une faible couverture en terme de probabilités ont peu de chances d'être sélectionnés. En figure 3.9, le score  $s_u(v_1)$  de  $v_1$  est égal à  $p(u, v_1) \times ((p(v_1, w_1) + p(v_1, w_2) + p(v_1, w_3))/3)$ .

### Troisième proposition

Dans les précédentes propositions, dès qu'un voisin à deux sauts possède une probabilité non nulle d'être couvert, il est retiré de  $\text{MPR}'(u)$ . Cette suppression est effectuée même avec une très faible probabilité, ce qui dans ce cas peut avoir peu de sens. Il peut être plus intéressant de considérer un voisin à deux sauts comme non couvert tant que



sa probabilité de recevoir le message sans erreur est inférieure à un certain seuil, afin d'améliorer le taux de diffusion.

Nous proposons donc de conserver le calcul de score de la précédente heuristique pour le choix des relais, en modifiant la manière dont les voisins à deux sauts sont retirés de  $\text{MPR}'(u)$ . Pour un tel voisin  $w$  à deux sauts de  $u$ , sa suppression de  $\text{MPR}'(u)$  ne sera effectuée que si son taux de couverture  $t_u(w)$  dépasse un seuil fixé. La valeur de  $t_u(w)$  est définie par :

$$t_u(w) = 1 - \prod_{i=1}^{i=|\text{MPR}(u)|} \overline{p(v_i, w)}, \quad (3.6)$$

$\overline{p(v_i, w)}$  étant égal à  $1 - p(v_i, w)$ . En d'autres termes, le taux de couverture d'un voisin à deux sauts est égal à la probabilité qu'il reçoive le message par au moins l'un des relais choisis.

Ainsi, toujours en figure 3.9, si les nœuds  $v_1$  et  $v_2$  sont sélectionnés comme relais, alors le taux de couverture  $t_u(w_3)$  de  $w_3$  est égal à  $1 - (\overline{p(v_1, w_3)} \times \overline{p(v_2, w_3)})$ . Plusieurs relais peuvent donc à présent être sélectionnés pour couvrir le même ensemble de voisins à deux sauts, ce qui permet d'augmenter le taux de diffusion du message.

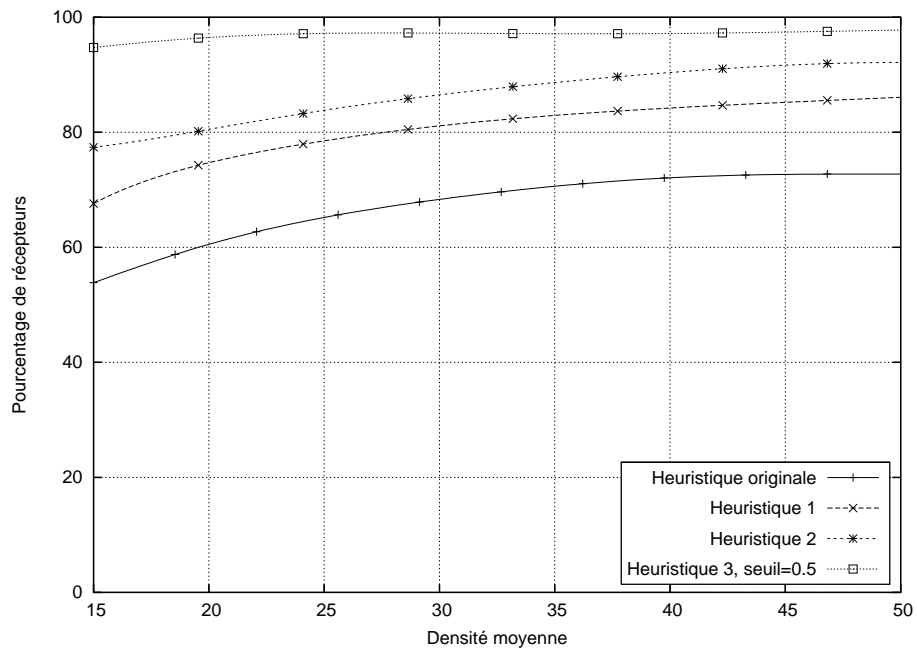
### Performances des nouvelles heuristiques

Nous fournissons en figure 3.10 les performances des différentes heuristiques présentées dans cette section avec le modèle du masquage lognormal, les mêmes paramètres que ceux de la section précédente ayant été utilisés.

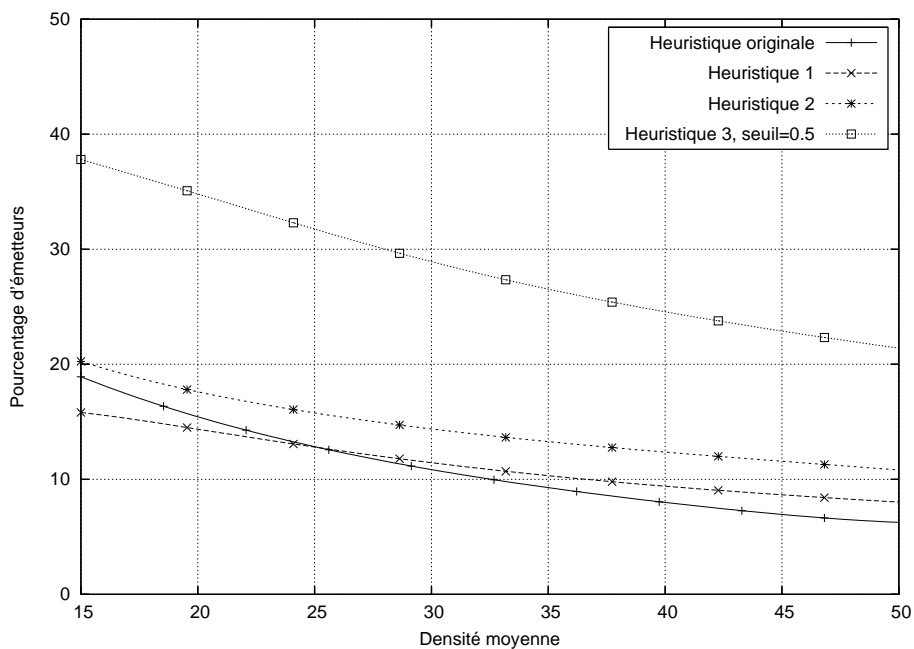
On peut constater sans surprise en figure 3.10(a) que les nouvelles heuristiques proposées aboutissent à un taux de diffusion bien supérieur à celui obtenu avec l'heuristique originale. Cette amélioration est bien sûr due à la prise en compte des probabilités de réception sans erreur données par le modèle de couche physique. Comme prévu, la deuxième heuristique diffuse mieux le message que la première simplement car elle empêche que des voisins trop éloignés ne soient sélectionnés comme relais. Si l'on considère la densité  $d = 30$ , l'heuristique originale ne fournit qu'une couverture de 67%, contre 81%, 85% et 98% pour nos trois propositions. Le taux de diffusion a donc été grandement amélioré, ce qui était l'objectif principal de nos heuristiques.

Comme illustré en figure 3.10(b), la troisième heuristique, utilisée avec un seuil de 0.5, nécessite la participation de 28% des récepteurs à la densité trente pour obtenir 98% de couverture. Cela peut sembler élevé en comparaison des autres propositions, mais si l'on considère le taux de ré-émission de la version originale de MPR pour le modèle du disque unitaire, donné en figure 3.7(b), on peut s'apercevoir que les valeurs sont quasiment les mêmes. Cela signifie que le nombre de relais choisis pour un nœud donné est approximativement le même, mais que leur choix est de meilleure qualité.

Nous fournissons finalement en figure 3.11 les performances de la troisième heuristique selon le seuil choisi pour une densité de trente. On peut logiquement y observer que le taux de diffusion est proportionnel au seuil sélectionné, tandis que le taux de ré-émission est quant à lui inversement proportionnel à la valeur choisie. Choisir un seuil de un est quasiment inutile, car une diffusion presque totale peut être obtenue pour un seuil de

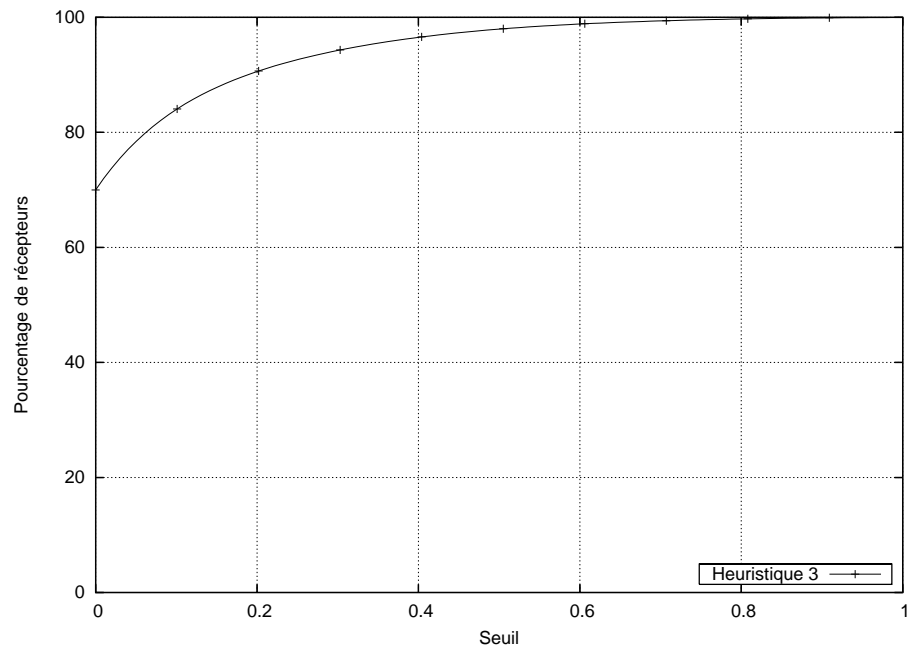


(a) Taux de diffusion.

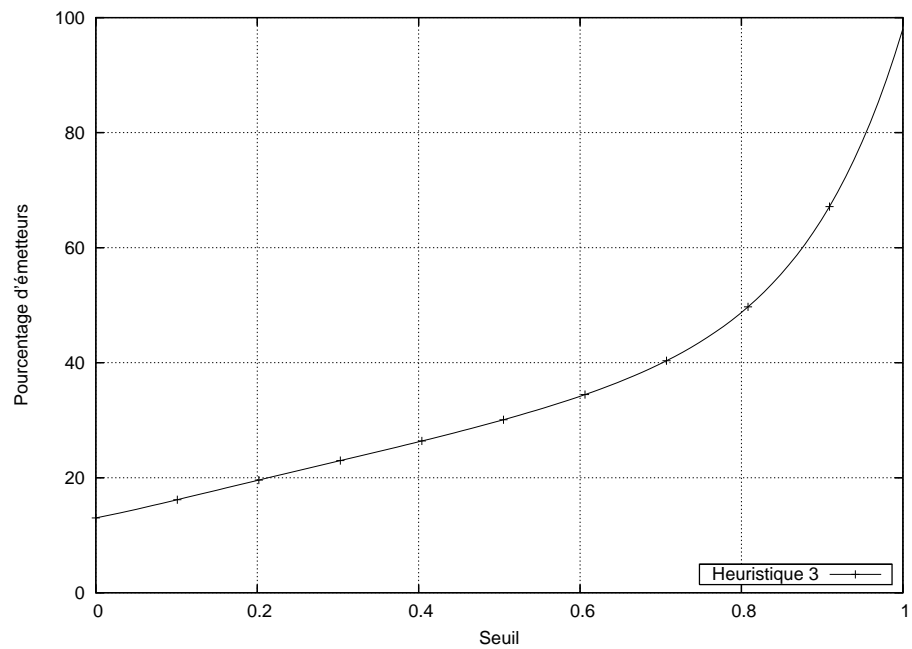


(b) Taux de ré-émission.

FIG. 3.10 – Efficacité des différentes heuristiques avec le modèle du masquage lognormal.



(a) Taux de diffusion.



(b) Taux de ré-émission.

FIG. 3.11 – Efficacité de la troisième heuristique selon le seuil choisi ( $d = 30$ ).

0.4 ou de 0.5 tout en gardant un taux de ré-émission suffisamment faible. L'utilisation d'un seuil égal à zéro ne conduit pas à un taux de diffusion nul, car la première étape permettant de couvrir les voisins à deux sauts isolés est toujours appliquée. On peut imaginer que le seuil « optimal » pour cette heuristique sera différent selon la densité considérée, et qu'il doit être possible de déterminer une manière de calculer la bonne valeur pour ce seuil selon le degré du nœud émetteur.

### 3.2.4 Conclusion

De l'ensemble des résultats présentés, nous pouvons voir que le passage du classique modèle du disque unitaire à un modèle plus réaliste n'est pas sans engendrer quelques problèmes lors de la diffusion. Le protocole MPR est un parfait exemple de cela : bien que très efficace avec le modèle à seuil, il fournit un taux de diffusion insuffisant pour la plupart des utilisations avec un modèle réaliste. Bien que cette étude ait spécifiquement portée sur MPR, nous pensons que les autres principales méthodes de diffusion, telles que celles basées sur les ensembles dominants, présenteront les mêmes défauts.

Toutefois, il ressort également de cette étude que de légères modifications prenant en compte les probabilités de réception peuvent corriger les défauts de ces algorithmes. Ainsi, les différentes nouvelles heuristiques que nous avons présentées dans le cadre de MPR conservent le principe d'origine du protocole, seul le processus de sélection des relais s'en trouve légèrement modifié. Ces derniers, sans être beaucoup plus nombreux, sont généralement mieux placés et fournissent un bien meilleur taux de diffusion.

Les travaux présentés dans cette section peuvent être trouvés en [23].



## Quatrième Chapitre

---

# VERS UNE PORTÉE DE DIFFUSION OPTIMALE

« Et n'allez pas parler du mouvement de l'optimum. Il ne bouge pas. »

Helward leva sur lui un regard surpris. « On m'a pourtant dit qu'il se déplace.

— On vous a mal informé. L'optimum est stationnaire. »

**Christopher Priest,**  
*Le monde inversé.*



*Nous présentons dans ce chapitre des méthodes de diffusion basées sur l'ajustement de la portée d'émission afin de contrôler localement la topologie du réseau. Nous abordons dans un premier temps le cas où cette portée est minimisée afin de diminuer la consommation énergétique. Nous proposons ainsi de modifier le protocole RBOP en remplaçant le graphe RNG par le graphe LMST. Nous démontrons que ce changement mène dans la plupart des cas à une plus grande économie d'énergie en prouvant que le LMST est un sous-graphe du RNG, et ne peut par conséquent qu'améliorer l'efficacité de la diffusion.*

*Dans un second temps, nous démontrons qu'avec le modèle énergétique le plus couramment utilisé, minimiser la portée de communication de chaque émetteur n'est pas la solution menant à une consommation énergétique globale minimale. Nous calculons ainsi de manière théorique la portée de communication, que nous qualifions d'optimale, qui minimise la consommation globale en fonction du modèle énergétique considéré. Nous présentons ensuite deux protocoles de diffusion, dont l'un, TR-LBOP, se destine plutôt aux réseaux ad hoc tandis que le second, TR-DS, est plus adapté aux réseaux de capteurs. Leur but est de sélectionner des émetteurs séparés d'une distance aussi proche que possible d'un paramètre que nous nommons portée cible, et dont la valeur dépend de la portée optimale. Des résultats expérimentaux permettant d'évaluer ces solutions sont également fournis.*

## 4.1 Minimisation de la portée de communication

Le protocole localisé RBOP, présenté en section 2.3.1, a pour objectif de minimiser les portées de communication utilisées par chaque émetteur. Dans ce but, il utilise le graphe RNG afin de modifier localement la topologie : chaque nœud ne considère que ses voisins dans ce sous-graphe. Ce dernier préservant la connexité du graphe original, la topologie ainsi dérivée préserve elle aussi cette connexité. De plus, si la pondération d'une arête est donnée par sa longueur (ou une approximation de sa longueur), les voisins RNG de chaque nœud sont parmi les plus proches, ce qui explique les très bons résultats de RBOP.

### 4.1.1 LMST broadcast oriented protocol (LBOP)

Afin d'améliorer les performances de RBOP, nous proposons de remplacer le graphe RNG par le graphe LMST afin d'améliorer la phase de contrôle de topologie dans la majorité des cas. Il est en effet possible d'observer de manière expérimentale sur un graphe du disque unitaire que la densité moyenne d'un graphe LMST est d'environ 2.04, contre 2.6 pour un graphe RNG. Cette différence n'est pas que statistique, car il est possible de prouver que le LMST est un sous-graphe du RNG.

**Théorème 4.** *Soit  $G = (V, E)$  un graphe, alors  $LMST(G) = (V, E_{LMST})$  est un sous-graphe de  $RNG(G) = (V, E_{RNG})$ .*

*Démonstration.* Il suffit de montrer que si une arête  $(u, v)$  appartient à  $E_{LMST}$ , alors elle appartient également à  $E_{RNG}$ . Supposons qu'il existe une arête  $(u, v)$  telle que  $(u, v) \in$



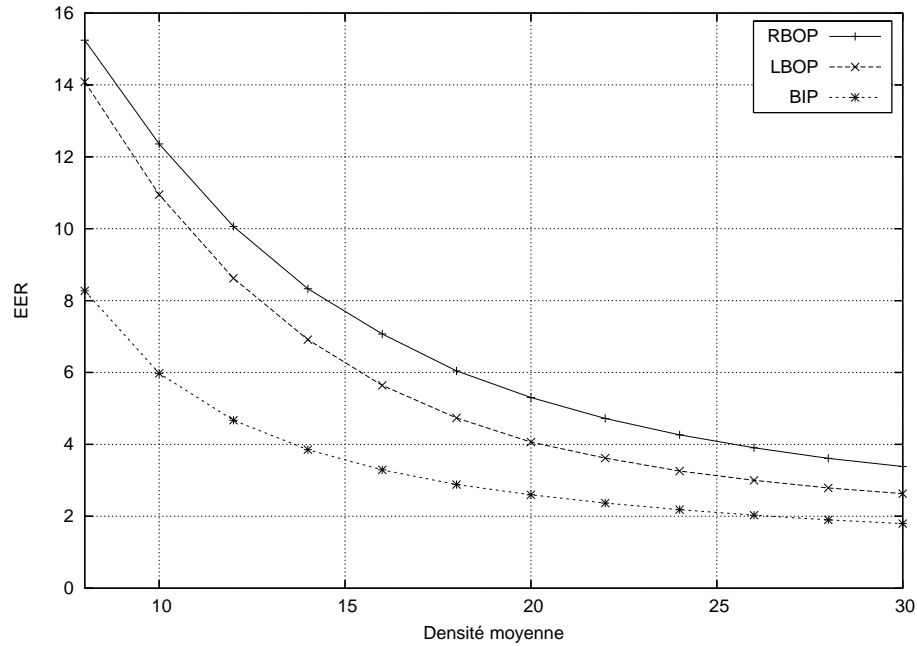


FIG. 4.1 – Economie d'énergie obtenue grâce à RBOP et LBOP. La distance euclidienne est utilisée comme fonction de pondération des arêtes pour le calcul du RNG et du LMST.

$E_{\text{LMST}}$  et  $(u, v) \notin E_{\text{RNG}}$ . L'arête  $(u, v)$  appartient donc à  $\text{MST}(N(u))$ . Puisque cette arête n'appartient pas au sous-graphe RNG, il existe un nœud  $w \in (N(u) \cap N(v))$  tel que  $(u, v)$  soit l'arête de poids le plus élevé dans le triangle  $uvw$ . L'une des arêtes  $(u, w)$  ou  $(v, w)$  n'appartient pas à  $E_{\text{LMST}}$ , puisque  $\text{MST}(N(u))$  est un arbre. Supposons que  $(u, w)$  n'appartienne pas à  $E_{\text{LMST}}$ . Dans ce cas,  $(u, v)$  peut être remplacé par  $(u, w)$  dans  $\text{MST}(N(u))$ . Cela réduirait le poids de l'arbre couvrant minimum, ce qui est une contradiction. Toutes les arêtes du LMST sont donc incluses dans le RNG.  $\square$

Cette démonstration implique que le LMST ne peut donner de graphes plus complexes que le RNG. Dans cette preuve, nous supposons que deux arêtes différentes ne peuvent avoir le même poids. Cela se fait très simplement en utilisant des poids composés, comme expliqué précédemment dans la section 2.2.3.

Le RNG peut donc être remplacé par le LMST, qui préserve lui aussi la connexité, puisque dans le pire des cas les résultats seront les mêmes. Le protocole ainsi obtenu se nomme donc LBOP pour *LMST broadcast oriented protocol*.

#### 4.1.2 Résultats expérimentaux

Les graphes étant générés aléatoirement à chaque mesure, il n'est pas possible de comparer directement les consommations énergétiques de chaque protocole. Pour estimer le gain d'énergie réalisé grâce à l'utilisation du LMST, nous calculons le ratio entre l'énergie dépensée par l'algorithme considéré et celle qui aurait été dépensée par une diffusion aveugle sur le même réseau. Ce ratio, que nous nommons EER pour *expanded energy ratio*, est donc défini par :

$$\text{EER} = \frac{\text{Energie consommée par le protocole évalué}}{\text{Energie consommée par une diffusion aveugle}} \times 100. \quad (4.1)$$

Dans le cas où une portée fixe est considérée, l'EER est tout simplement égal au taux de ré-émission. Nous utiliserons fréquemment ce ratio dans la suite du document pour évaluer les performances des différents protocoles avec ajustement de portée.

La figure 4.1 illustre le gain apporté par l'utilisation du LMST pour le contrôle de topologie. On peut y remarquer que ce changement améliore la diffusion quelle que soit la densité considérée. Ainsi, pour une faible densité telle que  $d = 8$ , LBOP consomme 7.6% moins d'énergie que RBOP. Pour une densité plus élevée telle que  $d = 30$ , LBOP consomme 22.2% d'énergie en moins. BIP avec son calcul centralisé reste bien sûr la meilleure solution, mais pour une densité intermédiaire telle que  $d = 20$ , LBOP ne présente qu'un surcoût de 56%, ce qui reste très acceptable pour une solution localisée. De plus, ce surcoût reste très minime comparé à celui engendré par le rassemblement des informations nécessaires à l'application d'une méthode centralisée.

Dans tous les cas, on peut observer que l'ajustement de portée est une solution de choix pour minimiser la consommation énergétique générale. Si l'on compare les chiffres de la figure 4.1 avec ceux de la figure 3.2 en page 51, on peut observer que la consommation des protocoles localisés est divisée par un facteur d'environ quatre, ce qui n'est pas négligeable.

## 4.2 Optimisation de la portée de communication

La solution proposée dans la section précédente a pour objectif d'utiliser les plus faibles portées de communication possibles lors d'une diffusion afin de minimiser la consommation d'énergie globale. Cependant, le modèle énergétique le plus courant considère qu'à chaque émission est associé un coût minimum constant  $c_e$  quelle que soit la portée utilisée, comme montré par l'équation (2.4) en page 26. Si l'on considère cette constante, minimiser la portée de de chaque émetteur peut ne pas être un comportement optimal.

En effet, de faibles portées mènent à une augmentation du nombre de relais nécessaires à la couverture d'une zone donnée, et donc à un grand nombre d'ajouts successifs de la constante  $c_e$ . Au final, bien que chaque nœud ait essayé de minimiser sa propre dépense énergétique, la consommation globale peut ne pas être minimale. Ce problème est d'autant plus visible lorsque la densité est élevée, car la distance avec les voisins les plus proches est alors très faible.

Nous présentons dans cette section le concept de portée optimale pour la diffusion, dont la valeur est le meilleur compromis entre la dépense énergétique de chaque nœud et le nombre de relais nécessaires.

### 4.2.1 Calcul de la portée optimale pour une diffusion

Pour calculer la portée de diffusion optimale, nous considérons une surface rectangulaire  $S$  sur laquelle des émetteurs doivent être placés de telle sorte qu'en effectuant une diffusion aveugle, cette surface soit entièrement couverte. Nous utilisons dans la suite de

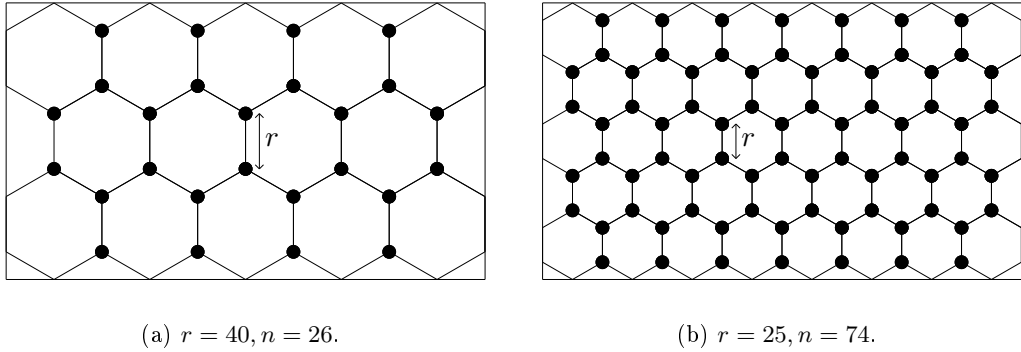


FIG. 4.2 – Pavage hexagonal connexe de la surface  $S$  pour deux valeurs différentes de  $r$  : sur chaque sommet d’hexagone se trouve un émetteur.

ces calculs le terme diffusion de manière générique pour désigner cette diffusion aveugle. Nous devons donc définir la valeur de deux paramètres :

- Le nombre d’émetteurs  $n$  à placer.
- La portée  $r$  d’un émetteur.

Nous choisissons un recouvrement hexagonal connexe pour paver  $S$  : la surface est découpée en hexagones aux sommets desquels sont placés les émetteurs. La longueur d’un côté d’un hexagone est fixée à  $r$ , afin d’éviter l’apparition de trous dans la couverture ou d’émetteurs dont la zone de transmission serait couverte par d’autres émetteurs.

La quantité d’émetteurs  $n$  dépend donc à présent de  $r$ , comme illustré en figure 4.2. On y distingue clairement deux tendances majeures :

- Une valeur de  $r$  élevée, en figure 4.2(a), permet à chaque émetteur de couvrir une part importante de  $S$ , ce qui réduit la valeur de  $n$ .
- A l’inverse, une faible valeur de  $r$ , en figure 4.2(b), augmente celle de  $n$ .

Il est facile de calculer le nombre d’émetteurs  $n$  requis pour couvrir  $S$  en fonction de  $r$ . Il suffit pour cela de calculer combien d’hexagones sont nécessaires pour paver  $S$  :

$$\text{Nombre d'hexagones} \simeq \frac{\text{Aire de la surface}}{\text{Aire d'un hexagone}} = \frac{S}{\frac{3}{2}r^2\sqrt{3}} = \frac{2S}{3r^2\sqrt{3}}. \quad (4.2)$$

Chaque hexagone possède six sommets, chacun étant commun à trois hexagones différents. Pour paver  $S$ , deux émetteurs doivent donc être placés par hexagone. Le nombre d’émetteurs  $n$  est donc :

$$n = 2 \times \text{Nombre d'hexagones} = \frac{k}{r^2}, \quad k = \frac{4S}{3\sqrt{3}}, \quad (4.3)$$

$k$  étant une constante ne dépendant pas de  $r$ .

Il ne reste donc plus qu’à déterminer quelle est la valeur optimale de  $r$ , conduisant à une dépense énergétique globale minimale lors d’une diffusion.

### Abstraction du coût énergétique d'une réception

Dans cette partie, nous ne considérons pas dans nos calculs le coût énergétique de la réception d'un message. Ainsi, en utilisant l'équation (2.4) de la page 26, nous pouvons calculer la consommation énergétique  $C(r)$  d'une diffusion avec une portée  $r$  :

$$C(r) = n(r^\alpha + c_e) = \frac{k(r^\alpha + c_e)}{r^2}. \quad (4.4)$$

La portée d'émission optimale  $r$  est donc tout simplement celle qui minimise  $C(r)$  en fonction des constantes  $\alpha$  et  $c_e$ . Ayant posé  $\alpha \geq 2$ ,  $c_e \geq 0$  et  $r > 0$ , seuls quatre cas particuliers sont à distinguer :

1.  $\alpha = 2, c_e = 0$       $C(r) = k$ .  
Ce cas est peu intéressant puisque la consommation est constante et ne dépend pas de  $r$ .
2.  $\alpha = 2, c_e \neq 0$       $C(r) = k(1 + c_e r^{-2})$ .  
Cette fonction n'a pas de minimum : plus  $r$  est grand, plus la consommation est basse. Cela veut dire que dans ce cas, l'utilisation de la portée maximale  $R$  est la solution optimale.
3.  $\alpha > 2, c_e = 0$       $C(r) = k r^{\alpha-2}$ .  
Cette fonction n'a pas de minimum : plus  $r$  est petit, plus la consommation est basse. Cela veut dire que ne couvrir que les voisins les plus proches tout en conservant la connexité est la solution optimale dans ce cas.
4.  $\alpha > 2, c_e \neq 0$       $C(r) = k(r^{\alpha-2} + c_e r^{-2})$ .  
Cette fonction possède un minimum, que nous pouvons calculer grâce à sa dérivée :

$$C'(r) = k((\alpha - 2)r^{\alpha-3} - 2c_e r^{-3}), \quad (4.5)$$

qui atteint zéro lorsque :

$$r = \sqrt[\alpha]{\frac{2c_e}{\alpha - 2}}. \quad (4.6)$$

Cette valeur est donc celle de la portée optimale dans cette situation.

La figure 4.3 illustre la consommation énergétique d'une diffusion sur notre pavage hexagonal avec le modèle  $\alpha = 4$  et  $c_e = 10^8$ . On y observe clairement que la portée optimale pour ce modèle est  $r_{\text{opt}} = 100$ , qui est bien une solution de  $C'(r)$ . Au-dessous de cette valeur, il y a trop d'émetteurs et la constante  $c_e$  devient prédominante dans le coût global. Au-delà de cent, la portée est trop grande et c'est la constante  $\alpha$  qui devient prédominante. On peut toutefois observer que la fonction présente un petit aplatissement autour de la portée optimale, et qu'une déviation d'environ 20% n'a pas un impact énorme sur la consommation. Cette observation est encourageante puisque dans un cas pratique les nœuds ne forment pas un pavage hexagonal parfait.

### Prise en compte du coût énergétique d'une réception

Nous supposons à présent que la réception d'un message engendre une dépense énergétique constante  $c_r$ . La prise en compte de cette constante implique pour une émission

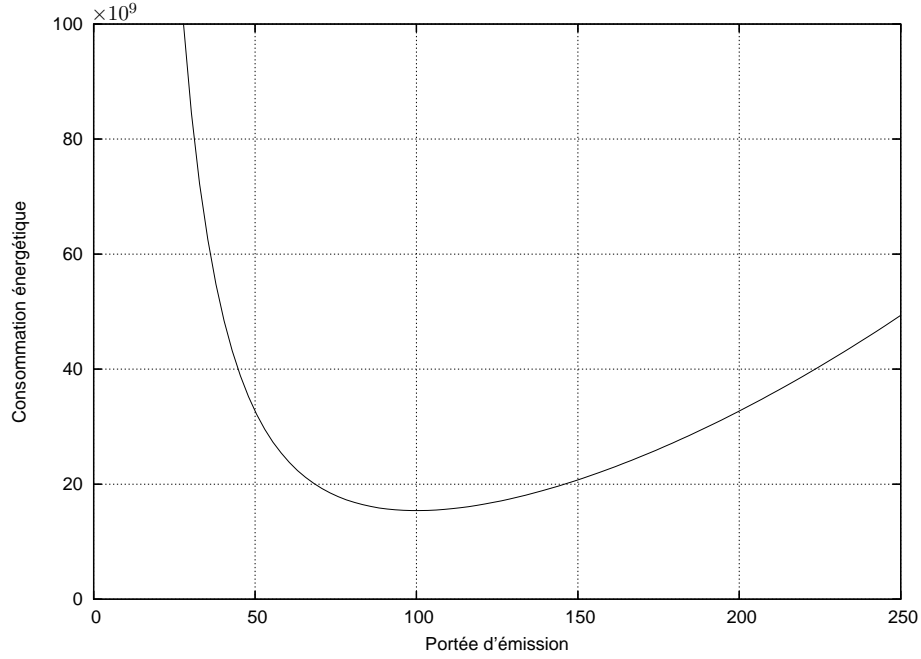


FIG. 4.3 – Consommation énergétique d'une diffusion sur notre pavage hexagonal, sans coût de réception ( $\alpha = 4, c_e = 10^8$ ).

donnée la détermination du nombre de récepteurs, qui dépend de la zone couverte par cette émission. Si  $d$  est la densité originale avec la portée maximale  $R$ , alors la densité  $d_r$  en utilisant une portée  $r$  est égale à :

$$d_r = d \times \frac{\text{Surface couverte avec une portée } r}{\text{Surface couverte avec une portée } R} = d \times \frac{\pi r^2}{\pi R^2} = \frac{dr^2}{R^2}. \quad (4.7)$$

Une émission de portée  $r$  couvre donc  $d_r$  voisins. Nous considérons pour l'instant que le coût de réception  $c_r$  n'est pas inclus dans la constante d'émission  $c_e$ , et qu'un émetteur doit payer ce coût  $c_r$  en plus de la dépense énergétique engendrée par l'émission elle-même. La consommation occasionnée par la diffusion devient alors :

$$C(r) = \underbrace{n \times (r^\alpha + c_e)}_{\text{Emissions}} + \underbrace{n \times c_r \times (d_r + 1)}_{\text{Réceptions}}. \quad (4.8)$$

Si l'on ne considère que le cas  $\alpha > 2, c_e \neq 0, c_r \neq 0$ , nous obtenons donc :

$$C(r) = k \times \left( r^{\alpha-2} + (c_e + c_r)r^{-2} + \frac{dc_r}{R^2} \right), \quad (4.9)$$

dont la dérivée est égale à :

$$C'(r) = k((\alpha - 2)r^{\alpha-3} - 2(c_e + c_r)r^{-3}). \quad (4.10)$$

La portée optimale dans ces conditions est donc :

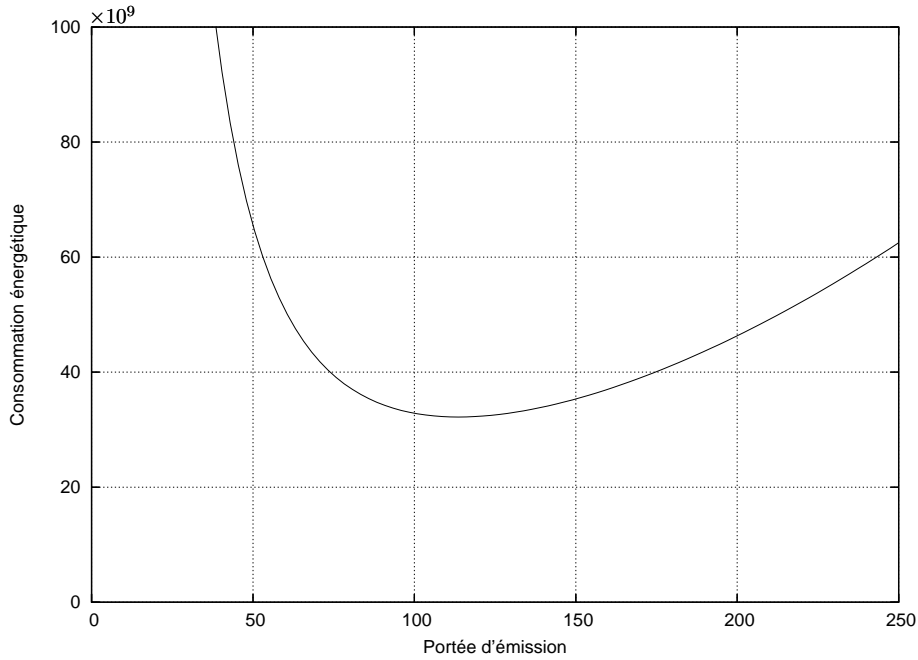


FIG. 4.4 – Consommation énergétique d’une diffusion sur notre pavage hexagonal, avec coût de réception ( $\alpha = 4$ ,  $c_e = 10^8$ ,  $c_r = \frac{2}{3} \times 10^8$ ).

$$r = \sqrt[\alpha]{\frac{2(c_e + c_r)}{\alpha - 2}}. \quad (4.11)$$

La figure 4.4 illustre la consommation énergétique d’une diffusion sur notre pavage hexagonal avec le modèle  $\alpha = 4$ ,  $c_e = 10^8$  et  $c_r = \frac{2}{3} \times 10^8$ . La valeur utilisée pour  $c_r$  est égale au tiers de la dépense énergétique d’une émission à cent mètres. Un minimum existe donc toujours avec un coût de réception dans ces conditions, intervenant cette fois-ci lorsque  $r \simeq 113.62$  qui est bien solution de  $C'(r)$ .

Selon le matériel radio considéré, il est possible que les composants électroniques utilisés pour la réception soient éteints lorsqu’une émission est en cours, auquel cas un émetteur ne paie pas de coût supplémentaire pour la réception de son propre message. Dans ce cas, le « +1 » peut être retiré de l’équation (4.8) et nous obtenons :

$$C(r) = k \times (r^{\alpha-2} + c_e r^{-2} + \frac{dc_r}{R^2}), \quad (4.12)$$

dont la valeur minimale est obtenue pour :

$$r = \sqrt[\alpha]{\frac{2c_e}{\alpha - 2}}. \quad (4.13)$$

Nous remarquons donc que dans ce cas, la portée optimale est la même que lorsque le coût énergétique des réceptions n’est pas pris en compte. Nous pouvons expliquer cela de manière très simple : dans notre modèle de pavage hexagonal, modifier la portée d’émission revient à redimensionner les hexagones de manière égale. Si l’on considère une

infinité de récepteurs placés sur la surface  $S$ , on peut approximer le nombre de réceptions par la somme des aires couvertes par les émissions, qui reste identique quelle que soit la portée choisie. Le coût de réception n'influe donc pas sur la valeur de la portée optimale puisque le coût total payé pour l'ensemble des réceptions reste toujours le même quelle que soit la portée choisie.

Dans les deux cas, que les émetteurs paient un coût supplémentaire de réception pour leurs propres émissions ou non, il est intéressant de noter que le calcul de la portée optimale reste toujours le même :

$$r_{\text{opt}} = \sqrt[\alpha]{\frac{2c}{\alpha - 2}}. \quad (4.14)$$

Seule la valeur de la constante  $c$  est modifiée. Dans le premier cas, nous avons  $c = c_e + c_r$  alors que dans le second nous avons  $c = c_e$ . Toutefois, bien que le calcul reste le même, la valeur obtenue dépend bien sûr de la valeur de  $c$ .

#### 4.2.2 Protocoles de diffusion utilisant une portée cible

Partant de ces résultats, nous avons travaillé sur la mise au point de protocoles de diffusion efficaces basés sur le concept de portée optimale. Nous présentons ici deux solutions, dont les caractéristiques les destinent à des utilisations différentes :

1. Le premier se nomme TR-LBOP, pour *target range with LBOP*. Il s'agit d'une variante du protocole LBOP, présenté dans la section précédente. Dans cette version, la portée d'émission n'est plus minimisée au niveau de chaque relais, mais modifiée pour être aussi proche que possible d'une portée cible. Ce protocole se destine plus particulièrement aux réseaux ad hoc, de par son utilisation d'un mécanisme d'élimination de voisins au niveau de chaque nœud.
2. Le second se nomme TR-DS, pour *target range with dominating sets*. Le but est ici de calculer un ensemble dominant où la distance qui sépare deux nœuds dominants est aussi proche que possible d'une portée cible. L'utilisation d'un tel ensemble rend ce protocole plus adapté aux réseaux de capteurs, puisque les nœuds non dominants peuvent éteindre leur équipement radio.

Ces deux protocoles utilisent un paramètre que nous appelons *portée cible*, noté  $r_{\text{tgt}}$ , dont le but est d'influer sur la distance qui sépare les émetteurs. Dans la pratique, le résultat obtenu lors du calcul de la portée optimale, qui dépend du modèle énergétique considéré, est utilisé comme valeur de portée cible.

#### LBOP avec une portée cible (TR-LBOP)

Nous nous sommes dans un premier temps orientés vers une modification de LBOP. Le problème de ce dernier est que lorsque la densité du réseau augmente, les voisins du sous-graphe LMST deviennent de plus en plus proches et les portées de communication de plus en plus faibles. Ce comportement semblait être une bonne idée dans la section précédente, mais cela ne l'est plus lorsque l'on considère les calculs sur la portée de transmission optimale. Nous avons donc modifié LBOP afin qu'il soit toujours efficace, quelle que soit la densité du réseau sur lequel il est appliqué.

Dans cette nouvelle version, chaque nœud  $u$  gère deux listes  $L(u)$  et  $L'(u)$  pendant le NES. La première,  $L(u)$ , stocke les voisins nécessaires à la conservation de la connexité du réseau. De la même manière que pour LBOP, nous utilisons pour cela le sous-graphe LMST ;  $L(u)$  est donc définie par :

$$\forall u \in V \quad L(u) = \{v \in N(u) \mid (u, v) \in E_{\text{LMST}}\}, \quad (4.15)$$

$E_{\text{LMST}}$  étant l'ensemble des arêtes du sous-graphe LMST. La liste  $L'(u)$  stocke quant à elle tous les autres voisins de  $u$  :

$$\forall u \in V \quad L'(u) = N(u) \setminus L(u). \quad (4.16)$$

Pendant le NES d'un nœud  $u$ , chaque voisin qui reçoit le message de diffusion est supprimé par  $u$  de la liste à laquelle il appartient :  $L(u)$  si c'est un voisin du sous-graphe LMST,  $L'(u)$  dans le cas contraire. Quand le temps d'attente est écoulé, deux cas peuvent se présenter :

1. La liste  $L(u)$  est vide.
  - ◊ *Dans ce cas, la ré-émission est annulée. En effet, tous les voisins LMST ayant été couverts, la connexité est assurée.*
2. Il reste au moins un voisin dans  $L(u)$ .
  - ◊ *La ré-émission sera donc effectuée par  $u$  pour couvrir les voisins LMST restants dans  $L(u)$ .*

Dans le second cas, lorsque la ré-émission est requise, nous savons que  $u$  devra quoi qu'il arrive payer le coût de la constante  $c_e$ . Comme cela a été démontré auparavant, il peut donc être intéressant d'augmenter la portée d'émission jusqu'à la portée cible, lorsque cela est possible. Nous définissons donc deux valeurs,  $d_{L(u)}$  et  $d_{L'(u)}$ . La première est définie par :

$$d_{L(u)} = \max\{\text{dist}(u, v) \mid v \in L(u)\}, \quad (4.17)$$

et la seconde par :

$$d_{L'(u)} = \{\text{dist}(u, v) \mid v \in L(u) \cup L'(u) \wedge \delta_{uv} = \min\{\delta_{uw} \mid w \in L(u) \cup L'(u)\}\}, \quad (4.18)$$

où  $\delta_{uv} = |\text{dist}(u, v) - r_{\text{tgt}}|$ .

En d'autres termes, l'arête choisie est celle entre  $u$  et un de ses voisins non couverts telle que sa longueur soit la plus proche de  $r_{\text{tgt}}$ . La distance  $d_{L'(u)}$  est tout simplement égale à cette longueur. La portée finalement choisie est :

$$r(u) = \max\{d_{L(u)}, d_{L'(u)}\}. \quad (4.19)$$

Dans les réseaux denses, cette modification mène à une situation où les émetteurs utilisent majoritairement une portée aussi proche que possible de  $r_{\text{tgt}}$ . L'augmentation du nombre de nœuds couverts par une émission est contrebalancée par le NES, de telle



sorte que le nombre d'émetteurs reste relativement stable. On remarquera que dans cette nouvelle version, le NES est appliqué à tous les récepteurs, quelle que soit la nature de l'émetteur dont ils reçoivent le message : cela permet de laisser la diffusion se propager par « vagues », favorisant les nœuds situés à la distance voulue des précédents émetteurs.

### Ensembles dominants avec une portée cible (TR-DS)

De par son fonctionnement, le protocole TR-LBOP oblige tous les nœuds à garder leur équipement radio actif puisqu'ils sont tous susceptibles de participer à la diffusion. Ce comportement, bien qu'acceptable pour un réseau ad hoc, est peu adapté aux réseaux de capteurs. Nous avons donc axé notre travail sur la mise au point d'un protocole basé sur le principe de portée optimale et sur celui d'ensemble dominant, de manière à ce que les nœuds non dominants puissent éteindre leur matériel radio. Cet algorithme comporte deux étapes :

1. Adapter la topologie du réseau de manière à ce que chaque nœud choisisse une portée aussi proche que possible de  $r_{\text{tgt}}$ .  
 ◇ Cette étape est effectuée grâce à un sous-graphe connexe tel que le LMST ou le RNG. Chaque nœud choisit ensuite une portée couvrant ses voisins dans le sous-graphe utilisé et ceux qui ne sont pas plus éloignés que la portée cible.
2. Sélectionner des nœuds dominants pour servir de relais.  
 ◇ Un algorithme tel que celui de Dai et Wu est utilisé pour cela. Grâce à la première étape, la distance entre les nœuds dominants est proche de la portée optimale. Les nœuds non dominants peuvent éteindre leur matériel radio pour le temps de la durée de vie de l'ensemble dominant.

**Adaptation de la topologie grâce à  $r_{\text{tgt}}$**  Soit un graphe connexe  $G = (V, E)$ . Afin de conserver la connexité tout en modifiant les portées de transmission des nœuds, nous calculons un sous-graphe  $G' = (V, E')$  qui doit être clairsemé, connexe, bidirectionnel et calculé de manière locale. De bons exemples de tels graphes sont le LMST ou le RNG. Partant de  $G$ ,  $G'$  et  $r_{\text{tgt}}$ , nous calculons pour chaque nœud  $u$  une portée  $r(u)$  définie par :

$$\forall u \in V, \quad r(u) = \max\{\text{dist}(u, v) \mid v \in V \wedge (\text{dist}(u, v) \leq r_{\text{tgt}} \vee (u, v) \in E')\}. \quad (4.20)$$

En d'autres termes, chaque nœud choisit une portée qui couvre tous ses voisins dans  $G'$  afin de préserver la connexité. Cette portée est étendue pour couvrir les autres nœuds plus proches que  $r_{\text{tgt}}$ , et appartenant à  $G$ . Le graphe résultant de ces attributions de portées est noté  $G_r = (V, E_r)$ . La topologie conservée est la partie symétrique de  $G_r$ , les liens unidirectionnels étant tout simplement supprimés grâce à un simple échange de messages. Le graphe peut également être gardé asymétrique si un algorithme de calcul d'ensemble dominant adapté est par la suite utilisé. Ce nouveau graphe symétrique est noté  $G_{r_{\text{tgt}}} = (V, E_{r_{\text{tgt}}})$  et est défini par :

$$E_{r_{\text{tgt}}} = E_r \cap E_r^{-1}, \quad E_r^{-1} = \{(u, v) \in V^2 \mid (v, u) \in E_r\}. \quad (4.21)$$

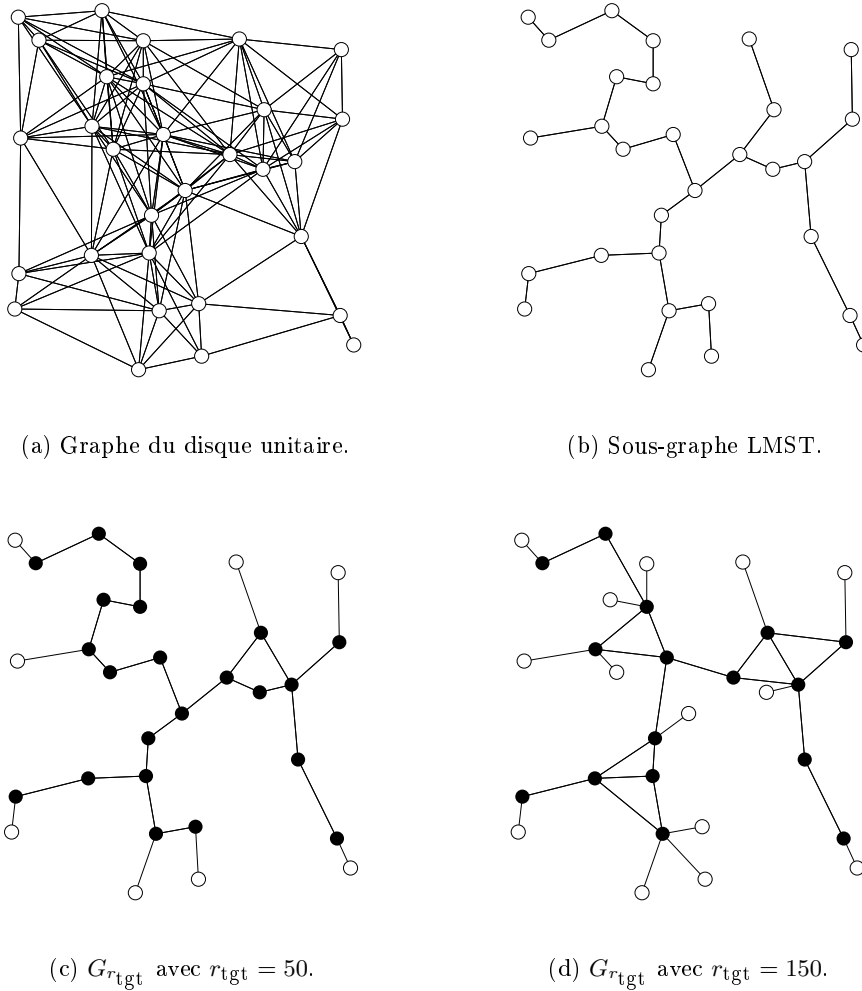


FIG. 4.5 – Graphe du disque unitaire ( $R = 250$ ) avec son sous-graphe LMST et les ensembles dominants obtenus avec  $r_{tgt} = 50$  et  $r_{tgt} = 150$  où chaque nœud non dominant est associé à son voisin dominant le plus proche.

Les arêtes appartenant à  $E_r$  sont orientées,  $E_r^{-1}$  contient les mêmes arêtes « inversées ». En faisant l'intersection de ces deux ensembles, nous ne conservons que les arêtes bidirectionnelles. Le graphe  $E_{r_{tgt}}$  est de toute évidence connexe, puisqu'il contient  $G'$ . Après cette étape, chaque nœud possède une portée aussi proche que possible de  $r_{tgt}$ , avec la connexité du graphe original préservée.

**Calcul d'un ensemble dominant** A partir d'un graphe  $G_{r_{tgt}}$ , obtenu durant la première étape, nous appliquons un algorithme de calcul d'ensemble dominant, tel que celui de Dai et Wu ou celui de Adjih et al. basé sur les relais multipoints. A la suite de cette étape, les nœuds du réseau sont regroupés en deux ensembles :

- Le premier,  $V_D$ , contient les nœuds dominants. Ce sont les seuls qui devront servir de relais pour la diffusion.

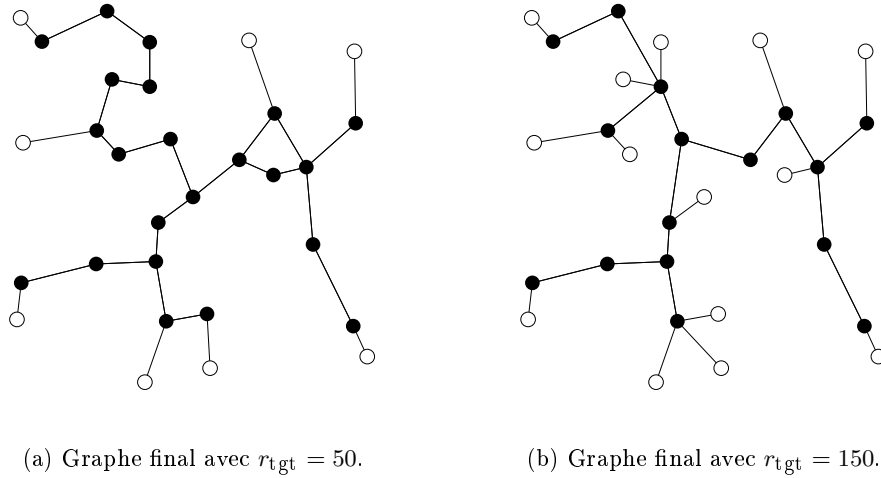


FIG. 4.6 – Graphes finaux de la figure 4.5, où l’ensemble dominant a été simplifié par un calcul de sous-graphe RNG.

- Le second,  $V_{\overline{D}} = V \setminus V_D$ , contient les autres nœuds. Ceux-ci peuvent éteindre leur matériel radio pour la durée de vie de l’ensemble dominant.

Au cours de cette étape, nous associons chaque nœud non dominant  $u \in V_{\overline{D}}$  à son voisin dominant le plus proche. Ce dernier a la charge de  $u$ , ce qui signifie qu’il doit choisir une portée qui couvre  $u$  lorsque celui-ci ne l’a pas encore été. Cette couverture n’est bien sûr nécessaire que si  $u$  est à l’écoute du canal radio.

La figure 4.5(a) montre un exemple d’un graphe du disque unitaire ( $R = 250$ ) et de son sous-graphe LMST (figure 4.5(b)). La phase de contrôle de topologie a été appliquée avec deux valeurs différentes pour  $r_{tgt}$ , puis un ensemble dominant a été élu grâce à l’algorithme de Dai et Wu en figures 4.5(c) et 4.5(d) : les nœuds noirs sont dominants, contrairement aux nœuds blancs. Dans ces deux graphes, les nœuds non dominants ne sont reliés qu’à leur voisin dominant le plus proche.

Il est possible de réduire un peu plus la complexité du graphe des nœuds dominants en calculant son sous-graphe RNG. De cette manière, chaque nœud dominant n’a qu’à couvrir ses voisins dominants appartenant à ce sous-graphe. Ainsi en figures 4.6(a) et 4.6(b) sont donnés les graphes finaux, après application d’un calcul de graphe RNG sur l’ensemble dominant. Il est également possible d’utiliser le LMST pour cette ultime étape, mais cela nécessiterait un échange de messages supplémentaire pour retrouver la symétrie.

**Processus de diffusion** Pour un nœud  $u$ , nous notons  $N_D(u)$  les voisins dominants de  $u$  et  $N_{\overline{D}}(u)$  l’ensemble de ses voisins non dominants.

Si le nœud source  $s$  n’est pas dominant, il envoie le message avec la portée lui permettant d’atteindre son voisin dominant associé. Si  $s$  est dominant, il envoie le message avec la portée nécessaire pour couvrir  $N_D(s)$  et  $N_{\overline{D}}(s)$ . Quand un nœud reçoit le message, il ne le relaie que s’il est dominant, avec la portée nécessaire pour couvrir  $N_D(s)$  et  $N_{\overline{D}}(s)$ .

Dans le cas où les nœuds non dominants éteignent leur équipement radio, il est

évident qu'ils ne reçoivent pas les messages et que les nœuds dominants n'ont pas à les considérer dans le calcul de la portée de ré-émission nécessaire. Ce fonctionnement est très intéressant pour les réseaux de capteurs, dans lesquels il est possible de planifier les communications. TR-DS autorise cette planification, puisqu'il est possible de déterminer exactement quels sont les nœuds émetteurs. Les autres peuvent éteindre leur interface radio et la rallumer périodiquement à des temps bien définis pour recevoir les messages de la part de leurs voisins dominants. Seule la structure de diffusion obtenue avec TR-DS doit être périodiquement réévaluée, afin de mieux équilibrer la charge du réseau. Cette réorganisation peut bien sûr elle aussi être planifiée.

### 4.2.3 Résultats expérimentaux

Nous fournissons dans cette section les résultats expérimentaux obtenus par nos deux protocoles basés sur le concept de portée optimale, TR-LBOP et TR-DS. Nous utilisons les protocoles LBOP et BIP comme point de comparaison. Le temps d'attente utilisé par le NES, lorsqu'il est activé, est généré de manière aléatoire avec les mêmes paramètres dans tous les cas. Dans nos simulations, la pondération d'une arête est donnée par sa longueur. Nous considérons dans le cas de TR-DS que les nœuds non dominants restent à l'écoute, et que les nœuds dominants se chargent donc de les couvrir.

Notre analyse théorique du calcul de la portée optimale, présentée en section 4.2, montre qu'il n'y a pas de différence mathématique entre le cas où le coût énergétique d'une réception est pris en compte et celui où il ne l'est pas. Seule la constante  $c = c_e + c_r$  change de valeur. Puisque cette constante n'est en fait qu'une valeur arbitraire prise dans la littérature, les mêmes courbes peuvent être utilisées pour les deux cas et il n'est donc pas nécessaire d'avoir des expérimentations et des explications séparées. Nous avons donc utilisé le modèle donné par l'équation (2.4) en page 26 avec les valeurs  $\alpha = 4$  et  $c_e = 10^8$ .

Notre principal but lors de la conception de ces protocoles était de contraindre les portées d'émission de telle sorte qu'elles soient aussi proches que possible de la portée cible  $r_{tgt}$ . Nous commençons donc par montrer en figures 4.7 et 4.8 l'efficacité de ce paramètre. Ainsi, la figure 4.7 donne la portée d'émission des relais pour différentes valeurs de  $r_{tgt}$ . On y voit que ce paramètre joue bien son rôle, et qu'il est effectivement possible de contrôler les portées utilisées. Seules les faibles valeurs ne sont pas atteintes, car les nœuds doivent alors utiliser une portée plus élevée pour conserver la connexité : la valeur de  $r_{tgt}$  étant trop faible pour conserver la connexité, la distance avec les voisins LMST ou RNG est utilisée comme limite. Nos deux protocoles contraignent donc les émetteurs de manière localisée à utiliser une portée choisie à l'avance, tout en conservant la connexité.

Nous fournissons également en figure 4.8 la distance moyenne entre deux voisins dominants dans le graphe engendré par TR-DS en fonction de la valeur de  $r_{tgt}$ . Cette distance est importante car c'est elle qui détermine majoritairement la portée choisie par les nœuds dominants, les seuls à émettre. Encore une fois, nous pouvons observer que le paramètre  $r_{tgt}$  influence correctement la topologie. De manière plus précise, la distance moyenne est égale à environ deux tiers de la valeur de la portée cible. Ce rapport est dépendant de la densité, et se rapproche de un lorsque cette dernière augmente.

La figure 4.9 montre l'économie d'énergie réalisée par nos protocoles en fonction de

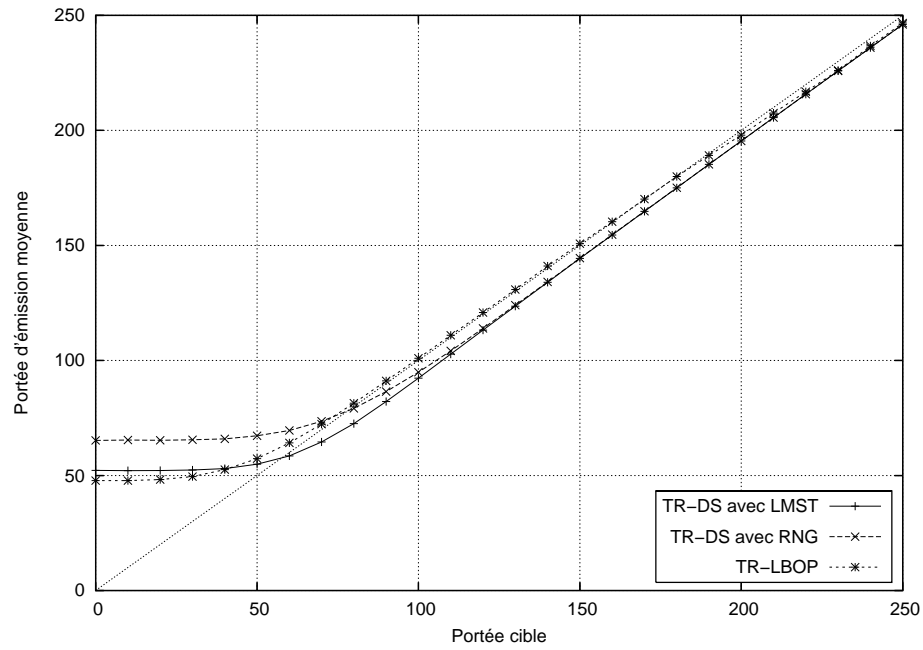


FIG. 4.7 – Portée d'émission choisie par les nœuds relais ( $d = 50$ ).

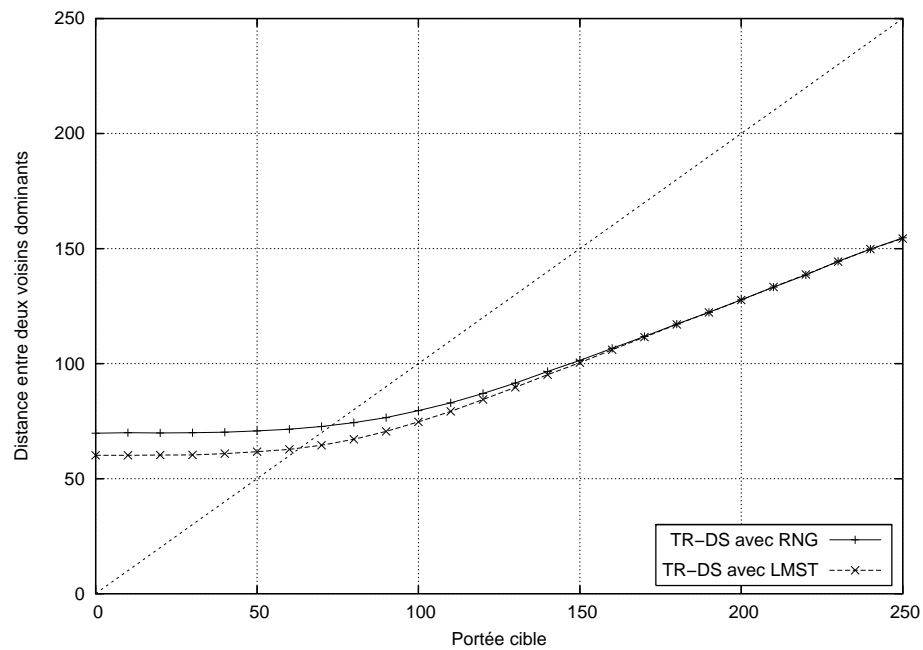


FIG. 4.8 – Distance entre deux voisins dominants du graphe engendré par TR-DS ( $d = 50$ ).

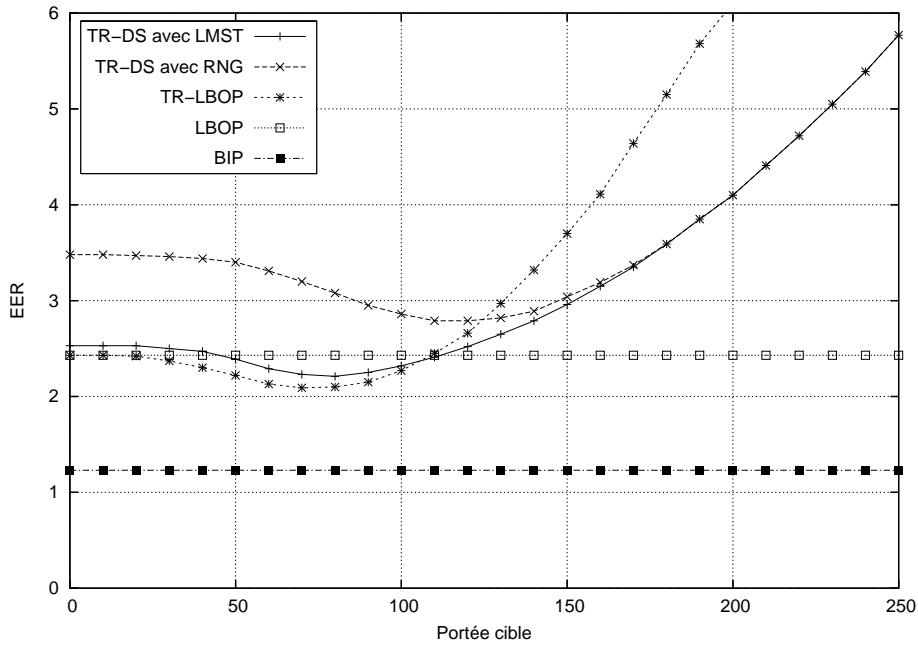


FIG. 4.9 – Economie d'énergie fournie par les différents protocoles ( $d = 50$ ).

$r_{tgt}$ , par rapport aux protocoles existants. Les performances de LBOP et de BIP ne varient pas, puisque leur comportement est indépendant de la valeur de  $r_{tgt}$ . On peut observer qu'il existe bien une consommation minimale aussi bien pour TR-LBOP que pour TR-DS, qui montre ainsi de manière expérimentale l'existence d'une portée optimale. Ce minimum est atteint pour TR-LBOP et TR-DS avec LMST lorsque  $r_{tgt} \simeq 80$ , la portée d'émission moyenne étant alors d'après la figure 4.7 elle aussi d'environ quatre-vingts. Cet écart avec la valeur théorique de cent peut être expliqué par la faible densité considérée et par divers effets de bord. L'utilisation du LMST pour la phase de contrôle de topologie au lieu du RNG pour TR-DS donne de meilleurs résultats, ce qui semble naturel puisque comme démontré dans la section précédente, le LMST est un sous-graphe du RNG.

Concernant les performances elles-mêmes, BIP en tant que protocole centralisé obtient sans surprise les meilleurs résultats. Toutefois, les autres protocoles obtiennent également de très bons résultats si l'on considère qu'ils n'utilisent que des informations locales à chaque nœud. La consommation minimale de TR-LBOP et de TR-DS avec LMST est plus basse que celle de LBOP. La différence entre les deux protocoles que nous avons proposé dans cette section est très petite, avec un léger avantage pour TR-LBOP. Cependant, si l'on considère le fait que dans TR-DS un nœud non dominant peut éteindre son équipement radio, l'avantage peut s'inverser puisque ces économies ne sont pas prises en compte ici.

La figure 4.10 fournit le pourcentage moyen de nœuds non émetteurs pour les différents protocoles comparés. Si l'on considère  $r_{tgt} = 80$ , valeur donnant la consommation énergétique la plus basse, nous pouvons observer que le pourcentage de nœuds non émetteurs de TR-LBOP est plus faible que celui de TR-DS (environ 52% contre 42%). Toutefois, l'extinction du matériel radio dans le cas de TR-DS augmente de manière significative l'économie d'énergie réalisée. Pour illustrer cela, nous attribuons à chaque état

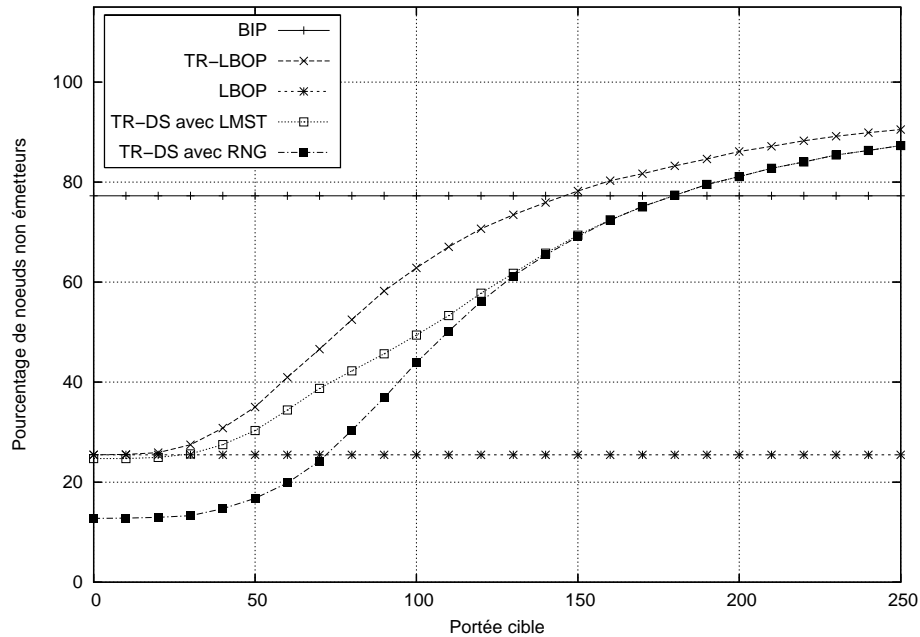


FIG. 4.10 – Pourcentage de nœuds non émetteurs ( $d = 50$ ).

une consommation énergétique dérivée de [15] et exprimée en unités arbitraires. Ainsi, un nœud avec une interface radio éteinte consomme une unité, un nœud non émetteur actif consomme quinze unités et un émetteur en consomme vingt-huit. Comme les portées d'émission sont approximativement les mêmes pour TR-LBOP et TR-DS (figure 4.7), nous pouvons supposer qu'un nœud dépense la même énergie pour une émission. Pour  $r_{\text{tgt}} = 80$  et cinq cents nœuds, nous obtenons une consommation de 8 296 unités pour TR-DS avec LMST et une consommation de 10 588 unités pour TR-LBOP, soit une économie de 21% en faveur de TR-DS. Cela illustre bien l'avantage de pouvoir éteindre les interfaces radio, chose qui n'est pas possible avec TR-LBOP.

Finalement, la figure 4.11 fournit l'économie d'énergie réalisée en fonction de la densité. Pour TR-LBOP et TR-DS, la portée cible donnant les meilleurs résultats pour une densité donnée a été utilisée. Nous pouvons observer que les gains obtenus avec ces deux protocoles par rapport à LBOP deviennent de plus en plus importants avec l'augmentation de la densité, comme annoncé précédemment. Cela est surtout visible pour TR-LBOP dont les performances sont les mêmes que celles de LBOP dans les faibles densités.

### 4.3 Conclusion

Le principal enseignement à retirer des travaux présentés dans ce chapitre concerne les très bonnes performances des protocoles localisés par rapport à leurs homologues centralisés. Que l'on considère LBOP ou l'une des deux solutions basées sur une portée cible, la dégradation des performances est très faible par rapport à celles de BIP, notamment pour des réseaux de forte densité. Ces résultats sont particulièrement encourageants et

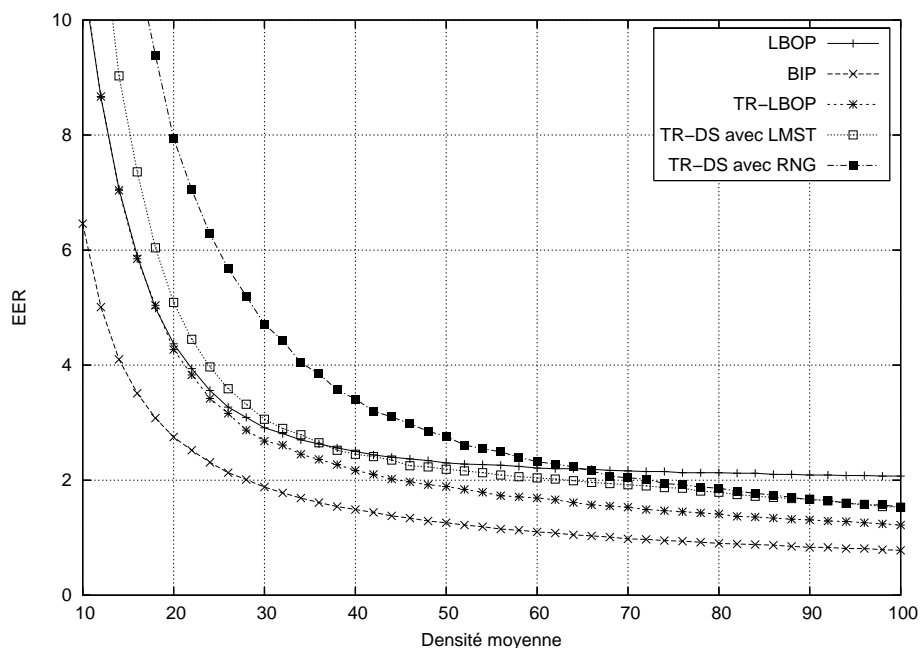


FIG. 4.11 – Economie d'énergie réalisée en fonction de la densité.

montrent que la restriction des connaissances utilisées peut n'être que légèrement pénalisante, tout en augmentant grandement la robustesse des algorithmes.

Nous avons également vu que la minimisation des portées de communication n'est pas forcément la meilleure solution, et que la portée optimale dépend du modèle énergétique considéré. Les protocoles TR-LBOP et TR-DS que nous avons décrits peuvent tirer partie de ce concept de portée optimale et mènent à une dépense d'énergie plus faible.

On peut toutefois remarquer que ces solutions amènent certains nœuds à augmenter leur portée, et donc leur propre consommation énergétique, dans le but de minimiser la consommation globale du réseau. Dans un cas d'utilisation réel de réseaux ad hoc, ce « sacrifice » pourrait ne pas être très bien perçu, et un protocole comme LBOP serait alors plus adapté. Bien sûr, ce problème ne se pose pas pour un réseau de capteurs puisque ces derniers n'existent que pour collaborer.

Les travaux présentés dans ce chapitre peuvent être trouvés en [7, 21, 24, 26].





## Cinquième Chapitre

---

# PROTOCOLE DE DIFFUSION LOCALISÉ À PUISSANCE INCRÉMENTALE

« Jaime n'avait jamais réalisé que les arbres font du bruit en poussant, pas plus que quiconque, d'ailleurs, parce que c'est un son qui s'étend sur des siècles, avec des cycles de vingt-quatre heures entre chaque sommet d'onde. »

**Terry Pratchett & Neil Gaiman,**  
*De bons présages.*

« Il me semblait que tous les arbres se murmuraient les uns aux autres, se passant des nouvelles ou tramant des complots en un langage inintelligible. »

**J.R.R. Tolkien,**  
*Le seigneur des anneaux.*



*Nous présentons dans ce chapitre un protocole de diffusion localisé avec ajustement de portée. Contrairement aux solutions précédentes, il ne se base pas sur les liens reliant les nœuds, mais sur la couverture de multiples nœuds offerte par une émission omnidirectionnelle. Pour cela, notre protocole s'appuie sur l'application locale du protocole BIP dans le voisinage à  $k$  sauts de chaque relais. Les résultats sont propagés grâce au message de diffusion, et utilisés comme base par les relais suivants dans la chaîne de diffusion pour leurs propres calculs. Une structure de diffusion est ainsi construite de manière incrémentale, de relais en relais. La connaissance requise dépend de la valeur choisie pour le paramètre  $k$  ; nous défendons l'idée que  $k = 2$  représente le meilleur compromis entre performances et connaissance, en nous appuyant sur les résultats expérimentaux obtenus. Dans notre protocole, que nous avons nommé protocole localisé de diffusion à puissance incrémentale, le NES est présenté comme un moyen de fiabiliser la diffusion et d'obtenir une couverture complète du réseau en environnement idéal.*

## 5.1 Introduction

Les solutions avec ajustement de portée présentées dans le chapitre précédent travaillent sur des graphes représentant le réseau, et non pas sur le réseau lui-même. En conséquence, les arêtes reliant les sommets sont considérées de manière indépendante les unes des autres, ce qui peut être une erreur. En effet, plusieurs liens peuvent être « engendrés » par une seule émission grâce à l'utilisation d'antennes radio omnidirectionnelles, ce qui apporte un avantage indéniable pour la diffusion. Cette caractéristique n'est pas vraiment prise en compte dans les solutions précédentes, alors qu'elle sert de base au protocole BIP, l'un des protocoles de diffusion centralisés efficaces le plus connu.

Ce protocole possède également une caractéristique très intéressante, consistant à affecter aux émetteurs une portée très proche de la portée optimale  $r_{\text{opt}}$  calculée dans le précédent chapitre. Ce comportement est illustré par la figure 5.1, où la portée maximale utilisable par un nœud varie entre zéro et deux cent cinquante. On peut y observer que BIP tend à attribuer aux nœuds émetteurs une portée très proche de cent, déterminée précédemment comme optimale pour le modèle énergétique utilisé. Cette remarque est très intéressante puisque l'algorithme glouton utilisé par BIP ne tient pas compte d'une quelconque portée optimale, ni du modèle énergétique. Ce comportement peut expliquer les performances de ce protocole. De plus, son indépendance par rapport au modèle énergétique le rend encore plus attractif, puisque ses résultats sont indépendants de tout paramétrage préalable.

Bien entendu, de par sa nature centralisée, il n'est pas envisageable d'utiliser BIP ou une de ses versions distribuées dans un réseau décentralisé. Nous avons donc axé notre travail sur la mise au point d'un protocole de diffusion localisé avec ajustement de portée, capable d'exploiter efficacement les très bons résultats de BIP. Le protocole ainsi obtenu, que nous présentons dans ce chapitre, se nomme protocole localisé de diffusion à puissance incrémentale (LBIP).

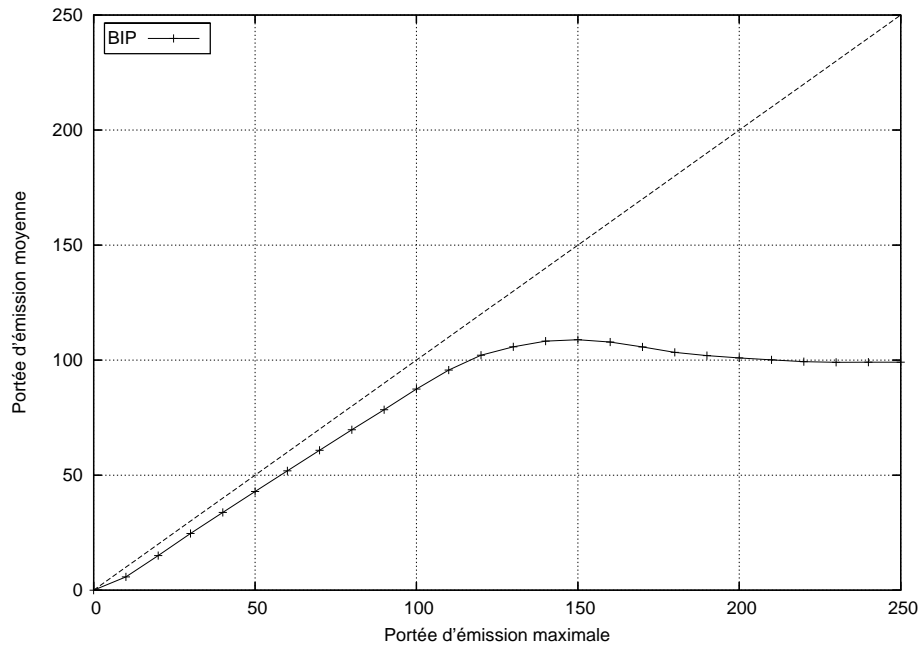


FIG. 5.1 – Portée d'émission moyenne affectée par BIP en fonction de la portée maximale utilisable ( $\alpha = 4$ ,  $c_e = 10^8$ ,  $d = 50$ ). Les nœuds feuilles, qui ont une portée nulle, ne sont pas pris en compte dans la moyenne.

## 5.2 Description du protocole

L'algorithme utilisé s'appuie sur l'application locale de BIP dans un rayon de  $k$  sauts autour de chaque relais, les résultats obtenus étant propagés avec le message de diffusion pour servir de base aux calculs des relais suivants. Pour appliquer BIP, chaque nœud doit donc connaître l'existence des nœuds situés dans un rayon de  $k$  sauts autour de lui, ainsi que les puissances requises pour faire communiquer ces nœuds entre eux. Nous supposons dans cette section que  $k$  est supérieur à un ; nous reviendrons ultérieurement sur cette hypothèse. Nous appelons arbre BIP l'arbre de diffusion calculé par BIP.

### 5.2.1 Déroulement de l'algorithme

La diffusion débute à partir d'un nœud source  $s$ . Ce dernier applique le protocole BIP dans son voisinage à  $k$  sauts, ce qui lui permet d'obtenir un arbre de diffusion couvrant tous les nœuds situés dans cette zone. Cet arbre fournit un ensemble de puissances de communication pour chacun de ces nœuds qui, même s'il ne représente pas la solution optimale, donnera de très bons résultats pour la couverture de cette zone de taille réduite.

Ces attributions de portées sont inscrites dans le message de diffusion, à la manière du protocole MPR avec la liste des relais multipoints. Seules les valeurs non nulles nécessitent d'être transmises avec le message, les feuilles de l'arbre BIP ne reçoivent donc aucune instruction. Le message est ensuite émis par  $s$  avec la puissance qui lui a été assignée par BIP. Lorsque l'un de ses voisins  $u$  reçoit ce message, deux situations sont possibles : soit le message contient une puissance assignée à  $u$ , soit il n'en contient pas.

Dans le cas où il n'en contient pas, il n'est pas nécessaire pour  $u$  de relayer le message puisque cette absence de valeur signifie que dans l'arbre calculé par  $s$ ,  $u$  était une feuille. Ce dernier peut donc en déduire que son voisinage à un saut sera complètement couvert si chaque nœud du  $k$ -voisinage de  $s$  utilise les puissances qui ont été calculées. En effet, comme nous supposons que  $k$  est supérieur à un et que  $u$  est un voisin à un saut de  $s$ , tous les voisins à un saut de  $u$  sont pris en compte dans l'arbre BIP calculé par  $s$ .

Dans le second cas, la participation de  $u$  est requise pour assurer la couverture du  $k$ -voisinage de  $s$ . Il doit donc ré-émettre le message avec la puissance qui lui a été assignée, mais doit auparavant *étendre* les calculs de  $s$  aux nœuds de son propre  $k$ -voisinage. Il calcule donc lui aussi un arbre BIP dans son  $k$ -voisinage, mais au lieu de partir d'un arbre vide comme l'a fait  $s$ , il utilise comme base les attributions de puissances contenues dans le message qu'il a reçu. Il affecte donc à ses voisins et à lui-même ces puissances d'émission, ce qui permet à BIP de poursuivre en partie la construction de l'arbre calculé par  $s$ . De cette manière, seuls les nœuds invisibles du point de vue de  $s$  doivent être ajoutés à l'arbre : ce sont ceux qui sont situés à exactement  $k$  sauts de  $u$  et  $k + 1$  sauts de  $s$ . Les puissances ainsi obtenues sont à leur tour inscrites dans le message, qui est ensuite ré-émis par  $u$  avec la puissance obtenue par son propre calcul. Celle-ci, de par le fonctionnement de BIP, ne peut être inférieure à celle reçue de  $s$  et assure donc la couverture du  $k$ -voisinage de  $s$ .

Ce processus se répète itérativement de nœud en nœud, jusqu'à ce que la diffusion soit achevée. L'arbre initial, calculé par  $s$ , s'agrandit donc au fur et à mesure, à partir de multiples arbres BIP calculés localement. La structure de diffusion finale n'est pas un arbre, et est donc totalement différente de ce qui est obtenu de manière globale grâce à BIP. L'insertion des attributions de puissance dans les messages n'augmente pas de manière exagérée leur taille, car seuls les nœuds internes ont besoin de recevoir des informations. Pour chacun de ceux-ci, deux valeurs doivent être ajoutées dans le message :

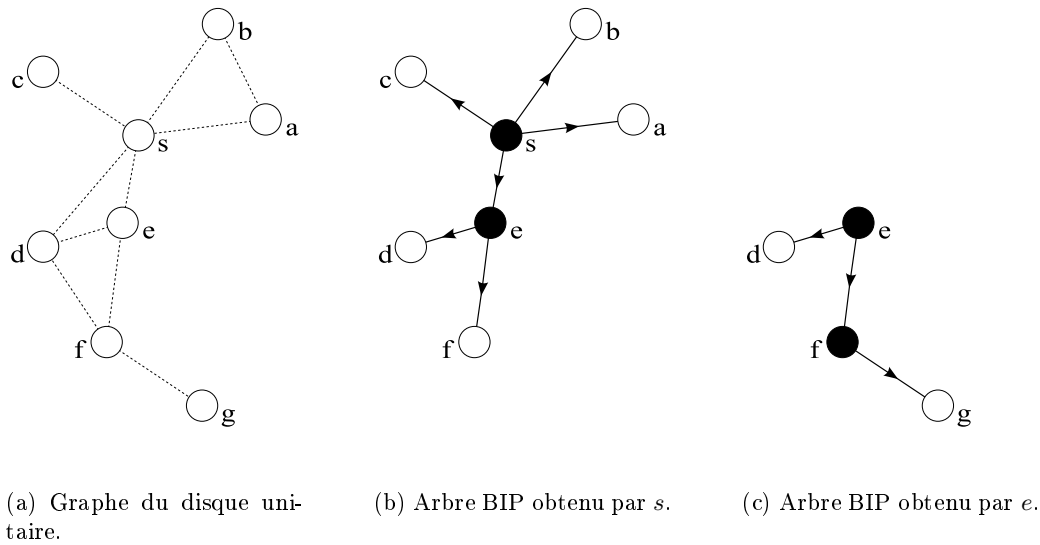
1. L'identifiant du nœud interne concerné.
2. L'identifiant du voisin le plus éloigné que ce dernier doit couvrir.

La puissance d'émission assignée par BIP peut également remplacer le second identifiant. Les effets de l'ajout de ces informations sur la taille des messages sont présentés dans la section 5.4.

### 5.2.2 Exemple d'utilisation

La figure 5.2 illustre le fonctionnement de LBIP pour  $k = 2$ , la figure 5.2(a) donnant le graphe du disque unitaire où  $s$  est le nœud source. Comme il est le premier dans la chaîne de diffusion, il calcule dans son voisinage à deux sauts un arbre BIP initialement vide. Cet arbre, illustré en figure 5.2(b), lui permet de déterminer qu'il ne doit pas essayer de couvrir  $d$ , mais doit au contraire demander à  $e$  de le faire pour lui. Cette décision est bien évidemment intimement liée au modèle énergétique considéré, et pourrait être différente avec un autre modèle. Seul  $e$  est un nœud interne dans l'arbre obtenu, et la puissance qui lui est assignée est celle nécessaire pour couvrir  $f$ . Le couple  $(e, f)$  est donc inscrit dans le message, qui est émis par  $s$  avec la puissance requise pour atteindre  $b$ , son voisin le plus éloigné dans l'arbre.

Les nœuds  $a$ ,  $b$  et  $c$  reçoivent le message de  $s$ , mais ne font rien puisqu'il ne contient pas

FIG. 5.2 – Application de LBIP ( $k = 2$ ).

de portées pour eux. Au contraire,  $e$  apprend qu'il doit couvrir  $f$ , et donc implicitement  $d$ . Il applique donc BIP en partant de cette base, comme illustré en figure 5.2(c) (par soucis de clarté, seuls les nœuds non couverts sont montrés). Avec la portée qui lui a été assignée par  $s$ , les nœuds  $d$  et  $f$  sont déjà couverts. Seul  $g$ , invisible à  $s$ , doit être ajouté à l'arbre et c'est  $f$  qui est choisi par  $e$  pour le couvrir. De la même manière, le message émis par  $e$  atteint  $f$ , et celui-ci le renvoie directement à  $g$  puisqu'il ne possède aucun voisin à ajouter.

Dans cet exemple, seules trois émissions sont donc nécessaires pour couvrir le réseau grâce à la structure obtenue :

1. De  $s$  vers  $a, b, c, e$  avec la puissance  $\text{pow}(s, b)$ .
2. De  $e$  vers  $d, f$  avec la puissance  $\text{pow}(e, f)$ .
3. De  $f$  vers  $g$  avec la puissance  $\text{pow}(f, g)$ .

On peut remarquer une certaine similarité entre le principe de cet algorithme et celui de MPR. Tandis que ce dernier ne fait que décider quels voisins doivent servir de relais, LBIP décide également quelle puissance d'émission doit être utilisée par ces relais : cela représente une information de plus à transmettre pour chaque voisin ainsi sélectionné.

## 5.3 Discussion sur l'algorithme

### 5.3.1 Taille des messages de diffusion

La description du fonctionnement de LBIP ne précise pas si chaque relais doit ajouter les résultats de ses propres calculs à ceux déjà présents dans le message, ou bien s'il doit simplement les remplacer et ne laisser dans le message que les nouvelles attributions de portées obtenues.

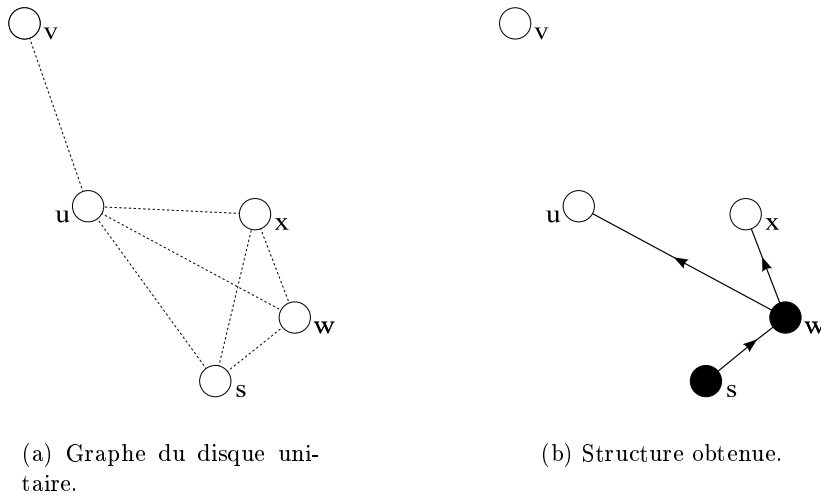


FIG. 5.3 – Application de LBIP ( $k = 1$ ) : le nœud  $v$  est invisible depuis les nœuds  $s$  et  $w$ , et n'est en conséquence jamais couvert.

Le cas de l'ajout est intéressant, car il est tout à fait possible qu'un relais reçoive des attributions de portées pour des nœuds situés à plus de  $k$  sauts de lui, et qui lui sont donc inconnus. Si ces informations ne sont d'aucune utilité pour ce relais, elles peuvent l'être pour d'autres intervenant plus tard dans la diffusion. On peut s'attendre dans ce cas à une meilleure structure de diffusion, et donc de meilleurs résultats, puisqu'il y aurait moins de décisions conflictuelles dans les calculs des différentes parties de la structure.

Nous pensons toutefois que le remplacement des instructions est préférable, car il permet de minimiser la taille des messages de diffusion. Une trop forte augmentation de celle-ci conduirait en effet dans la plupart des cas à un accroissement du nombre de collisions. De plus, comme nous le démontrons plus loin dans la section 5.4, l'ajout n'est pas nécessaire pour obtenir des résultats satisfaisants.

### 5.3.2 Choix de la valeur de $k$

Le choix de cette valeur dépend bien sûr du compromis adopté entre l'efficacité du protocole et le surcoût nécessaire pour obtenir la connaissance à  $k$  sauts. Il est bien évident qu'une petite valeur de  $k$  entraîne un faible surcoût : les messages HELLO comme ceux de diffusion contiennent moins d'informations et le temps nécessaire à l'acquisition de la connaissance est réduit. Toutefois, notre algorithme ne peut être appliqué avec une connaissance limitée à un saut : dans ce cas de figure, les nœuds qui sont les seuls capables de couvrir un voisin isolé à deux sauts ne sont pas choisis par l'émetteur, puisque ce dernier ne connaît pas son existence.

La figure 5.3 illustre ce problème : en figure 5.3(a) est donné le graphe du disque unitaire, où  $s$  est le nœud source et  $v$  un voisin isolé qui ne peut être couvert que par  $u$ . Si la connaissance de  $s$  est limitée à son voisinage à un saut, il ne connaît pas l'existence de  $v$ , et l'arbre qu'il construit ne prend pas  $v$  en compte. Le même problème survient avec  $w$ , puisque  $v$  est également un de ses voisins à deux sauts. Au final, en figure 5.3(b),



la structure obtenue ne demande pas à  $u$  de servir de relais. Quand ce dernier reçoit le message, il n'y trouve pas d'instructions le concernant et  $v$  n'est jamais couvert.

Pour corriger ce problème, le nœud  $u$  devrait ignorer les instructions données par  $w$ . C'est en fait ce que devrait faire chaque nœud ayant au moins un voisin non commun avec l'émetteur précédent. Ces nœuds devraient tous calculer leur propre arbre BIP dans leur voisinage à un saut pour en assurer la couverture, mais un tel comportement serait alors clairement inefficace. En effet, l'heuristique de BIP commence par créer le plus petit lien possible depuis le nœud source, ce qui fait que ce dernier doit toujours émettre. Si l'on considère que chaque paire de nœuds voisins dans le réseau possède au moins un autre voisin qui n'est pas commun aux deux, presque chaque nœud du réseau serait désigné comme relais. Même avec de petites portées de communication, cela mènerait à un gaspillage énergétique énorme, et à un processus de diffusion totalement inefficace. Nous pouvons donc en conclure que la valeur de  $k$  doit être au moins égale à deux pour obtenir une économie d'énergie correcte.

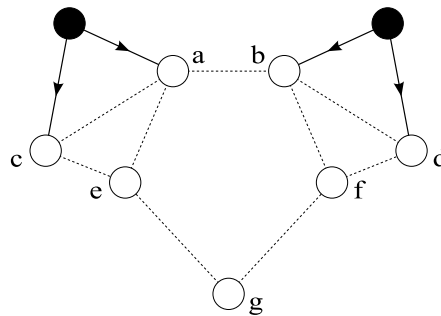
A partir de cette valeur minimale de deux, il nous faut maintenant décider de la valeur à utiliser. Comme cela a été dit plus tôt, plus la valeur de  $k$  est élevée, et plus la connaissance et l'économie d'énergie potentielle sont importantes. Un cas extrême serait de donner à  $k$  une valeur maximale : ainsi, la connaissance serait globale et notre algorithme se comporterait de la même manière que BIP. Toutefois, recueillir toutes les informations nécessaires aux calculs serait très long et consommateur d'énergie. Les messages seraient également beaucoup trop gros et causeraient beaucoup de collisions. De plus, les algorithmes localisés étant supérieurs en robustesse aux algorithmes centralisés, donner une trop grande valeur à  $k$  n'aurait pas de sens.

Nous pensons que  $k = 2$  représente le meilleur compromis entre la connaissance requise et l'économie d'énergie potentielle : les informations à deux sauts s'obtiennent très simplement, et les résultats sont suffisamment bons comme nous le montrons plus loin dans la section 5.4.

### 5.3.3 Résolution de décisions contradictoires

De par la nature décentralisée et désynchronisée de notre algorithme, il est possible que des décisions prises simultanément par différents nœuds soient incompatibles, et que les problèmes qui en découlent ne soient pas résolus à cause du temps de propagation de ces décisions.

Un tel cas est présenté en figure 5.4, où le graphe du disque unitaire est fourni en figure 5.4(a). Supposons que les nœuds  $a$  et  $b$  désirent simultanément faire suivre le message de diffusion qu'ils viennent de recevoir. Du point de vue de  $a$ , en figure 5.4(b), l'arbre BIP obtenu ne couvre pas  $c$  qui était une feuille dans l'arbre précédent, mais considère  $d$  comme un nœud à couvrir. En conséquence, le nœud  $a$  choisit  $f$  pour couvrir  $d$  et  $g$ , et n'utilise pas  $e$  dans ses calculs. De manière symétrique, du point de vue de  $b$  en figure 5.4(c),  $d$  ne doit pas être couvert contrairement à  $c$ . L'arbre BIP obtenu utilise donc  $e$  pour couvrir  $c$  et  $g$  mais n'utilise pas du tout  $f$ . En conséquence, lorsque  $e$  reçoit le message de la part de  $a$ , il n'y trouve aucune instruction et ne le fait donc pas suivre. De la même manière,  $f$  reçoit le message de  $b$  qui ne lui demande pas de le ré-émettre. Ces décisions étant contradictoires, le nœud  $g$  ne reçoit jamais le message de diffusion, et la couverture du réseau n'est pas totale.



(a) Graphe du disque unitaire.

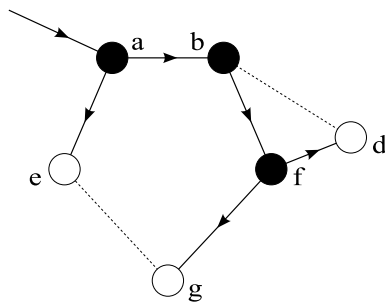
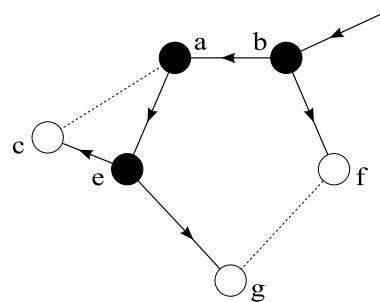
(b) Arbre BIP obtenu par  $a$ .(c) Arbre BIP obtenu par  $b$ .

FIG. 5.4 – Application de LBIP ( $k = 2$ ) : les nœuds  $a$  et  $b$  prennent des décisions contradictoires, entraînant une absence de couverture du nœud  $g$ .

Pour résoudre de tels problèmes, nous avons choisi d'ajouter un mécanisme d'élimination de voisins à notre protocole afin de le fiabiliser. Dans cette nouvelle version, les nœuds appliquent d'abord les instructions qu'ils reçoivent, qu'il s'agisse de ré-émettre ou non, puis appliquent le principe du NES. A la fin de leur période d'attente, s'ils pensent avoir au moins un voisin à un saut qui n'a pas été couvert, alors ils ré-émettent le message de diffusion avec la puissance nécessaire pour toucher leur voisin non couvert le plus éloigné. De cette manière, une couverture totale du réseau est toujours obtenue dans un environnement idéal.

Cette utilisation du NES est différente des précédentes : le but cette fois-ci est de fiabiliser le protocole, et non pas d'améliorer ses performances. Celles-ci risquent au contraire de se dégrader, puisqu'il est possible pour un nœud  $u$  de croire un de ses voisins non couvert alors que ce n'est pas le cas. Il a en effet pu l'être par un nœud plus éloigné dont la transmission n'a pas été détectée par  $u$ . Pour limiter cette redondance, il est possible d'utiliser le même système que celui de LBOP, c'est-à-dire de restreindre l'ensemble de voisins surveillés à un sous-ensemble grâce au graphe LMST. En utilisant les puissances de communication requises entre les nœuds comme fonction de pondération des arêtes, aucune information additionnelle n'est nécessaire et seuls les voisins les moins coûteux à joindre sont ainsi surveillés.

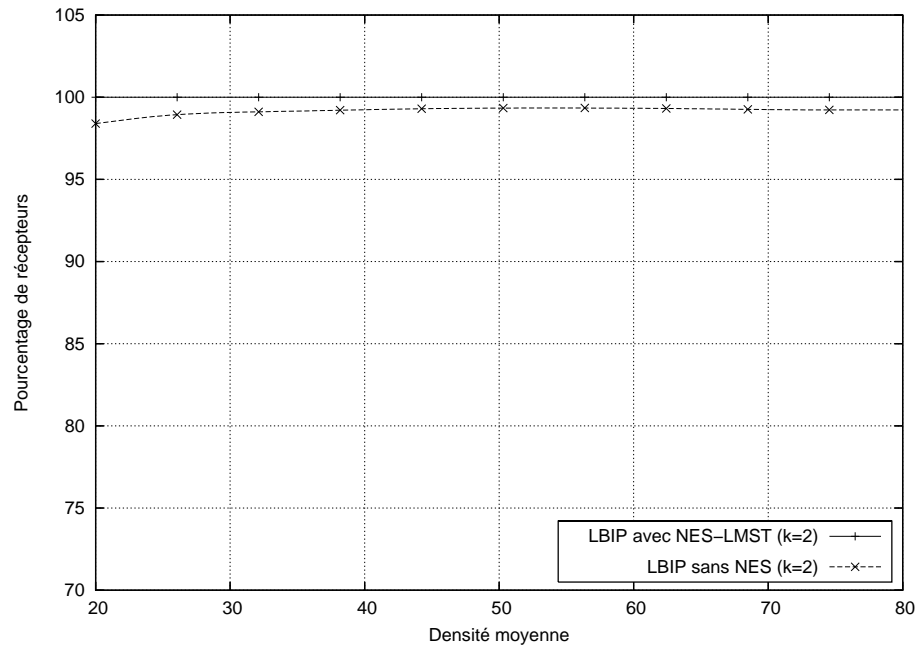


FIG. 5.5 – Taux de diffusion de LBIP avec et sans NES.

Malgré ces conflits potentiels, nous montrons par expérimentations dans la prochaine section qu'un NES n'est pas nécessaire pour obtenir un taux de couverture suffisamment élevé.

## 5.4 Résultats expérimentaux

Nous fournissons dans cette section les résultats expérimentaux obtenus par LBIP. Pour évaluer ses performances, nous avons choisi de les comparer avec celles de BIP puisque ce dernier fournit une « limite » des performances que l'on peut espérer obtenir avec un protocole localisé. Nous avons également choisi d'inclure dans les comparaisons le protocole TR-LBOP, présenté dans le précédent chapitre, qui utilise lui aussi l'ajustement de portée. Nous ne considérons pas d'autres protocoles localisés car TR-LBOP les surpasse dans la plupart des cas.

Le temps d'attente utilisé par le NES pour TR-LBOP et LBIP est généré de manière aléatoire avec les mêmes paramètres dans tous les cas. La portée cible utilisée pour TR-LBOP est de cent mètres, portée démontrée comme optimale pour le modèle énergétique utilisé.

Dans l'implémentation de LBIP, nous avons choisi le mode où les nœuds n'incluent dans le message de diffusion que les résultats de leurs calculs, et ne laissent pas les résultats déjà présents, afin de garder la taille de ces messages aussi petite que possible. La valeur choisie pour  $k$  est indiquée dans la légende des figures concernées. Dans nos simulations, la pondération d'une arête pour le calcul du LMST est donnée par sa longueur.

La figure 5.5 illustre la fiabilité de notre protocole. Dans notre environnement idéal, LBIP fournit pour chaque densité considérée un très bon pourcentage de diffusion, tou-

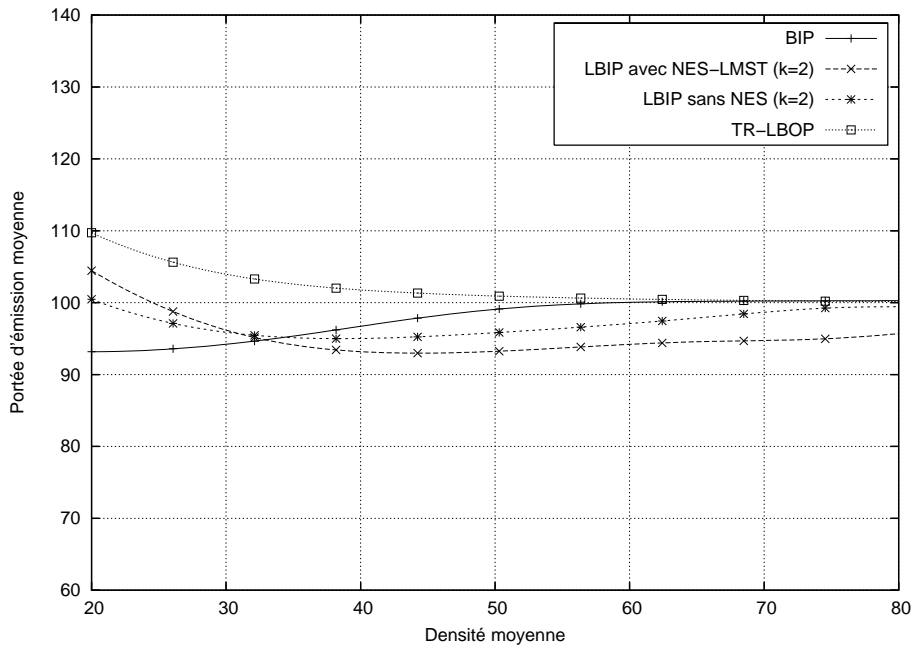
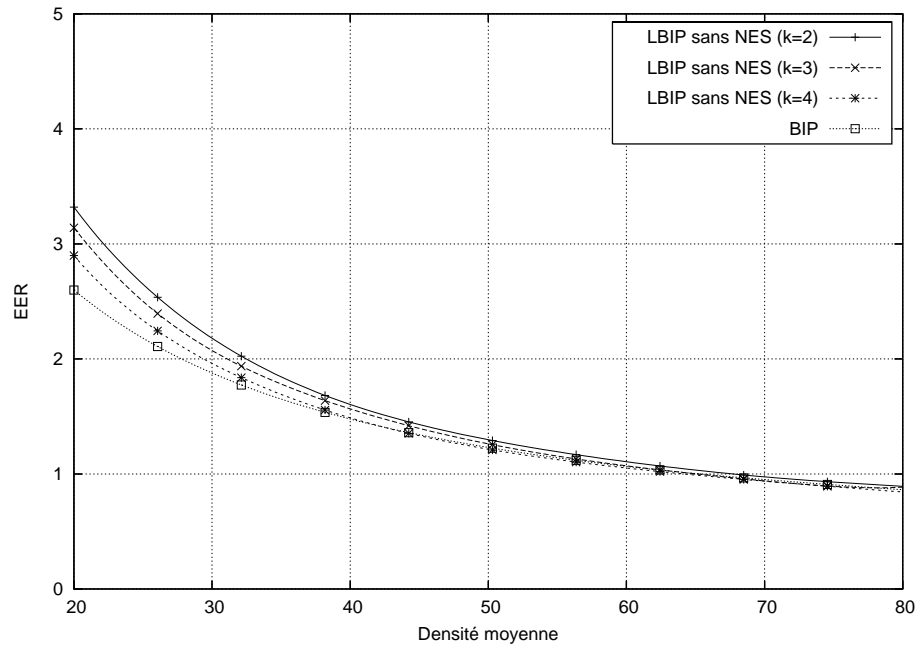


FIG. 5.6 – Portée d'émission moyenne en fonction de la densité.

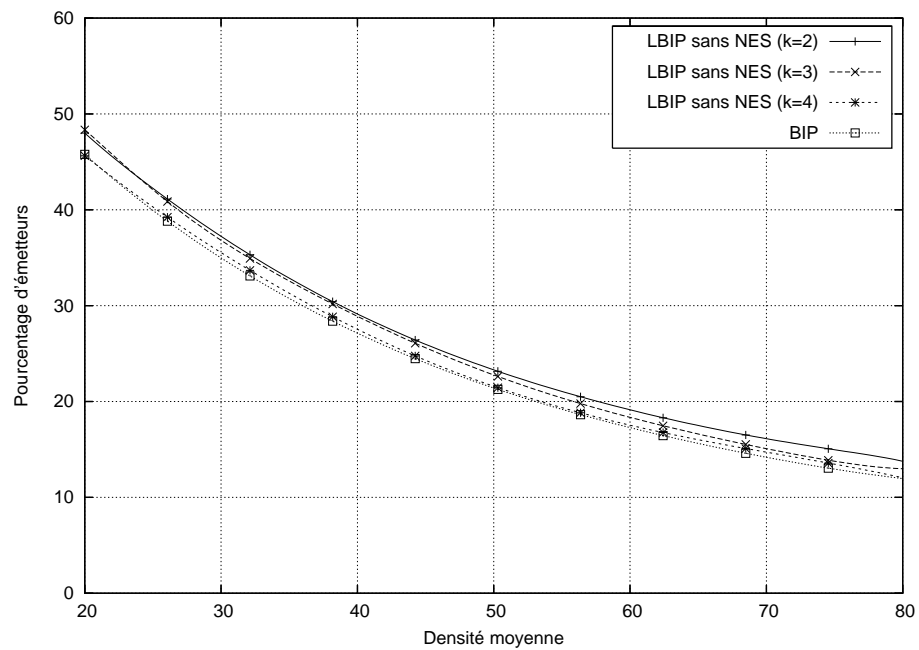
jours au-dessus de 98%. Cela signifie que plus de 98% des nœuds du réseau reçoivent correctement le message de diffusion : c'est un niveau de couverture suffisant dans la plupart des cas. Les quelques nœuds non couverts existent à cause des décisions contradictoires décrites dans la section précédente. Quand un NES est ajouté à LBIP, la couverture atteint la valeur maximale de 100% comme on peut l'espérer dans un environnement idéal. Si l'on excepte quelques cas extrêmes où une couverture totale est obligatoire, la couverture fournie par notre protocole peut être considérée comme suffisante.

En figure 5.6, nous fournissons pour les différents protocoles la portée d'émission moyenne utilisée par les relais, les nœuds qui n'ont pas participé à la diffusion ne sont donc pas pris en compte dans cette mesure. Tous les protocoles choisissent approximativement la même portée d'émission, qui est d'environ cent mètres, ce qui n'est pas surprenant pour TR-LBOP puisque c'est cette valeur qui est utilisée comme portée cible. Comme déjà illustré en figure 5.1, BIP affecte lui aussi une portée très proche de cent. Pour la plupart des densités, l'application d'un NES sur les voisins LMST pour LBIP entraîne une légère baisse de la portée moyenne utilisée. Cela peut facilement être expliqué : le NES génère quelques émissions supplémentaires pour couvrir les voisins LMST, qui sont très proches du nœud concerné de par la pondération utilisée. Ces émissions diminuent donc légèrement la portée moyenne.

Les résultats fournis en figure 5.7 illustrent l'efficacité de LBIP pour différentes valeurs de  $k$ . La figure 5.7(a) montre clairement qu'une augmentation de la valeur de  $k$  ne conduit pas à une très forte augmentation de l'économie d'énergie réalisée, spécialement pour les hautes densités où toutes les valeurs de  $k$  donnent le même résultat. Pour les faibles densités, l'amélioration existe, mais elle n'est que d'environ 0.15% entre  $k = 2$  et  $k = 3$ , et d'environ 0.4% entre  $k = 2$  et  $k = 4$ . L'amélioration est encore moins remarquable avec le pourcentage d'émetteurs donné en figure 5.7(b), où les résultats sont quasiment



(a) Economie d'énergie.



(b) Taux de ré-émission.

FIG. 5.7 – Efficacité de LBIP en fonction de la valeur de  $k$ .

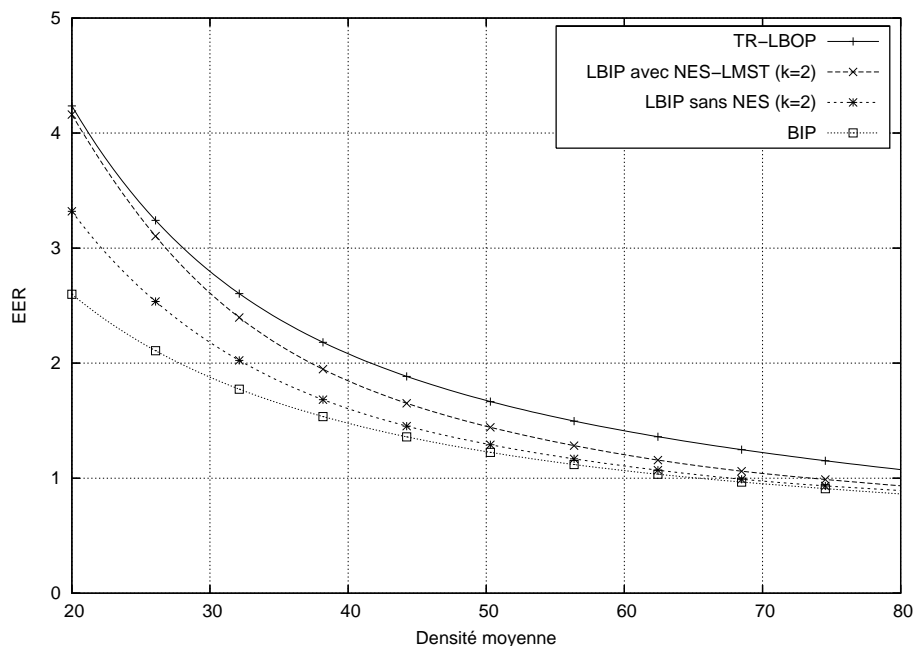


FIG. 5.8 – Economie d'énergie des différents protocoles.

identiques pour chaque valeur. C'est l'un des principaux arguments pour la limitation de la valeur de  $k$  à deux : les améliorations obtenues ne valent pas le prix payé pour le rassemblement des informations nécessaires. De plus, le temps de calcul des arbres BIP augmente très fortement avec la valeur de  $k$ , de manière non linéaire, et cela peut être un problème pour de petits objets avec de faibles capacités de calcul.

En figures 5.8 et 5.9, nous fournissons les comparaisons de LBIP ( $k = 2$ ) et des autres protocoles considérés. BIP obtient sans surprise les meilleures performances avec sa connaissance globale du réseau. TR-LBOP obtient de bons résultats en tant que protocole localisé, mais LBIP est meilleur pour minimiser la consommation d'énergie, quelle que soit la densité observée. Ainsi, pour une grande densité proche de quatre-vingts, LBIP obtient quasiment les mêmes performances que BIP, alors que TR-LBOP consomme encore 63% plus d'énergie. L'ajout d'un NES diminue légèrement les performances, mais ces dernières restent tout de même très acceptables et très proches de celles de BIP. Le pourcentage d'émetteurs, donné en figure 5.9, est presque aussi bas pour LBIP que pour BIP, et toujours inférieur à celui de TR-LBOP. Cela explique pourquoi LBIP fournit une économie d'énergie plus importante que TR-LBOP : son nombre d'émetteurs est plus faible, alors qu'ils utilisent approximativement la même portée d'émission, comme montré en figure 5.6.

La figure 5.10 fournit le nombre de nœuds internes dans un arbre BIP local à un nœud donné. Ces nœuds sont les seuls qui nécessitent de recevoir des instructions par le message de diffusion, les autres pouvant simplement ignorer le reste de la diffusion une fois le message reçu. Il est intéressant de noter que cette valeur ne croît pas linéairement avec la densité. Les densités moyennes nécessitent un plus grand nombre d'émetteurs que les faibles et hautes densités. Pour  $k = 2$ , chaque nœud choisit aux alentours de vingt-cinq relais. Pour  $k = 3$ , cela varie de quarante-deux à cinquante-huit, tandis que pour

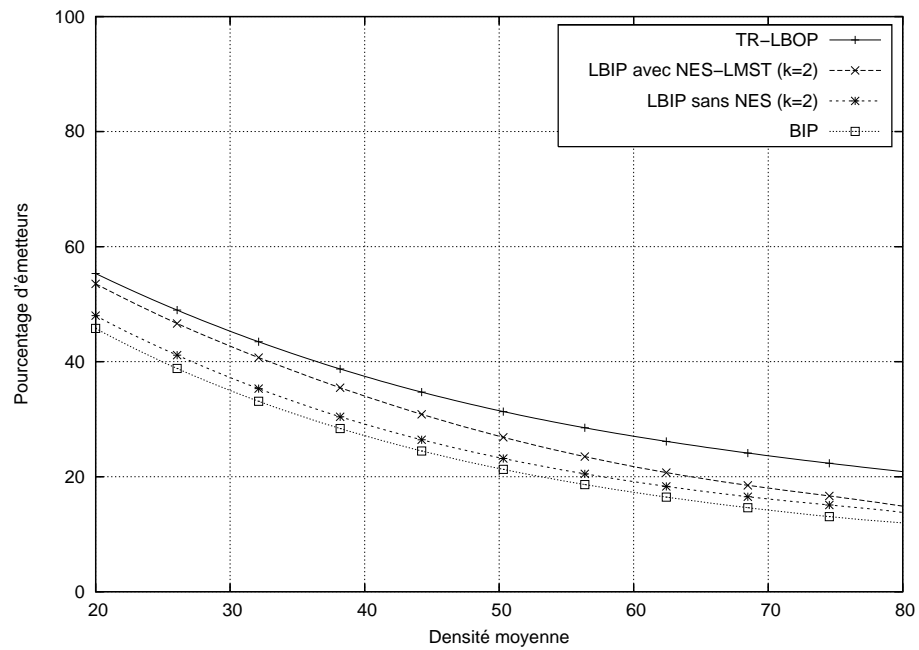
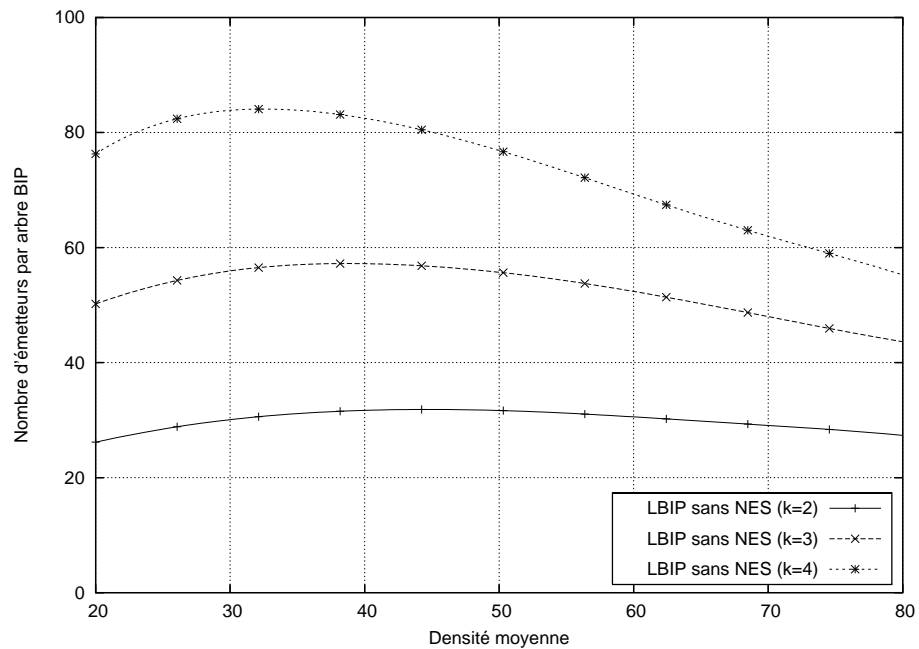


FIG. 5.9 – Taux de ré-émission des différents protocoles.

FIG. 5.10 – Nombre de nœuds internes dans un arbre BIP  $k$ -local.

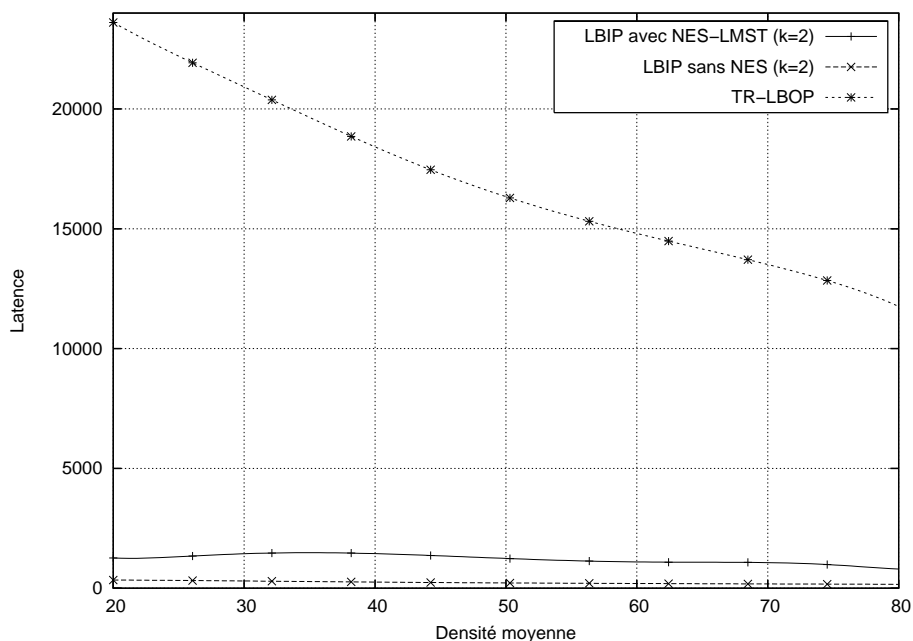


FIG. 5.11 – Latence globale de la diffusion.

$k = 4$  cela varie de cinquante-six à quatre-vingt-trois. De ces résultats, nous pouvons déduire la taille moyenne des données ajoutées dans le message de diffusion par LBIP : pour chaque émetteur, deux identifiants doivent être inscrits dans le message. Si nous supposons qu'un identifiant est stocké sur un entier de huit octets, à peu près quatre cents octets sont donc nécessaires pour propager les décisions prises.

Nous fournissons finalement en figure 5.11 la latence en unités arbitraires des différents processus de diffusion. Nous considérons qu'un processus est terminé lorsque tous les nœuds ont achevé tout NES qu'ils pourraient avoir lancé. On remarque que LBIP couplé avec un NES induit une latence bien moins élevée que TR-LBOP : cela peut être expliqué par le plus petit nombre de cas nécessitant réellement un NES pour la poursuite de la diffusion. Avec LBIP, les instructions reçues sont appliquées avant le déclenchement d'un NES. Cela signifie que seule une petite portion des nœuds retarde réellement le processus à cause de décisions contradictoires. Avec TR-LBOP, chaque nœud déclenche systématiquement un NES, avant toute autre action, ce qui entraîne une forte hausse de la latence. La latence plus élevée obtenue avec l'application d'un NES pour LBIP est expliquée par l'existence de quelques nœuds qui pensent avoir des voisins non couverts et retardent la fin du processus de diffusion.

## 5.5 Conclusion

Ces travaux montrent encore une fois à quel point il est possible pour un protocole localisé d'offrir des performances équivalentes, voire presque égales, à celles d'un protocole centralisé. La prise en compte comme un tout des différents liens engendrés par une seule émission permet de diminuer encore un peu plus la consommation énergétique globale. La solution que nous avons présentée, le protocole LBIP, s'approche encore un peu plus



de BIP, que l'on peut considérer comme la limite à atteindre.

Cette amélioration des performances possède bien sûr un coût, car il est nécessaire dans notre solution de posséder une connaissance à deux sauts du voisinage de chaque nœud, connaissance qui inclue les liens entre ces nœuds. Pour comparaison, le protocole TR-LBOP ne nécessite une telle connaissance qu'à un saut, afin de pouvoir effectuer un calcul d'arbre couvrant. Au final, de par ces pré-requis un peu plus élevés, LBIP est une solution qui s'adresse plutôt aux réseaux de capteurs, ou aux réseaux ad hoc de faible mobilité.

Les travaux présentés dans ce chapitre peuvent être trouvés en [22].

## Sixième Chapitre

---

# CONCLUSION ET PERSPECTIVES

« Je ne sais pas comment les histoires finissent ; la seule fin que je connaisse, c'est la mort. »

**Les Tétines Noires,**  
*Teo Tertem.*

« Tous les trente ou cinquante ans, au hasard, je me fixe de nouveaux objectifs. »

**Greg Egan,**  
*La cité des permutants.*



## 6.1 Conclusion

L'objectif de cette thèse était d'étudier la diffusion dans les réseaux ad hoc et de capteurs, afin de mettre en lumière les caractéristiques et les défauts des mécanismes existants et d'être à même d'améliorer ces derniers, voire d'en proposer de nouveaux, plus efficaces.

Dans toutes les études que nous avons menées et présentées dans ce document, nous sommes toujours attachés à rester dans le domaine du « réalisable ». Beaucoup des précédents travaux sur la minimisation de la consommation énergétique d'une diffusion s'appuyaient sur des algorithmes centralisés, notamment dans les cas avec ajustement de portée, et dont la mise en pratique nous paraissait obscure. En effet, ces solutions supposaient l'existence d'une entité omnisciente capable de prendre en charge l'intégralité des calculs, ce qui va à l'encontre de la philosophie d'un réseau décentralisé, et supposaient que la distribution des résultats ainsi obtenus pouvaient se faire sans difficulté à travers tout le réseau. Tout ceci, bien sûr, dans un laps de temps suffisamment court pour que ces résultats restent valides.

Nous nous sommes donc concentrés sur des solutions localisées et fiables, n'utilisant que des informations proches et facilement accessibles aux nœuds du réseau, car ces dernières peuvent réellement être mises en pratique. Ces solutions sont en outre d'une grande fiabilité par rapport à leurs homologues centralisés, ce qui semble primordial pour des réseaux dynamiques sujets à divers pannes et problèmes de communication.

Les résultats que nous avons obtenus démontrent que ces solutions localisées de diffusion peuvent tout à fait être compétitives, avec des performances parfois extrêmement proches de celles obtenues de manière centralisée. C'est d'une part le cas pour l'approche avec portée fixe, où la diffusion par relais multipoints et les méthodes par ensembles dominants apparaissent comme très efficaces dans nos analyses, mais c'est d'autre part également le cas lorsque l'ajustement de portée est utilisée. Les quelques solutions que nous avons présentées dans ce domaine, basées sur l'utilisation d'une portée de communication optimale pour TR-LBOP et TR-DS ou sur la construction d'arbres de diffusion locaux pour LBIP, réduisent encore l'écart avec les méthodes centralisées, discréditant un peu plus ces dernières.

Point fort de la localisation, le mécanisme d'élimination de voisins peut être vu comme un des fils conducteurs de nos travaux. Présenté d'abord comme une méthode permettant d'améliorer n'importe quel protocole de diffusion, puis comme une méthode de diffusion à part entière dans LBOP et TR-LBOP et enfin comme une manière de fiabiliser la diffusion dans LBIP, il offre un grand panel de possibilités. Ne nécessitant que très peu d'informations pour être mis en place, on peut imaginer que ce dernier deviendra un mécanisme incontournable lors de la mise en pratique de protocoles de diffusion. Cela sera d'autant plus le cas si l'on considère les résultats présentés dans le troisième chapitre sur l'utilisation d'un environnement physique réaliste, où des messages sont régulièrement perdus. La fiabilisation de la diffusion dans un tel environnement peut passer par un mécanisme d'élimination de voisins.

## 6.2 Perspectives

Comme très souvent dans le monde de la recherche, les travaux que nous avons effectués ouvrent de nouvelles perspectives, permettant de les compléter de différentes manières.

L'une des principales voies de poursuite concerne l'obtention de résultats expérimentaux ne s'appuyant pas sur des simulations. En effet, aussi parfait soit-il, un simulateur dépend d'un si grand nombre de choix de paramètres et de modèles qu'il ne reflète jamais totalement la réalité d'un réseau sans fil. Même si ces expérimentations peuvent poser quelques nouveaux problèmes, comme un passage à l'échelle plus difficile, elles permettent par exemple de résoudre tous ceux liés au choix d'un modèle énergétique ou d'un modèle de couche physique. Elles peuvent également faire apparaître des faiblesses invisibles par simulation à cause d'un quelconque défaut de modélisation. Cela n'altère pas la qualité des résultats présentés, car il est évident que si une méthode n'est pas efficace dans un environnement simulé, alors elle ne le sera pas non plus dans un environnement réel. A titre personnel, c'est toutefois l'un des aspects que je regrette le plus de n'avoir pu explorer.

Nos solutions réduisent également au strict minimum la consommation énergétique globale de la diffusion. Si cette perspective est séduisante d'un point de vue théorique, elle a un coût qui n'est pas négligeable : la diminution de la robustesse. Cette dernière n'est pas entrée en ligne de compte dans les évaluations que nous avons effectuées, en partie à cause de l'utilisation d'un simulateur pour les expérimentations. Il est évident que la diminution à l'extrême de la redondance ne peut que diminuer la tolérance de la diffusion aux différents incidents qui peuvent se produire au sein du réseau. Un équilibre doit vraisemblablement être trouvé entre performances et robustesse, et l'analyse de MPR dans un environnement physique réaliste effectuée dans le troisième chapitre est sans aucun doute un premier pas vers cet équilibre. Comme cela a été évoqué précédemment, un mécanisme d'élimination de voisins peut également avoir un rôle à jouer dans cette quête de l'équilibre. Dans tous les cas, une mesure permettant de prendre en compte cette fiabilité doit être introduite et prise en compte dans de futurs travaux.

Le type d'analyse faite pour MPR doit bien sûr être poursuivie, notamment dans le cadre de l'ajustement de portée qui semble être un défi important. En effet, la probabilité  $p$  de réception sans erreur à une distance donnée évolue de manière proportionnelle avec la portée de communication : plus cette dernière est petite, et plus la probabilité  $p$  pour cette distance est faible. Des optimisations doivent être effectuées, prenant en compte la redondance induite par les différents émetteurs pour calculer les probabilités de réception sans erreur de chaque récepteur, et il est fort probable que les algorithmes localisés se montrent une fois de plus supérieurs. Si l'on prend le cas de LBIP, ces optimisations seront bien plus faciles et rapides à appliquer sur de multiples petits arbres de diffusion que sur un seul couvrant complètement le réseau.

# Bibliographie personnelle

## Journaux internationaux

F. Ingelrest, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. Optimal transmission radius for energy efficient broadcasting protocols in ad hoc and sensor networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems (TPDS)*, 17(6) :536 – 547, June 2006.

J. Cartigny, F. Ingelrest, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. Localized LMST and RNG based minimum-energy broadcast protocols in ad hoc networks. *Ad hoc Networks*, 3(1) :1 – 16, January 2004.

J. Cartigny, F. Ingelrest, and D. Simplot. RNG relay subset flooding protocols in mobile ad hoc networks. *International Journal of Foundations of Computer Science (IJFCS)*, 14(2) :253 – 265, April 2003.

## Conférences internationales

F. Ingelrest and D. Simplot-Ryl. Localized broadcast incremental power protocol for wireless ad hoc networks. In *Proceedings of the Tenth IEEE International Symposium on Computers and Communications (ISCC)*, Cartagena, Spain, June 2005.

H. Guo, F. Ingelrest, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. Performance evaluation of broadcasting protocols for ad hoc and sensor networks. In *Proceedings of the Fourth Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop (Med-Hoc-Net)*, Ile de Porquerolles, France, June 2005.

F. Ingelrest, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. Broadcasting in hybrid ad hoc networks. In *Proceedings of the Second Conference on Wireless On demand Network Systems and Services (WONS)*, St Moritz, Switzerland, January 2005.

F. Ingelrest, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. A dominating sets and target radius based localized activity scheduling and minimum energy broadcast protocol for ad hoc and sensor networks. In *Proceedings of the Third Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop (Med-Hoc-Net)*, Bodrum, Turkey, June 2004.

F. Ingelrest, D. Simplot, and I. Stojmenović. Target transmission radius over LMST for energy efficient broadcast protocol in ad hoc networks. In *Proceedings of the Thirty-Ninth IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Paris, France, June 2004.

## Chapitres de livres

F. Ingelrest, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. *Handbook on Theoretical and Algorithmic Aspects of Sensor, Ad Hoc Wireless, and Peer-to-Peer Networks*, edited by J. Wu, chapter 25 – ‘Routing and Broadcasting in Hybrid Ad Hoc and Sensor Networks’, pages 415 – 427. Auerbach Publications, 2005.

F. Ingelrest, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. *Resource Management in Wireless Networking*, edited by M. Cardei, I. Cardei and D.Z. Du, chapter 17 – ‘Energy-Efficient Broadcasting in Wireless Mobile Ad Hoc Networks’, pages 543 – 582. Kluwer, 2004.

## Rapports techniques

F. Ingelrest and D. Simplot-Ryl. Maximizing the probability of delivery of multi-point relay broadcast protocol in wireless ad hoc networks with a realistic physical layer. Technical Report 0311, INRIA, September 2005.

F. Ingelrest, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. Smaller connected dominating sets in ad hoc and sensor networks based on coverage by two-hop neighbors. Technical Report 0304, INRIA, April 2005.

# Bibliographie

- [1] C. Adjih, P. Jacquet, and L. Viennot. Computing connected dominated sets with multipoint relays. *Ad Hoc & Sensor Wireless Networks*, 1(1 – 2) :27 – 39, January 2005.
- [2] I. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam, and E. Cayirci. Wireless sensor networks : a survey. *Computer Networks*, 38(4) :393 – 422, March 2002.
- [3] A.D. Amis, R. Prakash, T.H.P. Vuong, and D.T. Huynh. Max-min D-cluster formation in wireless ad hoc networks. In *Proceedings of the IEEE Infocom*, Anchorage, Alaska, April 2001.
- [4] A. Busson, N. Mitton, and E. Fleury. An analysis of the multi-point relays selection in OLSR. Technical Report 5468, INRIA, January 2005.
- [5] J. Carle and D. Simplot-Ryl. Energy efficient area monitoring by sensor networks. *IEEE Computer Magazine*, 37(2) :40 – 46, 2004.
- [6] J. Cartigny. *Contributions à la diffusion dans les réseaux ad hoc*. PhD thesis, Université des Sciences et Technologies de Lille, 2003.
- [7] J. Cartigny, F. Ingelrest, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. Localized LMST and RNG based minimum-energy broadcast protocols in ad hoc networks. *Ad hoc Networks*, 3(1) :1 – 16, January 2004.
- [8] J. Cartigny and D. Simplot. Border node retransmission based probabilistic broadcast protocols in ad hoc networks. In *Proceedings of the Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS)*, Big Island, Hawaii, January 2003.
- [9] J. Cartigny, D. Simplot, and I. Stojmenović. Localized minimum-energy broadcasting in ad hoc networks. In *Proceedings of the IEEE Infocom*, San Francisco, USA, April 2003.
- [10] T. Chu and I. Nikolaidis. Energy efficient broadcast in mobile ad hoc networks. In *Proceedings of the International Conference on Ad-Hoc, Mobile, and Wireless Networks (ADHOC-NOW)*, Toronto, Canada, September 2002.
- [11] A. Clementi, P. Penna, and R. Silvestri. The power range assignment problem in radio networks on the plane. In *Proceedings of the Symposium on Theoretical Computer Science (STACS)*, Lille, France, February 2000.
- [12] F. Dai and J. Wu. Distributed dominant pruning in ad hoc networks. In *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Anchorage, Alaska, May 2003.
- [13] D. DeCouto, D. Aguayo, J. Bicket, and R. Morris. A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. In *Proceedings of the ACM International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, San Diego, USA, September 2003.



- [14] R. Draves, J. Padhye, and B. Zill. Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM*, Portland, USA, September 2004.
- [15] L.M. Feeney and M. Nilsson. Investigating the energy consumption of a wireless network interface in an ad hoc networking environment. In *Proceedings of the IEEE Infocom*, Anchorage, Alaska, April 2001.
- [16] M.R. Garey and D.S. Johnson. *Computers and Intractability : A Guide to the Theory of NP-Completeness*. W.H. Freeman, 1979.
- [17] S. Guha and S. Khuller. Approximation algorithms for connected dominating sets. *Algorithmica*, 20(4) :374 – 387, April 1998.
- [18] H. Guo, F. Ingelrest, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. Performance evaluation of broadcasting protocols for ad hoc and sensor networks. In *Proceedings of the Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop (Med-Hoc-Net)*, Ile de Porquerolles, France, June 2005.
- [19] Z.J. Haas and M.R. Pearlman. The zone routing protocol (ZRP) for ad-hoc networks. Internet draft, draft-ietf-manet-zone-zrp04.txt, July 2002.
- [20] Internet Engineering Task Force (IETF). Groupe de travail MANET (mobile ad hoc network). <http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>.
- [21] F. Ingelrest, D. Simplot, and I. Stojmenović. Target transmission radius over LMST for energy efficient broadcast protocol in ad hoc networks. In *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Paris, France, June 2004.
- [22] F. Ingelrest and D. Simplot-Ryl. Localized broadcast incremental power protocol for wireless ad hoc networks. In *Proceedings of the IEEE International Symposium on Computers and Communications (ISCC)*, Cartagena, Spain, June 2005.
- [23] F. Ingelrest and D. Simplot-Ryl. Maximizing the probability of delivery of multipoint relay broadcast protocol in wireless ad hoc networks with a realistic physical layer. Technical Report 0311, INRIA, September 2005.
- [24] F. Ingelrest, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. A dominating sets and target radius based localized activity scheduling and minimum energy broadcast protocol for ad hoc and sensor networks. In *Proceedings of the Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop (Med-Hoc-Net)*, Bodrum, Turkey, June 2004.
- [25] F. Ingelrest, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. Smaller connected dominating sets in ad hoc and sensor networks based on coverage by two-hop neighbors. Technical Report 0304, INRIA, April 2005.
- [26] F. Ingelrest, D. Simplot-Ryl, and I. Stojmenović. Optimal transmission radius for energy efficient broadcasting protocols in ad hoc and sensor networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems (TPDS)*, 17(6) :536 – 547, June 2006.
- [27] P. Jacquet, P. Mühlethaler, T. Clausen, A. Laouiti, A. Qayyum, and L. Viennot. Optimized link state routing protocol for ad hoc networks. In *Proceedings of the IEEE International Multi-topic Conference (INMIC)*, Lahore, Pakistan, December 2001.
- [28] D.B. Johnson, D.A. Maltz, and Y.C. Hu. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks (DSR). Internet Draft, draft-ietf-manet-dsr-10.txt, July 2004.

- [29] L.M. Kirousis, E. Kranakis, D. Krizanc, and A. Pelc. Power consumption in packet radio networks. In *Proceedings of the Symposium on Theoretical Computer Science (STACS)*, Hansestadt Lubeck, Germany, February 1997.
- [30] J. Kuruvila, A. Nayak, and I. Stojmenović. Hop count optimal position based packet routing algorithms for ad hoc wireless networks with a realistic physical layer. In *Proceedings of the IEEE International Conference on Mobile Ad-Hoc and Sensor Systems (MASS)*, Fort Lauderdale, USA, October 2004.
- [31] N. Li, J.C. Hou, and L. Sha. Design and analysis of an MST-based topology control algorithm. In *Proceedings of the IEEE Infocom*, San Francisco, USA, April 2003.
- [32] L. Lovasz. On the ratio of optimal integral and fractional covers. *Discrete Mathematics*, 13 :383 – 390, 1975.
- [33] S.Y. Ni, Y.C. Tseng, Y.S. Chen, and J.P. Sheu. The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. In *Proceedings of the ACM International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, Seattle, USA, August 1999.
- [34] NS2. [http://nslam.isi.edu/nslam/index.php/User\\_Information](http://nslam.isi.edu/nslam/index.php/User_Information).
- [35] F.J. Ovalle-Martínez, A. Nayak, I. Stojmenović, J. Carle, and D. Simplot-Ryl. Area based beaconless reliable broadcasting in ad hoc and sensor networks. Submitted, 2006.
- [36] W. Peng and X.C. Lu. On the reduction of broadcast redundancy in mobile ad hoc networks. In *Proceedings of the ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc)*, Boston, USA, August 2000.
- [37] C. Perkins and P. Bhagwat. Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (DSDV) for mobile computers. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications*, London, UK, September 1994.
- [38] A. Qayyum, L. Viennot, and A. Laouiti. Multipoint relaying for flooding broadcast messages in mobile wireless networks. In *Proceedings of the Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS)*, Big Island, Hawaii, January 2002.
- [39] L. Quin and T. Kunz. On-demand routing in MANETs : The impact of a realistic physical layer model. In *Proceedings of the International Conference on Ad-Hoc, Mobile, and Wireless Networks (ADHOC-NOW)*, Montreal, Canada, October 2003.
- [40] V. Rodoplu and T.H. Meng. Minimum energy mobile wireless networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 17(8) :1333 – 1344, August 1999.
- [41] J.A. Shaikh, I. Stojmenović, and J. Wu. New metrics for dominating set based energy efficient activity scheduling in ad hoc networks. In *Proceedings of the International Workshop on Wireless Local Networks (WLN)*, Bonn, Germany, October 2003.
- [42] I. Stojmenović. Comments and corrections to ‘dominating sets and neighbor elimination-based broadcasting algorithms in wireless networks’. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems (TPDS)*, 15(11) :1054 – 1055, November 2004.
- [43] I. Stojmenović, A. Nayak, and J. Kuruvila. Design guidelines for routing protocols in ad hoc and sensor networks with a realistic physical layer. *IEEE Communications Magazine*, 43(3) :101 – 106, March 2005.

- [44] I. Stojmenović and M. Seddigh. Broadcasting algorithms in wireless networks. In *Proceedings of the SSRR, International Conference on Advances in Infrastructure for Electronic Business, Science, and Education on the Internet*, L'Aquila, Italy, July 2000.
- [45] I. Stojmenović, M. Seddigh, and J. Zunic. Dominating sets and neighbor elimination-based broadcasting algorithms in wireless networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems (TPDS)*, 12(1) :14 – 25, January 2001.
- [46] I. Stojmenović and J. Wu. *Mobile Ad Hoc Networking*, chapter Broadcasting and Activity Scheduling in Ad Hoc Networks, pages 205 – 229. IEEE Press, August 2004. (S. Basagni and M. Conti and S. Giordano and I. Stojmenović, eds.).
- [47] A. Tanenbaum. *Réseaux (4e édition)*, chapter 4 – ‘La sous-couche MAC de contrôle d'accès au canal’, pages 320 – 325. Pearson, 2003.
- [48] G. Toussaint. The relative neighborhood graph of finite planar set. *Pattern Recognition*, 12(4) :261 – 268, 1980.
- [49] P.J. Wan, G. Calinescu, X.Y. Li, and O. Frieder. Minimum energy broadcast routing in static ad hoc wireless networks. *ACM Wireless Networks*, 6(8) :8 – 37, 2002.
- [50] J. Wieselthier, G. Nguyen, and A. Ephremides. The energy efficiency of distributed algorithms for broadcasting in ad hoc networks. In *Proceeding of the International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications (WPMC)*, Honolulu, Hawaii, October 2002.
- [51] J. Wieselthier, G.D. Nguyen, and A. Ephremides. On the construction of energy-efficient broadcast and multicast trees in wireless networks. In *Proceedings of the IEEE Infocom*, Tel Aviv, Israel, March 2000.
- [52] B. Williams and T. Camp. Comparison of broadcasting techniques for mobile ad hoc networks. In *Proceedings of the ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc)*, Lausanne, Switzerland, June 2002.
- [53] J. Wu. An enhanced approach to determine a small forward node set based on multipoint relays. In *Proceedings of the IEEE Vehicular Technology Conference (VTC)*, Orlando, USA, October 2003.
- [54] J. Wu and H. Li. On calculating connected dominating sets for efficient routing in ad hoc wireless networks. In *Proceedings of the ACM International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications (DIALM)*, Seattle, USA, August 1999.
- [55] J. Wu, B. Wu, and I. Stojmenović. Power-aware broadcasting and activity scheduling in ad hoc wireless networks using connected dominating sets. *Wireless Communications and Mobile Computing*, 4(1) :425 – 438, June 2003.
- [56] F. Ye, G. Zhong, J. Cheng, S. Lu, and L. Zhang. An energy-consumption model for performance analysis of routing protocols for mobile ad hoc networks. *ACM Journal of Mobile Networks and Applications*, 3(6) :239 – 249, 2001.