

Accès au Médium et exploitation efficace des Réseaux Radio Multisaut

MÉMOIRE

présenté pour l'obtention d'une

Habilitation de l'Université de Strasbourg

(mention informatique)

le 25 Juin 2014

par

Fabrice Théoleyre

Composition du jury

Présidents : Prof. Jean-Jacques Pansiot, Université de Strasbourg

Rapporteurs : Dr. Marcelo Dias de Amorim, CNRS - Université Paris 6
Prof. Mischa Dohler, King's College London, UK
Prof. Catherine Rosenberg, University of Waterloo, Canada

Examineurs : Prof. Andrzej Duda, Grenoble INP
Prof. Thomas Noël (garant), Université de Strasbourg
Prof. Fabrice Valois, INSA de Lyon

Remerciements

Je remercie tout d'abord mes rapporteurs : Marcelo Dias de Amorim, Mischa Dohler et Catherine Rosenberg et les membres du jury : Andrzej Duda et Fabrice Valois. J'espère que la lecture de ce manuscrit ne sera pas trop fastidieuse.

Ces travaux rassemblent 7 années de recherche, depuis ma soutenance de doctorat. Je tiens tout d'abord à remercier les doctorants qui m'ont fait confiance : Bogdan, Carina et Nazim, et plus récemment Oana et Guillaume. Je remercie Dora Abdelali qui a accepté de faire son master recherche avec moi (même si elle n'a pas choisi de continuer dans cette voie). Ils m'ont apporté beaucoup, de par leurs questions, nos échanges, nos remises en questions réciproques.

Je remercie Andrzej Duda de m'avoir accueilli tout d'abord comme post-doctorant puis comme chargé de recherche. Mes échanges au LIG ont été particulièrement formateurs, avec pour ne citer qu'eux Olivier Alphand, Martin Heusse, Mohammad Nassiri, Franck Rousseau¹. Je remercie les doctorants que j'ai pu côtoyer durant mon passage à Grenoble : Vincent Untz, Yan Grunenberger, Mohammad Nassiri, Eryk Schiller, Maru Berezin, Maria Vergara, Ana Bildea.

Je remercie aussi l'équipe réseau ICube pour sa patience avec moi, et ses échanges : Julien Montavont, Antoine Gallais, Pascal Mérindol, Stéphane Cateloin, Thomas Noël, Pierre David, Jean-Jacques Pansiot². Je remercie aussi les doctorants de l'équipe pour leurs échanges scientifiques et amicaux : Alex Pelov, Vincent Lucas, Julien Beaudaux, François Clad, Georgios Papadopoulos, Cosmin Cabarzan³.

Je remercie les personnes ayant accepté de travailler à distance avec moi, malgré les désagréments que cela présente : Abdelmalik Bachir, Nesrine Chakchouk, Won-Joo Hwang, Jialiang Lu, Mohammad Nassiri (depuis peu, avec qui j'ai plaisir à retravailler), Thong Huynh⁴.

Je m'arrêterai ici car se construire en tant que chercheur, c'est échanger, argumenter, justifier avec tant d'autres. Des remerciements exhaustifs ne sont donc que voeu pieux.

Enfin, en dernier lieu, je remercie ma famille et son indulgence : vivre au quotidien avec un chercheur est cause de tracas incessants, que je leur suis gré d'accepter avec beaucoup de gentillesse et patience.

1. cités alphabétiquement
2. cités selon leur âge
3. cités selon leur date de soutenance (présumée)
4. cités par date de début de collaboration

Table des matières

Avant-Propos	1
1 Introduction	1
1.1 Applications & Contexte : des réseaux ad hoc aux réseaux maillés et de capteurs	1
1.2 Les défis d'un réseau radio multisaut	2
1.3 Organisation du manuscrit	4
2 Contrôle de topologie au sein de la couche MAC	5
2.1 Fonctionnement de la couche MAC IEEE 802.15.4	6
2.2 IEEE 802.15.4 : à qui s'associer pour économiser globalement l'énergie ?	8
2.3 Comment réduire les besoins en synchronisation à l'aide d'une structure de dominants faiblement connectée ?	12
2.4 Quelle structure pour l'organisation des transmissions dans un réseau convergecast ? . . .	17
2.5 Conclusion	23
2.6 Publications relatives	24
3 Comment exploiter plusieurs canaux en parallèle dans l'accès au médium ?	25
3.1 Fonctionnement de IEEE 802.11s	25
3.2 Réseaux maillés Multiradio	27
3.3 Réseaux maillés simple interface multicanal : Molecular MAC	33
3.4 Réseaux de capteurs simple interface avec contrainte en énergie : IEEE 802.15.4 multicanal	41
3.5 Conclusion	48
3.6 Publications relatives	49
4 Comment router efficacement dans un réseau radio multisaut ?	51
4.1 Etat de l'art sur le routage	51
4.2 Routage géographique ou l'art de contourner des trous	53
4.3 Expérimentations : caractérisation d'un environnement radio multisaut	55
4.4 Fonctionnement du protocole de routage RPL	57
4.5 Les couches MAC et routage doivent-elles être considérées indépendamment ?	59
4.6 RPL : instabilités et solutions	65

4.7	Conclusion	69
4.8	Publications relatives	69
5	Conclusion	71
5.1	Qu'est ce qu'un réseau radio réaliste et comment concevoir les solutions adéquates? . . .	72
5.2	Garanties cachant des performances localement instables	72
5.3	Interconnexion des réseaux pour de nouveaux usages	73
A	Curriculum Vitae	75
A.1	Diplômes	75
A.2	Expériences	76
A.3	Animation Scientifique	77
A.4	Encadrement	80
A.5	Enseignement depuis 2006	81
A.6	Publications (depuis 2006)	82

Avant-Propos

La rédaction d'un mémoire d'habilitation à diriger des recherches est toujours un exercice délicat. Certains choisissent de présenter leur vision d'un domaine de recherche, pour en extraire les axes structurant majeurs, et les pistes scientifiques à développer dans les prochaines années.

J'ai choisi de plutôt présenter une vision critique des recherches que j'ai réalisées durant ces 7 dernières années. Mon objectif était de présenter les points clé de mes propositions, mais également de présenter leurs limites, exercice rare dans les papiers scientifiques de la littérature. J'ai essayé, tant que faire se peut, de présenter une critique constructive, donnant des pistes afin d'améliorer les propositions décrites dans ce manuscrit.

J'ai par ailleurs choisi de ne présenter dans ce manuscrit qu'un état de l'art limité, au fil des travaux que je présente. En effet, un aperçu précis des technologies et solutions existantes me semble sortir du cadre d'un manuscrit d'habilitation.

Le fil conducteur de tous mes travaux explore l'algorithmie distribuée et les protocoles pour les réseaux radio multisaut. Je me suis principalement focalisé sur l'accès au médium : que ce soit dans les réseaux de capteurs ou dans les réseaux maillés, les défis se ressemblent. Les solutions suivent des démarches similaires, même si naturellement les réseaux de capteurs intègrent une contrainte énergétique supplémentaire. Parce que l'accès au médium n'est pas suffisant en tant que tel, j'ai également étudié l'exploitation efficace de ce partage d'accès, en regardant notamment comment construire des routes efficaces au dessus de ces solutions.

Les travaux que j'ai développés avec tous les chercheurs ayant accepté de travailler avec moi s'articulent autour de 3 grands axes : l'organisation des transmissions au sein de la couche MAC pour une meilleure efficacité, l'exploitation de plusieurs canaux en parallèle pour solutionner plusieurs problèmes dus aux topologies multisaut, et l'optimisation conjointe MAC / routage.

Introduction

Ce document présente un aperçu des recherches que j'ai réalisées depuis l'obtention de mon doctorat en 2006. Je me suis intéressé aux réseaux sans-fil multisauf, en essayant d'aborder tant les sujets théoriques que pratiques. Ces activités de recherche se sont déroulées dans un premier temps au Laboratoire des Systèmes et Réseaux (**LSR**) à Grenoble en post-doctorat, puis au Laboratoire Informatique de Grenoble (**LIG**, ex. LSR) en tant que chargé de recherche CNRS. Enfin, depuis 2009, j'exerce mes fonctions au sein du laboratoire des sciences de l'Ingénieur, de l'Informatique et de l'Image (**ICUBE**, ex. LSIIT).

1.1 Applications & Contexte : des réseaux ad hoc aux réseaux maillés et de capteurs

Durant mon doctorat, je m'étais intéressé aux réseaux sans fil ad hoc mobiles (MANets), regardant les solutions d'auto-organisation et le problème du routage. La mobilité des noeuds est complexe à prendre en compte : un lien radio peut apparaître puis disparaître rapidement, la topologie non contrôlée rend la conception d'algorithmes et protocoles complexe. Il est en effet difficile de concevoir des solutions fonctionnant efficacement dans la très grande majorité des situations sans possibilité de prévoir le comportement de chaque noeud.

Ainsi, je me suis focalisé depuis la soutenance de mon doctorat sur deux applications majeures des réseaux radio multisauf.

Les réseaux maillés : un ensemble de routeurs sans-fil comprenant un ou plusieurs interfaces radio sont en charge de relayer les paquets vers ou depuis un certain nombre de routeurs passerelles, interconnexion vers Internet. Les débits visés sont de l'ordre du megabit par seconde, véhiculant par exemple des flux multimédia. Outre leur intérêt scientifique intrinsèque, ces réseaux maillés peuvent être utiles pour le déploiement rapide de réseaux radio autonomes non censurables, non contrôlables, tels que décrits par le site de presse grand public Atlantico [At13]. De même, ces réseaux sont actuellement déployés dans le cadre de réseaux urbains communautaires tels que Freifunk.net couvrant des villes allemandes [Fre]. Ils possèdent même avec leur conférence dédiée [Is4]. Commercialement, Meraki est par exemple une société achetée par Cisco fin 2012 permettant de déployer du Wifi multisauf [Mer].

Les réseaux de capteurs et actionneurs sont constitués d'équipements à bas-coût équipés d'une interface radio afin d'envoyer des mesures et recevoir des commandes. Pour baisser les coûts, chaque noeud sert aussi de routeur radio vers des noeuds passerelles (appelés souvent puits lorsque le réseau ne comprends que des capteurs). Une grande attention est portée à la longévité du réseau (un noeud équipé d'une pile doit pouvoir fonctionner plusieurs mois /années) au détriment du débit (la bande passante radio ne dépassant pas les centaines de kilobits par seconde).

Après avoir fait face à de nombreuses solutions propriétaires, non inter-opérables, nous notons depuis quelques années une convergence vers le tout IP. Ainsi, le nouvel Internet des Objets a pour but d'intégrer

tous les équipements intelligents tout en garantissant une connectivité IP. Les groupes de travail de l'IETF tels que 6LoWPAN [6Lo], Roll [rol], et 6tisch [6ti] s'inscrivent clairement dans cette mouvance actuelle du domaine, et sont le témoin de l'engouement des chercheurs académiques et industriels pour ce problème. Nous pourrions également considérer des réseaux maillés comme réseaux de collecte des bulles de réseaux de capteurs et actionneurs.

Bien que ces topologies soient statiques (i.e. les noeuds ne changent pas leur position), les défis scientifiques à résoudre suffisent amplement à justifier un tel sujet d'étude. J'ai essayé durant ces dernières années d'en adresser certains d'entre eux. Nous verrons notamment en quoi les solutions algorithmiques et protocolaires peuvent être similaires en réseaux maillés et réseaux de capteurs-actionneurs, et en quels points elles doivent être au contraire distinctes, adressant des problèmes spécifiques à chaque classe de réseau.

1.2 Les défis d'un réseau radio multisaut

Les réseaux radio multisaut ont focalisé l'attention de beaucoup de chercheurs depuis la conception d'un réseau tout radio par la DARPA (PRNET) [JT87]. Depuis, cette classe de réseau a été déclinée en réseaux mobiles ad hoc, réseaux hybrides, réseaux maillés et réseaux de capteurs.

Cependant, certaines questions scientifiques restent encore ouvertes. Je vais ici en détailler quelques unes, dénotant la spécificité de ces réseaux.

1.2.1 Asymétrie de vue

Dans un réseau filaire, un lien est un câble physique reliant un émetteur et un récepteur (cuivre, fibre optique). Lorsqu'il est partagé, les protocoles MAC supposent que tout récepteur et émetteur possède la même vision du signal véhiculé sur le câble (possiblement décalée dans le temps). Ainsi, tout émetteur détecte une collision.

Cet axiome n'est plus vrai en réseaux radio multisaut : deux émetteurs qui ne s'entendent pas peuvent très bien créer des interférence au sein d'un des deux récepteurs. Se posent ainsi des problèmes d'équité [Cha+05].

Cette asymétrie de vue est même amplifiée par certaines techniques pour rendre un lien radio *robuste*. Ainsi, utiliser un taux de transmission plus faible (avec une modulation différente) ou une puissance de transmission plus élevée amplifie ce problème, créant par exemple le problème d'anomalie de performances même dans un réseau cellulaire radio où les transmetteurs ne possèdent pas tous la même qualité de transmission [Heu+03].

1.2.2 Qu'est ce qu'un lien radio ?

Nous utilisons communément le concept de *lien radio* pour décrire une possibilité de transmission entre deux terminaux. Cependant, ce concept cache plusieurs problèmes qu'il est nécessaire de bien garder en tête :

un lien radio possède souvent une qualité . Ainsi, il n'est absolument pas certain qu'un paquet envoyé soit correctement reçu et décodé par le récepteur. Nous traduisons souvent cette qualité par une probabilité de réception, métrique par exemple utilisée pour décider des routes à utiliser [DC+03]. En d'autres termes, un lien radio n'est pas binaire, influencé comme expliqué précédemment par la puissance de transmission, le taux de transmission, etc.

asymétrie : du fait de la réciprocité du canal radio, un lien devrait être symétrique. Cependant, une source externe ou interne d'interférences ou une puissance de transmission différente (inhérente au matériel ou mal ajustée) peut être source d'asymétrie. Dans un tel cas, comment utiliser un tel lien radio quand le canal de retour est indisponible ou de qualité très médiocre ? La plupart des protocoles MAC nécessitant par exemple un acquittement, ce type de lien est plus difficilement exploitable.

LIU et LIAO ont mis en exergue le fait que l'asymétrie pouvait également venir de filtre passe bande imparfaits [Liu+08]. Cependant, savoir si les autres chipset radio présentent le même effet indésirable reste encore à ma connaissance un problème ouvert.

qu'est ce qu'un voisin ? traditionnellement, nous considérons qu'un voisin est un noeud avec qui nous pouvons échanger des paquets. Cependant, un voisin asymétrique est-il un voisin ? De même, où se situe le seuil de taux de livraison au dessous duquel un noeud n'est pas considéré comme voisin ? 99%, 90% ou 30% ?

Bien souvent, le concept de voisin est plus intimement lié au protocole exploitant la topologie radio : quelles caractéristiques permettent au protocole de pouvoir envoyer avec succès un paquet ? Ainsi, la notion de voisin devient relative et non plus absolue.

Il est donc nécessaire de concevoir des protocoles et algorithmes permettant d'exploiter un lien radio malgré toute sa complexité.

1.2.3 Variabilité des conditions

Un réseau radio multisaut connaît des variations continuellement, même si ses noeuds sont statiques. Ainsi, l'indicateur de qualité de réception d'un paquet (RSSI) peut varier au cours du temps [Cer+05a] en fonction de l'activité (obstacles mobiles), de l'humidité de l'air (dans un champs avec un module radio CC1100) [TG05], ou d'autres facteurs encore mal identifiés.

Il est difficile d'exploiter efficacement ce type d'environnement. Tandis que nous pourrions choisir d'utiliser seulement les liens à conditions stables, ALIZAI et al. ont proposé une approche opportuniste [Ali+09]. Ainsi, un noeud intermédiaire détectant de bonnes *conditions radio* peut proposer de relayer les paquets temporairement. Au premier échec de réception, l'émetteur originel renvoie directement à la destination.

1.2.4 Médium diffusant

Le médium radio est diffusant : le signal est reçu par tous les noeuds éveillés à proximité, qu'ils soient récepteurs du paquet ou non. Le filtrage se fait ensuite dans la couche MAC pour relayer le paquet ou pas aux couches supérieures. Cette propriété de diffusion a pour conséquence :

broadcast naturel : beaucoup de protocoles se reposent sur le broadcast (diffusion à tout récepteur) pour diffuser les informations de contrôle. Cependant, cette diffusion peut créer de nombreuses collisions, et est peu fiable du fait de la qualité de lien radio variable décrite précédemment. Ainsi, des mécanismes algorithmiques et/ou protocolaires doivent être mis en place pour pallier ce manque de fiabilité [Ni+99].

Par contre, cette propriété peut être intéressante pour diffuser à moindre coût des informations de contrôle, avec notamment les techniques de *piggybacking* [Hua+11].

la sur-réception : un noeud consomme de l'énergie à recevoir et décoder un paquet qui ne lui est pas destiné. Ce problème d'*over-listening* est particulièrement important dans les réseaux à forte contrainte énergétique ;

1.2.5 Équité versus Débit global

Nous devons bien souvent faire face à deux objectifs antagonistes :

Débit global : le but est de maximiser le débit global agrégé. Ainsi, dans un réseau multisaut à trafic convergent (tout paquet est collecté par des puits), l'objectif consiste à maximiser le nombre de paquets distincts reçus par les puits ;

Équité : bien souvent, maximiser le débit agrégé implique que certains noeuds reçoivent une bande passante nulle. Ainsi, dans un réseau radio multisaut, n'autoriser à transmettre que les noeuds en visibilité directe avec le puits permet de maximiser le débit en réception du puits. Cependant, une telle approche est bien évidemment inacceptable.

Il est souvent assez complexe de définir l'équité à considérer : faut-il garantir un débit par flot, par émetteur ou par saut ? Cette équité peut également être proportionnelle au trafic généré, aux ressources radio consommées.

1.2.6 Énergie

Enfin, nous faisons face de plus en plus à des contraintes énergétiques. Dans un réseau de capteurs-actionneurs, nous devons garantir son fonctionnement pendant une durée minimale. Cette durée de vie peut par exemple être bornée par la mort du premier noeud ou la date à laquelle le service n'est plus assuré [DD09].

Récemment, les contraintes énergétiques ont commencé à être prises en compte dans les réseaux classiques. Ainsi, les réseaux Ethernet ont vocation à être plus économes avec l'IEEE 802.3az [Chr+10]. De même, certaines études commencent à intégrer la contrainte énergétique dans les réseaux maillés radio [Cap+12] ou mixtes optiques/radio [Cho+10].

1.3 Organisation du manuscrit

Je me suis dans mes travaux principalement focalisé sur le partage d'accès au médium dans les réseaux radio multisauf. Comment un groupe de noeuds peut partager de façon distribuée l'accès au médium afin de réduire les collisions, les temps d'attente inutiles, tout en maximisant l'équité ? J'ai souhaité par ailleurs aller plus loin que la couche MAC, en m'intéressant également à la construction de routes efficaces. Pour moi, ces deux problèmes sont intimement liés : les rôles de partage de ressources et de construction de routes ne peuvent être clairement séparés dans des couches disjointes. Comme je l'exposerai dans ce manuscrit, une indépendance parfaite des couches nuit de façon importante aux performances des réseaux radio multisauf.

J'ai choisi d'articuler ce document en trois chapitres principaux, ne suivant pas un découpage en domaines d'application (maillé versus WSN). En effet, je considère qu'il n'est pas ici judicieux de séparer mes activités sur les réseaux maillés et les réseaux de capteurs : certains verrous scientifiques sont communs. Les réseaux de capteurs demandent par contre d'*adapter* certains algorithmes et protocoles, du fait de leur contrainte énergétique, et de l'utilisation de matériel à bas coût, et donc peu fiable. Il est quelquefois requis de reconcevoir entièrement la pile protocolaire, tandis que dans les autres cas, les mêmes outils algorithmiques sont utilisés différemment pour résoudre ces contraintes additionnelles.

Dans le chapitre 2, je me suis intéressé au problème de contrôle de topologie au sein de la couche MAC : avec quel voisin dois je choisir de m'associer et communiquer pour maximiser les performances (énergie, débit, collisions) ? En construisant une structure (e.g. de graphe dirigé acyclique, de k-tree core), j'organise le réseau en exploitant une sous-partie des liens radio. Ce problème d'organisation est transverse : quelle structure au niveau MAC est nécessaire pour réduire les coûts de synchronisation dans les couches MAC à préambule, ou l'énergie consommée par IEEE 802.15.4 ? Quelle structure est nécessaire pour construire des routes efficaces en convergecast ?

Dans le chapitre 3, je présenterai l'exploitation du multicanal pour résoudre certains des problèmes posés dans cette introduction. J'exposerai comment le multiplexage de transmissions sur des canaux (fréquences) différents pour des noeuds à plusieurs ou une seule interface, avec ou sans contrainte énergétique, permet de réduire les collisions, et de simplifier la conception des couches réseau basses (niveau 2 & 3).

Enfin, dans le chapitre 4, j'explorerai le problème de la construction de routes efficaces au dessus des couches MAC présentées auparavant. J'exposerai l'interprétation que nous avons des résultats expérimentaux obtenus par la plateforme sensorlabs, et son impact sur le routage. J'expliquerai également en quoi les couches MAC & routage sont inter-dépendantes, et les instabilités de la structure des routes que nous avons mis en exergue dans les réseaux de capteurs avec RPL [Win+12].

Ce document se termine par un chapitre concluant mes recherches, et donnant de grandes pistes que je juge prometteuses dans le domaine des réseaux radio multisauf.

Contrôle de topologie au sein de la couche MAC

Durant mon doctorat, je m'étais intéressé aux problèmes de clustering et de structures virtuelles afin d'auto-organiser le réseau. Je concevais alors une telle solution comme une couche à part entière, entre les couches MAC et réseau.

Je continue à penser que considérer un réseau à *plat*, sans hiérarchie ni structure, rend complexe la proposition de protocoles et algorithmes efficaces dans les réseaux multisaut. Ainsi, OLSR choisit par exemple de s'appuyer sur des relais multipoint (MPR) pour réduire le trafic de contrôle [CJ03a]. De même, RPL s'appuie sur un graphe dirigé acyclique pour router les paquets dans un réseau de capteurs à trafic convergent [Win+12]. Par contre, cette organisation doit être selon moi réalisée au sein du protocole considéré. La mutualisation entre différentes couches possède un coût d'abstraction trop élevé en réseaux radio, et une approche de type *cross-layer* est plus adéquate pour résoudre ce type de problématique.

Pour moi, une telle auto-organisation se rapproche du contrôle de topologie : avec quels voisins un noeud choisit-il de communiquer ? Ainsi, je peux choisir de garder seulement de bons liens radio, efficaces en énergie, présentant une fiabilité de livraison forte, et pouvant constituer une partie d'une route efficace. Dans ce chapitre, je considère en conclusion l'auto-organisation comme un **contrôle de topologie** basé sur la construction d'une structure (topologie exploitée de liens sélectionnés comme utiles) connexe.

Bien que le protocole de routage construise des routes, et donc une hiérarchie, la couche MAC s'appuie rarement sur une organisation. Ainsi, SMAC [Ye+04] propose de créer un ordonnancement des périodes d'éveil tout en maintenant une synchronisation entre voisins pour réduire la consommation de la couche MAC. Cependant, tous les liens radio sont supposés existant et utilisés. Au contraire, IEEE 802.15.4-2006 propose en option de créer une structure en forme d'arbre dans le cas des topologies multisaut.

Nous verrons ici comment une organisation des noeuds nous permet d'améliorer les performances de la couche MAC :

1. IEEE 802.15.4-2006 repose sur une structure dite de type *cluster-tree*. Bien que la norme spécifie comment s'associer, elle ne précise pas à qui s'associer. Nous verrons que pourtant la stratégie d'association a un impact très fort sur le débit et la consommation d'énergie ;
2. une synchronisation entre voisins dans un réseau de capteurs permet d'améliorer l'efficacité de la couche MAC. Ainsi, SMAC [Ye+04] propose d'avoir un calendrier d'endormissement commun. De même, les techniques de préambule sont moins gourmandes en énergie si deux voisins ont une connaissance mutuelle de leur cycle d'éveil. Nous verrons comment une structure de WCDS (Weakly Connected Dominating Set) permet de réduire la consommation d'énergie ;
3. dans les réseaux maillé, nous supposons souvent que chaque routeur sans-fil utilise des cartes radio IEEE 802.11. Pourtant, ce protocole a été prouvé comme particulièrement inefficace [Cha+05] en multisaut. Nous verrons comment une modification mineure de IEEE 802.11 couplée avec une structure de type *k-tree core* réduit le nombre de collisions et augmente significativement la capacité

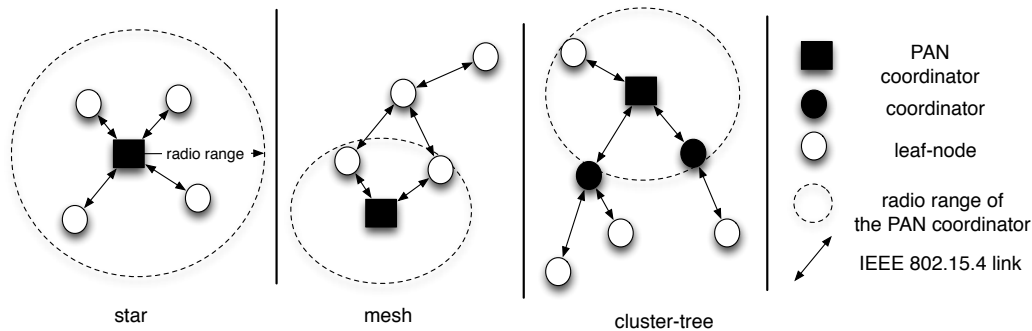


FIGURE 2.1 – Topologies possibles avec IEEE 802.15.4

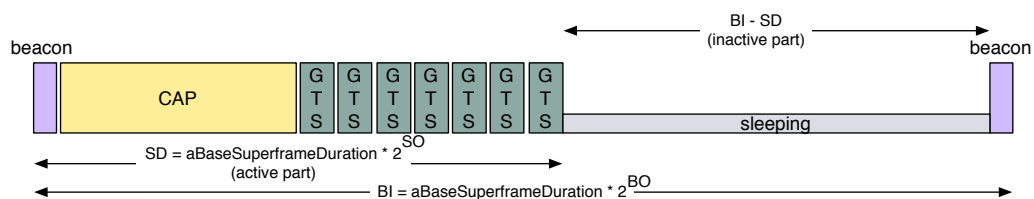


FIGURE 2.2 – Superframe IEEE 802.15.4

du réseau.

2.1 Fonctionnement de la couche MAC IEEE 802.15.4

IEEE 802.15.4-2006 est le protocole MAC proposé par l'IEEE pour les réseaux de capteurs-actionneurs à base consommation. Un PAN coordonnateur sert de passerelle entre les autres équipements et l'extérieur. Le protocole Zigbee, implémenté dans de nombreux produits, est un sur-ensemble de IEEE 802.15.4. Il reprend toutes les fonctions d'accès au médium et de transmissions (PHY et MAC), et ajoute des fonctions de routage et d'assignation d'adresses pour faire du multisauf.

2.1.1 Topologie

Le standard s'appuie sur 3 topologies possibles (Fig. 2.1) :

étoile : le PAN coordonnateur communique directement avec tous les autres noeuds ;

maillée : il n'existe aucune hiérarchie, chaque noeud pouvant envoyer des paquets à ses voisins radio ;

cluster-tree : le réseau construit de façon distribuée un arbre enraciné dans le PAN coordonnateur.

Tous les noeuds non feuilles relaient les paquets le long de l'arbre et sont appelés **coordonneurs**.

Deux catégories de noeuds existent :

Reduced Function Devices (RFD) : très contraints en énergie, ils ne se réveillent qu'occasionnellement pour envoyer et recevoir des paquets afin de maximiser leur durée de vie.

Full Function Devices (FFD) : ces noeuds sont capables de relayer les paquets des autres noeuds. Ils participent donc plus activement au fonctionnement du réseau, en autorisant par exemple leurs voisins à s'associer au PAN coordonnateur par leur intermédiaire dans la topologie cluster-tree.

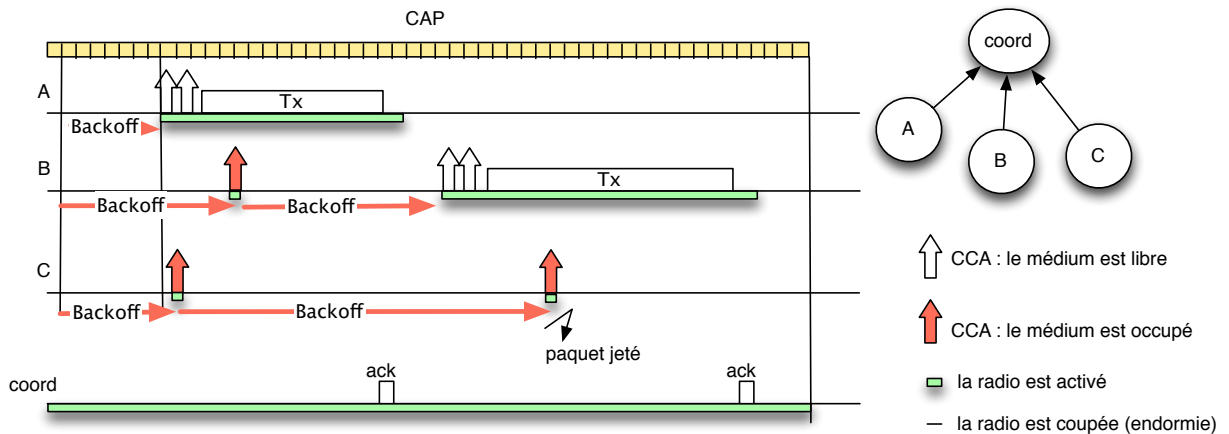


FIGURE 2.3 – Accès au médium avec IEEE 802.15.4

2.1.2 Accès au médium

Par ailleurs, le protocole propose deux modes d'opérations distincts pour l'accès au médium :

sans balise (non-beacon) : deux nœuds peuvent échanger des paquets en employant directement une variante de CSMA-CA.

avec balise (beacon-enabled) : le temps est découpé en une supertrame (fig. 2.2). Au début de sa partie active, un coordinateur envoie une balise. Suit une partie avec contention (CAP), durant laquelle chaque participant exécute un CSMA-CA slotté pour envoyer ses trames au coordinateur. Enfin suivent des Guaranteed Timeslots (GTS), réservables par les nœuds durant la CAP pour leurs transmissions périodiques.

La procédure d'accès au médium suit le protocole CSMA-CA :

1. l'émetteur tire une valeur aléatoire de backoff comprise entre 0 et 2^{BE} . En mode **beacon**, il doit attendre le début d'un slot pour décrémenter son backoff, sinon le décompte est déclenché immédiatement ;
2. le nœud effectue 2 sondages de canal successifs (CCA). Si le médium est libre, il peut donc émettre son paquet, et attend l'acquiescement s'il est requis ;
3. si le médium est occupé durant un des CCA, l'émetteur doit augmenter la valeur de son *backoff exponent* (BE) puis tirer un nouveau backoff ;
4. si une trame a été émise trop de fois sans être acquittée (`macMaxFrameRetries`) ou si le médium a été sondé comme occupé trop de fois (`macMaxCSMABackoffs`), la trame est jetée.

Puisqu'un nœud peut s'endormir durant le backoff, le coordinateur ne doit pas envoyer directement ses trames en attente : il doit attendre une demande explicite des nœuds considérés. Ce mode de transmission indirect requiert donc qu'un équipement envoie périodiquement à son coordinateur un **data-request** pour récupérer les trames en attente. Cette technique permet ainsi d'optimiser la consommation d'énergie : seul le coordinateur doit rester éveillé durant la partie active de sa supertrame. Les autres nœuds ne se réveillent que pour recevoir ou émettre un paquet sur le médium.

Ce mode de transmission indirect est également approprié dans les topologies en étoile, avec ou sans balise. Le PAN coordinateur possède des ressources en énergie élevées et attend les demandes de tous les équipements.

La figure 2.3 illustre le cas d'une topologie en étoile en mode beacon. Nous pouvons noter que seul le coordinateur reste actif durant toute la CAP : les autres nœuds ne restent allumés que lorsqu'ils sondent le canal (CCA), envoient un paquet ou en attendent la réponse. Le nœud B qui souhaite envoyer un paquet, tire un premier backoff au bout duquel le canal est mesuré comme occupé. Un deuxième backoff

est donc choisi aléatoirement, en ayant augmenté le backoff exponent (BE). Au contraire, C a tiré deux backoffs différents mais sonde toujours le canal comme occupé : il jette donc son paquet.

Ce type de fonctionnement mène donc bien à des performances différentes par rapport à IEEE 802.11. IEEE 802.15.4 ne possède pas de backoff résiduel, et les noeuds n'attendent pas la fin d'une transmission pour tirer un temps d'attente aléatoire. Il est clairement donné la priorité à l'économie d'énergie (couper sa radio) par rapport au débit (minimiser les temps de non utilisation du canal entre deux trames).

2.1.3 Organisation des supertrames

La durée de la partie active est définie via le paramètre Superframe Order (SO) tandis que l'intervalle entre deux balises est défini par le Beacon Order (BO) (Fig. 2.2). Ainsi le ratio d'endormissement (*duty cycle ratio*) est défini par 2^{SO-BO} [NAT12].

Un ordonnancement approprié des parties actives permet de minimiser les collisions tout en maximisant les temps d'endormissement. La norme stipule que les parties actives entre un coordinateur et son fils sont espacées de *StartTime* [802c, p 169].

2.1.4 Economie d'énergie

IEEE 802.15.4-2006 souhaitait avant tout proposer un protocole à destination des réseaux simple saut. Ainsi, la topologie en étoile est bien adaptée pour l'économie d'énergie : seul le PAN coordinateur a besoin de rester éveillé continuellement, les autres équipements pouvant s'endormir s'ils n'ont ni trames de données ni **data-request** à envoyer.

Le problème est un peu plus compliqué en multisaut. Nous allons donc distinguer clairement tous les cas possibles :

mesh : seul le mode sans beacon est possible, un noeud pouvant échanger des paquets avec un voisin quelconque. Ainsi, un noeud doit rester éveillé continuellement pour attendre une possible transmission d'un voisin : l'économie d'énergie n'est possible que pour les Reduced Function Device (RFD) car ils n'attendent aucun paquet.

cluster-tree sans beacon : là encore, un coordinateur doit rester éveillé pour recevoir les trames de ses fils, aucune économie d'énergie n'est possible ;

cluster-tree avec beacon : un coordinateur ne reste ici éveillé que durant la partie active de sa supertrame, et pour envoyer des paquets durant la partie active de la supertrame de son père.

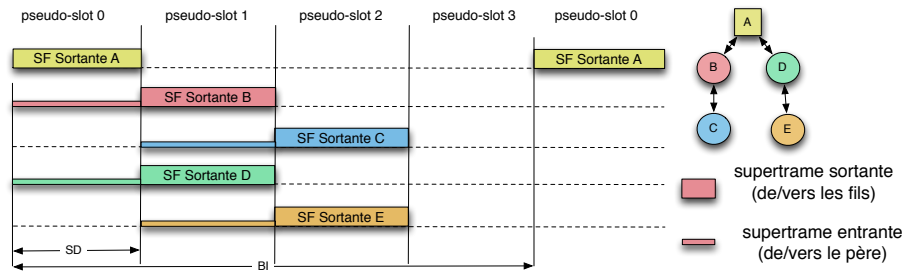
Au final, seul la topologie en cluster-tree avec le mode beacon rend l'économie d'énergie possible dans les topologies multisaut.

2.2 IEEE 802.15.4 : à qui s'associer pour économiser globalement l'énergie ?

IEEE 802.15.4 propose un mécanisme d'association pour construire itérativement la structure de cluster-tree. Un coordinateur déjà associé accepte les associations de ses voisins.

En mode sans balise, les noeuds doivent implémenter un mécanisme de découverte active (active scan) : ils envoient des **beacon-request** à leurs voisins. Au contraire, en mode balise, un noeud peut attendre de façon passive la réception d'un **beacon** : la trame contient toutes les informations nécessaires à l'association. Puis, le noeud envoie une **association-request** au coordinateur auquel il veut s'associer. S'ensuit un échange de trames de contrôle pour finaliser l'association et l'attribution d'une adresse courte sur 16 bits.

Bien que la norme décrive le *comment s'associer*, elle ne décrit pas *à qui s'associer*. Étrangement, peu de papiers se sont intéressés à l'impact de ce choix sur les performances du réseau. CUOMO et al. [Cuo+08] ont étudié les propriétés du cluster-tree obtenu lorsqu'un noeud s'associe au premier coordinateur entendu possédant une qualité de lien suffisante. Les auteurs mesurent notamment le nombre de fils et la profondeur de l'arbre, deux paramètres importants pour le bon fonctionnement de Zigbee. CUOMO et al. [Cuo+09] ont également analysé l'impact de la mobilité sur la structure du cluster-tree. CUOMO et al. [Cuo+13]

FIGURE 2.4 – Ordonnancement des parties actives en utilisant ici 4 pseudo-slots ($BO-SO=2$)

ont étudié l'impact du placement du PAN coordinateur, donnant le rôle de passerelle au noeud le plus pertinent, possédant une propriété de *centralité* dans le réseau. CLAUDIOS et al. [Cla+07] proposent de ré-organiser le cluster-tree lorsque de nouveaux noeuds arrivent pour minimiser le nombre de sauts.

Question scientifique étudiée

La topologie et l'algorithme de construction d'un cluster-tree IEEE 80215.4 possèdent-t-ils un impact significatif sur le débit et donc la consommation d'énergie ? [TD11]

En effet, il est important de noter que débit et énergie sont liés en réseaux de capteurs : si le protocole permet d'atteindre des débits plus importants avec les mêmes paramètres, alors le ratio d'activité peut être réduit, diminuant de la même façon la consommation d'énergie.

Ce travail a notamment été réalisé avec **Benoit Darties** (suite à son post-doctorat au LIG).

2.2.1 Hypothèses

Nous considérons un réseau avec un trafic de type convergecast, tous les paquets étant destinés au PAN coordinateur. Nous supposons que les pertes de *beacons* sont négligeables, et que les collisions se font uniquement entre paquets de données. Une technique telle que celle proposée par KOUBÂA et al. [Kou+08] peut par exemple être implémentée.

Nous supposons que les parties actives d'un noeud et de son père sont directement consécutives. Ainsi, le *StartTime* de la norme est considéré comme constant. Nous supposons que tous les noeuds utilisent les mêmes valeurs de *SO* et *BO*, comme la norme le stipule, et nous négligeons les dérives d'horloge. Le temps peut donc être découpé en *pseudo-slots* (de durée *SD*), comme illustré sur la figure 2.4 : un pseudo-slot comprend exactement une supertrame sortante/entrante (i.e. partie active). Puisque nous considérons une valeur constante pour *StartTime*, la profondeur d'un noeud donne de façon déterministe le pseudo-slot utilisé par sa partie active. Nous pouvons remarquer que nous avons $n_{slot} = 2^{BO-SO}$ timeslots. Dans la figure 2.4, B et D sont enfants du noeud A et utilisent donc tous les deux le pseudo-slot 1.

Nous différencions les niveaux de puissance de la radio requis pour transmettre (P_t), recevoir (P_r) et écouter (P_i). Nous négligeons l'énergie dépensée à dormir.

Nous modélisons le réseau avec un graph de communication $G = (V, E)$, V étant l'ensemble des sommets et E celui des arêtes. Un graphe de conflit G_c peut être associé à G : chaque sommet de G_c représente un lien radio, et ils sont voisins dans G_c ssi ils interfèrent entre eux.

2.2.2 Modélisation

Nous allons maintenant exposer de façon synthétique les différentes contraintes linéaires permettant de créer une formulation PLNE. L'objectif nous donnera le critère à maximiser (ici le débit) dans notre problème d'optimisation. [TD11] décrit cette approche de façon plus détaillée et formellement.

Structure d'arbre : Un noeud ne doit s'associer qu'à un seul père⁵. Par ailleurs, un noeud est coordinateur s'il a au moins un fils, et seul le lien entre un noeud et son père est actif.

Énergie : nous négligeons ici l'énergie consommée lorsqu'un noeud a coupé sa radio (parties inactives des supertrames). Un coordinateur reste éveillé durant sa partie active. Tout noeud reçoit par ailleurs un beacon s'il n'est pas le PAN coordinateur et envoie son trafic à son père. Nous avons exprimé le trafic en proportion de temps, permettant de le convertir directement en énergie.

Nous négligeons ici le fait qu'un noeud peut couper sa radio pendant le backoff ou lorsqu'il n'a plus de trame à recevoir ou émettre durant une partie active pour laquelle il n'est pas coordinateur. Nous pourrions le prendre en compte en calculant le temps moyen utilisé par un noeud pour transmettre un paquet (la réception est normalement toujours côté coordinateur dans le trafic convergecast). Cependant, ce temps de backoff est en réalité corrélé au nombre de noeuds interférant (i.e. frères) et le trafic à écouler. Ainsi, ce temps ne peut qu'être approximé dans une telle PNLE.

Conservation des flots : nous avons les contraintes classiques de conservation des flots : tout ce qui entre dans un noeud additionné à ce qu'il génère égale la quantité de trafic envoyé au père. Par ailleurs, le PAN coordinateur *consomme* tous les paquets générés dans le réseau.

Ordonnancement des parties actives Un coordinateur coordonne une seule partie active. Nous traduisons ensuite sous forme d'inéquations linéaires le fait que les parties actives d'un père et de son fils sont consécutives. Des inéquations spécifiques gèrent le cas où le père utilise le slot le plus grand : nous avons alors une sorte de modulo.

Partage de bande-passante : Doit être prise en compte la bande passante gâchée par les collisions et les backoffs. En effet, CSMA-CA ne permet que de limiter le nombre de collisions, et non pas de les éliminer.

En particulier, POLLIN et al. [Pol+08] ont montré que le pourcentage de la bande passante gâché par les collisions est directement lié au nombre de stations interférant. Pour approximer le nombre de collisions, nous avons donc interpolé les résultats obtenus dans [Pol+08, section V, fig. 9].

Nous devons donc pour chaque clique du graphe de conflit estimer la bande passante radio *gâchée* par les collisions en fonction du nombre de noeuds actifs durant ce slot de temps.

Objectif : Nous choisissons de maximiser le débit (et donc la consommation d'énergie liée).

2.2.3 Résultats numériques

Nous avons généré des topologies aléatoires suivant une topologie de type graphe de disque unité (i.e. un lien existe entre deux noeuds ssi leur distance géographique est inférieure à une valeur seuil). Les noeuds sont distribués aléatoirement dans un disque, le PAN coordinateur étant placé au centre. Nous aurions pu prendre n'importe quel modèle de graphe plus complexe, notamment pondéré par le taux de livraison des liens. Nous donnons cette topologie à Cplex 12.0 afin qu'il résolve le problème d'optimisation. Nous avons représenté les intervalles de confiance à 95%, et avons considéré 4 pseudo-slots.

Nous avons comparé un choix du père :

aléatoire : un noeud s'associe à n'importe quel voisin déjà associé ;

optimal : l'assignation est donnée par la résolution de la PLNE.

Nous pouvons noter que la stratégie aléatoire est clairement sous-optimale concernant la capacité réseau (Fig. 2.5a). Nous pouvons voir que ce constat reste vrai quelle que soit la densité (Fig. 2.5b). Plus la densité est élevée, plus nous avons un choix important entre tous les pères possibles, et plus nous avons des gains à faire. Diviser par 2 le ratio d'activité permet notamment d'obtenir les mêmes débits :

5. Nous pouvons remarquer qu'en supprimant cette contrainte, nous pouvons autoriser la création d'un DAG, enraciné dans le PAN coordinateur. Ainsi, la même formulation reste valide.

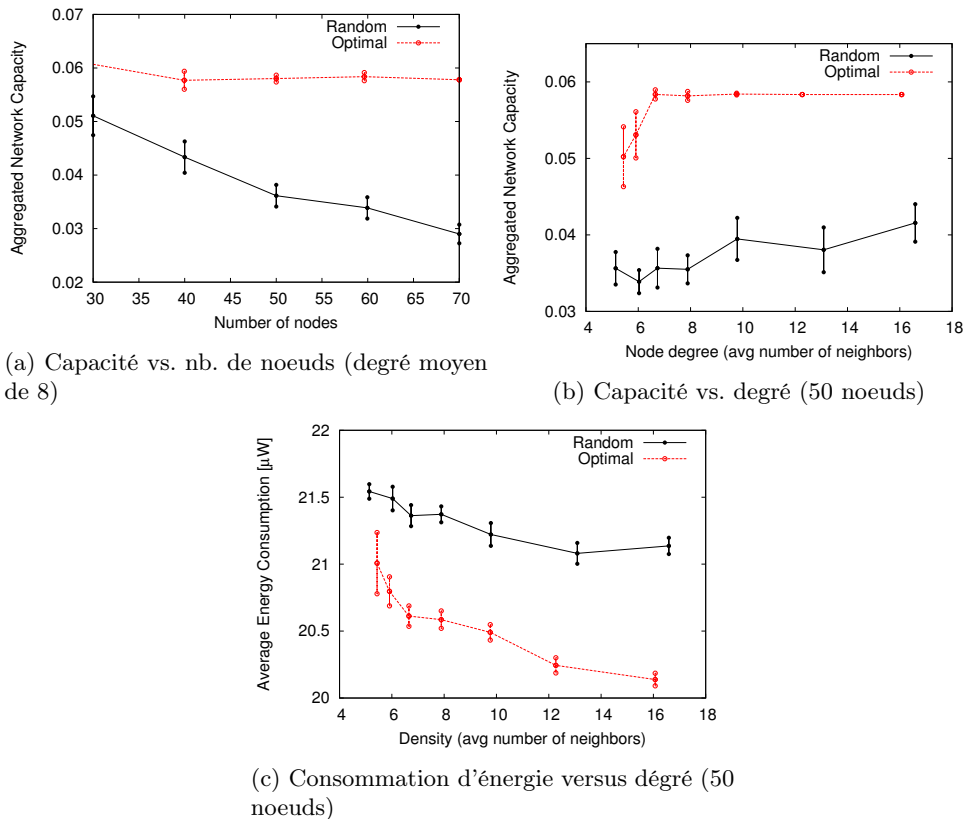


FIGURE 2.5 – Performances des différents algorithmes de cluster-tree

l'énergie est donc bien économisée. La figure 2.5c renforce cette conclusion : même en gardant le même ratio d'endormissement, la stratégie optimale réduit les collisions, et donc la consommation d'énergie.

L'association au premier père trouvé est simple mais ne mène clairement pas à de bonnes performances.

2.2.4 Limites et Perspectives

Cette formulation est suffisamment flexible pour être étendue à d'autres cas :

trafic bidirectionnel : si le trafic est bidirectionnel, nous pourrions fixer un ratio de trafic entre le sens montant et descendant. Si les liens radio utilisés sont bidirectionnels, les équations restent inchangées, le trafic sur chaque lien se séparant entre le sens montant et descendant ;

parties actives multiples : pour augmenter la capacité, certains noeuds pourraient avoir une durée d'écoute plus longue, notamment lorsqu'ils sont proches du puits et ont de nombreux paquets à relayer. Il suffirait alors de les maintenir actifs pendant plusieurs parties actives ;

DAG : une seule contrainte a besoin d'être enlevée pour prendre en compte un graphe dirigé acyclique et non plus un arbre ;

qualité des liens : de façon pratique, un lien radio possède une certaine qualité (e.g. taux de livraison). Nous pourrions modifier notre modèle pour intégrer cette contrainte, en utilisant un graphe de communication pondéré, le poids d'un lien étant son taux de livraison. Nous aurions donc le trafic généré sur une arête (u, v) multiplié par l'inverse du taux de livraison pour prendre en compte également les retransmissions.

ordonnement : si nous supprimons les contraintes de précedence de pseudo-slots entre pères et fils, nous pouvons obtenir un ordonnancement implicite, calculé par Cplex. Cependant, la complexité de résolution explose rapidement, rendant la solution optimale compliquée à obtenir.

Bien évidemment, comme tout modèle, notre approche présente des limites. Ainsi, la complexité de résolution augmente très rapidement avec le nombre de pseudo-slots possibles. Seules les petites topologies peuvent être résolues en un temps raisonnable (quelques heures). Des spécialistes d'optimisation pourraient sans doute améliorer la résolution, notamment avec des techniques de type génération de colonnes [Des+05]. Cependant, nous nous sommes arrêtés à la comparaison des heuristiques d'association en termes de débit. Notre objectif consistait plus à prouver qu'il existe un fossé important à combler dans la stratégie d'association de IEEE 802.15.4 pour optimiser l'énergie et le débit.

Nous avons également fait l'hypothèse que la quantité de bande passante gâchée est proportionnelle au nombre de noeuds en contention. Cependant, cela suppose aussi que tous les émetteurs possèdent la même quantité de trafic à envoyer, quelle que soit la taille de leur sous-arbre. Ainsi, la prise en compte réelle du multisauf serait sans doute plus complexe à intégrer. Cependant, nous verrons comment réduire le nombre de collisions avec IEEE 802.15.4 dans le chapitre 3.4.2.

2.3 Comment réduire les besoins en synchronisation à l'aide d'une structure de dominants faiblement connectée ?

De nombreux travaux se sont focalisés dans les réseaux de capteurs sur l'économie d'énergie. Comme une partie importante de l'énergie est dépensée pour les transmissions radio, même lorsque le noeud est en écoute seul, il est nécessaire de couper le plus possible son module radio [Fee99]. Cependant, couper sa radio implique le problème de surdité : un émetteur doit connaître quand le récepteur est allumé pour lui envoyer une trame.

Une technique répandue dans la couche MAC propose l'envoi d'un préambule :

- soit l'émetteur ne connaît pas le temps de réveil du récepteur. Auquel cas, il envoie un préambule de durée supérieure au cycle de réveil du récepteur. Lorsqu'un préambule est détecté par le récepteur lors de son réveil, il reste éveillé pour la réception. Des techniques d'échantillonnage de préambule permettent par exemple de réduire la longueur du préambule ;
- si l'émetteur connaît le temps de réveil du récepteur, il envoie un préambule plus court, permettant de prendre en compte les dérives d'horloge. Si les paquets de synchronisation sont espacés, le préambule sera ainsi plus long.

Dans le cas asynchrone les préambules sont long et font dépenser beaucoup d'énergie pour l'émetteur. Dans le cas synchrone, le préambule est beaucoup plus court mais de l'énergie est consommée par la synchronisation.

Question scientifique étudiée

Nous proposons ici d'étudier le compromis entre ces deux approches : quelles paires de noeuds doivent se synchroniser pour que le réseau soit globalement efficace [The+10] ? Par ailleurs, comment implémenter une diffusion (broadcast) efficace dans ce cadre [Bac+10] ?

Ce travail a notamment été réalisé avec **Abdelmalik Bachir** (alors Post-doc à l'imperial college) et **Nesrine Chackchouk** (étudiante master recherche au LIG).

2.3.1 Travaux relatifs

WiseMAC [EH+03] est un des premiers protocoles permettant de faire de l'échantillonnage de préambule synchronisé. Chaque noeud maintient son propre cycle de réveil, qu'il rappelle dans ses trames d'acquiescement (i.e. prochain temps de réveil). Ainsi, chaque noeud ayant son propre temps de réveil, la capacité du réseau est augmentée. Cependant, une diffusion coûte cher car les récepteurs ne sont pas éveillés de façon concomitante, requérant de dupliquer les paquets à diffuser.

Scheduled Channel Polling (SCP) [YH06] a prouvé que l'envoi de trame de synchronisation contre balance l'intérêt des préambules courts. Ainsi, SCP propose de maintenir un même cycle de réveil pour tout le réseau. Cependant, la capacité est très réduite, du même ordre de grandeur que le ratio d'endormissement. Le problème est de plus amplifié par les collisions dues au réveil simultané de tous les émetteurs / récepteurs.

Crankshaft combine à la fois le TDMA et les préambules : chaque récepteur possède son slot, et les émetteurs utilisent un préambule pour gérer la contention entre émetteurs [HL07]. Des slots différents existent pour l'unicast et le broadcast. Y-MAC [Kim+08] utilise une approche similaire tout en augmentant le nombre de slots assignés quand la pression du trafic augmente. Wavenis [Wav] adopte enfin une technique comparable, combinée avec du saut de fréquence afin d'augmenter la robustesse aux interférences.

Crankshaft, Y-MAC, et Wavenis augmentent la capacité, mais souffrent du trafic de contrôle additionnel dû au canal de broadcast (un canal étant par exemple ici une fréquence, un slot de temps, etc). Ainsi, il est complexe de dimensionner le nombre de slots d'unicast et de broadcast pour tout le réseau.

L'approche que nous avons proposé se rapproche de SPAN [Che+02] créant une dorsale de noeuds relayant le trafic. Cependant, nous ne nous basons sur aucune coordonnée géographique, et nous focalisons ici uniquement sur l'énergie due à la synchronisation.

2.3.2 Maintien de la synchronisation à travers une structure dominante faiblement connexe

Coût pour la synchronisation

Lors de l'échantillonnage de préambule, le cout énergétique réside dans l'énergie pour échantillonner le canal, et celle pour envoyer et recevoir des trames de synchronisation. Si nous considérons le trafic comme périodique, ces deux types d'opérations sont donc aussi périodiques. Nous avons donc quantifié l'énergie dépensée pour la synchronisation et l'échantillonnage de préambule afin de comparer les différentes techniques entre elles.

Intérêt d'un WCDS de synchronisation

Nous souhaitons limiter le nombre de références tout en maintenant la connectivité. Ce problème est directement lié à la construction d'un Weakly Connected Dominating Set (WCDS). Soit un graphe $G(V, E)$ où V est l'ensemble des sommets et $E \subseteq V^2$ celui des arêtes. Une arête (u, v) existe dans le graphe ssi les deux noeuds correspondant peuvent communiquer.

Formellement, un WCDS satisfait les conditions suivantes :

$$\forall d \notin \text{WCDS}, \exists d' \in \text{WCDS} | d' \in N(d) \quad (2.1)$$

$$G(V, E') \text{ connexe} | E \supseteq E' = \{(u, v)\}, u \in \text{WCDS}, v \in V \quad (2.2)$$

Nous appelons les noeuds appartenant au WCDS *dominants* et les autres les *dominés*.

Du point de vue de la synchronisation, les dominants peuvent servir de référence et les dominés des *followers* qui ajustent leur horloge sur les références voisines. Ainsi, tous les liens (dominant, dominé) sont synchronisés et peuvent utiliser des préambules courts. Les autres liens doivent au contraire utiliser des préambules longs. Un WCDS, par construction, garantit qu'un chemin existe entre toute paire de noeuds n'empruntant que des liens synchronisés. Si nous minimisons le nombre de noeuds références, nous réduisons la consommation d'énergie tout en maintenant la connectivité.

Illustration

Considérons le cout de l'échantillonnage synchrone de préambule selon différentes méthodes d'accès. Considérons le réseau illustré dans la figure 2.6 et focalisons nous sur l'énergie consommée par le noeud C . Nous nous focalisons sur les coûts hors transmission de paquets (i.e. maintenance du réseau). Nous

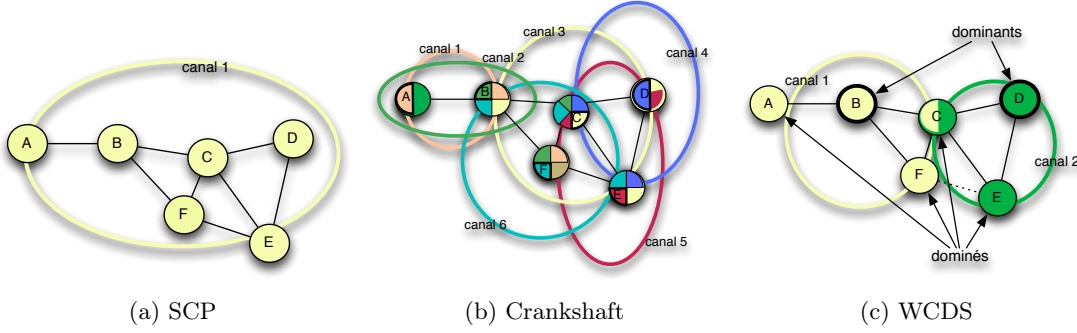


FIGURE 2.6 – Maintenance de la synchronisation

notons \mathcal{E}_{ref} l'énergie dépensée par un noeud lorsqu'il est référence, $\mathcal{E}_{\text{samp}}$ lorsqu'il échantillonne le canal, et $\mathcal{E}_{\text{foll}}$ lorsqu'il doit se synchroniser avec une référence.

SCP envoie une trame SYNC pour propager son cycle de réveil. Ainsi, un noeud reçoit autant de trames SYNC que de voisins. De plus, il doit aussi échantillonner le canal pour recevoir des paquets. Ainsi, C consomme une puissance moyenne de $\mathcal{E}_{\text{ref}} + \mathcal{E}_{\text{samp}} + 4\mathcal{E}_{\text{foll}}$.

Avec Crankshaft, chaque noeud consomme la même énergie que SCP pour maintenir la synchronisation et recevoir des paquets. Par ailleurs, le canal de broadcast doit aussi être échantillonné en réception. C consomme donc $\mathcal{E}_{\text{ref}} + 2\mathcal{E}_{\text{samp}} + 4\mathcal{E}_{\text{foll}}$.

Dans la structure en WCDS que nous proposons, B et D sont dominants et servent de références. C sert de passerelle : il écoute chacun des voisins. Cependant, il ne transmet pas de synchronisation. Il consomme donc une puissance égale à $2 * (\mathcal{E}_{\text{foll}} + \mathcal{E}_{\text{samp}})$. Le coût est donc réduit.

Structure en WCDS

Nous proposons un algorithme simple de construction de WCDS, basé sur un arbre enraciné dans le puits. Chaque noeud maintient l'identifiant de son père dans l'arbre, et nous garantissons une stricte alternance des états dominants/ dominés le long de cet arbre.

Pour minimiser le nombre de dominés, nous utilisons un temporisateur, et forçons un noeud à se raccrocher à n'importe quel noeud dominant voisin.

Nous avons proposé 2 variantes :

full-WCDS : un *follower* se synchronise avec **toutes** les références voisines (Fig 2.7a).

bridged-WCDS : des passerelles (bridges) sont élues par chaque référence pour relier les références d'identifiant strictement inférieur (Fig 2.7b). Ces références sont à au plus 2 sauts, la quantité d'information à stocker dans la table de voisinage est donc limitée.

Performances

Nous avons ici considéré uniquement l'énergie consommée par le module radio. Nous considérons les valeurs standard de wavenis [Wav] : bande passante=19.6kbps, $\theta=20 \cdot 10^{-6}$, $T_{\text{CI}}=1\text{s}$, $T_{\text{SI}}=20\text{min}$, $T_{\text{SYNC}}=0.012\text{s}$, $T_{\text{preamble}}=0.096\text{s}$, $P_{\text{tx}}=45\text{mWatt}$, $P_{\text{rx}}=17\text{mWatt}$, and $P_{\text{samp}}=32.51\mu\text{Watt}$. Nous avons ensuite généré un envoi de paquet toutes les 2 secondes (10,000 paquets) venant d'une source aléatoire vers le puits. Nous mesurons l'énergie due à la surécoute, la réception, l'émission l'échantillonnage. Un simulateur propriétaire de graphe nous permet d'obtenir une estimation de la quantité d'énergie que consommerait un tel réseau [Gra].

Pour des raisons de concision, nous ne représentons ici que l'énergie moyenne totale (Fig 2.8). Une densité plus élevée impacte significativement les performances de SCP et de Crankshaft : plus de voisins doivent être écoutés. Au contraire, nous choisissons dans le WCDS les liens à synchroniser : nous réduisons donc à la fois le nombre de paquets de synchronisation et l'overhearing. Naturellement, la version bridged-WCDS, bien que plus compliquée à maintenir, consomme moins d'énergie. Ainsi, un contrôle de la topologie est profitable pour la synchronisation : utiliser moins de liens permet de les utiliser mieux.

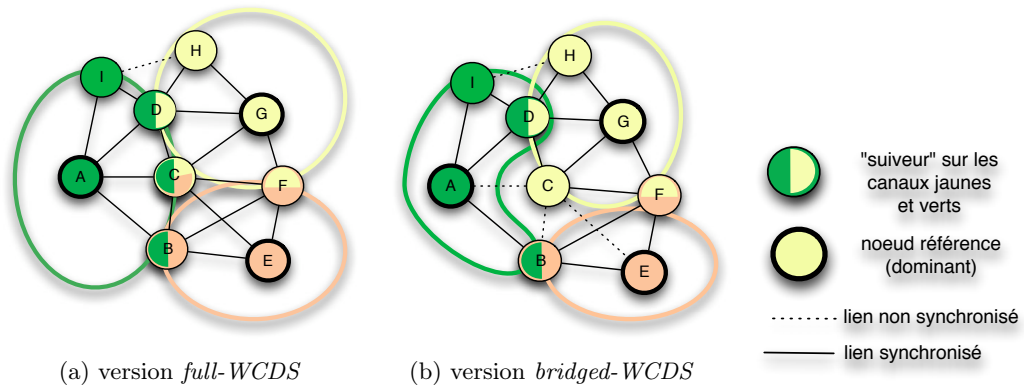


FIGURE 2.7 – Exemple d'un WCDS en mode *full* versus *bridged*.

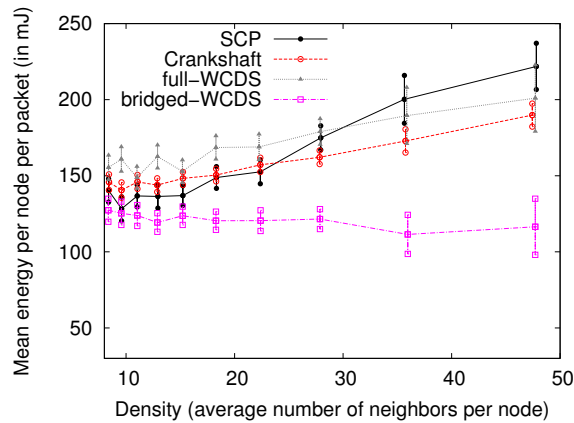


FIGURE 2.8 – Energie total dépensée par le noeud pour relayer un paquet en fonction de la densité (i.e. degré du noeud)

2.3.3 Diffusion dans du multicanal

A côté du coût de synchronisation se pose aussi naturellement le problème de la diffusion : nous avons vu que des canaux dédiés au broadcast permettaient de réduire la consommation en énergie. Nous utilisons ici le terme de multicanal dans son sens le plus large : une fréquence, un slot de temps, etc. Le concept de multicanal est ici relatif à l'étanchéité des temps d'écoute / transmission : un récepteur est sourd sur les canaux qu'il n'écoute pas.

Nous distinguons les types de broadcast suivant :

1. broadcast aux voisins (niveau 2) : un paquet doit être reçu par chacun des voisins inscrits dans la table de voisinage ;
2. broadcast de découverte (niveau 2) : un paquet doit pouvoir atteindre un voisin radio encore inconnu ;
3. inondation (niveau 3) : un paquet doit être reçu par chaque noeud du réseau.

Ainsi, une inondation de niveau 3 peut reposer sur une diffusion aux voisins (niveau 2).

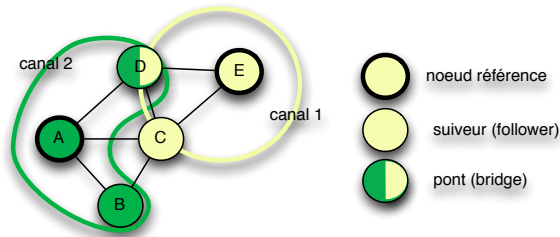


FIGURE 2.9 – Un canal virtuel de broadcast par cluster (=référence)

Question scientifique étudiée

Comment peut-on ici structurer / organiser les transmissions et les temps de sommeil en intégrant le problème de diffusion aux voisins ?

Nous avons donc proposé de nous appuyer sur la structure en WCDS proposée précédemment pour la synchronisation. Puisque nous utilisons des noeuds références pour la synchronisation, nous pouvons ré-utiliser ces clusters également pour le broadcast [Bac+10].

Basée sur cette organisation, nous proposons donc deux méthodes de diffusion différentes :

1. un canal commun de découverte de voisins (à la SCP). Tout noeud doit écouter ce canal pour découvrir un nouveau voisin, échantillonné tous les T_{SL} . Nous modifions la proposition précédente en forçant les bridges à relayer les trames de synchronisation de leurs références. Nous avons ainsi une synchronisation globale et non plus seulement à l'intérieur d'un cluster. Cette synchronisation globale est nécessaire pour un canal de découverte commun : moins d'énergie est ainsi consommée pour la découverte de nouveaux voisins ;
2. Chaque dominant maintient un canal de broadcast avec tous ses followers (Figure 2.9). Un noeud bridge doit donc échantillonner autant de canaux que de clusters auxquels il participe.

Lors d'une inondation, nous pouvons notamment utiliser le canal de diffusion par cluster et la structure en WCDS : un bridge diffuse un paquet d'inondation aux cluster auxquels il appartient. Un follower non bridge ne relaie pas les paquets des autres, et au contraire une référence utilise le canal de son cluster pour relayer les paquets reçus.

En reprenant les mêmes paramètres que dans la section précédente (cf. page 14), nous avons représenté dans la figure 2.10 la consommation du noeud le plus chargé. Nous avons séparé SCP (Single Virtual Channel = SVC), Crankshaft (Multiple Virtual Channel = MVC) et CVC (Clustered Virtual Channel). Nous avons ajouté un protocole Optimized Virtual Channel (OVC) correspondant à un crankshaft utilisant une fréquence d'échantillonnage du canal de broadcast optimisée. Nous voyons que notre proposition permet bien de réduire la consommation d'énergie pour une inondation. Par ailleurs, toutes les solutions sont scalables : leurs performances ne décroissent pas lorsque le nombre de noeuds augmente. En effet, la source étant choisie aléatoirement, le nombre d'inondations reste constant, et les protocoles arrivent à contenir le nombre de paquets nécessaires par noeud pour une inondation.

2.3.4 Limites et Perspectives

Nous avons ici vu qu'une structure sous forme d'ensemble dominant faiblement connexe (WCDS) permet de réduire à la fois les coûts dus à la synchronisation mais également pour la diffusion de paquets de broadcast. Bien que la fonctionnalité de diffusion au niveau MAC et réseau soit vitale pour bien des protocoles, cette contrainte est étonnamment rarement étudiée. Ainsi, nous pensons que cette étude est un pas vers une meilleure compréhension des compromis à obtenir entre unicast et broadcast vis à vis de la consommation d'énergie.

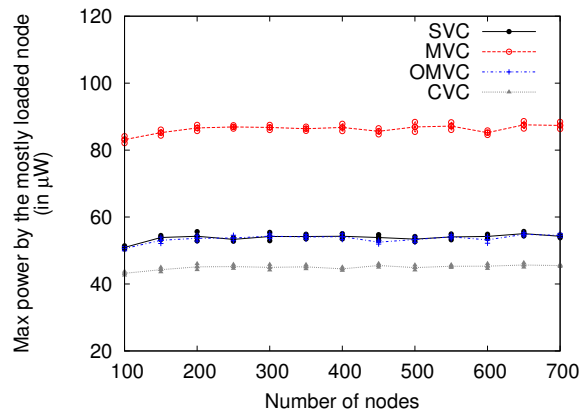


FIGURE 2.10 – Puissance moyenne du noeud le plus chargé

Cette étude est très dépendante du type de technique utilisée au niveau MAC (avec préambules). Cependant, il est possible d'étendre cette structure de WCDS à d'autres protocoles. Ainsi, IEEE 802.15.4-2006 en mode balise s'appuie sur une structure d'arbre. Un WCDS pourrait être préféré avec chaque dominant servant de coordinateur, et ses fils étant ses followers. Nous retrouvons donc le même type de concept dans d'autres scénarios.

L'algorithme construisant le WCDS et le maintenant est très simple : le focus était plutôt porté sur l'attrait d'une telle structure pour la couche MAC. Il reste donc à proposer un WCDS robuste, optimisé pour la consommation d'énergie. Nous conjecturons qu'un algorithme glouton sans optimisation particulière ne représente pas la panacée.

Nous avons regardé la consommation moyenne d'énergie. Pourtant la durée de vie est fortement corrélée avec l'énergie maximale consommée (i.e. le goulot d'étranglement). Il reste donc à proposer des stratégies permettant de faire des rotations de rôles entre les nœuds. Cette problématique, liée à la construction du WCDS, semble complexe : maintenir une connectivité globale et équilibrer la charge sont difficiles à obtenir en distribué.

Enfin, nous avons ici négligé le fait qu'un lien ne présente pas toujours une qualité de réception optimale. Ainsi, de mauvais liens radio sélectionnés dans le WCDS vont impacter les performances globales en augmentant le nombre de retransmissions, et en diminuant la fiabilité de transmissions de broadcast non acquittées. Un mécanisme de type liste noire [Fab+12] serait envisageable, ou la construction d'un arbre basée sur une métrique de qualité, tel quel le DODAG de RPL [Win+12].

2.4 Quelle structure pour l'organisation des transmissions dans un réseau convergecast ?

Nous proposons ici de nous affranchir des contraintes d'économies d'énergie des réseaux de capteurs, et de nous focaliser plutôt sur le problème de la capacité d'un réseau radio multisaut. Par capacité, nous désignons le débit atteignable dans le réseau :

- soit nous considérons le débit total agrégé ;
- soit nous intégrons des contraintes d'équité, et mesurons par exemple le débit maximum atteignable par le flot qui reçoit le moins de bande-passante (équité max-min).

Le premier cas reflétant mal les contraintes des réseaux radio multisaut, nous nous focaliserons sur un objectif de maximisation de débit équitable.

IEEE 802.11 [802a] représente la couche MAC dominante pour les réseaux de type hotspot. Le protocole CSMA-CA particulièrement flexible permet de gérer un trafic variable efficacement. Par contre, son inefficacité en topologies multisaut n'est plus à prouver [Cha+05] : des problèmes d'équité surviennent. Ainsi, dans la topologie dite des 3 paires, une paire mitoyenne interfère avec deux autres paires indépendantes entre elles. Les deux paires indépendantes consommeront toute la bande passante, la paire

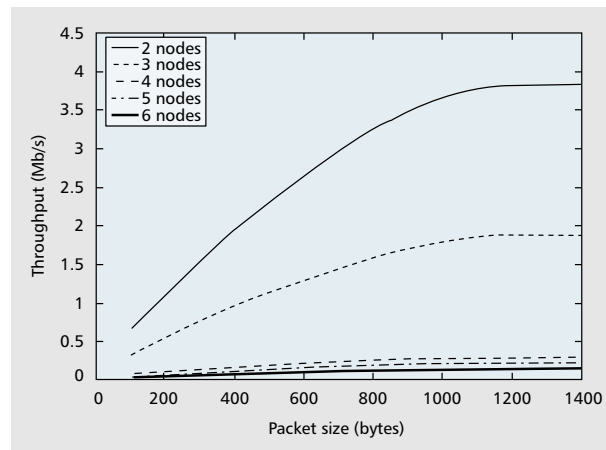


FIGURE 2.11 – Débits atteignables dans une chaîne de longueur variable [Cha+05]

mitoyenne ne pouvant émettre que quand les deux autres paires sont simultanément muettes.

Si nous considérons un seul flot multisaut, des collisions apparaissent rapidement, et impactent très négativement le débit. La figure 2.11 est tirée de [Cha+05], représentant le débit d'une chaîne de nœuds de longueur variable. Nous voyons bien que si le paquet est relayé sur plus de 4 sauts, le débit obtenu devient quasiment nul.

Si nous nous focalisons sur le cas du trafic convergent (convergecast, tous les paquets sont à destination du puits), comment optimiser les transmissions pour maximiser le débit ? Nous souhaitons ici étudier conjointement le partage des temps de parole (couche MAC) et les chemins utilisés (protocole de routage) car les 2 problèmes sont intimement liés. Par ailleurs, structurer le réseau et les transmissions permettrait sûrement de mieux organiser les transmissions en réduisant les collisions. Nous avons notamment proposé une structure de k -tree core (arbres à K feuilles, enraciné dans le puits) particulièrement bien adaptée à cette problématique.

Question scientifique étudiée

Etant donné un trafic de type convergecast, comment dois je relayer mes paquets efficacement vers un puits en considérant à la fois la couche MAC et le routage [The11] ?

2.4.1 Travaux relatifs

Dans les réseaux maillés, certains ont proposé d'assigner des canaux aux différents nœuds et interfaces du réseau pour multiplexer les transmissions [KV06 ; Ram+06 ; RC05 ; NN09]. Le goulot d'étranglement se situe dans la plupart des cas autour du puits, point névralgique du réseau [Kar+08]. RANIWALA et CHIUEH [RC05] se sont focalisés sur la métrique de routage pour construire un arbre enraciné dans la passerelle, et assignent un canal par lien radio, en fonction du trafic relayé. RAMACHANDRAN et al. [Ram+06] ont proposé d'assigner les canaux en partant de la passerelle, en commençant par les liens les plus contraints. NGUYEN et NGUYEN [NN09] étendent la solution au multicast. Cependant, toutes ces approches requièrent plusieurs interfaces radio, et colorent les liens de façon centralisée. KYASANUR et VAIDYA [KV06] introduisent des interfaces dynamiques, changeant de canal à la demande. Cependant, les auteurs supposent encore l'existence d'interfaces restant sur le même canal pour solutionner le problème de surdité (i.e. savoir sur quel canal se trouve le récepteur).

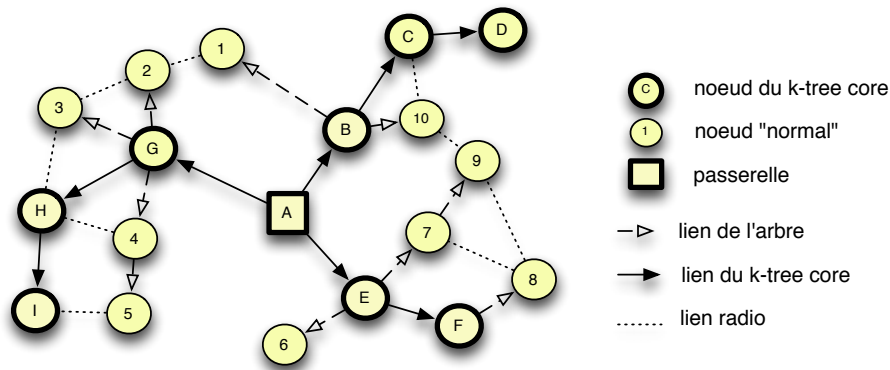


FIGURE 2.12 – Structure en arbre pour C-MAC (ici un 3-tree core)

Dans les réseaux de capteurs, la plupart des protocoles se focalisent sur l'économie d'énergie plutôt que sur la capacité réseau. KULKARNI et al. [Kul+06] ont par exemple proposé de co-optimiser la couche MAC et le protocole de routage pour endormir le plus de nœuds. Cependant, les auteurs se focalisent sur le cas du faible trafic. Nous choisissons au contraire de maximiser la capacité du réseau.

Pour lutter contre l'effet entonnoir (*funneling effect*) dans le cas d'un réseau avec trafic convergent [Ahn+06], il peut être utile de calculer un ordonnancement TDMA pour la couche MAC, tels que [Rhe+08]. MACEDO et al. [Mac+09] proposent d'étendre ce type de solution en intégrant des mesures dynamiques d'interférence. ZHANG et al. [Zha+08] optimise quant à lui les retransmissions lorsque des pics de trafic arrivent au puits. CHEN et al. [Che+11] ont proposé de régler le problème au niveau du routage, alors que nous considérons que l'effet le plus sévère (les collisions) sont au niveau de la couche MAC. Nous adoptons une approche similaire à [Ahn+06] mixant du CSMA avec un mode sans contention, selon que les émetteurs sont très contraints ou pas. Pour éviter d'avoir un ordonnancement TDMA, nous choisissons une approche basée sur une réservation dynamique, plus proche de [Lu+04] proposant un mécanisme *more to send* pour maintenir les nœuds de la route éveillés.

C-MAC utilise un k-tree core introduit pour la première fois par PENG et al. [Pen+93]. Un k-tree core est un arbre à k feuilles qui minimise la distance moyenne de n'importe quel nœud au k-tree core. La majorité des algorithmes extrait un k-tree core d'un arbre quelconque. SRIVASTAVA et GHOSH [SG02] et SRIVASTAVA et GHOSH [SG03] l'ont étendu à une version distribuée pour le routage dans les réseaux ad hoc. LI et al. [Li+08] l'ont utilisé pour du multicast. Un k-tree core est particulièrement bien adapté à notre problème : si l'accès au médium est plus efficace pour les nœuds du k-tree core, nous minimisons la distance moyenne pour atteindre ces nœuds performants.

2.4.2 Structure pour l'organisation des transmissions : co-optimisation MAC & routage

Nous sommes convaincus qu'il est nécessaire de co-optimiser à la fois la couche MAC et le routage. Puisque la passerelle constitue le goulot d'étranglement, il nous semble nécessaire d'auto-organiser les transmissions autour. Puisque seul le groupe de liens interférant le plus contraint compte [Kar+08], C-MAC propose de ne réguler les transmissions qu'autour du puits. Nous proposons de créer des sortes d'autoroutes :

- les autoroutes seraient des chemins de nœuds ayant un accès privilégié au médium, réduisant les collisions. Il est plus facile de réguler la contention entre un petit nombre d'émetteurs ;
- les autres nœuds n'auraient ainsi qu'à relayer leurs paquets vers ces autoroutes.

Ainsi, nous proposons d'adopter la structure en k-tree core comme illustrée dans la figure 2.12. Un k-tree core est un arbre à k feuilles (3 feuilles dans la figure). Les nœuds en gras représentent le 3-tree core et auront un accès privilégié au médium.

C-MAC utilise un mécanisme orienté réservation : un nœud devient *privilégié* durant un temps court.

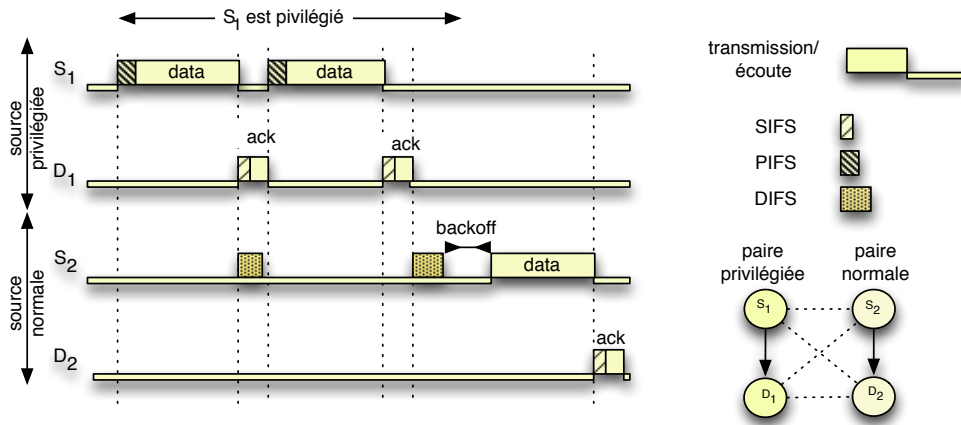


FIGURE 2.13 – accès MAC pour les noeuds privilégiés

Pour distribuer ce privilège, nous utilisons la structure en arbre : un jeton est propagé le long de chaque branche de l'arbre, en partant de la racine. Lorsqu'un noeud reçoit le jeton, il devient privilégié pendant un temps fini. Si nous espaçons suffisamment les jetons, deux noeuds privilégiés ne peuvent pas interférer : le jeton d'une branche sera suffisamment loin lorsque la racine générera un autre jeton pour une autre branche.

Le nombre de branches doit être choisi de façon adéquat :

- avoir trop de branches augmente le délai avant que le jeton revienne au même noeud. Ainsi, la bande passante disponible par branche est réduite, et la bande passante gaspillée (délai de garde entre jetons) augmente mécaniquement ;
- un nombre trop faible de branches oblige les noeuds à relayer leurs paquets, plus loin.

2.4.3 Mécanismes d'accès au médium

Focalisons nous maintenant plus en détails sur les mécanismes MAC permettant à C-MAC de fonctionner. La figure 2.13 illustre la différence entre un noeud *privilégié* (appartenant au k-tree core et ayant reçu le jeton) et un noeud normal (n'appartenant pas au k-tree core). Pour donner l'accès sans contention en minimisant les modifications de IEEE 802.11, nous proposons que le noeud privilégié accède au médium après le temps PIFS (tel un point d'accès en mode PCF). Au contraire, un noeud normal exécutant IEEE 802.11 sans modification ne pourra pas gagner vis à vis d'un noeud privilégié. En d'autres termes, les noeuds *normaux* placent leur transmission dans le silence des noeuds du k-tree core. Ce schéma est efficace seulement si le trafic de ces noeuds est négligeable autour du puits vis à vis du trafic relayé par le k-tree core.

S'il n'y a aucun terminal caché, la paire privilégiée recevra l'intégralité de la bande passante. Nous pouvons noter que seuls les noeuds du k-tree core doivent pouvoir exécuter une version modifiée de IEEE 802.11, afin de maximiser la compatibilité avec le protocole d'origine.

La figure 2.14 illustre la propagation du jeton le long d'une branche. La passerelle génère un jeton et choisit un voisin appartenant au k-tree core. Elle envoie un **Clear-To-Receive (CTR)** à ce voisin, lui notifiant qu'elle l'autorise à envoyer ses paquets en attente. Une fois le CTR reçu, ce noeud *privilégié* peut monopoliser le médium durant **privileged-duration**. Une fois ce temps écoulé, il lui suffit de relayer le CTR à son fils dans le k-tree core. La passerelle espace quant à elle les CTR générés de $CTR_{hops} * privileged_duration$. CTR_{hops} représente donc le nombre de sauts après lesquels les interférences sont négligeables entre branches (de façon pratique $CTR_{hops} = 2$ ou 3). Nous notons que le k-tree core doit être le plus *droit* possible : les branches doivent être bien réparties spatialement, et une branche doit se développer dans une direction.

Pour limiter les problèmes des noeuds cachés, les CTR agissent comme un CTS : tout récepteur d'un CTR doit mettre à jour son NAV pour ne transmettre aucun paquet pendant **privileged-duration**.

Nous optimisons le routage pour ce type d'accès au médium : chaque noeud *normal* doit relayer au

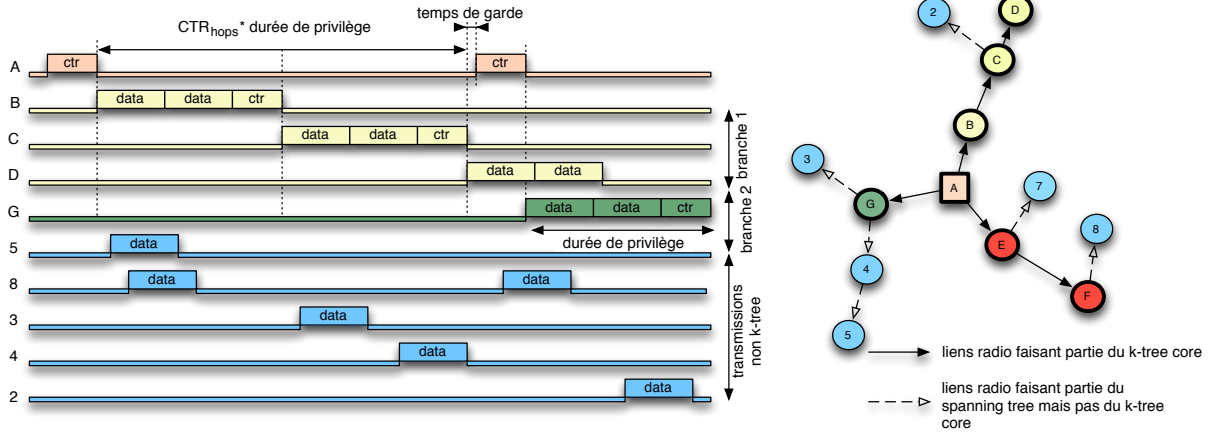


FIGURE 2.14 – Relais d'un CTR et transmission des données en upload (nodes \rightarrow racine) avec $CTR_{hops} = 2$

noeud du k-tree core le plus proche. De façon intuitive, nous suivons une approche de type *patate chaude*, le paquet étant relayé aux noeuds qui seront les plus efficaces. Ainsi, nous n'utilisons pas que les liens de l'arbre pour router les paquets.

2.4.4 Construction d'un k-tree core

Un k-tree core extrait un arbre à k feuilles qui minimise la distance moyenne d'un noeud quelconque au k-tree core [Pen+93].

Formellement, nous notons $l(T)$ le nombre de feuilles dans l'arbre T et $d(A, B)$ la distance en sauts entre les noeuds A et B . De même, la distance d'un noeud N à un ensemble de noeuds S est la distance de N au plus proche noeud appartenant à S :

$$d(N, S) = \min_{M \in S} (d(N, M)) \tag{2.3}$$

Si KT est le k-tree core de T , nous avons ainsi la propriété suivante :

$$KT \subset T \tag{2.4}$$

$$l(KT) = k \tag{2.5}$$

$$\text{Objective : } \min \sum_{N \in T} d(N, KT) \tag{2.6}$$

Naturellement, le k-tree core que nous construisons doit être enraciné dans la passerelle. Il est donc inutile de changer la racine de l'arbre.

Nous nous inspirons ensuite de l'approche proposée dans [Pen+93]. Nous ré-utilisons leur forme compacte notant le gain (*savings*) du choix d'un noeud dans le k-tree core. De façon intuitive, un noeud récupère le gain de chacun de ses fils, correspondant à chacun de leur sous-arbre. Il met ensuite à jour son gain si lui même et son fils avec le gain le plus élevés son choisis comme membres du k-tree core. Un noeud inscrit ensuite dans ses paquets *hello*s son gain ainsi que les $k - 1$ plus grands gains de ses fils. En remontant ces informations dans l'arbre, la racine est ensuite capable de sélectionner ses k fils présentant les meilleurs gains (éventuellement, un même fils peut être choisi pour plusieurs branches, bien que ce soit rarement le cas en pratique).

Dans un tel algorithme, nous supposons que nous nous basons sur l'arbre des plus courts chemins, construit préalablement avec des paquets *hello*s.

TABLE 2.1 – Paramètres de Simulation – valeurs par défaut

Débit	11Mbps
Seuil de réception d'un paquet	-86dBm
Puissance de transmission	5mW
Fréquence	5Ghz (5180→5805)
RTS/CTS	inactive
Taille des paquets	128 bytes
Privileged duration	5ms
espacement des CTR (CTR_{hops})	3 sauts
Nombre de branches dans le k-tree core	5

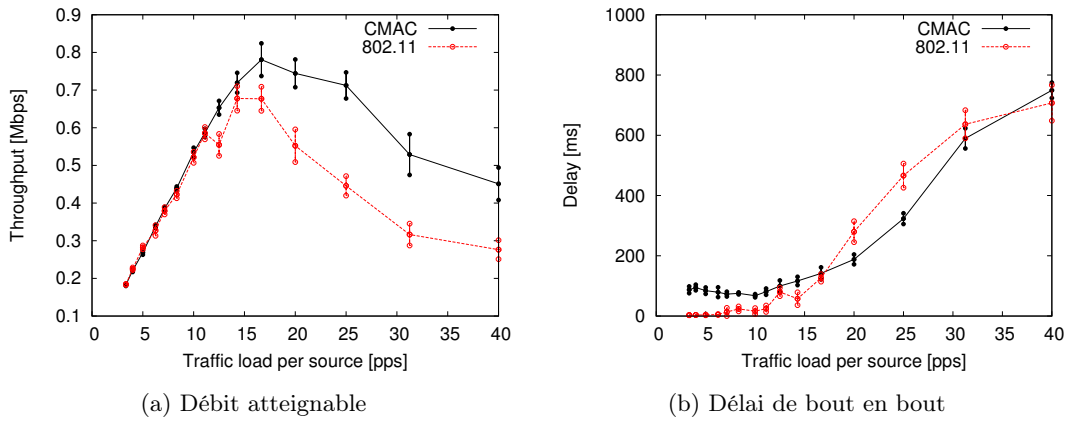


FIGURE 2.15 – Topologie aléatoire dans un disque de 60 noeuds et un degré moyen de 8

2.4.5 Evaluation de performances

Nous avons simulé C-MAC avec opnet avec les paramètres présentés dans le tableau 2.1. Nous avons comparé les performances de C-MAC avec IEEE 802.11 DCF, protocole sur lequel C-MAC est basé, et représentatif des solutions CSMA-CA. Plus de résultats sont présentés dans [The11], nous nous focalisons ici juste sur quelques résultats significatifs.

Dans la figure 2.15, nous représentons l'impact d'un trafic croissant. IEEE 802.11 commence à saturer à partir de 10 à 15 pps. Au contraire, C-MAC arrive à relayer plus de paquets grâce au mécanisme d'accès au médium privilégié. De façon surprenante, le délai n'augmente de façon significative que pour les faibles trafic (fig. 2.15b). Ainsi, le coût en temps du relais des paquets par les noeuds privilégiés devient vite acceptable en comparaison du délai créé par les collisions lorsque le trafic augmente.

2.4.6 Limites et Perspectives

Dans cette proposition, nous avons vu qu'une topologie de type k-tree core est particulièrement efficace pour aider à organiser les transmissions au sein de la couche MAC dans un réseau à trafic convergent. Le k-tree core permet de proposer un mécanisme d'accès au médium différencié à certains noeuds, utilisant un jeton propagé le long des branches de l'arbre. Cependant, l'accès au médium demande à ce que les routes soient adaptés en conséquence : en proposant la création d'*autoroutes MAC*, il est nécessaire de rediriger vers elle la majorité du trafic. La plupart des transmissions se faisant via les noeuds privilégiés dans la clique de poids maximum dans le graphe de conflit des liens radio, nous limitons ainsi le nombre de collisions. Nous avons donc proposé un contrôle de topologie allié à des mécanismes efficaces d'accès au médium et de routage.

Par contre, se posent encore plusieurs questions que cette proposition n'adresse pas. En particulier, un lien radio possède souvent une certaine qualité. Ainsi, nous devrions créer un arbre des plus courtes routes en se basant sur une métrique de routage plus évoluée. Cependant, une métrique capturant la qualité est forcément dynamique. Or la reconfiguration du k-tree core est complexe à gérer par la couche MAC, des jetons pouvant être perdus, des incohérences survenant, créant des collisions. Cette dynamique reste donc à prendre en compte.

Nous n'avons pas ici adressé le problème d'économie d'énergie. Dans un réseau de capteurs avec une couche MAC endormant les noeuds, un problème de surdité peut survenir. Par contre, il serait sans doute possible d'adapter C-MAC aux couches MAC à préambule : les noeuds privilégiés collectent la majorité du trafic. Nous pourrions ainsi implémenter l'une des deux solutions suivantes :

- un noeud du k-tree core est réveillé par un préambule de son père et reste éveillé suffisamment longtemps pour transmettre tous ses paquets en attente. Les jetons sont suffisamment espacés pour éviter les collisions de préambules dans le k-tree core ;
- les noeuds du k-tree core maintiennent un cycle d'éveil synchrone, commun à tout les noeuds du k-tree core. Ils peuvent donc échanger rapidement des paquets. Au contraire, les noeuds *normaux* implémentent un accès à la couche MAC avec préambule. Leurs transmissions sont plus couteuses énergétiquement, mais elles sont aussi moins fréquentes.

Enfin, la gestion du multicanal est limitée : le protocole ne permet de gérer efficacement qu'un nombre limité de fréquences différentes. En particulier, la charge peut ne pas être équitablement répartie sur toutes les fréquences, un goulot d'étranglement pouvant apparaître au niveau du canal de contrôle. Ainsi se pose la question plus générale de l'exploitation du multicanal dans un réseau quelconque : comment répartir la charge efficacement sur tous les canaux tout en limitant le problème de surdité ? C'est le problème que se propose d'aborder le chapitre suivant de ce manuscrit.

2.5 Conclusion

Nous avons ici exposé comment sélectionner ses voisins permet d'améliorer les performances de la couche MAC. Dans un premier temps, nous avons étudié la topologie du cluster-tree de IEEE 802.15.4 : une association *au premier entendu* est-elle pertinente ? A travers une modélisation et une formulation sous forme de programmation linéaire, nous pouvons dire qu'une telle association est clairement sous-optimale concernant la capacité du réseau (i.e. la quantité de paquets qu'elle peut relayer). Cependant, il nous reste à proposer une solution distribuée efficace permettant de combler le fossé séparant une association aléatoire d'une solution optimale centralisée.

De même, nous avons proposé une organisation sous forme d'ensemble dominant faiblement connecté pour l'organisation de la synchronisation, pré-requis à l'utilisation d'un préambule court limitant la consommation d'énergie dans les protocoles de la famille [Pol+04]. Un noeud peut ainsi économiser son énergie en n'écoutant que les dominants voisins, avec lesquels il se maintient synchronisé. Nous avons également adressé le problème de la diffusion niveau 2 (aux voisins) et 3 (inondation dans le réseau) avec ce type de couche MAC, permettant de réduire la consommation d'énergie.

Enfin, nous avons également exposé comment une topologie de k-tree core peut être particulièrement adaptée au cas particulier du trafic convergent pour des réseaux sans contrainte énergétique. En s'appuyant sur un k-tree core, nous permettons à certains noeuds d'avoir un accès au médium radio privilégié, afin de limiter les collisions. La création de branches servant d'*autoroutes* pour relayer les paquets permet de simplifier la conception de la couche MAC. Nous avons également présenté un schéma de routage intégré, optimisé pour l'accès au médium. Par ailleurs, nous proposons d'exploiter plusieurs canaux en parallèle sans créer de surdité.

Il reste clairement pour cette partie à étendre ces solutions pour qu'elles se confrontent à des conditions expérimentales plus drastiques. Ainsi, l'estimation d'une qualité de lien radio reste à intégrer dans ces structures de contrôle de la topologie. Ceci représente un défi d'autant plus important qu'une qualité est difficile à estimer, créant une certaine instabilité, comme nous le mettrons en exergue dans le chapitre 4.

Enfin, nous n'avons pas exploité dans ce chapitre le mécanisme d'adaptation de la puissance de transmission, assez commun dans les solutions de contrôle de topologie. Augmenter la puissance d'émission permet d'améliorer souvent la qualité d'un lien, mais au détriment de l'augmentation corrélée des inter-

férences générées. Nous avons donc plutôt considéré qu'il s'agissait d'un problème à régler séparément, après avoir choisi les voisins avec qui communiquer : une telle solution, plus simple à mettre en oeuvre, est par contre sous-optimale.

Nous allons dans le prochain chapitre étudier comment tirer parti du multicanal dans le cas général, que nous regardions un réseau de capteurs ou maillé sans contrainte énergétique.

2.6 Publications relatives

Journaux

- [TD11] Fabrice THEOLEYRE et Benoit DARTIES. « Capacity and Energy-Consumption Optimization for the Cluster-Tree Topology in IEEE 802.15.4 ». In : *IEEE Communications Letters* 15.8 (2011), p. 816–818.
- [The11] Fabrice THEOLEYRE. « A Route-Aware MAC for Wireless Multihop Networks with a Convergecast Traffic Pattern ». In : *Computer Networks* 55.3 (2011), p. 822–837.

Conférences

- [Bac+10] Abdelmalik BACHIR, Fabrice THEOLEYRE, Andrzej DUDA et Kin K. LEUNG. « Energy-Efficient Broadcasts in Wireless Sensor Networks with Multiple Virtual Channels ». In : *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*. IEEE. Sydney, Australia, 2010.
- [The+10] Fabrice THEOLEYRE, Abdelmalik BACHIR, Nesrine CHAKCHOUK, Andrzej DUDA et Kin K. LEUNG. « Energy Efficient Network Structure for Synchronous Preamble Sampling in Wireless Sensor Networks ». In : *International Conference on Communications, (ICC)*. IEEE. Cape Town, South Africa, 2010.

Comment exploiter plusieurs canaux en parallèle dans l'accès au médium ?

Dans un réseau radio multisaut, nous nous confrontons rapidement au problème de capacité et de fiabilité. Ainsi, le protocole CSMA-CA de IEEE 802.11 mène par exemple à des problèmes de performances et d'équité [Cha+05]. Lorsque le réseau approche du point de congestion, de nombreux paquets commencent à être jetés, le délai augmente drastiquement, et l'équité chute, diminuant le débit des flots passant autour du goulot d'étranglement.

Nous sommes convaincus que l'utilisation de plusieurs canaux en parallèle permet de résoudre certains de ces problèmes. Le multicanal ne permet pas que de multiplier la bande-passante disponible, il permet avant tout de résoudre certains des problèmes d'équité surgissant au niveau de la couche MAC.

Cependant, le multicanal fait face à un problème majeur : il est nécessaire que l'émetteur connaisse le canal d'écoute du récepteur, sans quoi la transmission est perdue, i.e. le récepteur est *sourd*. Nous verrons dans ce chapitre comment résoudre ce problème de surdité, fondamental en multicanal.

Nous nous focalisons ici sur le problème du multicanal dans 3 situations différentes (du moins au plus contraint), appelant à 3 solutions distinctes :

1. un réseau maillé de noeuds multiradio multicanal : chaque routeur sans-fil possède plusieurs interfaces IEEE 802.11 capables d'écouter un canal, changeant dynamiquement. Nous verrons que ce type de configuration pose des problèmes de découverte de voisinage, d'optimisation de la diffusion (broadcast) au niveau MAC, et d'assignation de canaux ;
2. un réseau maillé multicanal mono-interface : comment des noeuds possédant une seule interface peuvent multiplexer leurs transmissions en utilisant plusieurs canaux, tout en évitant le problème de surdité ? Nous proposons que certains noeuds changent dynamiquement de canal tandis que les autres n'en écoutent qu'un seul. Cette organisation permet d'améliorer grandement la capacité tout en évitant la surdité ;
3. un réseau de capteurs IEEE 802.15.4 : lorsque nous ajoutons une contrainte énergétique, comment pouvons nous transformer le protocole MAC afin de le rendre multicanal par nature ?

3.1 Fonctionnement de IEEE 802.11s

Le standard IEEE 802.11s a été proposé en 2011 pour gérer les réseaux sans-fil IEEE 802.11 multi-saut [802b]. Le coeur du réseau est constitué de routeurs sans-fil, appelés *Mesh STA* [Car+11] (figure 3.1). Si ces routeurs sont interconnectés à Internet, ils sont en plus *Portal* (MPP). Ils peuvent également offrir une connexion aux stations clientes, étant alors aussi des points d'accès (*AP*) pour les stations IEEE 802.11 normales.

Eventuellement, tous les Mesh Portal peuvent être interconnectés pour former un seul et même LAN. Cette interconnexion est relativement similaire à la dorsale d'interconnexion des points d'accès IEEE

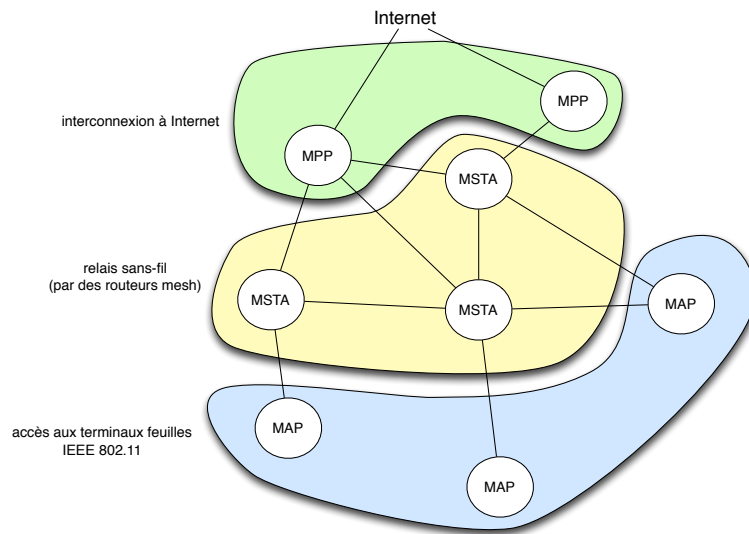


FIGURE 3.1 – Topologie créée par IEEE 802.11s

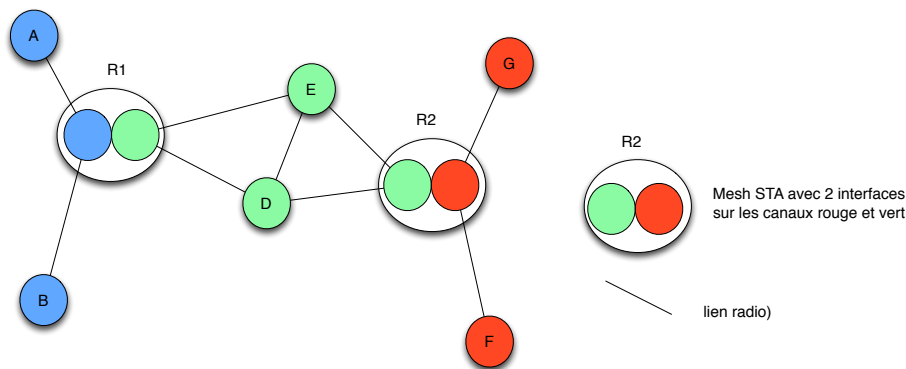


FIGURE 3.2 – Topologie construite par IEEE 802.11s en multicanal en exploitant des noeuds à interfaces multiples

802.11 (i.e. le WDS).

Le standard a choisi d'offrir une seule et même connectivité LAN multisaut. Ainsi, IEEE 802.11s propose son propre protocole de routage au niveau 2. Hybrid Wireless Mesh Protocol (HWMP) propose ainsi 2 modes : en mode proactif, il crée un arbre enraciné dans les portails. Au contraire, le mode réactif construit des routes à la demande, à l'image du protocole AODV [Per+03].

IEEE 802.11s utilise par défaut la métrique *temps radio du lien* (Airtime Link Metric). Le coût d'utilisation d'un lien est le temps avant l'acquittement d'une trame de 1024 octets, tenant compte du débit du lien, des en-têtes physiques et de son taux de livraison. Le standard laisse libre la méthode permettant d'estimer les pertes de paquets.

Pour limiter la contention, les routeurs sans-fil peuvent réserver des opportunités de transmissions périodiques (MCCA), pendant lesquelles la contention au médium est limitée. Cependant, tous les mécanismes pour détecter la congestion et sélectionner les opportunités de transmissions sont laissés non spécifiés.

Les concepteurs se sont avant tout focalisés sur le cas des routeurs sans-fil mono-interface. Cependant, des routeurs multi-interface peuvent être intégrés en les faisant jouer le rôle de pont (bridge) entre deux LAN IEEE 802.11s [Hie+10]. Ainsi, nous pouvons voir le réseau comme un ensemble d'îles mono-canal

interconnectées via des bridges avec plusieurs interfaces. La figure 3.2 représente un exemple de topologie radio obtenue avec cette approche. Le routeur R1 sert par exemple de pont entre les LAN sans-fil utilisant les canaux bleu et vert. Des mécanismes sont également prévus dans le standard pour annoncer à ses voisins un changement de canal, afin de maintenir la topologie radio.

La stratégie d'assignation de canaux à chaque interface prévoyait initialement d'utiliser une priorité à chaque canal, un noeud sélectionnant les k canaux à plus forte priorité pour ses k interfaces. Dans la version définitive, cette assignation semble avoir été abandonnée et laissée libre.

Pendant, considérer deux interfaces comme deux noeuds du LAN *virtuellement* différents est sous-optimal. Ainsi, MICHEL et al. [Mic+13] ont proposé de partager les informations MAC entre toutes les interfaces radio (table de voisinage et table de routage).

3.2 Réseaux maillés Multiradio

Nous nous focalisons ici sur un réseau maillé de routeurs sans-fil multi-interface. Ces routeurs doivent relayer le trafic entre les terminaux finaux et les routeurs connectés à Internet. Nous ne considérons que le coeur sans-fil du réseau, et écartons volontairement l'accès sans-fil du dernier saut.

Question scientifique étudiée

Dans un tel réseau multiradio multicanal, comment offrir une primitive pour le broadcast efficace, et comment devrait-on assigner les canaux dans IEEE 802.11s ?

Ce travail sur les réseaux maillés multiradio multicanal représente le coeur de la contribution de **Carina Teixeira de Oliveira** dont j'ai eu la chance de co-encadrer la thèse avec Andrzej Duda au LIG (oct. 2009 - oct. 2012)

3.2.1 Classification des stratégies multicanal existantes

Nous avons tout d'abord proposé une classification des stratégies exploitant plusieurs interface dans un réseau maillé [Oli+11a]. Il est nécessaire d'assigner un ensemble de canaux à chaque interface pouvant être :

Statique : la solution assigne un canal fixe à utiliser pour chacune des interfaces ;

Dynamique : une interface doit changer de canal dynamiquement ;

Hybride : certaines interfaces restent statique sur une interface tandis que d'autres changent dynamiquement.

Dans tous les cas, il est nécessaire d'éviter le problème de surdité, i.e. l'émetteur doit connaître le canal utilisé par le récepteur au moment de l'envoi.

Par ailleurs, il faut sélectionner les canaux à utiliser. L'assignation peut donc être :

à canal commun : maintenir la connectivité est nécessaire. Une stratégie simple consiste à ce que la $k^{ième}$ interface de chaque noeud utilise le canal k . Par contre, le nombre d'interfaces disponibles est en général faible : les canaux les plus élevés sont donc sous-exploités.

pseudo-aléatoire : pour répartir les transmissions équitablement sur tous les canaux, un noeud peut calculer un haché de son identifiant modulo le nombre de canaux, lui donnant le canal à utiliser [KV05].

adaptative : le noeud mesure localement la charge de chaque canal pour choisir le moins chargé.

De nombreuses propositions existent dans la littérature, mixant stratégies d'exploitation des interfaces (statique / dynamique / hybride) et d'assignation des canaux. Ainsi, SO et VAIDYA [SV04] proposent d'utiliser une interface écoutant sur un canal de contrôle et effectuant les réservations pour les transmissions de données effectuées par les autres interfaces sur d'autres canaux (i.e. interfaces hybrides, avec assignation de type canal commun pour la première interface et adaptative pour les autres).

3.2.2 Découverte de voisins

Dans les réseaux radio multisautes, le broadcast est essentiel : il permet de diffuser des informations de contrôle à ses voisins, d'estimer la qualité de réception, de construire les routes. Lorsqu'un seul canal est utilisé et que les noeuds restent éveillés continuellement, une seule transmission au niveau MAC peut être suffisante. Cependant, qu'en est-il lorsqu'une stratégie multicanal est adoptée ? A cause de la surdit , une seule transmission peut ne pas ˆtre suffisante. Nous nous sommes donc attach s   tout d'abord proposer une telle primitive de diffusion efficace aux voisins.

Question scientifique  tudi e

Quelle que soit la strat gie d'assignation propos e, comment d couvrir efficacement ses voisins dans un contexte multicanal ?

Dans un r seau maill , nous devons prendre en compte le fait que les liens radio ne sont pas fiables. Ainsi, un voisin peut ne pas recevoir un paquet diffus  en broadcast au niveau MAC, mˆme s'il se trouve sur le mˆme canal. Bien que IEEE 802.11 propose d'envoyer les paquets de broadcast avec une modulation plus robuste (i.e. *basic rate*), nous ne pouvons pas consid rer que le taux de livraison soit parfait. Il serait possible pour rendre les transmissions fiables de transformer le broadcast en unicast vers chacun des voisins connus. Les paquets  tant unicast pouvant ˆtre acquitt s, la livraison serait alors fiable mais requerrait un grand nombre de transmissions, et n'exploiterait pas pleinement la propri t  de diffusion du m dium radio.

Nous avons donc propos  des algorithmes de diffusion aux voisins, quelle que soit la strat gie d'assignation de canaux consid r e [Oli+11a]. Nous consid rons qu'un noeud a d j  construit sa table de voisinage, et poss de une estimation du taux de livraison en broadcast de chacun de ses voisins (m trique de routage tr s utilis e pour estimer la qualit  d'un lien radio). La source doit donc *couvrir* chacun de ses voisins de fa on probabiliste (i.e. la probabilit  que chacun de ses voisins re oive ses paquets est sup rieure   une valeur seuil). Nous  cartons les voisins dont le taux de livraison est au dessous d'un certain seuil : il ne serait pas opportun de les utiliser pour relayer les paquets   cause du nombre de retransmissions qu'ils cr eraient.

Nous proposons les heuristiques suivantes pour chacun de ces sc narios :

un canal est commun   tous les noeuds : la source devra envoyer plusieurs copies du paquet sur ce canal de contrˆle. Le nombre de copie est calcul  pour *couvrir* de fa on probabiliste le voisin avec le plus faible taux de livraison ;

assignation statique de canaux diff rents : nous proposons d'adopter une approche inspir e des relais multipoint (MPR) [CJ03b]. A chaque it ration, la source s lectionne de fa on gloutonne le canal couvrant le plus de noeuds non couverts. Elle stoppe ses transmissions lorsque chacun de ses voisins est couvert avec une certaine probabilit  ;

utilisation dynamique de canaux diff rents avec saut de fr quence lent : nous adaptons l'approche pr c dente en tenant compte des sauts de fr quence. Ainsi, la source construit l'agenda des sauts de fr quence commun   toutes ses interfaces, constitu  de slots de temps et canaux pour chaque interface. La source s lectionne ensuite de fa on gloutonne les paires slots de temps / interface couvrant le plus de voisins.

Prenons le cas de l'assignation dynamique de canaux pour illustrer ces heuristiques (Fig. 3.3). Nous pouvons voir qu'  chaque fois qu'une interface doit changer de canal, un nouveau slot de temps doit ˆtre cr e. Nous avons repr sent  la liste des voisins couverts par $V1$ dans chacun de ses slots sur chacune de ses interfaces. Dans notre exemple, $V1$ choisira par exemple le timeslot 1 sur l'interface 1 pour couvrir ses voisins $V3$ et $V4$, et le timeslot 1 sur la derni re interface pour couvrir $V2$. Le nombre de transmissions d pendra de la qualit  de lien vers chacun de ces voisins.

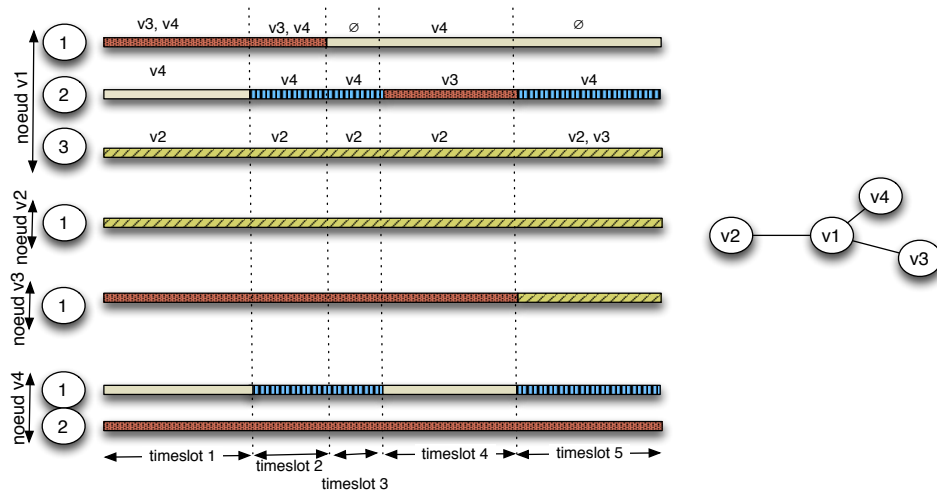


FIGURE 3.3 – Broadcast avec assignation dynamique des canaux

3.2.3 Connectivité en multicanal

Lorsqu'un seul canal est utilisé, le graphe de connectivité est souvent dense : tout noeud à portée radio reçoit les paquets (avec une certaine probabilité). En multicanal, le graphe de connectivité diminue :

- deux noeuds utilisant deux canaux différents sont sourds et doivent passer par des intermédiaires pour échanger des paquets ;
- lors de l'utilisation du saut de fréquence, deux noeuds sont voisins pendant un laps de temps réduit.

De façon surprenante, la densité de connexion a été peu étudiée en multicanal alors qu'elle possède un impact important à la fois sur la capacité et sur le temps pour découvrir un voisin.

Question scientifique étudiée

Quelle est la densité du graphe de connectivité en multicanal et quel est le délai de découverte d'un voisin ?

Nous avons calculé de façon analytique plusieurs métriques pour chacune des stratégies d'assignation de canaux [Oli+11b] :

Connectivité : la taille de la plus grande composante connexe. Elle peut ne pas contenir tout le réseau dans le cas d'une assignation pseudo-aléatoire des canaux, utilisant par exemple le haché de l'identifiant du noeud ;

Densité des connexions : le nombre de liens radio moyen par noeud. En cas de saut de fréquence, un lien radio est pondéré par la proportion du temps où il existe ;

Temps de Rendez-Vous : le temps moyen au bout duquel un voisin est découvert.

Dans le cas simple par exemple d'une assignation statique de canaux communs (l'interface k d'un noeud utilise le canal k) :

- le réseau est connexe, en prenant n'importe lequel des canaux ;
- la densité est maximale, puisque chaque voisin *en monocanal* est aussi voisin en multicanal, via chacune de ses interfaces ;
- la découverte est triviale, en utilisant par exemple la première interface.

Cependant, ce scénario implique aussi plus de contention et une mauvaise répartition de la charge entre tous les canaux si le nombre de canaux est supérieur au nombre d'interfaces. Nous avons donc dans un deuxième temps évalué la capacité de ces différentes stratégies.

3.2.4 Capacité

L'assignation de canaux originellement prévue dans le groupe de travail IEEE 802.11s correspondait approximativement à une assignation type *canaux communs* (l'interface k utilise le canal k) lorsque tous les noeuds ont le même nombre d'interfaces. Bien que différentes stratégies d'assignation de canaux aient déjà été proposées, nous souhaitons ici les comparer de façon objectives entre elles : quelle capacité permettraient-elles d'atteindre ? Par ailleurs, nous souhaitons également mesurer de façon pratique leurs interactions avec les protocoles de routage et d'accès au médium proposés par IEEE 802.11s. En effet, nos modèles effectuent un certain nombre d'hypothèses simplificatrices pour pouvoir rendre le problème analysable théoriquement. Qu'en est-il si nous levons ces hypothèses ?

Question scientifique étudiée

Pouvons nous évaluer analytiquement la capacité réseau associée à différentes stratégies d'assignation de canal ? Quel est leur impact pratique sur le comportement de IEEE 802.11s ?

Modélisation de la capacité

Nous avons tout d'abord présenté une formulation sous forme de programmation linéaire en nombre entiers afin de quantifier la capacité associée à une stratégie d'association de canaux [Oli+12; Oli+11c]. Si la stratégie n'est pas explicitement définie, nous faisons face à un problème classique d'optimisation, et pouvons ainsi trouver l'assignation optimale.

SUBRAMANIAN et al. [Sub+08] ont choisi d'assigner les canaux afin de minimiser les interférences. Nous avons au contraire choisi d'optimiser la capacité, en terme de débit maximal atteignable. Nous avons considéré que chaque routeur est générateur d'un flot et relaie les flots des autres routeurs sans-fil. Par ailleurs, nous optimisons également l'équité en maximisant la bande passante minimale affectée à un flot. Ne regarder que le problème d'interférences nous semble réducteur, car le trafic n'est pas réparti de façon homogène géographiquement dans un réseau maillé : les routeurs proches du routeur de bordure reçoivent plus de paquets à relayer. Par ailleurs, il nous semble plus intéressant de regarder comment les noeuds se partagent la bande passante plutôt qu'optimiser les interférences, n'améliorant que de façon indirecte la capacité.

Nous avons considéré le cas général d'un réseau multiradio où chaque interface peut changer de canal au cours du temps. Nous avons donc intégré la notion de *timeslots* : une interface reste statique sur un canal durant ce slot. Nous avons notamment traduit sous forme d'inéquations linéaires les contraintes suivantes :

conservation des flots : tout paquet entrant dans un routeur doit être relayé par ce routeur. Par ailleurs, le routeur de bordure consomme tout le trafic du réseau ;

agrégation multicanal : le trafic d'un lien est le trafic envoyé sur tous les canaux utilisés durant tous ses slots de temps. Par ailleurs, le trafic ne peut être relayé que si le noeud est actif sur ce canal durant ce slot de temps ;

nombre d'interfaces : un noeud ne peut utiliser à un moment donné qu'un nombre de canaux inférieur ou égal à son nombre d'interfaces ;

multi versus mono chemin : nous pouvons éventuellement interdire le multichemin afin de simplifier la conception du protocole de routage ;

partage de la bande passante : nous devons définir des règles de partage de la bande passante, encadrant ce que nous pourrions obtenir de façon pratique. Ainsi, nous avons les bornes suivantes :

supérieure : nous considérons le médium comme capable de réguler de façon idéale la contention.

Ainsi, nous devons vérifier que le trafic au sein d'un groupe de liens radio interférant est inférieur à la bande passante radio. Il s'agit d'une borne supérieure car rien ne dit qu'une stratégie MAC existe pour obtenir ce partage idéal ;

inférieure : nous référençons un nombre suffisamment grand d'ensembles indépendants de liens radio dans le graphe de conflit (liens radio n'interférant donc pas entre eux). Puis nous affectons à chaque ensemble une fraction de la bande passante radio. Ainsi, au sein d'un ensemble, tous les liens radio sont autorisés à émettre simultanément. Ce débit est atteignable en utilisant par exemple le mécanisme MCCA de IEEE 802.11s en supposant que tous les noeuds du réseau sont synchronisés.

Interdiction de conflit : nous avons enfin interdit dans une dernière contrainte deux liens radio qui interfèrent d'utiliser le même canal dans le même slot de temps. La couche MAC est dans ce cas là beaucoup plus facile à concevoir puisqu'elle devient sans contention. Nous souhaitons à travers cette stratégie quantifier les problèmes créés par les collisions dans une topologie multisaut avec IEEE 802.11s.

L'ensemble du modèle et des équations associées est décrit dans [Oli+12].

Application numérique Nous avons comparé les stratégies suivantes :

- Canal Commun / Partage Sup & Inf : le canal k est affecté à toutes les k^{imes} interfaces ;
- MMFlow / Partage Sup & Inf : la formulation PLNE nous donne l'assignation optimale des canaux ;
- MMFlow / sans-conflit : la formulation PLNE interdisant les collisions nous donne l'assignation optimale.

Nous avons utilisé ici un simulateur générant des graphes de disque unité avec des topologies aléatoires dans lesquelles un routeur possède en moyenne 7 voisins, et peut utiliser 10 canaux différents. Nous considérons que la portée d'interférence est égale à deux fois la portée radio [Iye+09]. Nous verrons ensuite à travers des simulations comment considérer un réseau plus réaliste.

Nous pouvons dans un premier temps vérifier que la capacité du réseau est bien significativement différente entre une assignation de type canal commun et une assignation optimale (Figure 3.4a). Ainsi, le fossé à combler dans IEEE 802.11s reste important.

De façon intéressante, nous pouvons voir dans la figure 3.4b que la capacité est peu impactée par le nombre de timeslots : une assignation statique lorsque nous avons suffisamment d'interfaces est suffisante. Enfin, nous pouvons également faire le même type de constat lorsque nous interdisons les conflits entre interfaces, la capacité n'augmentant que marginalement (fig. 3.4c).

Impact pratique de l'assignation sur IEEE 802.11s

Nous avons finalement souhaité valider ces résultats sur des modèles de réseau plus réalistes. Pour ce faire, nous avons interfacé notre modèle de résolution de PLNE à ns3, et simulé le comportement complet de IEEE 802.11s en prenant le modèle de propagation radio par défaut de ns3.

Nous avons donc le schéma représenté sur la figure 3.5 :

1. Nous effectuons une découverte de voisinage pour découvrir la topologie radio que nous aurions avec du simple canal ;
2. Nous injectons cette topologie dans Cplex pour qu'il nous ressorte l'assignation de canaux correspondant à une certaine stratégie ;
3. Nous utilisons ensuite cette assignation de canaux avec IEEE 802.11s.

Afin de rester concis, nous ne présenterons ici que la figure 3.6 représentant la capacité réelles des différentes stratégies. Nous voyons bien que nous arrivons à augmenter la capacité par rapport à l'assignation type *canal commun*, et que cet impact est d'autant plus important qu'un routeur a peu d'interfaces. Par ailleurs, nous pouvons également vérifier que l'assignation sans-conflit montre son intérêt pratique : elle permet bien d'obtenir une capacité plus élevée en simulation, limitant les collisions entre paquets

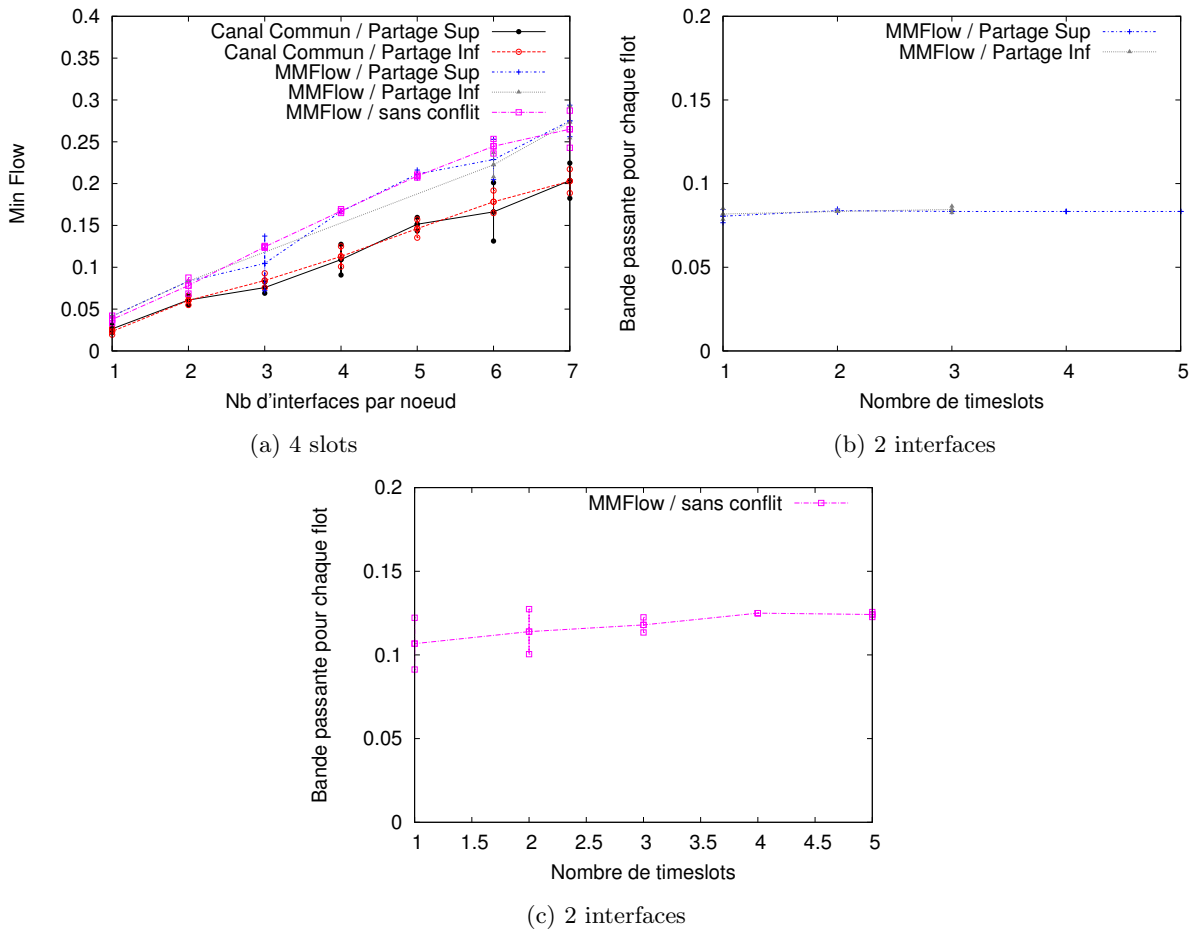


FIGURE 3.4 – Résultats numériques (25 noeuds, 10 canaux)

de données et de contrôle. Nous avons notamment pu mettre en exergue des problèmes d'instabilité au niveau du routage créés par ces collisions.

3.2.5 Limites et Perspectives

Dans ces travaux, nous avons essayé de caractériser les réseaux maillés multiradio en multicanal. Après avoir proposé une classification des différentes stratégies d'assignation des canaux et de gestion des interfaces, nous avons étudié dans un premier temps comment proposer une primitive efficace de type broadcast dans un voisinage multicanal changeant. Par ailleurs, nous avons également analysé l'impact de l'assignation de canal sur la capacité du réseau : notre formulation est suffisamment générale pour pouvoir comparer n'importe quelle solution. Nous avons également analysé l'impact pratique de ces assignations en simulation.

Ce travail représente un début d'étude dans ce domaine. Ainsi, nous avons mis en exergue le fait qu'une assignation sans-conflit se comporte de façon plus efficace que si nous autorisons deux noeuds interférant entre eux à rentrer en contention. Il nous reste à proposer une stratégie efficace exploitant le mode MCCA (réservation d'opportunités périodiques de transmission dans IEEE 802.11s) pour pouvoir implémenter une telle stratégie.

La formulation PLNE reste compliquée à résoudre, le temps de calcul augmentant exponentiellement avec le nombre de timeslots et la densité du réseau. Comme nous l'avons remarqué, le nombre de timeslots possède un impact au final limité sur la capacité. Cependant, il serait pertinent d'en modifier la résolution pour l'accélérer.

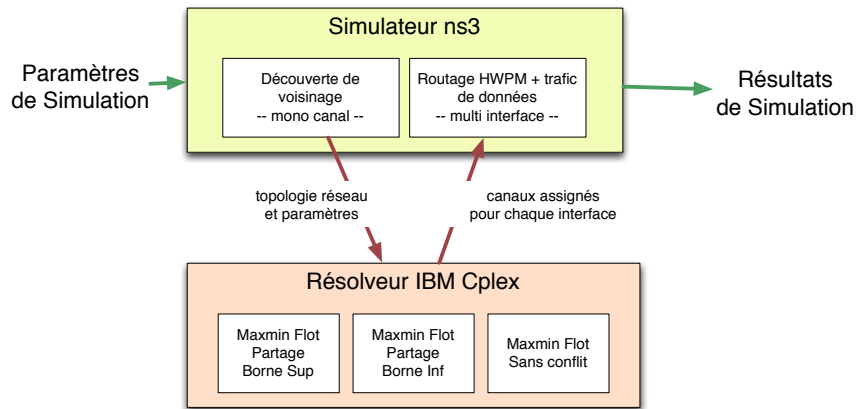


FIGURE 3.5 – Interactions entre Cplex et ns3

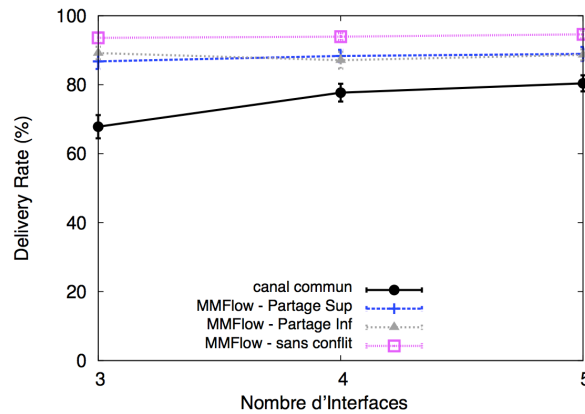


FIGURE 3.6 – Taux de livraison selon la stratégie d'assignation de canaux

Par ailleurs, nous avons pu mettre en exergue lors des simulations des problèmes de stabilité du protocole de routage HWMRP dans IEEE 802.11s. Les paquets de contrôle et de données rentrant en collision, des informations essentielles au maintien du réseau sont perdues. Ce problème résulte en une certaine instabilité du réseau, re-crédant des routes continuellement.

Enfin, nous avons l'intuition que dans un réseau maillé le multichemin est important pour maximiser le débit. Dans un cas réaliste, le trafic n'est pas uniformément réparti entre les noeuds. Par ailleurs, des réseaux maillés pourraient également servir dans le futur à interconnecter des îlots de réseaux de capteurs actionneurs, servant ainsi de dorsale de collecte de trafic pour l'Internet des Objets. Ainsi, le routeur de bordure ne serait plus l'unique extrémité de tous les flots. Dans de tels scénarios, un chemin différent pour chaque flot permettrait de réduire les interférences entre flots. Nous avons commencé à explorer cette problématique avec Carina Teixeira de Oliveira, regardant comment exploiter plusieurs interface radio de façon réactive tout en estimant la bande passante résiduelle et les interférences intra et inter-flots. Son départ en post-doctorat a temporairement suspendu cette piste.

3.3 Réseaux maillés simple interface multicanal : Molecular MAC

Considérons maintenant un réseau plus contraint de routeurs sans-fil simple interface. IEEE 802.11 est connu pour fonctionner de façon particulièrement inefficace dans cette situation [Cha+05].

En effet, une topologie multisaut implique une asymétrie de vue : deux émetteurs peuvent ne pas avoir la même vision du canal. Nous faisons donc face aux problèmes des terminaux cachés, bloqués, ou

exposés [Cha+05 ; IR06].

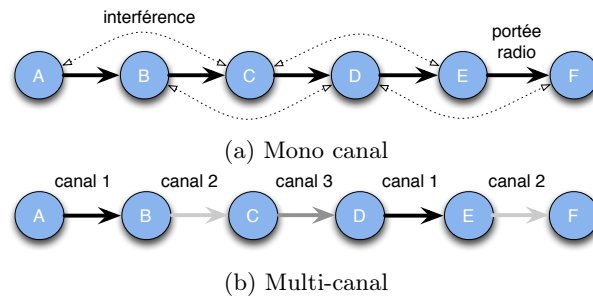


FIGURE 3.7 – Topologie de la chaîne

Considérons une topologie sous forme de chaîne, telle que décrite dans la figure 3.7a. Nous supposons qu'une paire de nœuds distants de 2 sauts interfèrent entre eux (liens discontinus). Lorsque A transmet une trame à B, il bloque les transmissions de C. Ainsi, le débit diminue rapidement avec un nombre de nœuds croissant dans cette chaîne (cf. Figure 3.8 et [Cha+05]).

Si au contraire des liens interférant utilisent des canaux différents, nous pouvons multiplexer les transmissions sur plusieurs canaux (cf. transmissions A-B et C-D dans la figure 3.7b). Nous obtiendrions ainsi un meilleur débit. Utiliser plusieurs canaux permet également d'augmenter le débit dans des cas classiquement défavorable à IEEE 802.11. Lorsque 3 paires sont par exemple en contention tel qu'illustré sur la figure 3.9, les paires extrêmes monopolisent le médium [Cha+05] : la paire interne n'observe jamais un médium libre, menant à une situation d'iniquité importante. Si au contraire la paire du milieu opère sur un canal différent, nous n'avons plus un tel problème.

Cependant, un routeur sans-fil mono interface lorsqu'il utilise plusieurs canaux peut souffrir du problème de *surdité* : il doit connaître a priori le canal utilisé par le récepteur. Molecular MAC se focalise sur la gestion efficace du multicanal sans surdité. Le protocole fonctionne avant tout en mono-interface.

Deux grandes classes de solutions existent pour faire du multicanal dans la couche MAC. MMAC (Multi-Channel MAC) propose d'établir des points de rendez-vous périodiques [SV04]. Durant ces rendez-vous, l'ensemble des nœuds doit échanger des paquets de contrôle pour réserver les canaux qui seront utilisés ensuite pour l'échange des données. MMAC réduit par exemple la probabilité d'utiliser le même canal dans la topologie des 3 paires, mais la réservation sans interférence reste toujours complexe à effectuer.

SSCH (Slotted Seeded Channel Hopping) [Bah+04] divise le temps en slots. Chaque nœud choisit une séquence pseudo-aléatoire de saut de fréquences, et publie la graine utilisée pour cette suite pseudo-aléatoire. Si un nœud connaît la graine de ses voisins, il peut ainsi savoir quand il peut échanger avec lui des paquets. Cependant, il existe peu de chances que les séquences de 2 voisins souhaitant communiquer se recouvrent durant tous les timeslots. En particulier, la probabilité de collision est réduite en même temps que la bande passante utilisable en moyenne entre deux voisins.

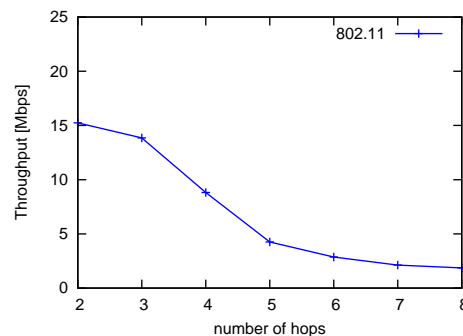


FIGURE 3.8 – débit en fonction du nombre de sauts dans la chaîne en simple canal

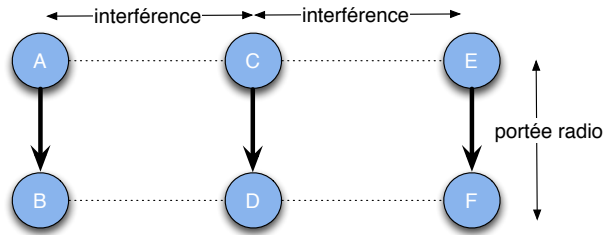


FIGURE 3.9 – 3 paires parallèles dans le cas du mono-canal

Question scientifique étudiée

Comment exploiter efficacement un réseau de noeuds avec une seule interface radio et diminuer voir supprimer les cas pathologiques apparaissant avec IEEE 802.11 ?

3.3.1 Molecular MAC

Nous avons donc proposé Molecular MAC [Nas+09 ; Nas+08] qui présente les propriétés suivantes :

1. il supprime toute surdité ;
2. il multiplexe les transmissions à travers des canaux orthogonaux ;
3. les transmissions en contention se ramènent au cas d'une cellule IEEE 802.11, supprimant ainsi les problèmes types noeuds cachés, exposés et bloqués ;
4. le réseau est organisé : certains noeuds restent sur un canal tandis que d'autres *sautent* de canal pour autoriser les communication multisaut.

Molecular MAC est un des chapitres de la thèse de **Mohammad Nassiri** co-encadré par Martin Heusse et Andzej Duda lorsqu'il était doctorant au LIG.

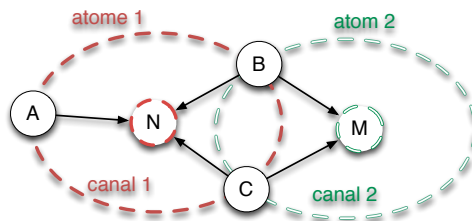


FIGURE 3.10 – 2 atomes partageant 2 électrons

Nous adoptons une analogie avec une *molécule* pour organiser le réseau (figure 3.10). Un atome représente la brique de base du réseau : il est composé d'un *noyau*, utilisant un canal fixe pour communiquer avec un ensemble d'*électrons*, voisins directs. L'ensemble des atomes forme une molécule, les électrons participant à plusieurs atomes pour interconnecter les noyaux et offrir une connectivité multisaut.

Dans la figure 3.10, les deux noyaux *N* et *M* utilisent des canaux disjoints fixes. Au contraire, les électrons *B* et *C* appartiennent aux 2 atomes, et utilisent tantôt le canal 1, tantôt le canal 2 selon le noyau avec lequel ils communiquent. Nous supprimons la surdité car nous n'autorisons que les communications entre un noyau et un électron.

Pour fonctionner sans interférence, des atomes interférant devront utiliser des canaux orthogonaux. Par ailleurs, nous utilisons les noyaux comme des *point d'accès virtuels* : ils collectent le trafic de leurs électrons avant de le relayer. En particulier, deux électrons doivent obligatoirement passer par l'intermédiaire d'un

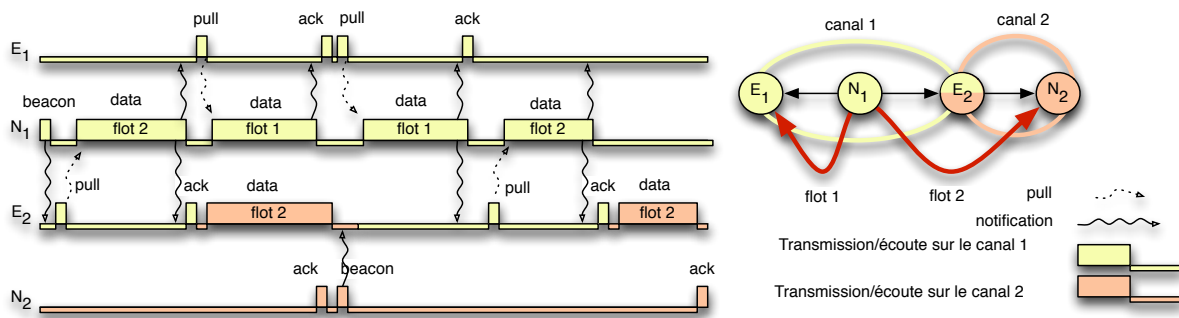


FIGURE 3.11 – Mécanisme de type pull et notifications pour les paquets relayés entre E_1 et N_2 .

noyau, sans quoi nous ferions face au problème de surdité : il n'est pas possible de connaître a priori le canal utilisé à un moment donné par un électron.

Evitement de la surdité

Nous résolvons le problème de surdité avec Molecular MAC de plusieurs façons :

- seules les communications (noyau \leftrightarrow électron) sont autorisées ;
- lorsqu'un électron souhaite envoyer un paquet au noyau voisin, il suffit d'exécuter l'algorithme CSMA-CA classique de IEEE 802.11, sans surdité. En effet, le noyau destination reste en écoute sur un canal fixe ;
- en sens inverse, un noyau notifie la liste des destinations en attente à ses électrons voisins. Un électron est tenu d'écouter chacun des atomes auxquels il appartient régulièrement. Lorsqu'il est notifié d'un paquet en attente, un électron doit lui envoyer un paquet **Clear To Send** pour notifier le noyau correspondant qu'il est prêt à recevoir ses paquets.

Récupération des notifications

Un noyau notifie un électron de deux manières possibles :

1. la liste des destinations est incluse dans les paquets de données envoyés par le noyau ;
2. si aucune activité n'est présente sur le canal pendant T_b , le noyau crée périodiquement des paquets de balise (**beacons**) incluant cette liste. Dans nos simulations, nous avons choisi de générer un **beacon** si le canal reste libre sans activité pendant au moins 5 ms.

Si le réseau est suffisamment chargé, aucun paquet de **beacons** n'est envoyé.

Un électron appartenant à plusieurs atomes doit éviter de créer des *famines* pour certains des atomes auxquels il appartient. Ainsi, un électron doit changer de canal tous les T_N afin de récupérer les notifications des autres noyaux. Par ailleurs, un électron choisit aléatoirement d'envoyer une trame dans son buffer ou de récupérer un paquet notifié afin de maximiser l'équité.

La figure 3.11 illustre le mécanisme de type pull. L'électron E_1 écoute en permanence sur le canal 1 et reçoit toutes les notifications de son noyau incluses dans ses paquets de données. Au contraire, l'électron E_2 saute continuellement de canal entre ses deux atomes, envoyant un **Clear To Send** lorsqu'il est notifié par N_1 que des paquets sont en attente pour lui.

Optimization : réponse immédiate

Afin d'améliorer le débit, nous proposons un mécanisme de notification rapide. Ainsi, lorsqu'un électron envoie un paquet de données à un noyau, il peut répondre en concaténant à la fois une trame de données et le paquet d'acquiescement. Nous supprimons ainsi le besoin des **Clear To Send**, réduisant ainsi le trafic de contrôle sur le médium. La figure 3.12 illustre cette séquence de trois trames **data/data/ack**.

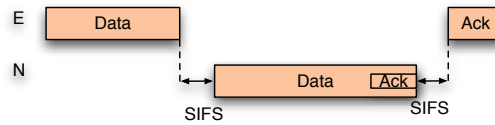


FIGURE 3.12 – Optimization avec réponse immédiate dans le cas d’une transmission électron→noyau.

TABLE 3.1 – Paramètres de simulation

Durée	240s
Débit	54Mb/s
Seuil de réception de paquet	-86dBm
Puiss de tx	5mW
RTS/CTS	désactivé
Taille du buffer	256 kbits
Taille des paquets	1,500 bytes
T_b : temps max entre deux notifications	5ms
T_N : temps d’écoute max sur un canal	10ms
Hello interval (Molecular)	1s
Beacon Interval (MMAC)	25ms
ATIM Window (MMAC)	5ms

Multi-interface

Bien que Molecular MAC soit originellement conçu pour le cas du mono-interface, le protocole peut également gérer des noeuds à interfaces multiples. Un noeud a simplement à assigner un rôle à chacune de ses interfaces, offrant ainsi une connectivité possible différente avec tous ses voisins. Par contre, un protocole de routage doit pouvoir choisir les routes optimales, en tenant compte des rôles de chaque interface. Il est par exemple plus efficace d’exploiter un lien allant d’un électron vers un noyau que dans la direction imposée : aucune notification n’est nécessaire.

Evaluation de performances

A des fins de concision, nous ne présenterons ici que les résultats obtenus par simulation pour une topologie aléatoire de 50 noeuds. Nous avons comparé :

Molecular MAC

MMAC : le protocole MMAC utilisant un rendez-vous périodique pour réserver les canaux pour les paquets de données ;

80211 : IEEE 802.11 avec un seul canal ;

Les paramètres de nos simulations réalisées sous opnet sont représentés dans le tableau 3.1, en utilisant la couche MAC IEEE 802.11a.

La figure 3.17 illustre les résultats obtenus. Nous vérifions que IEEE 802.11 avec un seul canal mène à des débits médiocres, pénalisant également sévèrement l’équité. MMAC sature rapidement en terme de débit, ne réussissant pas à exploiter pleinement tous les canaux : nous voyons notamment que le délai devient très important même à faible charge, mettant en exergue des problèmes de relais sur plusieurs sauts complexes. Au contraire, Molecular MAC arrive bien à optimiser le débit et l’équité globale du réseau, ne saturant qu’à des charges très élevées. Le débit est quasiment multiplié par 5 en comparaison de MMAC. Le délai de bout en bout est plus élevé à faible charge : la notification à travers les **beacons** prends tu temps. Par contre, un trafic plus important à tendance à faire baisser le délai, montrant bien tout l’intérêt de Molecular MAC.

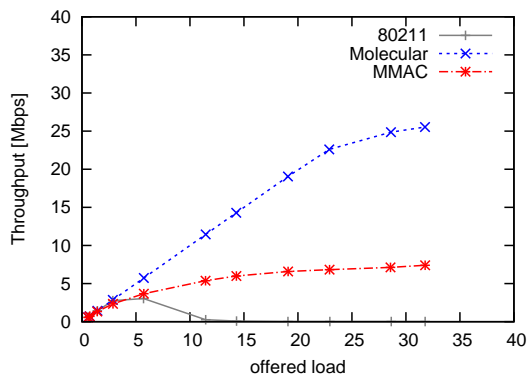


FIGURE 3.13 – Débit agrégé

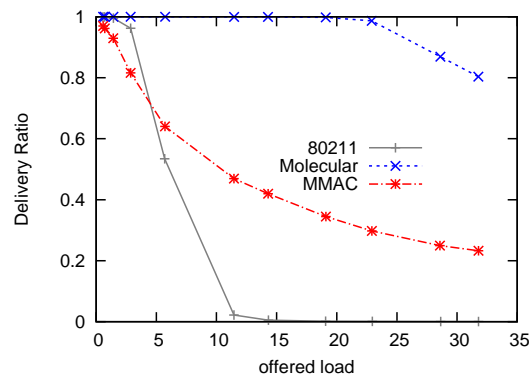


FIGURE 3.14 – Taux de livraison

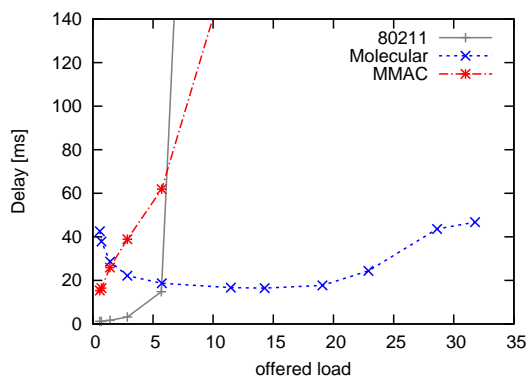


FIGURE 3.15 – Délai de bout en bout

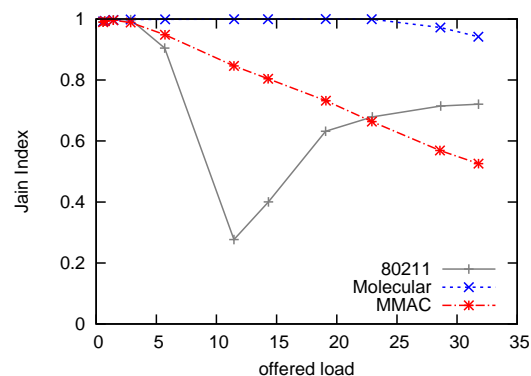


FIGURE 3.16 – Index d'équité de Jain

FIGURE 3.17 – Topologies aléatoires de 50 noeuds répartis uniformément dans un disque de rayon 270 m

3.3.2 Construction de la molécule

Nous avons passé sous silence dans la section précédente la manière d'obtenir la structure en forme de molécule. En effet, nous devons assigner un rôle à chaque noeud (soit noyau soit électron) tout en maintenant les propriétés suivantes :

- maintenir la connectivité, sachant que seules les communications entre noyaux et électrons sont permises ;
- maximiser la capacité ;
- limiter l'allongement des routes qui pourrait avoir un impact sur la fiabilité.

Question scientifique étudiée

Quelles sont les heuristiques permettant d'attribuer des rôles à chaque noeud tout en permettant de maximiser la capacité équitable du réseau avec Molecular MAC ?

Tous les travaux relatifs à la construction de cette molécule sont le résultat de postdoc de **Benoit Darties** lorsqu'il était au LIG (2008 - 2009).

Construction d'un ensemble dominant faiblement connecté

Lorsque nous regardons de plus près la structure de la molécule, nous pouvons noter qu'il s'agit en réalité d'un ensemble dominant faiblement connecté (WCDS) particulier. Un WCDS est constitué d'un ensemble de sommets dits dominant, i.e. tout sommet non dominant est voisin dans le graphe d'un sommet dominant. Par ailleurs, le graphe ne comprenant que des arêtes dont l'une des extrémités est un dominant reste connexe.

Ainsi, une molécule est un WCDS auquel nous rajoutons la contrainte suivante : le graphe ne comprenant que les arêtes (dominant, dominé) reste connexe. Autrement dit, nous pouvons enlever les arêtes entre dominant sans rompre la connexité.

Nous devrions minimiser le nombre de noyaux dans le réseau pour éviter les interférences : deux noyaux interférant devraient utiliser des canaux orthogonaux, en nombre limité. Ce problème de construction de WCDS avec une cardinalité donnée étant connu comme NP difficile [Dun+97], nous avons donc proposé les stratégies suivantes [The+09b] :

Ensemble dominant indépendant : des noyaux sont choisis aléatoirement tandis que leurs voisins deviennent leurs électrons. Cette approche ne garantit pas la connexité du réseau. La probabilité de connexité augmente lorsque la densité augmente (elle devient proche de 99% pour 10 voisins en moyenne) ;

Arbre recouvrant : un arbre recouvrant est construit de façon distribuée dans le réseau, et tous les noeuds de profondeur paire deviennent noyau. Nous avons également proposé des règles basés sur l'algorithme de [WL01] pour réduire le nombre de noyaux inutiles.

Formulation PLNE : afin d'avoir une base de comparaison, nous avons formulé le problème de maximisation de la capacité dans un tel réseau sous la forme de programmation linéaire en nombre entiers. Cette approche centralisée fournit donc une borne supérieure de ce que nous pourrions obtenir de façon distribuée.

Les résultats numériques montrent que les heuristiques distribuées mènent à une structure correcte (connexe) mais encore peu performante en terme de capacité.

Nous avons donc proposé la solution *potatoes* de type *diviser pour régner* [Dar+09a] : nous créons de façon distribuée un arbre recouvrant, et un certain nombre de clusters sur cet arbre (fig. 3.18). Les clusters sont créés de façon hiérarchique selon la profondeur dans l'arbre. L'optimisation PLNE est ensuite exécutée par le chef de cluster (appelé *leader*), qui affecte les rôles à chaque membre de son cluster. Un soin plus particulier est donné pour interconnecter les clusters, forçant les rôles des noeuds frontière avec un cluster de plus haut rang (profondeur inférieure).

2-approximation

Nous souhaitons aller plus loin et offrir une solution avec garantie de performances. Nous avons notamment remarqué qu'il s'agissait d'une forme assez particulière de WCDS que nous avons appelé *réversible* : les rôles de dominants et dominés peuvent être échangés, la structure gardant sa propriété de WCDS [Dar+09b]

Après avoir prouvé que le problème de maximisation du nombre d'arêtes restant dans le WCDS réversible est NP-complet, nous avons proposé une 2-approximation. Intuitivement, ce type de structure de graphe se rapproche d'un graphe bipartite. Nous décidons donc de façon itérative le rôle de chaque noeud en le plaçant de façon gloutonne dans l'un des 2 ensembles (dominant ou dominé) de telle sorte que nous maximisons le nombre d'arêtes restantes dans le graphe du WCDS réversible.

Nous avons au final transformé cette 2-approximation en une version protocolaire. Nous élisons au préalable un leader, puis chaque noeud choisit localement de façon gloutonne le rôle lui permettant de maximiser le nombre de liens radio à garder avec ses voisins ayant déjà décidé d'un rôle. Un mécanisme d'horodatage permet à chacun de détecter les décisions incohérentes, et les corriger.

Cette approche de maximisation du nombre de liens radio à garder dans la structure moléculaire permet bien au final d'augmenter le débit, comme nous l'avons montré dans des simulations [Dar+09b].

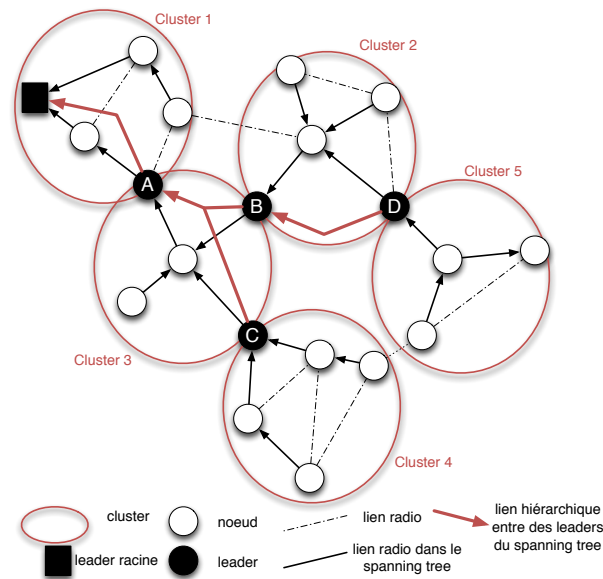


FIGURE 3.18 – Organisation hiérarchique de l'approche potatotes

3.3.3 Découverte de voisinage

Un nouvel entrant doit pouvoir découvrir son voisinage et s'insérer dans une molécule déjà construite. Nous avons donc proposé un mécanisme de découverte et de maintien du voisinage adapté à Molecular MAC [Abd+10]. Par ailleurs, nous y avons couplé une solution distribuée d'affectation de canaux afin de minimiser les interférences dans le réseau.

Ce travail est le sujet de master recherche de **Dora Abdelali** que j'ai eu la chance d'encadrer au LIG (2008 - 2009).

Un noeud entrant va simplement scanner itérativement tous les canaux pour découvrir les noyaux. S'il reste au minimum T_b sur un canal, il recevra forcément un paquet du noyau en écoute sur ce canal (sans activité durant T_b , un noyau génère un **beacon** de notification).

Par ailleurs, un électron va aider les noyaux voisins à mesurer l'activité sur tous les canaux, afin de choisir de façon gloutonne le canal le moins chargé. Un électron va donc mesurer en continu le nombre de paquets émis et reçus appartenant à un atome (l'identifiant du noyau étant soit source, soit destination), le nombre de fois où il détecte une porteuse mais aucune trame (interférences), et le nombre moyen de retransmissions pour ses paquets (collisions). Ces mesures reportées et agrégées par le noyau lui permettront de choisir le canal le moins chargé, en tenant compte de la charge des atomes interférant.

Nous avons enfin étudié analytiquement le temps moyen de découverte, et le pourcentage de temps dédié à la découverte de voisinage et la mesure d'activité.

3.3.4 Limites et Perspectives

Nous avons présenté le protocole Molecular MAC permettant de supprimer les cas pathologiques créés par IEEE 802.11 dans les topologies multisaut. En organisant de façon adéquate le réseau en une molécule, nous permettons à certains noeuds de garder un canal statique, tandis que les électrons sautent d'un canal à l'autre sans souffrir de surdité. Les mécanismes MAC de notification et récupération des paquets permettent d'autoriser les communications dans les deux sens, entre un électron et un noyau.

Nous avons également proposé des heuristiques permettant d'assigner de façon distribuée les rôles de noyaux et d'électrons à chacun des noeuds. Ce problème est relatif à la construction de ce que nous avons appelé un *WCDS réversible* avec maximisation du nombre d'arêtes. Ce problème de WCDS est largement utilisé dans la littérature des réseaux radio multisaut, que ce soit par exemple pour le routage dans les

réseaux de capteurs [Cha+12], ou la diffusion dans les réseaux maillés [Cho+06]. Ainsi, nous pensons que ces propositions ont un intérêt plus large que seulement couplé à Molecular MAC.

Nous n'avons pas dans ces travaux pris en compte la qualité d'un lien radio. Ainsi, il serait sans doute pertinent de modifier la structure d'un WCDS réversible pour l'adapter à l'exploitation d'un graphe pondéré. Cependant, cette piste est à notre connaissance vierge.

Bien que des auteurs ont reporté qu'un changement de canal peut être effectué par les cartes radio IEEE 802.11abg actuelles en moins de 30 μ s, il resterait à évaluer expérimentalement Molecular MAC. Une telle expérimentation ne serait pas chose aisée, Molecular MAC modifiant plusieurs mécanismes de IEEE 802.11 :

- le mécanisme d'inclusion des destinations en attente dans les paquet de données et **beacons** reste simple à implémenter ;
- le **Clear To Send** devrait sans doute être implémenté dans les cartes actuelles avec un délai de réponse supérieur à SIFS, le noyau devant sans doute mettre plus longtemps à répondre par un paquet de données. Par contre, si nous forçons l'électron à rester suffisamment longtemps sur le même canal, le noyau pourra utiliser CSMA-CA pour sa réponse sans risque de surdité, mais consommant une part non négligeable de la bande passante.
- le mécanisme de notification rapide ne devrait sans doute pas être implémentable dans les cartes actuelles à cause du délai de réponse.

Enfin, nous nous sommes focalisés sur la couche MAC : comment multiplexer les transmissions efficacement ? Cependant, un protocole de routage exploitant cette topologie multicanal particulière reste encore à proposer. Nous avons dans nos simulations calculé uniquement les plus courtes routes en nombre de sauts, sans tenir non plus compte de la qualité des liens radio utilisés. Ainsi, un tel protocole devrait présenter les propriétés suivantes :

- répartir la charge entre tous les atomes ;
- éviter de passer par les mêmes liens d'interconnexion ente deux atomes ;
- implémenter un mode multichemin afin de répartir spatialement des flots qui sinon interféreraient.

3.4 Réseaux de capteurs simple interface avec contrainte en énergie : IEEE 802.15.4 multicanal

Après s'être focalisés sur l'exploitation du multicanal dans les réseaux radios maillés, nous avons souhaité nous intéresser au cas des réseaux contraints en énergie tels que les réseaux de capteurs. Le standard IEEE 802.15.4-2006 existe actuellement pour régir l'accès au médium dans ce type de réseau. Nous avons décrit brièvement son fonctionnement dans le chapitre 2.1.

Cependant, la méthode d'accès au médium de IEEE 802.15.4-2006 est très agressive. En effet, tous les noeuds se réveillant au début de la partie active de leur père rentrent en contention. Coupant leur radio au cours de leur backoff, ils jettent leur paquet si le médium est occupé 2 fois de suite (valeur par défaut du paramètre `macMaxCSMABackoffs`). Ainsi, de nombreux paquets sont jetés en début de partie active, même si les buffers sont vides par la suite : les noeuds ne peuvent pas exploiter pleinement la bande passante radio. Les performances de IEEE 802.15.4-2006 deviennent très médiocres même dans une étoile lorsque le nombre de noeuds augmente, tel que l'illustre la figure 3.19.

Question scientifique étudiée

Est-il possible d'exploiter IEEE 802.15.4 en mode multicanal afin de limiter les interférences et donc les collisions entre différents coordinateurs ? Par ailleurs, comment ajuster les valeurs des paramètres du protocole afin qu'il opère toujours dans les conditions optimales ?

Tout ce travail sur IEEE 802.15.4 représente le sujet de la fin de thèse de **Nazim Abdeddaim** que j'ai eu la chance de co-encadrer avec Andrzej Duda au LIG (sept. 2007 - Oct. 2009).

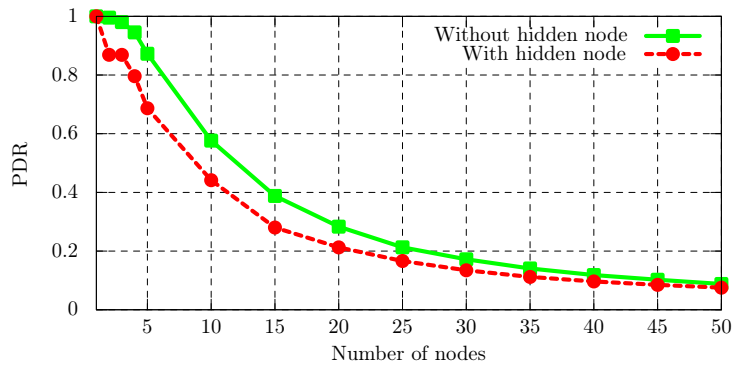


FIGURE 3.19 – Débit atteignable par IEEE 802.15.4-2006 en mode avec balise dans une topologie en étoile, simulé avec wsnet

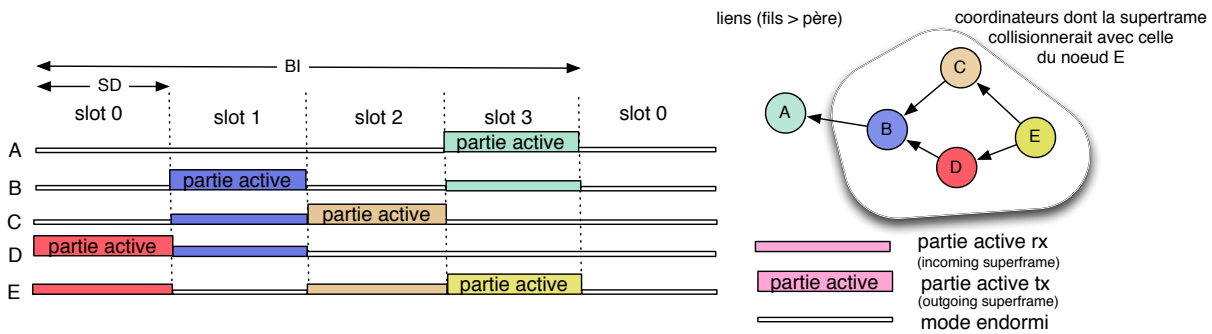


FIGURE 3.20 – Ordonnancement des parties actives dans IEEE 802.15.4-2006

3.4.1 Extension multicanal pour IEEE 802.15.4

Ayant étudié l'intérêt du multicanal pour les réseaux IEEE 802.11, nous avons naturellement pensé que cette technique pouvait également trouver un intérêt dans les réseaux plus fortement contraints en énergie tels que les réseaux de capteurs. Bien que ces réseaux soient conçus pour relayer une quantité faible de paquets, le fait qu'ils opèrent à des faibles taux d'éveil (*duty cycle ratio*) les oblige à toujours fonctionner autour du seuil de saturation. En effet, si le réseau n'est pas assez chargé, il est logique que le *duty cycle* diminue pour augmenter la durée de vie du réseau. Le mode beacon avec la topologie cluster-tree est nécessaire pour les réseaux multisaut à contrainte en énergie (cf. chapitre 2.1.4).

L'ensemble des coordinateurs forme un arbre et chacun d'eux doit maintenir sa propre partie active pour échanger des paquets avec ses fils. La norme stipule que deux parties actives entre un père et son fils doivent être séparées de `starttime`. Dans la figure 3.20, nous avons représenté un exemple d'ordonnancement possible des parties actives permettant d'éviter efficacement les collisions. En particulier, les parties actives de A et de E sont concomitantes car ces deux coordinateurs n'interfèrent pas entre eux. Au contraire, D et C devraient choisir des `starttime` différents pour limiter les collisions.

[Mut+09] ont proposé MeshMac qui ordonnance les parties actives en collectant les informations du 2-voisinage. Les auteurs introduisent de nouvelles primitives MAC pour scanner le voisinage et demander explicitement la liste des voisins à un noeud. Cependant, un scan rends sourd aux autres transmissions. [Kou+08] ont présenté une approche centralisée permettant d'affecter les temps d'activité à chaque coordinateur. [JK07] ont proposé de créer une partie dédiée aux beacons en début de partie active : plusieurs coordinateurs peuvent partager la même partie active sans que leurs beacons collisionnent. Cependant, les trames de données continuent à collisionner.

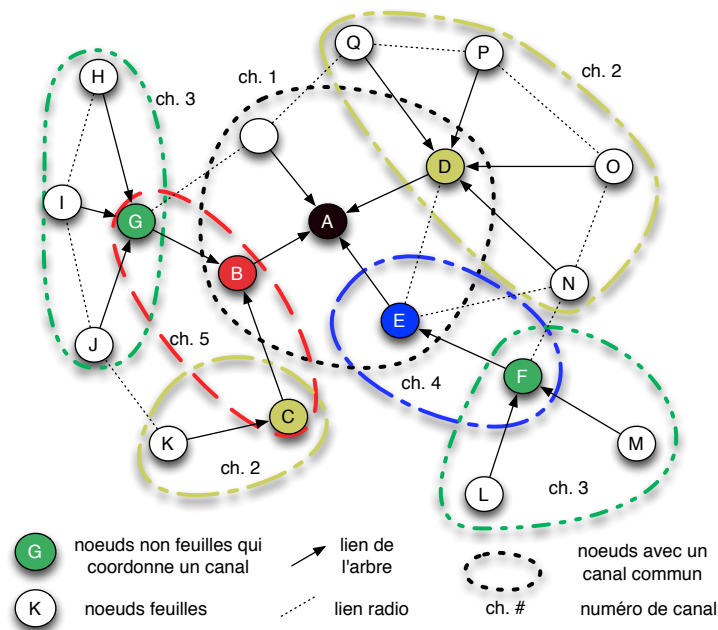


FIGURE 3.21 – Cluster-tree utilisant plusieurs canaux

Cluster-tree multicanal

Comme cet ordonnancement est compliqué à obtenir, nous avons donc proposé de créer un cluster-tree multicanal [NAP12; Abd+12] comme illustré sur la figure 3.21. Tout coordinateur possédant au moins un enfant doit donc choisir à la fois un canal et une partie active

Découverte de voisinage et maintien des informations

La découverte de voisinage en environnement multicanal peut être très longue à exécuter, surtout lorsque la durée de la partie active (Superframe Duration) n'est pas connue a priori [Kar+13]. Ainsi, 96 minutes sont en moyenne nécessaires pour découvrir un coordinateur lorsque le réseau utilise BO=14.

Nous avons donc proposé d'utiliser un canal de contrôle sur lequel un coordinateur DOIT envoyer un paquet hello lorsqu'il ne participe ni à sa partie active, ni à celle de son père. Ce temps est choisi

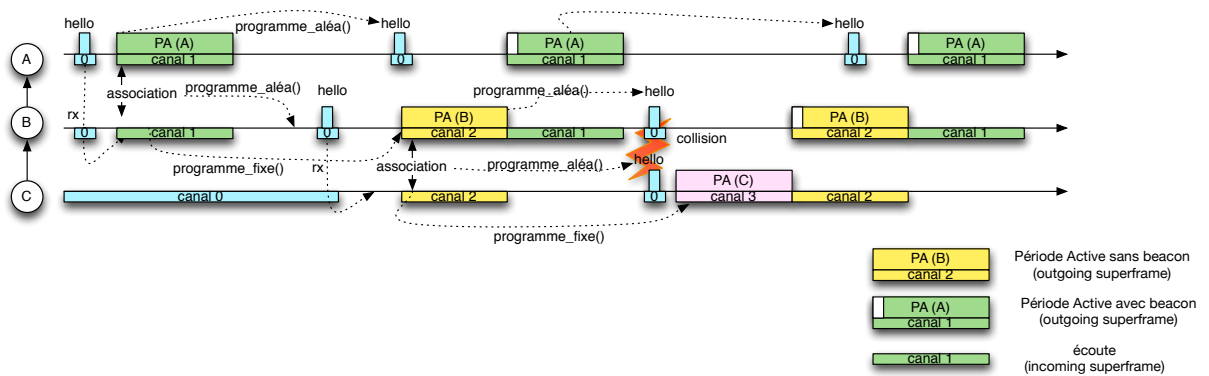


FIGURE 3.22 – Exemple du processus de découverte

aléatoirement parmi l'espace vide, afin d'éviter des collisions répétées avec un coordinateur ayant choisi le même moment. Un paquet `hello` contient

- les identifiants des voisins ;
- leur partie active ;
- leur profondeur ;
- le canal qu'ils utilisent.

La figure 3.22 illustre ce processus. A est le PAN coordinateur et envoie un `hello` sur le canal de contrôle. B le reçoit, extrait l'offset lui permettant de connaître le moment où A maintiendra sa partie active. Il peut ainsi s'associer à A sur le canal A. Il choisit ensuite son propre canal (2) et commence à émettre ses `hellos` pour que par exemple C puisse s'associer aussi au cluster-tree.

Construction de la structure

Pour limiter les collisions, nous proposons de minimiser le nombre de coordinateurs ayant une partie active à maintenir. Ainsi, nous devons maximiser le nombre de feuilles dans le cluster-tree pour créer deux types de coordinateurs :

coordinateur actif : ils ont le même rôle que dans la norme, envoyant leurs `beacons` et maintenant leur partie active ;

coordinateur passif : bien qu'étant Full Function Devices, ils ne maintiennent pas de partie active et n'émettent aucun beacon. Par contre ils autorisent les associations en envoyant un paquet `hello` sur le canal de contrôle. Dès qu'un noeud s'est associé à eux, ils deviennent coordinateurs actifs.

Puisque les performances se dégradent lorsque trop de noeuds sont associés à un même coordinateur, nous avons choisi qu'un nouveau noeud choisisse de s'associer prioritairement à un coordinateur ayant entre 1 et MAX_{fils} . Si un tel coordinateur n'existe pas, le noeud choisit un coordinateur sans fils.

Bien que cette heuristique soit très simple, nous avons vérifié qu'elle fonctionne bien en pratique dans les réseaux denses. Cependant, il serait logique de proposer un algorithme de construction de cluster-tree plus fin à l'avenir.

Allocation de canal et de partie active

Nous avons choisi une heuristique simple pour affecter les parties actives : un noeud place sa partie active en fonction de sa profondeur dans l'arbre. Nous évitons ainsi la surdité : les parties actives de deux noeuds consécutifs seront ainsi opposées.

Nous fixons donc :

$$t_{space} = \frac{BO - SO - 1}{k}, k \geq 2 \quad (3.1)$$

Entre deux beacons, nous pouvons donc placer k parties actives.

Sur la même topologie que précédemment, nous aurions ainsi l'ordonnancement décrit sur la figure 3.23. Les noeuds C et E n'ont pas de fils, ils sont passifs et n'ont pas de partie active. Les noeuds de profondeur paire utilisent le slot 0 tandis que ceux de profondeur impaire utilisent le slot 2.

L'intérêt d'une telle affectation est l'adaptation naturelle possible du cycle d'endormissement. En effet, une branche du cluster-tree peut augmenter la durée d'éveil (paramètre SO) sans aucun impact sur les autres noeuds de l'arbre. Nous pouvons donc avoir des valeurs de SO différentes entre les branches, leur permettant de s'adapter au trafic réel qu'elles relaient.

Enfin, nous avons implémenté une affectation gloutonne des canaux à chacun des coordinateurs actifs pour éviter les collisions entre noeuds de même profondeur.

Performances

Nous avons simulé des topologies de 60 noeuds avec un nombre moyen de voisins de 9. Les flux sont de type CBR convergencast (vers le PAN coordinateur, le long du cluster-tree) avec 1 paquet toutes les 2 minutes. Par défaut, SO=1. Nous avons comparé notre solution avec MeshMac [Mut+09] en supposant que le 2-voisinage est connu a priori pour MeshMac (scénario optimiste). Nous utilisons le simulateur

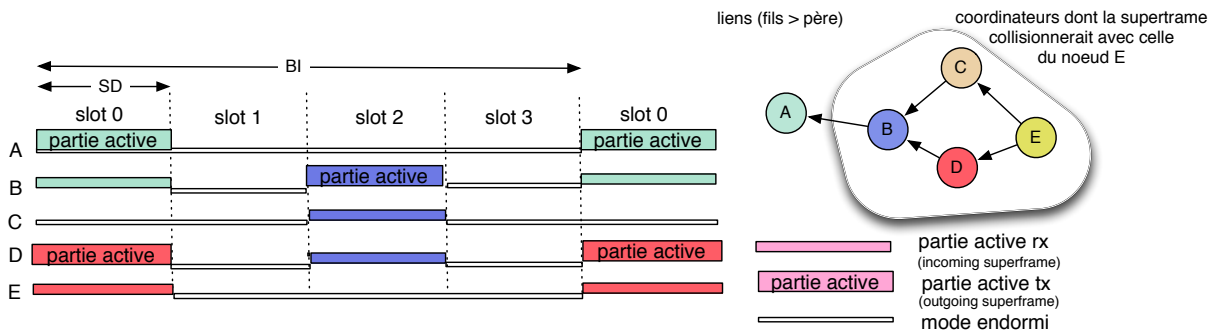


FIGURE 3.23 – Ordonnancement des parties actives en multicanal avec $k=2$

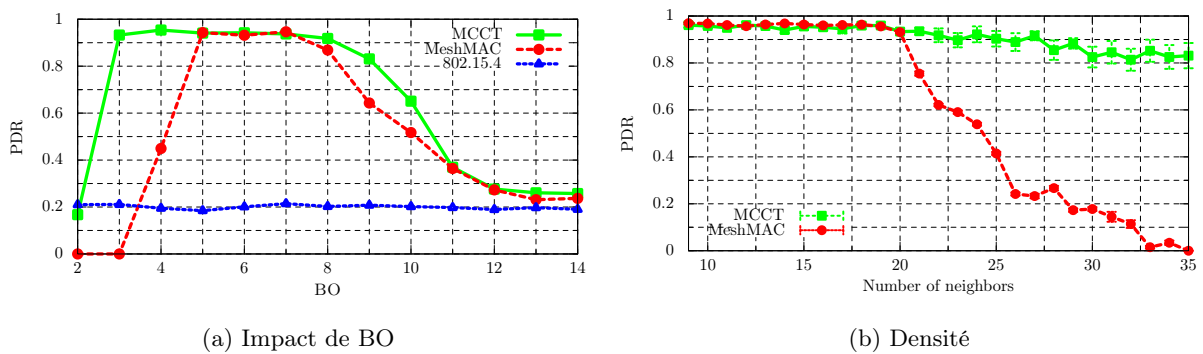


FIGURE 3.24 – Topologie de 60 noeuds, $SO=1$

wsnets avec une couche physique de type shadowing, calibré selon le scénario FB6 (déploiement réel intérieur) présenté dans [CT11] (shadowing, path loss= 1.97, écart type= 2.0, $Pr(2m) = -61.4dBm$).

Avec un intervalle entre 2 beacons élevé, la version de MeshMac fonctionne bien : la pression sur le nombre de parties actives est faible (Fig. 3.24a). Par contre, la version multicanal permet d’augmenter la capacité (valeurs de BO plus petites). Cette propriété est particulièrement intéressante pour par exemple dimensionner BO afin de réduire le délai ou de pouvoir gérer les pics de trafic lorsqu’une alarme est par exemple activée et génère plusieurs remontées d’informations par des capteurs co-localisés.

Lorsque nous considérons des topologies avec des densités plus importantes (Fig. 3.24b), la version multicanal se comporte également mieux, réduisant les problèmes de collisions. Sachant que de nombreuses applications se focalisent sur des déploiements denses (e.g. bâtiments intelligents), nous pensons donc qu’il s’agit d’une propriété intéressante.

3.4.2 IEEE 802.15.4 : auto-adaptation

Accès au médium dans IEEE 802.15.4

Le protocole CSMA-CA est modifiée légèrement par rapport à IEEE 802.11. L’émetteur doit tout d’abord attendre la fin d’un backoff-boundary s’il est en mode balise. Ensuite, il doit tirer un backoff aléatoire dont la valeur est comprise entre 0 et 2^{BE} , pendant lequel il coupe sa radio. A son réveil, l’émetteur sonde le canal 2 fois de suite (CCA). Si le canal est occupé, il doit incrémenter le nombre de retransmissions (NB) et son backoff exponent (BE), et retirer un nouveau backoff si le nombre d’essais maximum n’a pas été dépassé. Si le canal est libre, le paquet est envoyé et l’émetteur attend un acquittement. Les 2 CCA sont suffisamment espacés pour laisser passer l’acquittement.

Cette technique très agressive mène donc à des performances médiocres (Figure 3.19).

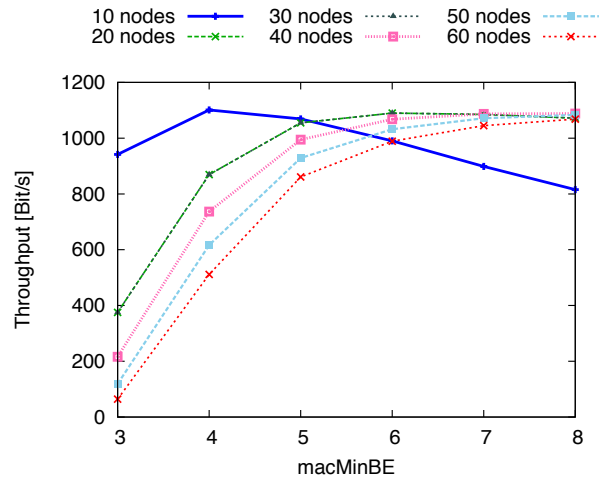


FIGURE 3.25 – Impact de macMinBE sur le débit

Question scientifique étudiée

Avec la version multicanal de IEEE 802.15.4, nous avons un ensemble d'étoiles indépendantes à optimiser (deux étoiles n'interférant plus). Le problème de fiabilité médiocre de IEEE 802.15.4-2006 peut-il être alors réglé par des valeurs plus adéquates des paramètres du protocole ?

Nous avons donc étudié de façon systématique l'impact de chacun des paramètres sur IEEE 802.15.4-2006 [Abd+13]. Nous pouvons résumer notre contribution ainsi :

macMaxCSMABackoffs : nombre maximum de fois où le canal est mesuré occupé avant de jeter une trame. Cette valeur devrait être arbitrairement grande. En effet, sonder le canal coûte peu d'énergie, et jeter une telle trame pourrait sous-utiliser le reste de la partie active.

macMaxFrameRetries : nombre de retransmissions sans acquittement avant de jeter la trame. Ce paramètre a peu d'impact pour une valeur supérieure ou égale à 2, comme déjà mis en exergue par ANASTASI et al. [Ana+09]. Peu de trames sont jetées à cause de cet événement ;

Backoff Exponent (BE) : un nœud choisit un backoff compris entre 0 et 2^{BE} , BE étant initialement fixé à macMinBE et étant incrémenté de 1 à chaque échec de transmission jusqu'à macMaxBE. La figure 3.25 montre que la valeur optimale de ce paramètre dépend grandement du nombre de nœuds en contention, et donc du trafic sur le médium. Nous avons donc cherché une méthode pour trouver dynamiquement la meilleure valeur.

Algorithme d'adaptation de BE

Nous avons tout d'abord dérivé une formulation analytique de la probabilité de collision de IEEE 802.15.4 en nous inspirant de la démarche proposée par idle sense pour IEEE 802.11 [Heu+05]. De façon surprenante, les formulations sont très similaires, malgré l'absence de backoff résiduel, et malgré les CCA consécutifs de IEEE 802.15.4.

En comptant le nombre de slots libres sur le médium, nous sommes donc en mesure de trouver la meilleure valeur pour le Backoff Exponent. Puisque seul le coordinateur doit rester éveillé durant une partie active, nous avons donc choisi qu'il calcule seul la valeur optimale pour BE. Il l'envoie ensuite dans ses **beacons** pour la partie active suivante.

Le trafic pouvant être variable, certaines parties actives peuvent être vides. Le coordinateur prendrait alors une décision agressive de BE minimal, qui créerait des collisions si ses fils ont ultérieurement des

TABLE 3.2 – Paramètres de simulation

Paramètre	Valeur
Aire	100m x 100m
Trafic saturé	toujours des trames à envoyer
Durée	100000 s
Nombre de noeuds	jusqu'à 32
Propagation	Graphes de disque unité
Ratio d'éveil (duty cycle)	1%
Taille des trames	30 octets

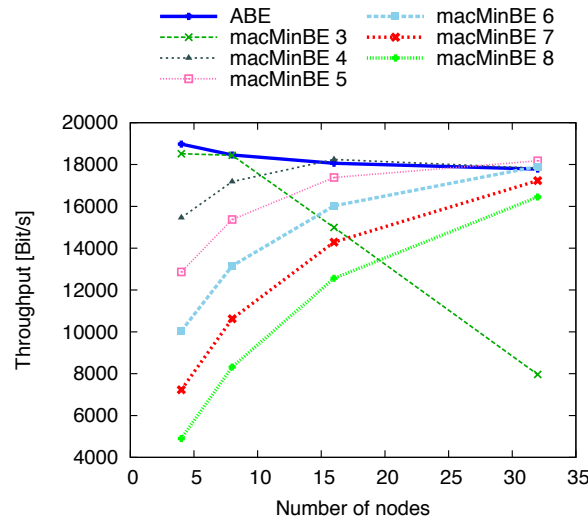


FIGURE 3.26 – débit en conditions saturées

trames à lui envoyer. Nous avons donc choisi au contraire que le coordinateur fixe le BE à sa valeur maximale lorsqu'il ne mesure aucun trafic. Cette approche conservatrice permet de réduire les collisions lorsqu'il y a fluctuation du trafic (ex : trafic poissonnier).

Performances

Nous avons comparé notre solution auto-adaptable (ABE) avec le comportement de IEEE 802.15.4-2006 utilisant des valeurs fixes de BE. Nous avons utilisé wsnet avec les valeurs de paramètres décrites dans le tableau 3.2.

Nous avons pu vérifier qu'en trafic saturé (Figure 3.26), ABE est capable de trouver dynamiquement la meilleure valeur pour BE, quel que soit le nombre de nœuds actifs. Ainsi, nous n'avons plus besoin de trouver et configurer la meilleure valeur possible manuellement lorsque nous déployons un réseau de capteurs utilisant IEEE 802.15.4. Cette auto-adaptation est une propriété clé pour l'Internet des Objets.

Nous avons également vérifié que notre solution se comportait de façon correcte avec un trafic non saturé, ainsi qu'avec un trafic de type poissonnier [Abd+13]. Dans tous les cas, ABE opère toujours autour de l'optimal (à plus ou moins 5%).

3.4.3 Limites et Perspectives

Nous avons ici proposé deux améliorations pour IEEE 802.15.4-2006. Dans un premier temps, nous avons proposé d'utiliser le multicanal, en construisant un arbre à nombre de feuilles maximum, couplé avec un ordonnancement des parties actives basé sur la profondeur dans l'arbre. Nous réduisons ainsi les collisions entre beacons et données, tout en simplifiant l'algorithme d'ordonnancement (canal / partie active). Par ailleurs, nous permettons aussi une adaptation simple du cycle d'endormissement (duty cycle) localisé

dans une branche : seule la branche en question utilise un SO plus élevé, le reste du réseau pouvant s'endormir plus longtemps. Nous autorisons ainsi le réseau à réagir promptement et localement à des augmentations de trafic.

Dans un deuxième temps, nous avons également présenté un mécanisme d'auto-adaptation pour IEEE 802.15.4, réduisant la plupart des problèmes dus à l'agressivité de l'accès au médium. En particulier, nous avons un mécanisme simple pour adapter la valeur du Backoff Exponent aux conditions réelles de contention, inspiré de Idle Sense [Heu+05].

Cependant, nous n'avons pas ici réglé tous les problèmes posés par IEEE 802.15.4. Bien que l'auto-adaptation fonctionne bien dans une étoile, le passage en multiasut est plus problématique. En effet, certains coordinateurs ont plus de trafic à relayer, par exemple parce que la taille de leur sous-arbre est plus important. Il serait donc important d'appliquer une équité proportionnelle. Cependant, pondérer l'équité par la cardinalité du sous-arbre semble dangereux car cette valeur dynamique peut osciller de façon significative. Il serait plus intéressant de le pondérer par la quantité de trafic à relayer (taille du buffer). Cependant, un coordinateur ne connaît pas la charge emmagasinée de chacun de ses fils, rendant l'adaptation délicate. Par ailleurs, nous ne pouvons autoriser une adaptation locale à chaque fils : il ne connaît pas la charge relative de ses frères. Ce problème reste donc encore ouvert.

Récemment, IEEE 802.15.4-2012 a été proposé, modifiant de façon significative IEEE 802.15.4-2006 en créant plusieurs modes. Le mode TSCH implémente du saut de canal couplé avec du TDMA pour réduire le nombre de collisions et augmenter la fiabilité. Cependant, l'implémentation repose actuellement sur un équipement calculant de façon centralisée l'ordonnancement et les routes (le PCE). Cette approche n'est possible que pour un trafic constant et/ou prédictif.

Le mode DSME introduit étends la version précédente en intégrant le concept de multiples supertrames. Par ailleurs, le multicanal peut être implémenté à travers le concept de *channel offset* : chaque noeud suit une séquence de saut de fréquence partant d'un *channel offset* qui lui est assigné au slot 0. DSME organise les supertrames de la même façon qu'avant : notre algorithme devrait donc pouvoir s'adapter à DSME, en utilisant un *channel offset* plutôt qu'un canal fixe. La synchronisation le long du cluster-tree permettrait également de limiter les dérives d'horloge et donc les temps de garde en début de partie active. DSME étends également le concept des GTS : une paire de noeuds quelconque peut réserver un canal pour ses transmissions, i.e. les communications ne passent plus toutes par le coordinateur. L'adaptation de ces GTS à notre solution nous semble, par contre, plus complexe pour éviter les collisions. L'utilisation de canaux dédiés pour les GTS serait possible, mais gâcherait de la bande passante.

3.5 Conclusion

Nous avons présenté ici comment le multicanal permettait de résoudre certains problèmes de la couche MAC, réduisant à la fois le nombre de collisions et améliorant l'équité. Lorsque nous utilisons des noeuds multiradio, le saut de canal semble inutile : le gain très faible en bande passante semble contrebalancé par l'overhead et la complexité. Cependant, gérer efficacement la contention dans une topologie multisaut reste un problème ouvert, comme nous l'avons vu en simulations avec IEEE 802.11s. Les collisions entre trames de données et de contrôle sont en particulière très préjudiciables au fonctionnement du réseau.

Dans les réseaux à simple interface, nous avons proposé Molecular MAC, permettant d'organiser les transmissions dans une molécule : certains noeuds écoutent statiquement sur un canal tandis que d'autres sautent de canal en continu. Cette organisation permet de supprimer la surdité tout en améliorant la capacité réseau. Par ailleurs, aucun mécanisme de synchronisation n'est requis contrairement à la majorité des propositions dans ce domaine. Par contre, un protocole de routage exploitant efficacement ce type de structure reste à proposer.

Lorsque nous intégrons une contrainte énergétique, le multicanal peut également être intéressant pour réduire la complexité d'ordonnancement des temps d'endormissement dans un réseau de capteurs utilisant IEEE 802.15.4-2006. Par ailleurs, nous avons proposé des mécanismes d'auto-adaptation permettant au protocole de toujours fonctionner avec des valeurs optimales de ses paramètres. Nous améliorons ainsi significativement les performances de IEEE 802.15.4-2006, sinon très médiocres, même dans une topologie en étoile.

Pour toutes ces propositions, il reste cependant à proposer un routage efficace : ces couches MAC

présentent certaines propriétés particulières qui doivent être correctement exploitées par les couches supérieures, notamment pour le routage : structure de cluster-tree peu redondante, équilibrage de charge entre canaux, instabilité du lien radio différente selon les canaux. Nous allons explorer notamment cette problématique dans le chapitre suivant.

3.6 Publications relatives

Conférences

- [Abd+10] Dorra ABDELALI, Fabrice THEOLEYRE, Abdelmalik BACHIR et Andrzej DUDA. « Neighborhood Discovery and Activity Monitoring in Multichannel Mesh Networks ». In : *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*. IEEE. Sydney, Australia, 2010.
- [Abd+12] Nazim ABDEDDAIM, Fabrice THÉOLEYRE, Franck ROUSSEAU et Andrzej DUDA. « Multi-Channel Cluster Tree for 802.15.4 Wireless Sensor Networks ». In : *International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)*. IEEE. Sydney, Australia, 2012.
- [Abd+13] Nazim ABDEDDAIM, Fabrice THEOLEYRE, Martin HEUSSE et Andrzej DUDA. « Adaptive IEEE 802.15.4 MAC for Throughput and Energy Optimization ». In : *International Conference on Distributed Computing in Sensor Systems (DCOSS)*. IEEE. Cambridge (MA), USA, 2013.
- [Dar+09a] Benoit DARTIES, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « A Divide-and-Conquer Scheme for Assigning Roles in Multi-Channel Wireless Mesh Networks ». In : *Conference on Local Computer Networks (LCN)*. IEEE. Zurich, Switzerland, 2009.
- [Dar+09b] Benoit DARTIES, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « A restricted-Weakly Connected Dominating Set for Role Assignment in a Multichannel MAC for Wireless Mesh Networks ». In : *Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications (WIMOB)*. IEEE. Marrakech, Morocco, 2009.
- [Nas+08] Mohammad NASSIRI, Fabrice THEOLEYRE, Martin HEUSSE et Andrzej DUDA. « Molecular Architecture for Spontaneous Wireless Mesh Networks ». In : *Scandinavian Workshop on Wireless Ad-hoc & Sensor Networks (AdHoc)*. IEEE. Stockholm, Sweden, 2008.
- [Nas+09] Mohammad NASSIRI, Fabrice THEOLEYRE, Martin HEUSSE et Andrzej DUDA. « Molecular MAC for Multichannel Wireless Mesh Networks ». In : *International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems (MASS)*. IEEE. Macau, Macau, 2009.
- [Oli+11a] Carina Teixeira de OLIVEIRA, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « Broadcast Strategies with Probabilistic Delivery Guarantee in Multi-Channel Multi-Interface Wireless Mesh Networks ». In : *Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop (Med-Hoc-Net)*. IFIP. Favigna Island, Italy, 2011.
- [Oli+11b] Carina Teixeira de OLIVEIRA, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « Connectivity in Multi-Channel Multi-Interface Wireless Mesh Networks ». In : *International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC)*. IEEE. Istanbul, Turkey, 2011.
- [Oli+11c] Carina Teixeira de OLIVEIRA, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « Evaluation de stratégies d’assignation de canaux pour IEEE 802.11s ». In : *Rencontres Francophones sur les aspects Algorithmiques des T’el’ecomunications (ALGOTEL)*. Cap Esterel, France, 2011.
- [Oli+12] Carina Teixeira de OLIVEIRA, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « Channel Assignment Strategies for Optimal Network Capacity of IEEE 802.11s ». In : *International Symposium on Performance Evaluation of Wireless Ad Hoc, Sensor, and Ubiquitous Networks (PEWASUN)*. ACM. Paphos, Cyprus, 2012.
- [The+09b] Fabrice THEOLEYRE, Benoit DARTIES et Andrzej DUDA. « Assignment of Roles and Channels for a Multichannel MAC in Wireless Mesh Networks ». In : *International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*. IEEE. San Francisco, USA, 2009.

Comment router efficacement dans un réseau radio multisauf ?

Je me suis intéressé principalement dans les chapitres précédents au problème de partage de ressources, au sein de la couche MAC. Nous créons ainsi une topologie redondante, limitant les problèmes de noeuds cachés, exposés ou bloqués. Cependant, comment exploiter cette topologie maillée ? Un protocole de routage est obligatoirement nécessaire dans les réseaux radio multisauf.

Je suis convaincu que les couches MAC & routage ne peuvent pas être conçues de façon indépendantes dans un réseau radio multisauf. En effet, la qualité des liens radio est intimement lié à son exploitation par la couche MAC. Ainsi, un protocole de routage devrait par exemple tenir compte de l'aptitude de la couche MAC à régler les problèmes d'interférences inter et intra flots. De même, toutes les solutions de contrôle de la topologie au sein de la couche MAC réduisent forcément le choix possible des routes.

Dans ce chapitre, nous avons essayé d'étudier finement de telles interactions, et proposer des protocoles de routage adaptés. Je me focaliserai ici principalement sur **les réseaux de capteurs à contrainte énergétique**, n'ayant pas encore pu développer suffisamment la partie routage associée aux réseaux maillés type IEEE 802.11.

Nous proposons donc ici d'étudier de façon transverse comment exploiter efficacement un réseau radio multisauf :

1. dans un premier temps, nous verrons comment le routage dit *géographique* permet de réduire la quantité d'informations à stocker au sein d'un noeud tout en contournant les disparités de topologies dans le réseau (i.e. *trous* dans la topologie) ;
2. de nombreux travaux expérimentaux montrent qu'un réseau de capteurs présente une certaine variabilité, et qu'il est complexe d'estimer la qualité de ses routes [Ren+11 ; Cer+05b]. Nous avons donc souhaité exploiter des mesures expérimentales obtenues par Orange Labs sur son testbed pour essayer de caractériser ce type d'environnement ;
3. dans un réseau de capteurs, le contrôle de topologie au sein de la couche MAC (ex : l'arbre de IEEE 802.15.4-2006) peut rentrer en conflit avec les routes créées par le protocole de routage (RPL avec un DAG). Comment rendre le contrôle plus harmonieux dans ce type de réseau ?
4. RPL construit un graphe dirigé acyclique enraciné dans les routeurs de bordure (passerelles vers Internet). Nous avons donc étudié les propriétés de cette structure de routage, notamment l'impact de la métrique sur sa stabilité.

4.1 Etat de l'art sur le routage

De nombreux protocoles de routage ont été proposés dans les réseaux radio multisauf. La famille réactive permet de créer des routes à la demande, lorsqu'un noeud a des paquets à transmettre. Au

contraire, la famille proactive créer des routes a priori, prêtes à être utilisées si besoin est. Un nombre considérable de protocoles de routage a été proposé dans les réseaux ad hoc, maillés et de capteurs, adressant une ou des contraintes particulières [AY05 ; AM12].

4.1.1 Réseaux de capteurs

Un protocole de routage pour de tels réseaux doit à la fois économiser l'énergie globalement et individuellement afin de prolonger la durée de vie du réseau. En effet, un paquet relayé en multisaut devrait minimiser globalement l'énergie utilisée pour le relayer (nombre de sauts, retransmissions). Par ailleurs, il est également nécessaire de répartir la charge individuelle sur tous les noeuds afin que nous n'épuisions pas rapidement un noeud névralgique.

Le groupe de travail IETF ROLL (Routing over Low-Power Lossy Networks) a exploré comment les concepts de routage IP pouvaient être adaptés aux réseaux de capteurs. WINTER [Win12] décrit donc le protocole de routage RPL. RPL crée un graphe dirigé acyclique enraciné dans les routeurs interconnectés à Internet. Cette structure est particulièrement adaptée au trafic convergent (convergecast) lorsque tous les noeuds envoient par exemple leurs mesures périodiquement à une unité de traitement sur Internet. L'envoi de données vers les capteurs est possible, mais en adoptant une démarche plus lourde.

A cause d'une différence de point de vue sur les performances de RPL lors de déploiements réels [Cla+13a], et arguant de la création de boucles de routage dans les environnements instables, un groupe concurrent a proposé LOADng [Cla+13b]. Cependant, cette dernière approche réactive, de mon point de vue, ne permet pas d'explorer et estimer une qualité de lien, ni de pouvoir détecter des liens asymétriques de façon efficace.

4.1.2 Métriques de routage

Router en minimisant le nombre de saut fonctionne de façon sous-optimale dans les réseaux radio car les liens radio les plus mauvais ont tendance à être utilisés [Par+09]. Aussi, de nombreuses métriques proposent de s'intéresser au débit, à la fiabilité ou à l'efficacité énergétique. Ainsi, ETX a initialement proposé de maximiser le débit en estimant le taux de livraison [DC+03]. Par effet de bord, ETX permet également d'apprécier indirectement l'efficacité énergétique dans un réseau de capteurs : la métrique estime le nombre de retransmissions. De nombreuses variantes d'ETX ont été proposées. Ainsi, SANG et al. [San+10a] estime plus finement ETX pour des liens asymétriques.

Récemment, LIU et al. [Liu+12] a prouvé qu'une métrique basée sur le délai créait des instabilités dans des conditions expérimentales réelles. Ils ont exploré comment l'estimation temporelle multi-échelles permettait d'améliorer la précision de l'estimation. Cependant, les interférences et l'équilibrage de charge sont également importantes, mais rarement intégrés dans la métrique de routage. Une métrique de routage doit à la fois capturer la qualité d'une route et éviter les oscillations ([Liu+09 ; Cam+08]).

4.1.3 Expérimentations

Plusieurs plate-formes ont été déployées pour tester les caractéristiques des réseaux de capteurs déployés [Sen08 ; Fit ; Ras+07 ; Sen ; Aqu07 ; TWI12] : les protocoles sont évalués *in vivo* pour comprendre plus finement leurs limites. Ces études expérimentales ont permis de mettre en exergue plusieurs phénomènes qui pourraient grandement impacter les performances de ce type de réseau. Ainsi, LIU et al. [Liu+09] et CAMPISTA et al. [Cam+08] ont prouvé que des oscillations apparaissaient pour le routage. Une étude récente sur RPL [GK12b] montre que ce protocole souffre également d'oscillations quand la fonction d'objectif utilise la métrique *ETX*.

Récemment, LIU et al. [Liu+11] ont également montré que les réseaux de capteurs ne passent actuellement pas à l'échelle : les paquets sont jetés lorsque le réseau devient trop large. De même, CLAUSEN et al. [Cla+11] ont mis en exergue que les pertes de paquets sont fréquentes dans des environnements réalistes, générant plus de trafic de contrôle.

CERPA et al. [Cer+05b] ont constitué un travail précurseur dans le domaine pour mettre en exergue la variabilité du lien radio, et ses implications sur le routage dans les topologies multisaut.

Ces constatations sur la difficulté d'exploiter efficacement un réseau radio multisaute ne sont pas limitées aux réseaux de capteurs. Ainsi, RAMAN et al. [Ram+09] ont souhaité savoir si l'abstraction d'un *lien radio* était pertinente dans un réseau Wifi rural. En d'autres termes, peut-on considérer que les caractéristiques d'un lien wifi sont stables dans le temps ? Contrairement aux réseaux de campus par exemple, les auteurs en ont conclu que les réseaux maillés ruraux présentaient des liens stables. Cependant, un lien radio présente une bien plus grande variabilité lorsqu'il est soumis à des interférences internes ou externes, ce qui est bien souvent le cas dans la majorité des scénarios.

Il reste donc maintenant à concevoir un protocole de routage efficace et stable. Un tel standard permettrait de garantir des performances avec une certaine probabilité sur un réseau non fiable.

4.2 Routage géographique ou l'art de contourner des trous

Si chaque noeud possède une information de position, nous pouvons réduire la complexité du protocole de routage en utilisant un protocole *géographique* [Bos+99 ; CE07 ; He+06 ; Cas+07]. Lorsqu'un noeud reçoit un paquet, il applique la règle suivante :

"relayer le paquet au voisin qui présente la plus forte progression vers la destination".

La *progression* est souvent définie comme la distance euclidienne qui le sépare de la destination. Si nous interdisons au paquet de s'éloigner de la destination (progression négative), nous interdisons ainsi toute boucle de routage.

Cependant, le principal problème de ce type de protocole est son comportement dans des topologies non parfaitement homogènes, en particulier en cas de *trou* : aucun voisin plus proche de la destination n'existe, et le noeud doit donc jeter le paquet.

L'approche dite *face-routing* propose alors d'appliquer la règle de la main gauche [KK00]. Après avoir transformé le graphe en graphe planaire, le voisin immédiatement à gauche de la direction de la destination est choisi. Cependant, un réseau est dans le cas général non planarisable [Kim+06].

Il est également possible d'initier une inondation locale pour découvrir un noeud relais [Sto+01]. FOTOPOULOU-PRIGIPA et McDONALD [FPM04] ont adapté cette approche en maintenant un *circuit virtuel* afin de pérenniser la route ainsi construite. FUNKE [Fun05] ont proposé de construire des isosets afin de contourner les trous. Cependant, dans un graphe non de disque unité, les isosets ne sont généralement pas des anneaux, créant ainsi de nouveaux problèmes.

Question scientifique étudiée

Comment peut-on utiliser le routage géographique tout en contournant efficacement les trous de couverture, et fonctionnant dans n'importe quelle topologie (i.e. graphes de disque unité ou non) ?

Bien qu'un routage géographique tel que présenté ici est indépendant de la couche MAC, focus de ce manuscrit, j'ai tout de même choisi de le présenter dans mon manuscrit. En effet, ce travail m'a amené justement à réfléchir sur l'indépendance des couches, et les limites d'un protocole de routage conçu indépendamment de la couche MAC, comme nous le verrons plus loin.

Ce travail a été réalisé avec **Eryk Schiller** lorsqu'il était doctorant supervisé par Andrzej Duda au LIG.

4.2.1 Routage géographique dans une topologie aléatoire

Nous avons tout d'abord étudié analytiquement la topologie que nous pouvons obtenir lorsque les noeuds sont distribués de façon aléatoire [Sch+07].

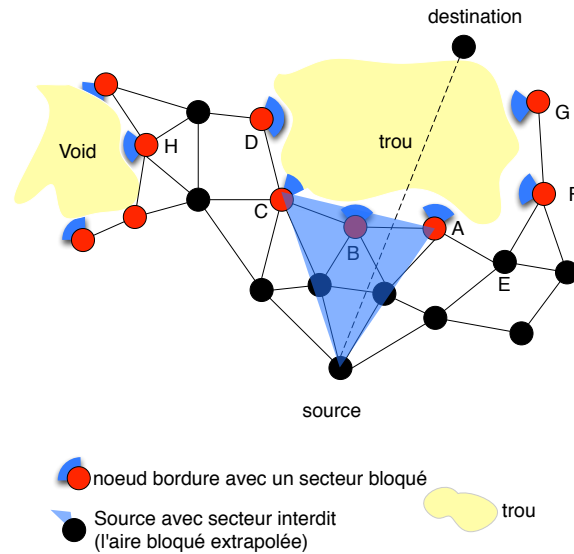


FIGURE 4.1 – Détection locale des limites d'un trou

Nous avons notamment formulé le nombre de voisins moyen existant pour un noeud, et donc la probabilité que le routage géographique glouton ne trouve aucun voisin dans la direction de la destination. Nous avons montré que la probabilité de perte de paquets pouvait être modélisé par une fonction de Fermi-Dirac. En particulier, la probabilité de perte de paquets dues à un trou de couverture ne suit pas un phénomène percolation quand on augmente la densité.

4.2.2 Déviation réactive lors de trous de couverture

Nous ne faisons ici aucune supposition sur le graphe de connectivité quelconque. Comme la principale limite du routage géographique réside dans les trous de la topologie, nous souhaitons régler le problème des noeuds bloqués (i.e. sans voisin dans la direction de la destination).

Nous proposons de détecter réactivement de tels noeuds bloqués [The+09c ; The+09a]. Ainsi, aucun trafic de contrôle n'est généré lorsque les noeuds n'envoient aucun paquet de données. Un noeud devient donc *bloqué* lorsqu'il reçoit un paquet à relayer pour une destination et qu'il détecte qu'aucun relais n'existe dans cette direction.

Notre approche *dévie* les paquets. Nous détectons les trous et propageons localement cette information afin que les noeuds autour du trou puissent dévier leurs paquets pour l'éviter. Dès qu'un noeud se retrouve bloqué, il renvoie le paquet à son prédécesseur, en annonçant ses directions bloquées. Chaque noeud est ainsi capable d'agréger les informations et de détecter les *contours* du trou, déviant ainsi les paquets en dehors de ce cône bloqué.

Performances

Nous ne présenterons ici que les résultats obtenus à travers des simulations sous ns2. Nous avons simulé 10 flots envoyant 4 pps, chaque paquet faisant 512 octets. Nous avons mesuré le pourcentage de paquets ayant été jeté à cause d'une absence de prochain saut (figure 4.2). Nous voyons que nous améliorions bien le taux de livraison, en réglant certains des problèmes posés par la règle gloutonne seule.

4.2.3 Limites et Perspectives

Nous avons ici souhaité étudier comment modifier le protocole de routage géographique afin qu'il continue de façon gloutonne dans la majorité des cas, et passe en mode réactif lorsqu'un trou est détecté.

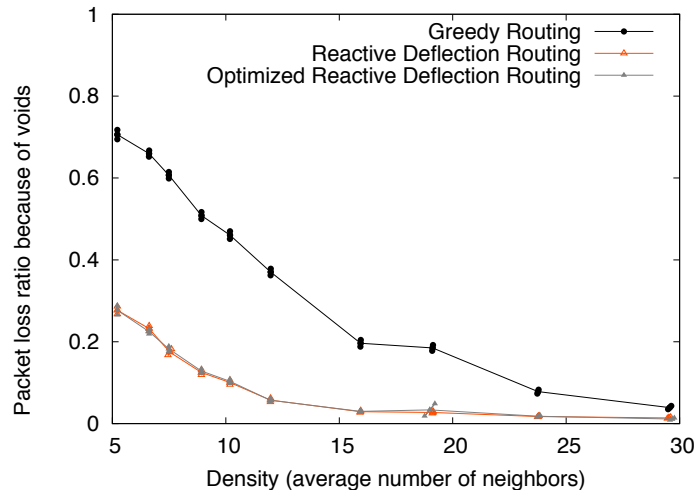


FIGURE 4.2 – Pertes de paquets dus aux trous avec ns2 (absence de prochain saut)

Pour ce faire, chaque noeud est capable de construire un secteur comprenant les destinations qu'il considère bloqué. En collectant les informations de son k -voisinage, un noeud est donc capable d'extrapoler en calculant un cône de rejection du trafic, pour dévier les paquets.

Cependant, cette méthode est de type *best-effort*, sans garantie de livraison. Ceci nous semble une sévère limite : une paire de noeuds peut se trouver dans l'impossibilité de communiquer si certaines intermédiaires extrapolent *trop* leurs secteurs bloqués.

Par ailleurs, nous supposons que ces règles sont enclenchés de façon réactive. Ainsi, nous supposons de façon implicite que les trous de couverture sont les exceptions. Ce schéma de routage ne fonctionne donc que dans les topologies très denses, suffisamment uniformes (ex : zones urbaines sans obstacle).

Finalement, nous avons ici passé sous silence les **problèmes posés par la qualité des liens radio**. Le routage géographique glouton minimise les informations à retenir mais n'est de ce fait pas apte à choisir les voisins possédant les meilleurs liens radio. Il serait possible d'exécuter une découverte de voisinage, et de tester la qualité de chacun, mais nous perdriions ainsi le bénéfice du routage sans état.

Enfin, ce type d'approche sans mémoire / état est difficilement applicable aux réseaux de capteurs par exemple : un noeud devrait être au courant des périodes d'activité de ses voisins. Cette connaissance rompt la propriété sans mémoire de ce type de protocole, réduisant ainsi leur intérêt.

Au final, cette étude m'a convaincu que le routage géographique ne semble pas être une solution adéquate pour les réseaux radio multisaut, où la *qualité* des chemins est importante à déterminer. Par ailleurs, certains noeuds servent de destinations privilégiées dans un réseau de capteurs par exemple. Ainsi, les approches proactives me semblent plus adéquates pour ce type de scénario.

4.3 Expérimentations : caractérisation d'un environnement radio multisaut

De nombreux protocoles ont été proposés dans les réseaux radio, essayant de résoudre les problématiques de routage, de partage de ressources. Conçus *in vitro*, leur expérimentation *in vivo* amène souvent à des performances médiocres, présentant de nombreuses limites. Pour les réseaux de capteurs, BARRINETXEA et al. [Bar+08] ont conclu par exemple qu'il était préférable de prévoir des protocoles très simples pour déployer un système distribué de surveillance météorologique. Le passage à l'échelle en est limité.

De nombreuses plate-formes ont été proposées par la communauté pour l'évaluation expérimentale. OrbitLabs a été précurseur en déployant une grille de noeuds IEEE 802.11 [Ras+07]. D'autres propo-

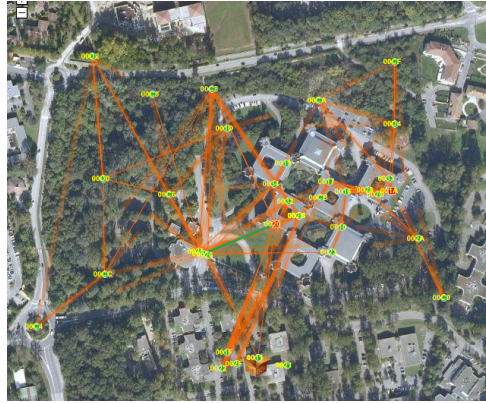


FIGURE 4.3 – Topologie de la plate-forme expérimentale d’Orange Labs à Meylan

sitions ont tenté de contrôler les expériences pour améliorer la reproductibilité, limite dans ce type d’approche [Fly+02 ; KR01 ; San+03].

RAMAN et al. [Ram+09] a présenté un travail pionnier en expérimental. Les auteurs ont notamment démontré que les sources d’instabilité d’un lien radio IEEE 802.11 étaient principalement dues aux interférences externes plutôt qu’aux caractéristiques intrinsèques du lien radio.

Question scientifique étudiée

Nous avons ici souhaité exploiter les résultats expérimentaux obtenus de campagnes de mesures sur la plate-forme expérimentale SENSORLAB [Sen13] déployée par Orange Labs à Meylan. De ces mesures, pouvons nous plus finement caractériser la qualité d’un lien radio ? sa prédictabilité ?

Ce travail est partie intégrante de la thèse de **Bogdan Pavkovic** que j’ai eu la chance de co-encadrer avec Andrzej Duda (LIG, nov. 2009 - Dec. 2012).

4.3.1 Description des expérimentations

La plate-forme utilisée est composée de 36 noeuds Coronis implémentant la technologie Wavenis [Wav] : saut de fréquence rapide pour être robuste au bruit en bande étroite. La couche MAC suit une approche CSMA-CA. Par ailleurs, 2 noeuds collectent le trafic, en agissant comme puits pour le réseau. Nous avons analysé les mesures sur 18 jours (Figure 4.3) [Pav+10].

Le testbed était conçu initialement pour valider un protocole de routage [Wat+09]. Chaque noeud maintient sa distance virtuelle au puits, et le prochain saut au niveau du routage est choisi comme le voisins rapprochant le plus du puits (plus faible distance virtuelle).

Les noeuds effectuent périodiquement une découverte de voisinage toutes les 13 minutes afin de maintenir une table de voisinage incluant le RSSI de chaque voisin, et sa distance virtuelle au puits.

Chaque noeud génère un paquet toutes les 17 minutes, transmis en anycast vers un puits. Les paquets routés incluent la table de voisinage de la source au moment de l’envoi. Sont également ajoutées des informations de contrôle classiques (source, destination, numéro de séquence, etc.).

Résultats principaux

Nous avons analysé statistiquement les résultats expérimentaux obtenus sur SENSORLAB [Sen13]. Nous avons étudié notamment :

liens bidirectionnels versus unidirectionnels : la plupart des liens reportent des mesures de RSSI dans les deux sens. Une asymétrie peut venir par exemple d’antennes non parfaitement omnidirectionnelles [Sco+06], de filtres non homogènes [LL08] ou de puissances de transmissions hétérogènes [San+10b].

caractérisation du RSSI : le RSSI mesuré dans les deux directions pour chaque lien est relativement symétrique. Par contre, nous ne sommes pas arrivés à qualifier la distribution des mesures, qui ne suivent pas les lois normales (test de Shapiro-Wilk) de Cauchy & Logistique (test de Kolmogorov-Smirnov) ;

temps d’existence d’un lien versus RSSI : nous avons mesuré le pourcentage de paquets hellos que nous recevons dans chaque direction. La corrélation avec le RSSI est très faible. Les bons liens sont en général soient des liens avec RSSI élevé ($> -75dBm$) soit avec un RSSI moyen mais avec une faible distance géographique.

dynamique de la topologie : la table de voisinage varie de façon importante, avec de rares périodes stables. Les solutions proactives choisissant le prochain saut pour une longue période de temps, ce résultat aurait tendance à plutôt favoriser les approche opportunistes : un ensemble de noeuds est choisi pour relayer un paquet, et la décision réelle se fait lors de la transmission.

4.3.2 Limites et Perspectives

Nous avons ici étudié la valeur du RSSI des différents liens radio d’une plate-forme expérimentale en outdoor (SENSORLAB [Sen13]). En particulier, le RSSI ne nous a pas permis de prédire la qualité d’un lien radio (que nous avons dénotée temps cumulé d’existence). Par ailleurs, nous avons pu vérifier que la dynamique du réseau est forte, justifiant ainsi les approches opportunistes pour fiabiliser les transmissions.

Cependant, la plate-forme avait été conçu originellement pour la validation d’un protocole de routage. D’autres informations nous auraient sans doute permis de mieux caractériser ce type de plate-forme. Ainsi, une liaison hors bande nous aurait permis de collecter les mesures en évitant les pertes dues au multisaut. De même, des périodes plus petites auraient permis de capturer plus facilement la dynamique (17 minutes représentent un délai important entre deux mesures).

Enfin, les interférences ne peuvent pas être estimées avec une telle méthode. Or, les interférences, tant externes qu’internes, possèdent un fort impact sur les performances. Des interférences externes peuvent par exemple créer des liens asymétriques, le noeud le plus proche de la source d’interférence étant brouillé continuellement. Les interférences internes créent des collisions et une asymétrie de vue de l’activité, comme exposé dans le chapitre 1.2.1, pénalisant à la fois le débit et l’équité.

Je pense donc qu’il reste encore un travail important à réaliser dans le domaine pour mieux modéliser et comprendre les phénomènes en jeu dans les réseaux radio multisaut. Le standard récemment proposé IEEE 802.15.4e-TSCH suppose que le saut de fréquence pour chaque slot permet de rendre un lien radio stable : est-ce vrai dans n’importe quel environnement ? Comment gérer des topologies très denses de réseaux co-localisés utilisant des technologies différentes ? De même, des réseaux IEEE 802.15.4e-TSCH co-localisés ne créeraient-ils pas de nombreuses collisions si l’Internet des Choses connaît un réel essor ?

4.4 Fonctionnement du protocole de routage RPL

Nous allons par la suite nous focaliser sur le protocole RPL [Win12]. Nous proposons donc de détailler ici certaines de ses propriétés clé.

RPL est un protocole de routage à vecteur de distance, originellement adapté à des topologies de plusieurs milliers de noeuds. Le protocole construit une structure de routage simple, en minimisant le nombre de paquet requis pour la maintenir. RPL se focalise avant tout sur un trafic de type convergecast, lorsque tous les paquets sont à destination du puits.

En option, un noeud peut également être destination, mais il doit s’inscrire auprès du routeur de bordure et rafraîchir explicitement sa route. Ce procédé est coûteux et ne permet donc de supporter qu’un nombre limité de ce type de flots.

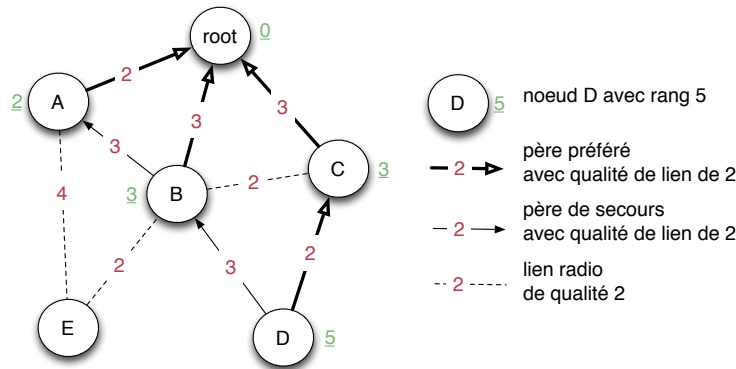


FIGURE 4.4 – Topologie en DODAG créée par RPL

RPL se base sur une structure de graphe dirigé acyclique appelée *Destination Oriented Directed Acyclic Graph (DODAG)*. Ce DAG est enraciné dans le puits, chaque nœud maintenant une distance virtuelle au puits. Pour router, un nœud peut donc relayer ses paquets à ses parents, sans créer des boucles.

4.4.1 Construction du DODAG

Pour construire le DODAG, RPL utilise un *rang* dénotant la distance virtuelle d'un nœud au puits. Afin d'éviter de créer des boucles de routage, le rang doit être strictement monotone croissant dans le DODAG en partant de la racine jusqu'aux feuilles du DODAG.

La *fonction d'objectif* est chargée de calculer le rang en se basant sur la qualité du chemin vers la racine. Ainsi, la fonction OF0 [Thu12] est la seule requise par le rfc : le rang d'un nœud est celui de son père préféré auquel on ajoute une certaine valeur. Cet incrément dans le rang peut intégrer des contraintes administratives (type de lien ou de nœud parent) et de qualité. Si par exemple une qualité est associée à chaque lien radio, le rang représente la somme des qualités de tous les liens du chemin constitué en suivant les pères préférés jusqu'à la racine.

Le puits commence à envoyer périodiquement un DODAG Information Object (DIO) incluant notamment son rang, la fonction d'objectif à utiliser, l'identifiant du DODAG construit. Chaque nœud écoute les DIO et les stocke pour ensuite se raccrocher au DODAG. Enfin, il choisit comme père préféré celui qui lui donnerait le rang minimum via la fonction d'objectif [Thu12].

Un nœud enfin ajoute tous ses voisins qui émettent un DIO et ont un rang inférieur au sien dans la liste de ses pères. Cependant, seul le père préféré est utilisé en pratique pour router les paquets. Enfin, il est important de noter qu'un nœud ne connaît pas la liste de ses fils — i.e. nœuds l'ayant choisi comme père préféré.

Considérons la topologie créée par exemple par RPL dans la figure 4.4. *E* qui souhaite se raccrocher au DODAG a deux choix : *B* lui donnerait un rang de 5 ($3+2$) tandis que *A* lui donnerait un rang de 6 ($2+4$) car son lien est mauvais. *E* choisira donc *B* comme père préféré. Par contre, il maintiendra le nœud *A* dans la liste de ses pères de secours, car il affiche un rang inférieur au sien.

4.4.2 Algorithme trickle

Même lorsque RPL a convergé, le protocole continue à envoyer périodiquement des DIOs afin de maintenir le DODAG, mais consommant de la bande passante et de l'énergie. Trickle propose d'adapter la périodicité des DIO : plus les informations de routage sont stables, plus la période d'envoi est élevée [Lev+rc].

Lorsqu'un nœud reçoit des DIOs contenant des informations cohérentes avec celles qu'il possède déjà, il double la période d'envoi de ses DIOs. Au contraire, lorsqu'une incohérence est détectée (changement du rang de son père principal par exemple), le nœud réinitialise la période d'envoi à son minimum. Cette ré-initialisation agressive augmente le trafic de contrôle mais accélère la convergence.

4.4.3 Métriques de routage pour exploiter des liens non fiables

TRIPATHI et al. [Tri+12] ont mis en exergue un comportement en *vagues* de trickle : la topologie au niveau routage ne se stabilise jamais entièrement, menant à des ré-initialisation des déclencheurs de trickle. TRIPATHI et al. [Tri+12] a proposé de déclencher une mise à jour des pères seulement lorsque la métrique devient sous-optimale de 30%. Cependant, un tel seuil représente de façon cumulée une valeur importante, et est fixée à une valeur arbitraire. Il serait préférable de régler ce problème d'instabilité en le comprenant plus finement.

Récemment, GADDOUR et KOUBÂA [GK12a] ont démontré que la qualité se dégradait fortement pour les noeuds loin de la racine du DODAG lorsque la métrique ETX est utilisée. Ainsi, les noeuds plus loin subissent à la fois plus de pertes à cause de routes plus longues, et souffrent de plus d'instabilité : il semble que ETX n'arrive pas à capturer efficacement la qualité d'un lien.

Enfin, LIU et FENG [LF09] ont étudié l'impact de plusieurs métriques sur un arbre de convergencast (Collection Tree Protocol). Ils ont mis en exergue la plus grande variabilité créée par ETX.

4.5 Les couches MAC et routage doivent-elles être considérées indépendamment ?

La communauté focalise depuis peu son attention sur les standards émergent dans l'Internet des Choses, considérés comme condition *sine qua none* pour une adoption rapide de l'industrie. La pile comprends les standards suivants :

IEEE 802.15.4 : régissant l'accès au médium, endormissant les noeuds [802c];

RPL : construisant les routes dans un réseau à contraintes énergétiques et fortes pertes [Win12];

6LoWPAN : implémentant IPv6 sur de petits équipements contraints [6Lo]. Ils permettent notamment la compression des en-têtes;

CoAP : permettant de traduire les requêtes HTTP afin qu'elles supportent des équipements à faible consommation [She13].

Traditionnellement, la vision IETF consistait à concevoir chaque protocole en couche, de façon indépendante. Cette structure est justement la garantie de la flexibilité d'Internet : un protocole peut être changé sans impact sur les autres couches.

Cependant, les réseaux de capteurs possèdent des contraintes fortes, devant fonctionner dans des environnements présentant de fortes pertes et devant économiser l'énergie de chaque noeud. Ainsi, la thématique du cross-layer est omniprésente en réseaux sans-fil multisaut [Ian+07; Ruz+08; DF+11; Cuo+13; Bor+06].

Question scientifique étudiée

Dans la pile réseau standardisée actuelle, les standards doivent-ils être considérés indépendamment pour favoriser l'évolutivité, ou le coût d'une telle indépendance est-il trop important ?

Ce travail représente la deuxième partie de la thèse de **Bogdan Pavkovic** que j'ai eu la chance de co-encadrer avec Andrzej Duda (LIG, nov. 2009 - Dec. 2012).

4.5.1 Structure en DAG pour le MAC et le routage

RPL exploite une topologie de graphe dirigé acyclique afin de router les paquets. Lorsque nous souhaitons économiser l'énergie, la couche MAC IEEE 802.15.4 est organisée quant à elle en arbre (cluster-tree).

Dans la figure 4.5c, RPL qui s'exécuterait directement au dessus la topologie radio par exemple permettrait de créer une structure de routage redondante. Cependant, elle doit s'exécuter de facto au

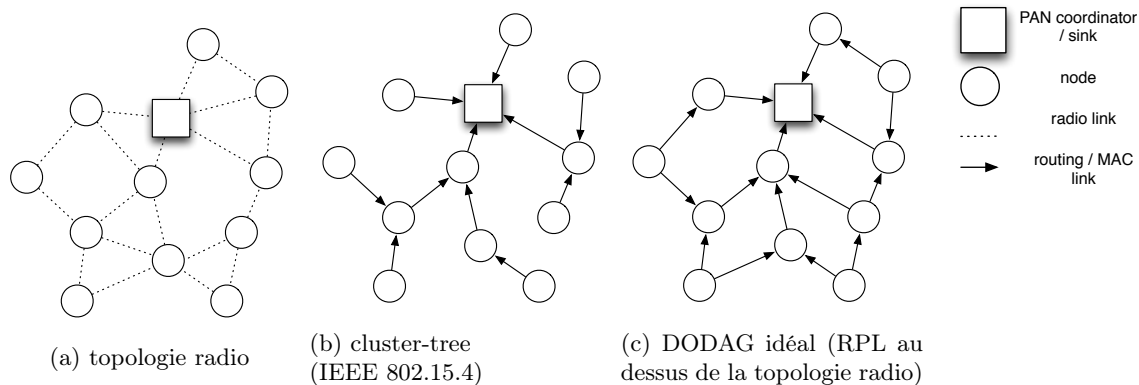


FIGURE 4.5 – Contrôle de topologie dans un réseau IEEE 802.15.4/ RPL

dessus d'un cluster-tree créé par IEEE 802.15.4 pour économiser l'énergie. Ainsi, RPL ne choisira en réalité aucune route, et sera contraint par la couche MAC. Le contrôle de topologie dans les deux couches est antagoniste.

Nous avons donc proposé de modifier IEEE 802.15.4 afin qu'il supporte une structure en forme de DAG, adaptée pour RPL [Pav+13; Pav+12].

Association multi-parent

Un noeud doit pouvoir s'associer à plusieurs parents sans créer de boucles dans la topologie. Ainsi, nous construisons un cluster-DAG avec une notion de profondeur, similaire au *rang* dans RPL. La profondeur dénote la distance virtuelle d'un coordinateur au PAN coordinateur.

Un noeud collecte les **beacons** envoyés par ses voisins, puis s'associe au père présentant la plus faible profondeur. Plus précisément, un noeud calcule sa profondeur de la même façon qu'avec la fonction d'objectif de RPL. Il choisit comme père le noeud qui lui permet de minimiser sa propre profondeur.

Pour tout nouveau **beacon** reçu d'un noeud P , un noeud N applique les règles suivantes :

Sélection basée sur la profondeur : le noeud P est ajouté dans les parents en cours d'association si la profondeur affichée par P est strictement inférieure à celle que N a via son meilleur père.

N engage dans ce cas une association avec P , et l'ajoute dans la liste des parents en cours d'association. P est définitivement ajouté à la liste des parents lorsque l'association est validée (réception d'un **association-reply**).

Suppression des boucles : si P est déjà un parent, et que sa profondeur est supérieure ou égale à celle de N , il se dé-associe de P , devenu sous-optimal. :

Nous ne considérons ici que les parents déjà associés : une association en cours pourrait échouer dans le cas d'un lien asymétrique par exemple. Nous évitons ainsi les problèmes de convergence du cluster-DAG.

Par ailleurs, nous interdisons l'utilisation d'un père en cours de désassociation pour éviter aux paquets de données de boucler.

Un coordinateur choisit d'inclure dans ses **beacons** la valeur minimale de sa profondeur, considérant tous ses parents associés. Nous évitons ainsi la création de boucles.

Surcoût énergétique

Dans IEEE 802.15.4-2006, un noeud consomme la plupart de son énergie comme coordinateur : il doit rester éveillé durant la partie active de sa supertrame (ex : 61.44 ms pour $SO = 2$).

Un noeud qui suit plusieurs parents doit donc se réveiller pour recevoir le **beacon** de chacun d'eux. Un délai de garde doit être prévu pour gérer les dérives d'horloge. Une horloge dérive typiquement de

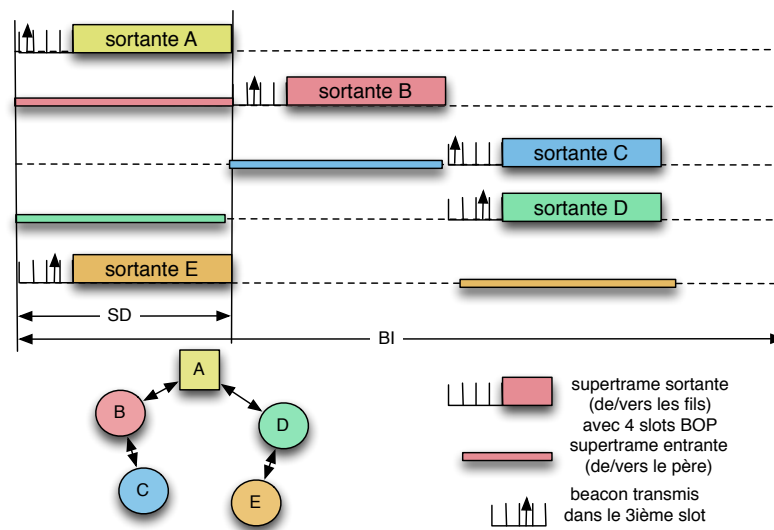


FIGURE 4.6 – Combinaison de l’ordonnement des parties actives (supertrames sortantes de chaque coordinateur) et des **beacons**

10 μ s par seconde [Nef+12] (10 ppm), et un **beacon** dure environ 100 μ s. Ainsi, un nouveau parent coûte une énergie supplémentaire de 0,18%, ce qui semble largement négligeable.

Ordonnement des parties actives

Il existe deux techniques pour réduire les collisions dans IEEE 802.15.4-2006 :

1. un ordonnancement des parties actives sous forme TDMA avec des *superframe slots* ;
2. un ordonnancement TDMA des **beacons**, avant la Contention Access Period (CAP) de IEEE 802.15.4.

Ces deux techniques nous semblant complémentaires, nous avons donc choisi de les combiner avec les propriétés suivantes :

- durant une partie active, seul un coordinateur avec des fils devrait être actif. Nous évitons ainsi les collisions entre les trames de données durant la CAP.

Ainsi, les coordinateurs C et D sont actifs simultanément (i.e. ils partagent la même *outgoing superframe*) car C ne possède aucun fils.

- lorsque des coordinateurs interfèrent et partagent la même supertrame sortante, leurs **beacons** doivent être émis séquentiellement.

Ainsi, les **beacons** de C et D sont ordonnancés dans des slots différents.

Assignation aléatoire Soit n_{coord} le nombre de coordinateurs mutuellement interférant et $n_{sf-slot}$ le nombre possible de parties actives sans recouvrement (*superframe slots*). Si nous affectons de façon aléatoire les parties actives, nous pouvons déterminer analytiquement la probabilité qu’au moins 2 collisionnent (paradoxe des anniversaires). Comme le nombre de coordinateurs interférant entre eux augmente avec la densité, des collisions apparaîtront rapidement si (BO-SO) est petit (Fig. 4.7).

Nous avons donc proposé une affectation gloutonne des parties actives et des slots pour les **beacons** :

- un coordinateur envoie périodiquement un paquet **hello** contenant les slots utilisés par ses voisins (slots de supertrames, et slots de **beacons**).
- un coordinateur reconstruit l’ordonnement de son 2-voisinage, en comptant le nombre de coordinateurs utilisant chaque slot.
- il choisit gloutonnement en privilégiant les slots qu’il utilise jusqu’à maintenant, par ordre de préférence :

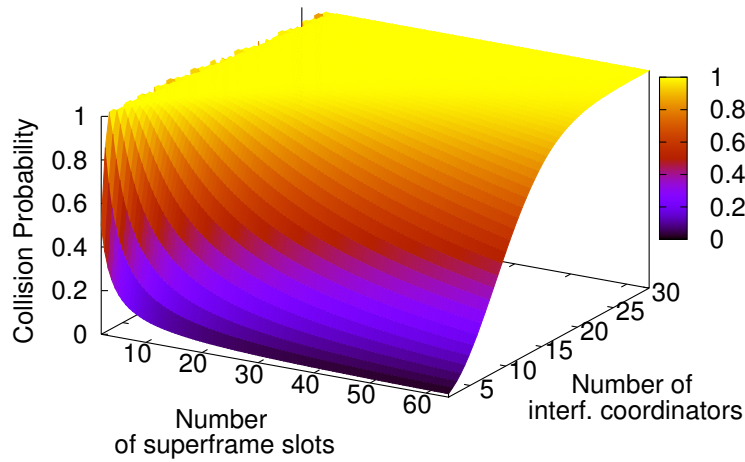


FIGURE 4.7 – Impact du nombre de slots pour les parties actives (superframe slots) sur la probabilité de collision

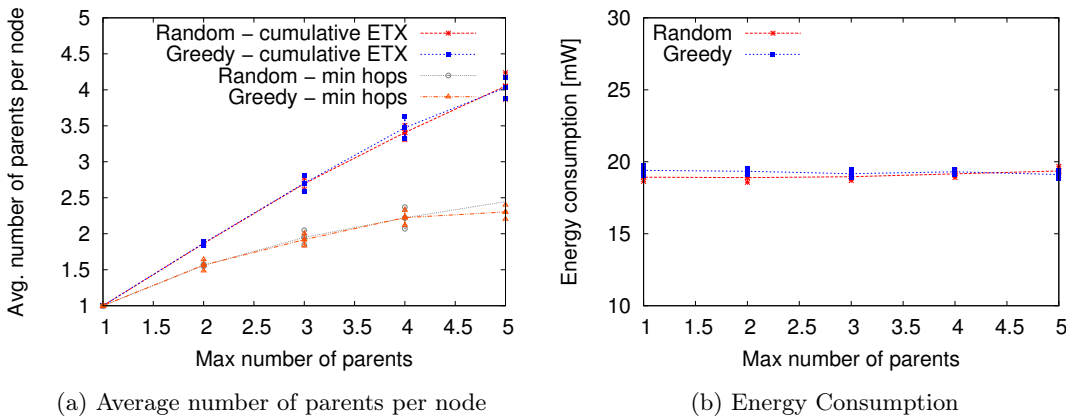


FIGURE 4.8 – Impact of the number of parents on performance

1. un slot de superframe vide
2. un slot de superframe contenant le nombre minimum de coordonneurs avec fils
3. un slot de beacon non utilisé.

Evaluation de performances Nous avons tout d'abord étudié le comportement de l'algorithme construisant le cluster-DAG avec wsnet utilisant un modèle réaliste tiré d'expérimentations indoor, comme dans nos autres travaux [CT11]. Nous avons comparé le comportement de la construction lorsque ETX et MinHop sont utilisés, en regardant l'impact du nombre maximum de parents autorisés. MinHop minimise le nombre de sauts dans la topologie, ne permettant pas de créer une topologie suffisamment maillée (fig. 4.8a). Au contraire, ETX arrive à construire un cluster-DAG, véritablement redondant.

Nous avons par ailleurs mesuré l'énergie consommée par un noeud (selon le modèle de consommation d'énergie du CC2420). Nous voyons que suivre plus de pères ne consomme que peu d'énergie en plus (fig. 4.8b). En réalité, la plupart de l'énergie est consommée en tant que père pendant la période active : un fils peut s'endormir dès qu'il n'a pas de trafic, ne consommant que très peu d'énergie.

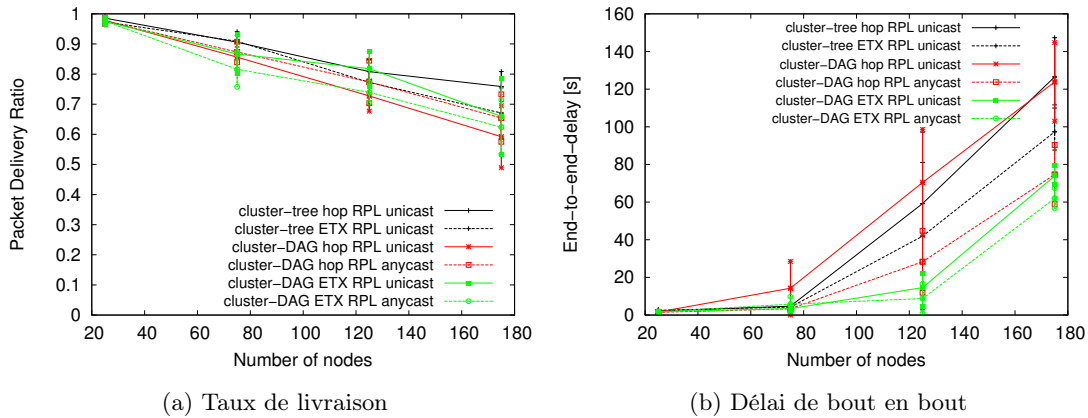


FIGURE 4.9 – Performances d'un cluster-DAG/tree avec RPL

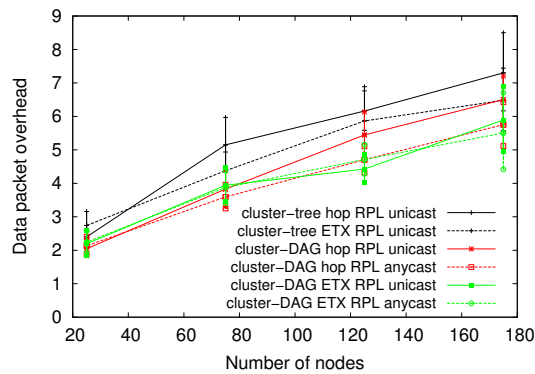


FIGURE 4.10 – Nombre de paquets transmis par paquet reçu

Nous avons ensuite étudié le comportement de RPL au dessus de cette topologie. Nous avons évalué deux modes de transmission au niveau MAC :

unicast : seul le père préféré est utilisé ;

anycast : le paquet est relayé au premier père entendu. Cette approche opportuniste permet de maximiser le débit, et de gérer plus facilement les pertes de **beacons**.

Nous avons d'abord mesuré les performances en terme de délai (fig. 4.9b) et de taux de livraison (fig. 4.9a). Une stratégie anycast couplée avec un cluster-DAG permet de réduire le délai de bout en bout. Utiliser une technique anycast a par contre tendance à réduire légèrement le taux de livraison : plus de paquets sont envoyés via des voisins avec des liens radio de moins bonne qualité.

Enfin, nous avons mesuré l'efficacité de la couche MAC modifiée en reportant le nombre de paquets envoyés par paquet reçu (fig. 4.10). Nous prenons donc en compte le trafic de contrôle ainsi que le nombre de retransmissions. Nous voyons que notre solution de cluster-DAG couplé à de l'anycast permet d'envoyer moins de paquets en moyenne.

4.5.2 Routage multi-critères

Nous avons présenté dans [Pav+11] une variante de routage exploitant une structure en DAG. En suivant plusieurs parents, nous sommes capables de gérer du trafic de façon différenciée, prenant en compte une contrainte de temps de livraison.

Lorsqu'un paquet doit être relayé, un noeud procède de la façon suivante :

1. il partage le temps restant avant la deadline par le nombre de sauts jusqu'au PAN coordinateur. Ce budget en temps doit être rempli pour le prochain saut ;
2. A la réception d'un **beacon** :
 - (a) il calcule le temps moyen requis pour une réception correcte par chacun de ses pères. Il prend en compte le temps avant leur prochain réveil, la probabilité de recevoir leur **beacon**, le nombre de retransmissions moyen, ainsi que la taille actuelle de son buffer.
 - (b) Il en déduit l'ensemble des pères respectant la contrainte de temps : le temps nécessaire à une réception correcte est inférieure au budget temps du prochain saut ;
 - (c) il prends parmi ceux là le meilleur père en terme de contrainte énergétique, utilisant par exemple la métrique ETX. Si le meilleur père est celui ayant envoyé le **beacon**, le noeud envoie le paquet durant la partie active courante.
 - (d) sinon, il se rendort jusqu'au prochain **beacon** d'un autre père.

La file d'attente des paquets doit donc être ordonnée selon la deadline croissante. Un tel algorithme ne fonctionne que si tous les paquets sont à destination du PAN coordinateur, sinon, il est nécessaire de maintenir plusieurs files d'attente (une par destination), et la décision de routage devient plus compliquée à mettre en oeuvre.

Nous avons montré par simulation que RPL modifié ainsi pour prendre en compte des deadlines et optimisé pour IEEE 802.15.4 permet d'augmenter le nombre de paquets reçus avant leur deadline.

4.5.3 Le broadcast dans IEEE 802.15.4

Ce travail fait partie d'un chapitre de la thèse d'**Oana Iova**, que j'ai la chance de co-encadrer avec Thomas Noel (ICube, sept. 2011 - *).

Bien que le broadcast soit très largement utilisé dans les réseaux de capteurs, peu de gens ont étudié comment offrir une telle primitive au niveau MAC. En particulier, IEEE 802.15.4 ne propose pas une telle fonctionnalité. Les fils pouvant s'endormir à tout moment dans IEEE 802.15.4, le mode indirect est obligatoire pour leur envoyer un paquet. Ainsi, il est nécessaire de dupliquer un paquet broadcast en plusieurs paquets unicast (un par fils). Le volume de paquets de contrôle généré est ainsi important.

Nous avons donc récemment proposé de modifier IEEE 802.15.4 afin d'inclure des numéros de séquence propres aux paquets de broadcast et multicast [Iov+14a]. En annonçant sous forme compacte la liste des paquets en attente, ainsi que les adresses multicast concernées, nous pouvons ainsi assurer une livraison fiable. Les **beacons** incluent ces informations, obligeant les fils n'ayant pas reçu les paquets correspondant à rester éveillés, et exploitant pleinement le caractère diffusant du médium radio. Les paquets en multicast au niveau MAC ne sont pas acquittés, mais tout fils peut vérifier à travers les **beacons** qu'il a bien reçu tous les paquets en attente dans le buffer d'un coordinateur.

Par ailleurs, nous avons également prévu des adresses de multicast pour lesquelles tout nouveau paquet *écrase* le précédent. Par exemple, un nouveau DIO rend caduque le précédent, même s'il n'a pas été livré.

4.5.4 Limites et Perspectives

Nous avons ici présenté une solution de contrôle de la topologie qui permet à RPL de fonctionner efficacement au dessus d'une couche IEEE 802.15.4-2006. Nous proposons la construction d'une topologie maillée, afin que RPL puisse choisir la route la plus adaptée en fonction de ses propres critères.

Nous avons proposé une extension permettant à RPL d'exploiter plusieurs parents : un noeud choisit de relayer un paquet à son père qui respecte une contrainte de temps tout en présentant la consommation d'énergie minimale. Cette approche opportuniste permet d'optimiser une métrique tout en respectant une contrainte. Cependant, notre approche est seulement ici approchée : optimiser à la fois l'énergie et respecter la contrainte en temps est impossible avec un seul DODAG. Pour une version optimale, il faudrait par exemple construire un DODAG minimisant l'énergie consommée, pour chaque valeur de la contrainte en délai. La multiplication des DODAG créerait un overhead conséquent.

La métrique utilisée pour sélectionner les *bons liens* devrait être identique pour la couche MAC et le protocole de routage. Cependant, il est complexe d'intégrer dans la couche MAC des décisions de

roulage. Pour répartir par exemple la charge, le choix des routes impacte la métrique de qualité : une route sélectionnée par de nombreux flots va mécaniquement diminuer sa *qualité*. Une telle décision doit pourtant absolument éviter les oscillations. En effet, un DODAG qui change dans RPL crée de nombreux problèmes, comme nous allons l'étudier dans la section suivante.

4.6 RPL : instabilités et solutions

RPL [Win12] propose la construction pour le routage d'un graphe dirigé acyclique basé sur la notion de *rang*, sorte de *distance virtuelle à la racine*. En ne choisissant comme père que des noeuds à rang plus faible, RPL évite ainsi la création de boucles. Le rang d'un noeud est calculé avec une *fonction d'objectif* prenant en argument le rang du père principal ainsi qu'une métrique de qualité du père en question. Si la fonction OF0 [Thu12] est utilisée, le rang est la somme des métriques des noeuds intermédiaires (pères principaux successifs) sur le chemin menant à la racine.

RPL propose d'exploiter deux types de métriques possibles :

orientée noeud : énergie résiduelle, caractéristiques du noeud ;

orientée lien : débit, latence, fiabilité.

Cependant, peu d'études ont été réalisées sur l'impact de la métrique sur le comportement de RPL. En particulier, le protocole construit-il des routes stables ? Le mécanisme du *trickle timer* a été proposé pour réduire le trafic de contrôle : lorsqu'un noeud détecte qu'aucune information n'a changé depuis son dernier DIO, il double leur période d'envoi. Si au contraire, une incohérence est détectée, il réinitialise la période à sa valeur minimale. Ainsi, le trafic de contrôle reste important lorsqu'un noeud change continuellement de père principal : la période d'envoi de ses DIO sera continuellement fixée à son minimum.

Par ailleurs, un changement continu des routes dans RPL traduirait également son inefficacité si l'environnement est stable. En effet, une instabilité signifierait que RPL n'est pas capable de trouver les *bonnes* routes. Il estimerait mal la qualité des routes choisies, menant à des oscillations.

Question scientifique étudiée

RPL crée-t-il des routes stables et efficaces ? Quel est l'impact de la métrique de qualité choisie sur le comportement de RPL ?

Ce travail représente la deuxième partie de la thèse d'**Oana Iova** que j'ai la chance de co-encadrer avec Thomas Noël (ICube, sept. 2011 - *).

4.6.1 Implémentation des métriques dans RPL

Nous avons implémenté les différentes familles de métriques afin de mesurer leur impact sur le comportement de RPL [Iov+13].

Nombre de sauts

Si nous choisissons de favoriser les routes les plus courtes en nombre de sauts, aucune métrique n'a besoin d'être incluses dans les DIO. En effet, la fonction d'objectif consiste juste à ajouter une constante (1 saut) au rang du père principal.

TABLE 4.1 – Paramètres des simulations

Paarmètre	value
Durée	3600 s
Nombre de noeuds	100
type de trafic & débit	CBR, 5 pkt/min
Taille des trames de données	130 bytes (incl. MAC headers)
RPL	MinHopRankIncrease = 256
Trickle	$I_{min} = 2^7 ms$, $I_{max} = 16$, $k = 10$
Estimateur statistique (exponentiel)	$\lambda = 0.9$ seuil de blacklist : qualité $\leq 10\%$

ETX

Pour économiser l'énergie, nous adoptons une mesure passive : nous estimons le taux de livraison sans envoi de paquets de test (ou **probe**). Pour les liens non utilisés, nous utilisons le taux de livraison des DIO pour estimer grossièrement la qualité du lien radio. Pour les parents utilisés, nous utilisons le taux de livraison des paquets de données en unicast pour raffiner la métrique de qualité.

Si le lien est asymétrique, une telle méthode convergera plus lentement : le taux de réception des DIO (dans une direction) sera plus grand que celui des données en unicast (dans la direction qui nous intéresse réellement).

LQI

Nous supposons ici que le LQI est symétrique pour un lien radio.

Estimateur statistique

Ces métriques correspondent à des valeurs instantanées. Nous devons donc lisser leurs valeurs pour éviter les brusques variations. Nous utilisons donc une moyenne exponentielle glissante :

$$Metric(t+1) = \lambda Metric(t) + (1 - \lambda)measure \quad (4.1)$$

avec $metric(t)$ la métrique estimée au temps t et $measure$ la nouvelle mesure de cette métrique sur une fenêtre de temps. La qualité d'un lien radio est au début initialisée à 1.0.

Nous utilisons aussi une liste noire pour écarter les liens radios dont la qualité est trop mauvaise, et donc éviter de les re-tester périodiquement.

4.6.2 Évaluation du DODAG

Nous avons adapté l'implémentation de RPL pour Contiki [Dun+04] au simulateur wsnet. Les simulations nous permettent de contrôler plus finement les mesures, la reproductibilité, et interpréter plus facilement les résultats. Si RPL est instable en environnement simulé, il est probable qu'il soit a fortiori au moins aussi instable en expérimentations.

Afin d'isoler le comportement de RPL, nous avons utilisé la couche MAC IEEE 802.15.4 sans beacon. En effet, le mode beacon crée lui même certaines instabilités dues aux pertes des beacons, et au pics de trafic en début de période active (tous les paquets qui étaient mis en attente sont envoyés simultanément).

Nous utilisons la même couche physique que précédemment, décrite dans [CT11] (scénario FB6 : shadow fading, affaiblissement = 1.97, écart type = 2.0, $Pr(2m) = -61.4dBm$). Les résultats sont moyennés sur 20 simulations.

Les reconstructions locales et globales de RPL sont activées, avec les paramètres par défaut dénotés dans le tableau 4.1. Pour l'estimateur statistique, nous avons choisi $\lambda = 0.9$ pour limiter l'impact de la dynamique.

La fonction d'objectif se base sur le rang minimum avec hystérésis, suivant les métriques *MinHop*, *ETX*, et *LQI*.

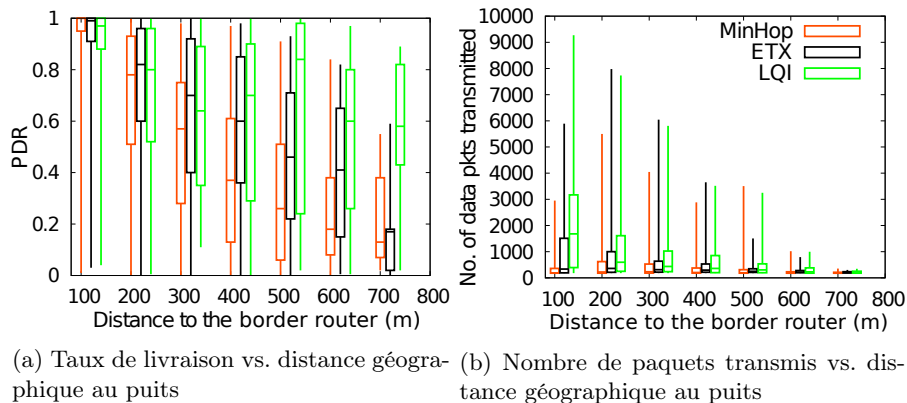


FIGURE 4.11 – Performances de RPL

Efficacité du routage avec le DODAG

Nous avons dans un premier temps mesuré l'impact de la métrique sur l'efficacité de RPL (taux de livraison, délai de bout en bout).

Nous ne présentons ici que les résultats les plus intéressants de [Iov+13]. Le taux de livraison de MinHop baisse rapidement lorsqu'on s'éloigne du puits (fig. 4.11a) : les routes choisies comprennent souvent des liens longs mais mauvais. LQI achemine le plus de paquets, en évitant les liens faibles. Nous voyons par ailleurs que le taux de livraison baisse rapidement pour les noeuds éloignés du puits lorsque la métrique ETX est utilisée. ETX ne semble pas capturer efficacement la qualité d'un lien.

Nous avons enfin estimé ici la consommation d'énergie linéaire avec le nombre de paquets transmis (Fig. 4.11b). En effet, moins de paquets transmis signifie une période d'endormissement plus longue, et donc une meilleure consommation d'énergie lorsqu'une couche MAC adéquate est utilisée. Avec LQI, les noeuds ont plus de paquets à relayer, principalement car moins de paquets sont perdus. Cependant, les noeuds très proches du puits présentent un pic de consommation : l'équilibrage de charge est moins efficace, et les liens moyens ne sont pas utilisés, pénalisant les noeuds avec de bons liens. Ce goulot d'étranglement énergétique pénalisera la durée de vie du réseau.

Stabilité du DODAG

Après avoir observé l'efficacité, nous avons essayé de capturer la dynamique de RPL : la topologie construite est-elle stable ?

Nous avons dans un premier temps mesuré le temps de prévalence d'une route : le ratio du temps pendant lequel nous observons la même route (qualifiée de principale) [Pax96]. La prévalence est donc estimée comme le nombre de fois où la route la plus utilisée est active.

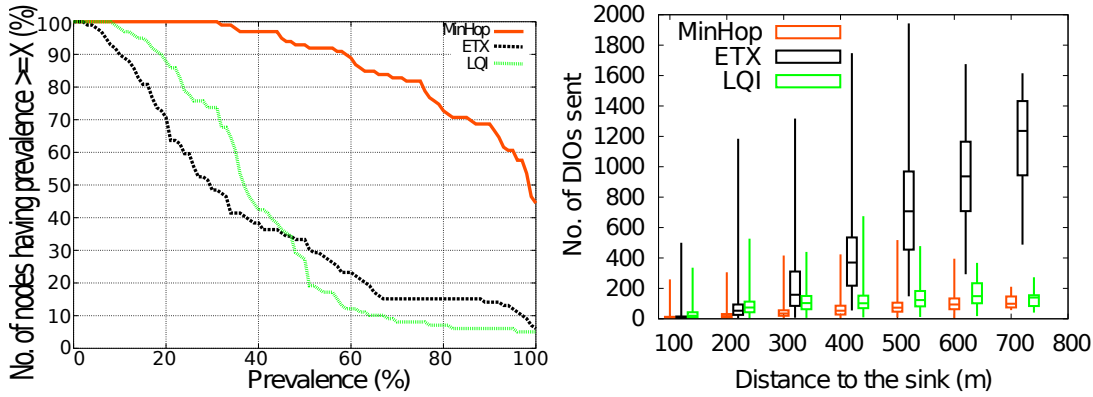
Avec MinHop, le DODAG est très stable (Fig. 4.12a). Au contraire, LQI et ETX affichent une plus grande dynamique : la route principale n'est utilisée qu'à 20% dans plus du tiers des noeuds. Nous avons par ailleurs vérifié que même en supprimant le temps d'initialisation (de 2 minutes à 1 heure), plus de 50% de routes changent au moins une fois de père principal avec ETX.

Comme nous le voyons dans la figure 4.12b, ETX génère un trafic important de contrôle.

4.6.3 Répartition de la charge

En étudiant plus finement les métriques, nous avons découvert qu'il n'existait pas de solution pour répartir la charge dans le réseau. Il existe quelques goulots d'étranglement supportant la majorité de la charge, et épuisant donc leurs ressources en énergie.

La seule métrique intégrant la contrainte énergétique est l'énergie résiduelle d'un noeud. Cependant, ce type de métrique comporte un problème d'oscillations important : tous les noeuds vont choisir préférentiellement de passer par un noeuds à fortes réserves en énergie, quelle que soit d'ailleurs la qualité du



(a) Fonction de distribution cumulative inverse de la prévalence de route (b) Nombre de DIO en fonction de la distance géographique au puits

FIGURE 4.12 – Performances de RPL dans une topologie de 100 noeuds

chemin les y amenant. Ce goulot d'étranglement va rapidement baisser en énergie, et tout son sous-arbre basculera vers un autre noeud affichant une métrique plus élevée. Si $\Delta_{en-residuelle}$ est l'unité de mesure reportée dans les DIO pour l'énergie résiduelle, un noeud changera de décision dès que son noeud goulot d'étranglement diminue de $\Delta_{en-residuelle}$.

Nous avons donc proposé une métrique qui extrait le noeud goulot d'étranglement dans le réseau [Iov+14b]. Par ailleurs, la qualité du lien radio est également intégrée à la métrique : un noeud qui possède un lien radio *mauvais* vers son père principal consommera plus d'énergie pour la même quantité de trafic à envoyer. Nous avons donc proposé la métrique *Energy Lifetime Bottleneck* (ELT) qui mesure la durée de vie du noeud le plus contraint sur la route. Intuitivement, cet ELT est estimé via le trafic géré déjà par ce noeud, la qualité de son lien, et le nouveau trafic à injecter par le noeud qui doit choisir un père principal.

En choisissant de façon gloutonne le père présentant la métrique ELT la plus élevée, nous répartissons ainsi la charge. Cependant, un seul père principal mène à avoir des défions binaires de routage : tout le trafic est envoyé à un seul père. Cette propriété nuit à une répartition spatiale homogène. Nous explorons donc actuellement les techniques de type multichemin pour résoudre ce problème.

4.6.4 Limites et Perspectives

Nous avons ici analysé le comportement de RPL selon la métrique utilisée pour la construction du DODAG. Nous avons notamment isolé un problème d'instabilité : même dans un environnement simulé, dont le modèle de lien est stable, RPL change continuellement de routes. Loin de faire de l'équilibrage de charge, il semble que les métriques soient elle-mêmes impactées par le trafic envoyé. Ainsi, plus de trafic est envoyé à travers une route, plus sa qualité décroît, amenant à basculer sur une route plus mauvaise mais sans trafic. Le déclencheur de trickle est réarmé continuellement, générant un gros volume de messages DIOs.

Nous avons également mis en exergue la présence d'un compromis implicite entre stabilité et efficacité : minhop présente un comportement stable, mais construit des routes peu fiables (de nombreux paquets sont perdus). Au contraire, ETX semble mieux estimer la qualité d'un lien mais maximise aussi le nombre de reconstructions dans le DODAG.

Nous avons certes mis en exergue ce problème via des simulations, cependant, il n'existe logiquement aucune raison pour qu'un tel comportement ne soit pas identique expérimentalement. Nous souhaitons ainsi mener des campagnes de mesures pour le vérifier.

Par ailleurs, nous n'avons pas encore résolu le problème de stabilité. Cependant, nous pensons qu'exploiter plusieurs chemins semble une solution prometteuse. Au lieu d'envoyer tous les paquets au père principal, un noeud choisirait de façon probabiliste le père à utiliser. Les pondérations dépendraient de la qualité de la route offerte par le père. En offrant une granularité plus fine dans les décisions, nous pensons limiter le basculement brutal d'un gros volume de trafic sur une autre route, pénalisant la stabilité du

réseau. Par ailleurs, *lisser* les changements permet également de mieux prévoir les performances : un noeud aura à ce moment là une vision plus fine de la métrique de qualité pour affiner sa décision.

Enfin, nous souhaitons que cette solution stabilisant la structure de routage fonctionne efficacement avec de l'équilibrage de charge. L'annonce des noeuds goulots d'étranglement introduit de la variabilité. Il nous faut trouver une solution algorithmique la résolvant.

4.7 Conclusion

Nous avons étudié dans ce chapitre comment un protocole de routage peut s'exécuter efficacement au dessus d'un réseau radio multisaut. Une solution de routage géographique permet de minimiser la consommation en mémoire et de prendre une décision de routage localisée. Cependant, une telle solution repose implicitement sur un système de localisation afin de pouvoir extraire la position géographique de la destination. Par ailleurs, le routage géographique fonctionne mal dans les topologies non homogènes. Enfin, la prise en compte d'une qualité de lien radio oblige à envoyer des paquets périodiques pour tester les voisins a priori, réduisant l'intérêt de ce type de solution.

Nous avons focalisé la suite de notre étude sur les réseaux de capteurs en particulier. Dans un premier temps, nous avons souhaité caractériser le type d'environnement obtenu expérimentalement. Pour ce faire, nous avons exploité les mesures obtenues par Orange Labs dans le cadre d'un de leur déploiement en milieu urbain. Nous avons mis en exergue une grande variabilité dans le voisinage, posant la question essentielle de *qu'est ce qu'un voisin ?* Par ailleurs, il est compliqué de corrélérer le RSSI à une métrique de qualité de réception pour les liens intermédiaires.

Nous nous sommes ensuite focalisés sur les mécanismes protocolaires de routage dans cet environnement. Quand nous exécutons la pile de standards actuels en réseaux de capteurs, la cohabitation de la couche MAC (IEEE 802.15.4) et routage (RPL) n'est pas aussi simple qu'il n'y paraît. En particulier, le contrôle de topologie au niveau MAC construit un arbre dans IEEE 802.15.4-2006 en mode beacon, éliminant tout maillage pour le routage. Nous avons donc proposé de faire un contrôle de topologie adapté entre les deux couches. Par ailleurs, nous avons également proposé un mécanisme efficace de broadcast exploitable par RPL.

Enfin, nous avons souhaité étudié le comportement de RPL, et notamment l'impact de la métrique de routage sur ses performances. Nous avons mis en exergue par des simulations une forte dynamique, les routes ne restant jamais stables et oscillant dans le réseau. La métrique semble impactée par les choix de routage, créant des boucles de réaction antagonistes, et nuisant au réseau. Nous avons par ailleurs proposé une métrique de routage afin d'équilibrer la charge dans le réseau, et étudions actuellement comment réduire la dynamique en exploitant en parallèle plusieurs pères de façon probabiliste pour réduire l'amplitude des changements et donc des oscillations.

4.8 Publications relatives

Journaux

- [Pav+13] Bogdan PAVKOVIC, Andrzej DUDA, Won-Joo HWANG et Fabrice THEOLEYRE. « Efficient Topology Construction for RPL over IEEE 802.15.4 in Wireless Sensor Networks ». In : *Ad Hoc Networks* (2013).

Conférences

- [Iov+13] Oana IOVA, Fabrice THEOLEYRE et Thomas NOEL. « Stability and Efficiency of RPL under Realistic Conditions in Wireless Sensor Networks ». In : *International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)*. IEEE. London, UK, 2013.

- [Iov+14a] Oana IOVA, Fabrice THEOLEYRE, Mengchuan ZOU et Jialiang LU. « Efficient and Reliable MAC-Layer Broadcast for IEEE 802.15.4 Wireless Sensor Networks ». In : *Wireless and Mobile Networking Conference (WMNC)*. IFIP/IEEE. Vilamoura, Algarve, Portugal, 2014.
- [Iov+14b] Oana IOVA, Fabrice THEOLEYRE et Thomas NOEL. « Maximizing the Lifetime of Wireless Sensor Networks with RPL ». In : *Wireless and Mobile Networking Conference (WMNC)*. IEEE/IFIP. Vilamoura, Algarve, Portugal, 2014.
- [Pav+10] Bogdan PAVKOVIC, Fabrice THEOLEYRE, Dominique BARTHEL et Andrzej DUDA. « Experimental Analysis and Characterization of a Wireless Sensor Network Environment ». In : *International Symposium on Performance Evaluation of Wireless Ad Hoc, Sensor, and Ubiquitous Networks (PE-WASUN)*. ACM. Bodrum, Turkey, 2010.
- [Pav+11] Bogdan PAVKOVIC, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « Multipath opportunistic RPL routing over IEEE 802.15.4 ». In : *International Conference on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWiM)*. ACM. Miami, USA, 2011. DOI : 10.1145/2068897.2068929.
- [Pav+12] Bogdan PAVKOVIC, Won-Joo HWANG et Fabrice THEOLEYRE. « Cluster-Directed Acyclic Graph Formation for IEEE 80215.4 in Multihop Topologies ». In : *International Conference on New Technologies, Mobility and Security (NTMS)*. IEEE/IFIP. Istanbul, Turkey, 2012.
- [Sch+07] Eryk SCHILLER, Paul STARSETZ, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « Properties of Greedy Geographical Routing in Spontaneous Wireless Mesh Networks ». In : *Global Communications Conference (GLOBECOM)*. IEEE. Washington, USA, 2007. DOI : 10.1109/GLOCOM.2007.937.
- [The+09c] Fabrice THEOLEYRE, Eryk SCHILLER et Andrzej DUDA. « Efficient Greedy Geographical Non-Planar Routing with Reactive Deflection ». In : *International Conference on Communications (ICC)*. IEEE. Dresden, Germany, 2009.

Conclusion

Mes recherches s'intéressent principalement à l'accès au médium : comment partager efficacement les ressources radio entre un grand nombre de noeuds, ne possédant pas la même vue de l'activité ?

J'ai donc étudié comment, avec un contrôle de la topologie, nous pouvions simplifier la conception des solutions d'accès au médium. Ainsi, comment construire la structure en cluster-tree exploitée par IEEE 802.15.4-2006 : quel père doit choisir un noeud afin de réduire les collisions et diminuer sa consommation d'énergie ? Une couche MAC à préambule, pourtant à l'opposé de IEEE 802.15.4, peut également exploiter efficacement une structure afin d'organiser les transmissions. En effet, un trafic de contrôle minimal dans le réseau permet d'exploiter des préambules courts, réduisant ainsi la consommation d'énergie effective quand du trafic est relayé dans le réseau. Enfin, j'ai également étudié comment C-MAC, en s'appuyant sur une structure de type k-tree core permettait d'optimiser les fonctions à la fois d'accès au médium et de routage sans besoin de synchronisation lorsque tous les paquets sont destinés à un noeud central dans le réseau.

J'ai également souhaité explorer comment le multicanal permettait de multiplexer les transmissions afin de réduire le nombre de collisions. J'ai distingué trois scénarios, présentant des contraintes croissantes. Dans un premier temps, un réseau multiradio doit pouvoir exploiter plusieurs canaux simultanément, mais un saut de fréquence dynamique est-il nécessaire dans ces conditions ? De même, comment maintenir une connectivité suffisante et implémenter des primitives de diffusion tenant compte de la surdité ? Si nous regardons les réseaux mono-interface, l'exploitation de plusieurs canaux semble plus compliquée. Nous avons proposé Molecular MAC, organisant les transmissions efficacement tout en supprimant le problème de surdité. Enfin, nous avons regardé comment modifier IEEE 802.15.4-2006 et son cluster-tree si nous intégrons une contrainte énergétique.

Plus récemment, je me suis ensuite intéressé à l'exploitation efficace d'un réseau radio multisaut : peut-on faire abstraction des propriétés particulières de la couche MAC et concevoir des protocoles indépendants ? Ainsi, j'ai souhaité caractériser un environnement radio multisaut en analysant les données expérimentales de sensorlabs (Orange Labs). Enfin, je me suis plus spécifiquement intéressé à la pile actuellement standardisée que constitue RPL et IEEE 802.15.4. Ces deux protocoles fonctionnent-ils efficacement ensemble ? Comment estimer la qualité d'un lien et comment mesurer l'impact de cette estimation de qualité sur les propriétés du protocole de routage ?

Cependant, à la lumière de ces travaux se posent pour moi de nouvelles questions, en constituant la prolongation naturelle, une évolution. Je vais donc ici détailler certaines pistes de recherche qui me semblent clé dans le domaine et que je poursuis actuellement.

5.1 Qu'est ce qu'un réseau radio réaliste et comment concevoir les solutions adéquates ?

Les travaux réalisés sur l'analyse des données expérimentales de sensorlabs m'ont fait apprécier à quel point il était complexe d'interpréter des données expérimentales. J'avoue ne pas avoir encore pu répondre précisément à la question *quelles sont les caractéristiques essentielles d'un réseau radio multisaut ?*

Il est probable que les réseaux déployés en milieux urbains, ruraux, intérieurs présentent des caractéristiques différentes. Cependant, les solutions actuelles ne s'intéressent que peu à de telles propriétés et préfèrent supposer une certaine généricité. Une telle approche est-elle valide ? Les caractéristiques sont-elles si différentes qu'elles requièrent des solutions ad hoc ? Un tel constat serait dommageable : un déploiement de réseau demanderait alors une caractérisation parfaite de l'environnement et donc une expertise très fine de choix des solutions à déployer.

Il serait donc plus judicieux de concevoir des protocoles modulables, activant certaines fonctionnalités lorsque certaines caractéristiques sont détectées. Ainsi, un protocole pourrait tout simplement ignorer les liens asymétriques s'ils ne sont pas requis au bon fonctionnement du réseau. Par contre, des mécanismes d'acquiescements intelligents seraient activés dans le cas contraire.

Cette auto-configuration modulaire n'est que peu abordée dans la littérature. Elle faciliterait pourtant grandement ce type de réseau.

5.2 Garanties cachant des performances localement instables

L'absence de garantie de performances me semble le plus important écueil des solutions existantes pour les réseaux radio multisaut. Ainsi, de nombreux travaux ne regardent pas l'équité, ne s'intéressant qu'aux comportements moyens, sans se focaliser sur les cas pires. Nous avons par exemple vu que dans le routage géographique, certaines routes ne peuvent pas être créées du tout, amenant à une impossibilité de communication.

Pourtant, nous ne pouvons plus proposer de façon réaliste l'utilisation de protocoles n'offrant que du *best-effort* dans un environnement très fluctuant. Il nous faut pouvoir concevoir des solutions fiabilisant le réseau, cachant sa complexité. Ainsi, lors d'un partage de réseaux sans-fil cellulaires wifi commercial, il est souvent garanti un débit plus faible que dans le cas *best-effort* mais stable. Nous devons pouvoir garantir ce type de performances également dans les réseaux radio multisaut.

La mouvance récente créée par IEEE 802.15.4e propose du saut de fréquence lent couplé à du TDMA. Cette approche plus déterministe nous permet de mieux garantir certaines propriétés. Ainsi, j'ai travaillé récemment avec un étudiant de master d'Inje University sur l'ordonnancement de liens anycast dans ce type de réseau pour fiabiliser les transmissions. J'ai également initié des études exploitant IEEE 802.15.4e-TSCH avec deux autres étudiants de master de Basu University pour tenir compte du trafic variable tout en garantissant de façon probabiliste des performances.

Le problème est également le même dans les réseaux maillés : leur déploiement est freiné par une mauvaise équité et une forte instabilité dans des conditions réelles. Il est important de concevoir des solutions stables, fonctionnant bien avec TCP par exemple. Par ailleurs, le comportement des protocoles ne doit pas chuter drastiquement dès que le point de congestion est atteint : il est nécessaire soit de faire du contrôle d'admission, soit de dynamiquement gérer les priorités de façon équitable.

Je pense que nous devons maintenant nous focaliser sur des performances minimales sous contraintes d'équité. Il n'est plus acceptable que les performances d'un réseau s'écroulent lorsque plus de trafic est injecté. Il doit être faisable de détecter la congestion et de la stopper, évitant un effet domino. Ainsi, la plupart des couches MAC (IEEE 802.15.4, IEEE 802.11) se comportent mal proche du point de saturation dans les topologies multisaut : les temps d'accès au médium augmentent exponentiellement, faisant écrouler les performances globales du réseau. Nous devons garantir une exploitation stable du réseau.

5.3 Interconnexion des réseaux pour de nouveaux usages

J'ai présenté ici séparément les deux types de réseau sur lesquels j'ai travaillé (capteurs et maillés). Cependant, je vois maintenant les réseaux maillés comme par exemple un formidable outil de collecte de trafic venant de l'Internet des Objets. Cette dorsale radio, haut débit, permettrait d'intégrer des capteurs multimédia (vidéo-surveillance), d'interconnecter des bulles d'objets intelligents. Le milieu urbain ou les maisons intelligentes en représentent de bonnes applications.

Dans ce cadre, il n'est plus possible de concevoir des solutions de façon indépendante. L'équilibrage de charge devrait être global, utilisant des technologies de transmissions différentes. Selon les contraintes énergétiques, les capacités demandées, les interférences entre technologies, il n'est pas invisable de créer un graphe de communication dynamique (une interface étant activée pendant un temps court en fonction des besoins). Comment assurer la stabilité de ce type de réseau tout en gérant de façon transparente le multi-technologie (low-power wifi, wimax, IEEE 802.15.4, etc.) ?

Par ailleurs, le trafic serait très hétérogène. Les mesures collectées par un réseau de capteur seront par exemple envoyés via la dorsale en même temps qu'un flux vidéo. Le trafic élastique issu des mesures devrait donc s'ordonner durant les blancs des autres.

L'inter-pénétration des mondes virtuel et réel laissent présager de plus grandes interactions locales, et donc un trafic sans doute plus localisé. Doit-on reconcevoir un Internet décentralisé ? Les protocoles tels qu'IP avec des adresses hiérarchiques sont-ils les mieux à même de répondre au problème ? Les structures d'organisation actuelles telles que le DODAG de RPL ne sont plus adaptées : comment pourrait on créer des protocoles localisés ? De nombreuses questions restent ainsi en suspens.

Curriculum Vitae

Nom	Théoleyre
Prénom	Fabrice
Date & lieu de naissance	le 21 mai 1980 à Saint-Etienne (42), France
Nationalité	française
situation	marié
Grade	Chargé de Recherche CNRS, CR1
Section CNRS	6
Section CNU	27
Email	theoleyre@unistra.fr
Web	http://clarinet.u-strasbg.fr/~theoleyre/
Adresse Professionnelle	ICUBE Pole API Boulevard Sebastien Brant 67412 Illkirch Cedex, France
Téléphone	(+33) 3 68 85 45 33

A.1 Diplômes

Sept. 2006 Docteur de l'INSA de Lyon en Informatique
Thèse de doctorat soutenue au laboratoire CITI
Une auto-organisation et ses applications dans les réseaux ad hoc et hybrides
sous la direction de Fabrice Valois & Eric Fleury

Rapporteurs :
Andrzej Duda Professeur à l'ENSIMAG (Grenoble)
Thomas Noël Professeur à l'université de Strasbourg
Ivan Stojmenovic Professeur à l'université d'Ottawa (Canada)

commission d'examen :
Andrzej Duda rapporteur Professeur à l'ENSIMAG (Grenoble)
Serge Fdida examinateur Professeur à l'UPMC (Paris 6)
Eric Fleury co-directeur de thèse Professeur à l'INSA de Lyon
Thomas Noël rapporteur Professeur à l'université de Strasbourg
David Simplot-Ryl examinateur Professeur à l'université de Lille
Fabrice Valois co-directeur de thèse Maître de Conférences à l'INSA de Lyon

Sept. 2003	ingénieur de l'INSA de Lyon en Télécommunications avec les félicitations du jury
Juillet 2003	diplôme D'études Approfondies (DEA) en Informatique <i>Gestion de la mobilité des réseaux hybrides</i> sous la direction de Fabrice Valois
1998	Baccalauréat Scientifique, mention Bien

A.2 Expériences

Depuis Déc. 2009	Chargé de Recherche CNRS (CR1) ICUBE, Université de Strasbourg Équipe Réseaux, JJ. Pansiot puis Thomas Noel
Déc. 2009 - 2011	Chargé de Recherche CNRS (CR2) LSIIT, Université de Strasbourg Équipe Réseaux, JJ. Pansiot
2007 - 2009	Chargé de Recherche CNRS (CR2) Laboratoire d'Informatique de Grenoble Université de Grenoble Équipe Drakkar, Andrzej Duda
2006 - 2007	Post-doctorant Laboratoire Systèmes & Réseaux (LSR) Équipe Drakkar, Andrzej Duda

A.2.1 Séjours / Visites dans des laboratoires de recherche

nov 2013 (1 sem)	Visiting Researcher Inje University (Gimhae, Korea) Prof. Won-Joo Hwang
juin 2013 (1 sem)	Visiting Researcher Jiaotong University (Shanghai, China) Dr. Jialiang Lu
nov 2012 (1 sem)	Visiting Researcher Inje University (Gimhae, Korea) Prof. Won-Joo Hwang
jan-avr 2006	Visiting Scholar University of Waterloo (Canada) Prof. Catherine Rosenberg
dec 2006	Chercheur invité Équipe MASCOTTE, Hervé Rivano INRIA Sophia-Antipolis

A.3 Animation Scientifique

A.3.1 Activités éditoriales

Implications dans des journaux

- 2014 **Computer Communications**, éditeur invité, numéro spécial *Communications and Networking for Smart Cities* (impact factor 1.07)
- 2014 **Eurasip Journal of Wireless Communications and Networking**, éditeur invité, numéro spécial *green wireless communications* (impact factor 0.54)
- 2009 - 2013 **IEEE Communications Letters** , éditeur associé (Impact factor 1.196)
- 2013 co-éditeur avec Ai-Chun Pang (National Taiwan University) du livre **Internet of Things and M2M Communications**
- 2012 - * **Journal of Networks**, éditeur associé
- 2012 livre **Using Cross-Layer Techniques for Communication Systems**, Advisory Editorial Board

Responsabilités dans des conférences

- 2014 co-chair, **Algotel**
- 2012 track chair, **WPMC** (Wireless Personal Multimedia Communications Symposium), Internet of Things and M2M Communications track

Membre du comité de programmes

- 2014 IEEE **ICC** (International Conference in Communications), Selected Areas in Communications Symposium , [rank A](#)
 IEEE **Globecom**, (Global Communication Conference) Selected Areas in Communications Symposium (IoT), [rank B](#)
 IEEE/ACM **IWCMC** (International Wireless Communications and Mobile Computing Conference), Wireless Sensor Networks Symposium track, [rank B](#)
 IEEE/IFIP **NTMS** (International Conference on New Technologies, Mobility and Security), Mobility track
WPMC, International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communication
WISARN, International Workshop on Wireless Sensor, Actuator and Robot Networks
- 2013 IEEE **PIMRC** (International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications), Cross Layer & Mobile Wireless Networks tracks , [rank B](#)
 IEEE **VTC-Spring** (Vehicular Technology Conference), Ad-hoc, Mesh, Machine-to-Machine, and Sensor Networks track, [rank B](#)
 IEEE/ACM **IWCMC** (International Wireless Communications and Mobile Computing Conference), Wireless Sensor Networks Symposium track, [rank B](#)
 IEEE **WIMOB** (International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications)
 IEEE **IWCLD** (International Workshop on Cross-layer Design)
Algotel
 EAI **ADHOCNETS** (International Conference on Ad Hoc Networks)
 IEEE **ICCVE** (International Conference on Connected Vehicles & Expo)

- 2012 IEEE **PIMRC** (International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications), Cross Layer & Mobile Wireless Networks tracks , [rank B](#)
 IEEE/IFIP **NTMS** (International Conference on New Technologies, Mobility and Security), Mobility track
 IEEE **WIMOB** (International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications)
- 2011 IEEE **PIMRC** (International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications), Cross Layer & Mobile Wireless Networks tracks , [rank B](#)
 IEEE/IFIP **NTMS** (International Conference on New Technologies, Mobility and Security), Mobility track
 IEEE/ACM **IWCMC** (International Wireless Communications and Mobile Computing Conference), WSN track, [rank B](#)
 IEEE **VTC-Spring** (Vehicular Technology Conference), Ad-Hoc and Sensor Networks track, [rank B](#)
 IEEE **WIMOB** (International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications)
- 2010 ACM **Mobility** (Conference on Mobile Technology, Applications and Systems)
 IEEE/ACM **IWCMC** (International Wireless Communications and Mobile Computing Conference), WSN track, [rank B](#)
 IEEE **AINA** International Conference on Advanced Information Networking and Applications, [rank B](#)
 IEEE **WIMOB** (International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications)
Algotel (Aspects Algorithmiques des Télécommunications)
- 2009 IEEE **IWCLD** (International Workshop on Cross-layer Design)
 ACM **Mobility** (Conference on Mobile Technology, Applications and Systems)
 IEEE/ACM **IWCMC** (International Wireless Communications and Mobile Computing Conference), WSN track, [rank B](#)
 IEEE **WIMOB** (International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications)
- 2008 IEEE **PIMRC** (International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications), Cross Layer & Mobile Wireless Networks tracks , [rank B](#)
 IEEE/ACM **IWCMC** (International Wireless Communications and Mobile Computing Conference) WSN track, [rank B](#)
 IEEE **WIMOB** (International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications)
- 2007 IEEE/ACM **IWCMC** (International Wireless Communications and Mobile Computing Conference) WSN track, [rank B](#)
- 2006 IEEE **IWWAN** (International Workshop on Wireless Ad-hoc & Sensor Networks)

Membre du comité d'organisation

- 2008 **CFIP** (Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles) : site web, publication des actes dans HAL, recherche de parrains académiques et industriels, etc.

Evaluation de la recherche

2012	ANR appel International
2010-2011	ANR INFRA, Blanc
2011	FNRS (Belgique)
2010	Région Bretagne

A.3.2 Responsabilités**Responsabilités locales**

2008 - 2009	Marvelig	Membre du comité de pilotage et Responsable de l'activité <i>capteurs</i> de la plate-forme du LIG
2008 - 2010	Semba	co-responsable du thème <i>Infrastructures logicielles et communicantes pour l'embarqué</i> (cluster de région ISLE, laboratoires de Grenoble/Lyon/Saint-Etienne/Valence)

Membre de Cos

2014	MCF à l'université de Bourgogne sur un profil réseaux
2013	MCF à l'INSA de Lyon sur un profil réseaux
2012	2 MCF à l'INSA de Lyon sur un profil informatique & réseaux
2010	MCF à l'université de Strasbourg sur un profil réseaux

Participation à des jurys de Thèses

Juillet 2012	Bilel Romdhani	<i>Exploitation de l'hétérogénéité des réseaux de capteurs et d'actionneurs dans la conception des protocoles d'auto-organisation et de routage</i> INSA de Lyon / CITI / Orange Labs / projet INRIA SWING directeurs : Fabrice Valois & Dominique Barthel
Déc. 2011	Jovan Radak	<i>Algorithms for Realistic Wireless Sensor Networks</i> Université de Lille 1, IRCICA / LIFL / équipe INRIA POPS directeurs : Nathalie Mitton & Isabelle Simplot-Ryl

A.3.3 Implication dans des projets

6

Projet	Période	Thématiques & Responsabilités
NSFC / CNRS DREAM	2013	Réseaux de capteurs corporels, mobilité pour des échanges avec Jiaotong University, Jialiang Lu (Shanghai, Chine), 3,2k€
PHC DCNSO	STAR 2012-2013	Réseaux de capteurs radio avec contraintes en délai, mobilité pour des échanges avec Inje University, Prof. Won-Joo Hwang (Gimhae, Korea), 15k€
ANR IRIS	2011-2014	coordinateur local, ANR appel INFRA sur les réseaux de capteurs tout IP (Thalès (leader), ST MicroElectronics, Sen.Se, LIG, LIP6, ICube), 143k€

6. Les projets dont je suis coordinateur local sont écrits en gras

EXPRIMA	2010	coordinateur d'un projet financé par le conseil scientifique de l'université de Strasbourg (10k€HT, Expérimentations pour Réseaux Maillés)
FUI Senscity	2009-2011	co-responsable scientifique avec B. Ponsard (212k€, Sensor Networks for Urban Environments), pôle de compétitivité Minalogic (Orange Labs, Coronis, HP, PME, Gscope, LIG)
ARC CARMA	2007-08	responsable local, ARC sur la capacité des réseaux maillés (INRIA Nice, Lyon, Lille / LIG)
RNRT ARESA	2006-09	membre, embedded computing and sensor networks
RNRT AIRNET	2006-09	membre, mobilité et Interoperabilité dans une infrastructure sans-fil
IST WIP	2006-08	membre, an all-IP wireless mesh network
ARC IRAMUS	2004-06	membre, interface radio / couche MAC
ACI FRAGILE	2003-06	membre, sécurité
CNRS RECAP	2005-06	membre, Plate-forme de réseaux de capteurs (mise en place d'une plate-forme de réseau maillé)

A.4 Encadrement

A.4.1 Doctorants

G. Gaillard	SLA pour réseaux de capteurs urbains (2012 - *) 3 ^{ième} co-encadrant avec D. Barthel (Orange Labs) et F. Valois (INSA Lyon)
O. Iova	Réseaux de capteurs pour l'Internet des objets (2011 - *) co-encadrement avec T. Noel (ICube)
B. Pavkovic	Réseaux de capteurs urbains : expérimentations et impacts (2009 - déc. 2012) co-encadrement avec A. Duda (LIG)
C. T. de Oliveira	Réseaux maillés multicanaux multiradio (2009 - oct. 2012) co-encadrement avec A. Duda (LIG)
N. Abdeddaim	Analyse des performances d'un réseau de capteurs exploitant le standard IEEE 802.15.4 (2008 - oct. 2012) co-encadrement avec A. Duda (LIG) à partir de sept. 2010

A.4.2 Master recherche

M. Sabzevari	Trafic Sporadique dans les réseaux RPL / IEEE 802.15.4e (2013) co-encadrement avec Mohammad Nassiri (Basu university, Iran)
F. Gargouri	Traitement de données et de requêtes dans les réseaux de capteurs radio (2009)
D. Abdelali	Allocation de canaux et mesure d'activité dans les réseaux spontanés sans-fil et maillés (2009)
R. Tout	Mobility Models Characterization for Mobile Ad Hoc Networks (2005)

A.4.3 TER

K. Brun-Laguna	Test expérimental de IEEE 802.11s sous Linux Debian voyage
G. Hurel	Expérimentations pour l'évaluation du protocole IEEE 802.15.4 (2012)
N. Weber	Experimental evaluation of IEEE 802.11s (2011)
Y. Zhang	Étude de la robustesse du processus d'association de IEEE 802.15.4 (2010)
J. Roy	Évaluation des performances de IEEE 802.15.4 en mode beacon sur des cas pathologiques (2010)
J. Boulanger	Implémentation d'une couche MAC pour réseaux de capteurs sans-fil sur une plateforme d'expérimentations (2009)

A.4.4 Master professionnel (projets de fin d'étude)

A. Sundungi	Openwsn with WSN430 nodes (2013, 2 months)
B. Madelaine & J. Bally	Deployment of the NITOS scheduling solution for the WMN testbed (2012)
S. Harroum	Geographic routing in MANET with ns2 (2008)
B. Damoc	Ad hoc networks monitoring (2006)
X. Pavoux	Evaluation of routing protocols for MANET (2005)
L. Guedat & T. Bezancon	IPv6 deployment (2005)
M. Loscos & O. Schirman	Localization in hybrid networks (2004)
M. Petitjean & I. Fraizy	Routing in MANET (2004)

A.5 Enseignement depuis 2006

Années	Intitulé	Nature	eq. TD
2012, 2013	Architecture des réseaux radio	CM	7
2012, 2013	Sécurité des Réseaux	CM, TP	19
2011	Réseaux TCP-IP	CM, TD	15
2011, 2012, 2013	Programmation Réseau	CM, TD, TP	22,5
2011	Systèmes Distants	CM, TD, TP	24
2010	Réseaux & Protocoles	TD , TP	38
2007, 2008, 2009	Réseaux	CM, TD, TP	40
2007	Sécurité	CI	14
2007	Réseaux Autonomes Sans-Fil	CI	20

en gras, cours dont j'ai été responsable

A.5.1 Responsabilités

2012 - *	Responsable de l'option Réseaux & Télécoms 3A Télécom Physique Strasbourg
2012	Création de l'option Réseaux & Télécoms Création des modules, choix des intervenants (250h de formation scientifique)
2011 - 2012	Responsable de l'option Génie Logiciel Systèmes & Réseaux (GSLR) en 3A Télécom Physique Strasbourg
2011 - *	Membre du Conseil de Perfectionnement Membre des jurys en tant que responsable d'option Télécom Physique Strasbourg

A.6 Publications (depuis 2006)

A.6.1 Livres

1. Fabrice Theoleyre and Ai-Chun Pang, **Internet of Things and M2M Communications**, in *River Publisher, Series in Information Science and Technology*, ISBN : 9788792982483, May 2013.

A.6.2 Chapitres de livres

1. Nazim Abdedaim, Benoit Darties, Fabrice Theoleyre, **Bandwidth and Energy Consumption Tradeoff for IEEE 802.15.4 Multihop Topologies**, in *Wireless Sensor Networks : Technology & Applications*, editor Mohammad A. Matin, INTECH, 2012.
2. Bogdan Pavkovic and Fabrice Theoleyre, **MAC and Routing Integration in Wireless Sensor Networks**, in *Using Cross-Layer Techniques for Communication Systems*, editor Habib Rashvand and Yousef Seifi Kavian, IGI Global, 2012.

A.6.3 Journaux internationaux

1. Bogdan Pavkovic, Andrzej Duda, Won-Joo Hwang and Fabrice Theoleyre. **Efficient Topology Construction for RPL over IEEE 802.15.4 in Wireless Sensor Networks**, Ad Hoc Networks, accepted, Aug. 2013 (Impact Factor 1.456).
2. Fabrice Theoleyre and Benoit Darties. **Capacity and Energy-Consumption Optimization for the Cluster-Tree Topology in IEEE 802.15.4**, IEEE Communications Letters, vol 15(8), pp 816-818, August 2011 (Impact Factor 1.201).
3. Fabrice Theoleyre. **A Route-Aware MAC for Wireless Multihop Networks with a Convergecast Traffic Pattern**, Computer Networks, vol 55(3), pp 822-837, February 2011 (Impact Factor 1.196).
4. Hervé Rivano, Fabrice Theoleyre et Fabrice Valois. **A Framework for the Capacity Evaluation of Multihops Wireless Networks**, Ad Hoc & Sensor Wireless Networks (AHSWN), 9(3), pp139-162. January 2010 (Impact Factor 0.309).
5. Fabrice Theoleyre et Fabrice Valois. **A Self-Organization Structure for Hybrid Networks**, *Ad Hoc Networks*, 6(3), pp 393-407, May 2008 (Impact Factor 1.293).

A.6.4 Colloques internationaux avec comité de sélection

1. Guillaume Gaillard, Dominique Barthel, Fabrice Theoleyre, Fabrice Valois **Service Level Agreements for Wireless Sensor Networks : a WSN Operator's Point of View**, in *IEEE/IFIP Network Operations and Management Symposium (NOMS)*, Krakow, Poland, May 2014, **rank A**.
2. Oana Iova, Fabrice Theoleyre, Thomas Noel **Stability and Efficiency of RPL under Realistic Conditions in Wireless Sensor Networks**, in *IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)*, London, UK, Sept. 2013, **rank B**.
3. Nazim Abdedaim, Fabrice Theoleyre, Martin Heusse and Andrzej Duda **Adaptive IEEE 802.15.4 MAC for Throughput and Energy Optimization**, in *IEEE International Conference on Distributed Computing in Sensor Systems (DCOSS)*, Cambridge (MA), USA, May 2013, **rank A**.
4. Fabrice Theoleyre, **IEEE 802.11 Multihop Networks : Challenges & Solutions**, invited talk, MITA Conference, Seoul, Korea, Nov. 2012.
5. Carina Teixeira de Oliveira, Fabrice Theoleyre and Andrzej Duda **Channel Assignment Strategies for Optimal Network Capacity of IEEE 802.11s**, in *ACM International Symposium on Performance Evaluation of Wireless Ad Hoc, Sensor, and Ubiquitous Networks (PE-WASUN)*, Paphos, Cyprus October 2012.

6. Nazim Abdedaim, Fabrice Theoleyre, Franck Rousseau and Andrzej Duda **Multi-Channel Cluster Tree for 802.15.4 Wireless Sensor Networks**, in *IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)*, Sydney, Australia, Sept. 2012, [rank B](#).
7. Bogdan Pavkovic, Won-Joo Hwang and Fabrice Theoleyre. **Cluster-Directed Acyclic Graph Formation for IEEE 802.15.4 in Multihop Topologies**, in *IFIP/IEEE International Conference on New Technologies, Mobility and Security (NTMS)*, Istanbul, Turkey, May 2012.
8. Thong Huynh, Ngoc-Thai Pham, Won-Joo Hwang and Fabrice Theoleyre **Stochastic Optimization for Minimum Outage in Cooperative Ad-Hoc Network**, in *IEEE International Conference on Advanced Information Networking and Applications (AINA)*, Fukuoka, Japan, March 2012, [rank B](#).
9. Bogdan Pavkovic, Fabrice Theoleyre and Andrzej Duda. **Multipath Opportunistic RPL Routing over IEEE 802.15.4**, in *ACM International Conference on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWiM)*, Miami, USA, October 2011, [rank A.](#)
10. Carina T. de Oliveira, Fabrice Theoleyre and Andrzej Duda. **Broadcast strategies with probabilistic delivery guarantee in multi-channel multi-interface wireless mesh networks**, in *IFIP Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop (Med-Hoc-Net)*, Favigna Island, Italy. June 2011.
11. Carina T. de Oliveira, Fabrice Theoleyre and Andrzej Duda. **Connectivity in multi-channel multi-interface wireless mesh networks**, in *International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC)*, Istanbul (Turkey), July 2011. [rank B](#).
12. J. Beaudaux, A. Gallais, R. Kuntz, J. Montavont, T. Noel, D. Roth, F. Theoleyre and E. Valentin. **CASINO : Creating Alea with a Sensor-based Interactive Network — demo —**, in *ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys)*, Zurich (Switzerland), Nov. 2010, [rank A](#).
13. Bogdan Pavkovic, Fabrice Theoleyre, Dominique Barthel, Andrzej Duda. **Experimental Analysis and Characterization of a Wireless Sensor Network Environment**, in *ACM International Symposium on Performance Evaluation of Wireless Ad Hoc, Sensor, and Ubiquitous Networks (PE-WASUN)*, Bodrum (Turkey), Oct. 2010.
14. Fabrice Theoleyre, Abdelmalik Bachir, Andrzej Duda and Kin K. Leung. **Energy Efficient Network Structure for Synchronous Preamble Sampling in Wireless Sensor Networks**, in *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Cape Town (South Africa), June 2010, [rank A](#).
15. Dorra Abdelali, Fabrice Theoleyre, Abdelmalik Bachir and Andrzej Duda. **Neighborhood Discovery and Activity Monitoring in Multichannel Mesh Networks**, in *IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, Sydney (Australia), April 2010, [rank B](#).
16. Abdelmalik Bachir, Fabrice Theoleyre and Andrzej Duda. **Energy-Efficient Broadcasts in Wireless Sensor Networks with Multiple Virtual Channels**, in *IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, Sydney (Australia), April 2010, [rank B](#).
17. Mohammad Nassiri, Fabrice Theoleyre, Martin Heusse and Andrzej Duda. **Molecular MAC for Multichannel Wireless Mesh Networks**, in *IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems (MASS)*, Macau (Macau), October 2009, [rank A](#).
18. Benoit Darties Fabrice Theoleyre and Andrzej Duda. **A Divide-and-Conquer Scheme for Assigning Roles in Multi-Channel Wireless Mesh Networks**, in *IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN)*, Zurich (Switzerland), October 2009 ; [rank A](#).
19. Benoit Darties Fabrice Theoleyre and Andrzej Duda. **A restricted-Weakly Connected Dominating Set for Role Assignment in a Multichannel MAC for Wireless Mesh Networks**, in *IEEE Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications (WIMOB)*, Marrakech (Morocco), October 2009.

20. O. Alphand, A. Duda, M. Heusse, B. Ponsard, F. Rousseau, F. Theoleyre. **Towards the Future Internet of Sensors**, in *Tyrrhenian (International Workshop on Digital Communications)*, Pula, Sardinia (Italy), September 2009.
21. Fabrice Theoleyre, Benoit Darties, Andrzej Duda. **Assignment of Roles and Channels for a Multichannel MAC in Wireless Mesh Networks**, in *IEEE International Conference on Computer Communications and Networks (ICCN)*, San Francisco (USA), August 2-6, 2009, [rank A](#).
22. Fabrice Theoleyre, Eryk Schiller, Andrzej Duda. **Efficient Greedy Geographical Non-Planar Routing with Reactive Deflection**, in *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Dresden (Germany), June 14-18, 2009, [rank A](#).
23. Franck Rousseau, Fabrice Théoleyre, Andrzej Duda, Andrey Krendzel, Manuel Requena-Esteso and Josep Mangués-Bafalluy, **Geo-mobility and Location Service in Spontaneous Wireless Mesh Networks**, in *ICT Mobile Summit*, Stockholm (Sweden), June 2008.
24. Mohammad Nassiri, Fabrice Theoleyre, Martin Heusse and Andrzej Duda, **Molecular Architecture for Spontaneous Wireless Mesh Networks**, in *IEEE ADHOC (Scandinavian Workshop on Wireless Ad-hoc & Sensor Networks)*, Stockholm (Sweden), May 2008
25. Mohammad Nassiri, Fabrice Theoleyre, Martin Heusse and Andrzej Duda, **Molecular Architecture for Autonomic Wireless Mesh Networks**, in *ACM Conext*, Student workshop, New-York (USA), Décembre 2007
26. Eryk Schiller, Paul Starsetz, Fabrice Theoleyre and Andrzej Duda, **Properties of Greedy Geographical Routing in Spontaneous Wireless Mesh Networks**, in *IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, Washington (USA), Novembre 2007, [rank B](#).
27. Christian Ibars, Aitor del Coso, Yan Grunenberger, Fabrice Theoleyre, Franck Rousseau, **Increasing the Throughput of Wireless Mesh Networks with Cooperative Techniques**, in *IST Mobile and Wireless Communications Summit*, Budapest (Hungary), Juillet 2007
28. F. Rousseau, M. Heusse, Y. Grunenberger, V. Untz, E. Schiller, P. Starsetz, F. Theoleyre, O. Alphand, A. Duda, **An Architecture for Seamless Mobility in Spontaneous Wireless Mesh Networks**, in *ACM SIGCOMM, Workshop Mobiarch (International Workshop on Mobility in the Evolving Internet Architecture)*, Kyoto (Japan), Aout 2007

A.6.5 Brevets

1. Nazim Abddedaim, Fabrice Theoleyre and Benoit Ponsard. **Method for Constructing a Cluster Tree Topology in a Personal Area Network**. European Patent - 12 305 800.0, July 3rd. 2012

A.6.6 Colloques francophones avec comité de sélection

1. Carina T. de Oliveira, Fabrice Theoleyre and Andrzej Duda. **Evaluation de stratégies d'assignation de canaux pour IEEE 802.11s**, in *Rencontres Francophones sur les aspects Algorithmiques des T'el'ecomunications (ALGOTEL)*, Cap Esterel, France. May 2011.
2. Benoit Darties, Fabrice Theoleyre et Andrzej Duda, **Algorithme distribué pour l'assignation de rôles dans Molecular MAC, une couche MAC multicannal**, in *Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles (CFIP)*, Strasbourg (France), Octobre 2009
3. Benoit Darties, Fabrice Theoleyre et Andrzej Duda, **Algorithme 2-approché pour la construction distribuée de réseaux moléculaires**, in *Poster Rencontres Francophones sur les aspects Algorithmiques des T'el'ecomunications (ALGOTEL)*, Carry le Rouet (France), Juin 2009

A.6.7 Rapports de recherche

1. Nazim Abdeddaim and Fabrice Theoleyre, **Implementation of a WSNet Module to Simulate the IEEE 802.15.4 Beacon-Enabled Mode in Multihop Topologies**, Research report HAL 00590853, May 2011
2. Carina teixeira de Oliveira, Fabrice Theoleyre and Andrzej Duda, **Broadcast Strategies with Probabilistic Delivery Guarantee in Multi-Channel Multi-Interface Wireless Mesh Networks**, LIG Research report 017 / HAL 00591986, May 2011

Bibliographie

- [6Lo] 6LOWPAN. *IPv6 over Low power WPAN*. <http://tools.ietf.org/wg/6lowpan/>.
- [6ti] 6TISCH. *Discuss link layer model for Deterministic IPv6 over the TSCH mode of IEEE 802.15.4e, and impacts on RPL and 6LoWPAN such as resource allocation*. <https://www.ietf.org/mailman/listinfo/6tisch>.
- [802a] *IEEE 802.11, Local and metropolitan area networks - Specific requirements Part 11 : Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications, IEEE standard, 1999*.
- [802b] *IEEE 802.11s, Local and metropolitan area networks - Specific requirements Part 11 : Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications Amendment : Mesh Networking, IEEE standard*. 2011.
- [802c] *IEEE 802.15.4, WPAN Task Group 4*. <http://www.ieee802.org/15/pub/TG4.html>. 2006.
- [Abd+10] Dorra ABDELALI, Fabrice THEOLEYRE, Abdelmalik BACHIR et Andrzej DUDA. « Neighborhood Discovery and Activity Monitoring in Multichannel Mesh Networks ». In : *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*. IEEE. Sydney, Australia, 2010.
- [Abd+12] Nazim ABDEDDAIM, Fabrice THÉOLEYRE, Franck ROUSSEAU et Andrzej DUDA. « Multi-Channel Cluster Tree for 802.15.4 Wireless Sensor Networks ». In : *International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)*. IEEE. Sydney, Australia, 2012.
- [Abd+13] Nazim ABDEDDAIM, Fabrice THEOLEYRE, Martin HEUSSE et Andrzej DUDA. « Adaptive IEEE 802.15.4 MAC for Throughput and Energy Optimization ». In : *International Conference on Distributed Computing in Sensor Systems (DCOSS)*. IEEE. Cambridge (MA), USA, 2013.
- [Ahn+06] Gahng-Seop AHN, Emiliano MILUZZO, Andrew T. CAMPBELL, Se Gi HONG et Francesca CUOMO. « Funneling-MAC : A Localized, Sink-Oriented MAC For Boosting Fidelity in Sensor Networks ». In : *Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys)*. ACM. Boulder, USA, 2006, p. 293–306.
- [Ali+09] Muhammad Hamad ALIZAI, Olaf LANDSIEDEL, J6 Ágila Bitsch LINK, Stefan GÖTZ et Klaus WEHRLE. « Bursty traffic over bursty links ». In : *Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys)*. ACM. Berkeley, California, 2009, p. 71–84. DOI : 10.1145/1644038.1644046.
- [AM12] Eiman ALOTAIBI et Biswanath MUKHERJEE. « A survey on routing algorithms for wireless Ad-Hoc and mesh networks ». In : *Computer Networks* 56.2 (2012), p. 940–965. ISSN : 1389-1286. DOI : <http://dx.doi.org/10.1016/j.comnet.2011.10.011>. URL : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S138912861100377X>.

- [Ana+09] Giuseppe ANASTASI, Marco CONTI et Mario DI FRANCESCO. « The MAC unreliability problem in IEEE 802.15.4 wireless sensor networks ». In : *International conference on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems (MSWiM)*. ACM, Tenerife, Canary Islands, Spain, 2009, p. 196–203. DOI : 10.1145/1641804.1641839.
- [Aqu07] Torre AQUILA. University of Trento, <http://d3s.disi.unitn.it/projects/torraquila>. 2007.
- [Atl13] ATLANTICO. *C'est quoi, un réseau Mesh ?* <http://www.atlantico.fr/rdv/minute-tech/c-est-quoi-reseau-mesh-louise-hoffmann-724835.html>. 2013.
- [AY05] Kemal AKKAYA et Mohamed YOUNIS. « A survey on routing protocols for wireless sensor networks ». In : *Ad Hoc Networks* 3.3 (2005), p. 325–349. ISSN : 1570-8705. DOI : 10.1016/j.adhoc.2003.09.010. URL : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1570870503000738>.
- [Bac+10] Abdelmalik BACHIR, Fabrice THEOLEYRE, Andrzej DUDA et Kin K. LEUNG. « Energy-Efficient Broadcasts in Wireless Sensor Networks with Multiple Virtual Channels ». In : *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*. IEEE, Sydney, Australia, 2010.
- [Bah+04] Victor BAHL, Ranveer CHANDRA et John DUNAGAN. « SSCH : Slotted Seeded Channel Hopping For Capacity Improvement in IEEE 802.11 Ad Hoc Wireless Networks ». In : *Conference on Mobile Computing and Networking (MOBICOM)*. ACM, Philadelphia, USA, 2004, p. 216–230.
- [Bar+08] Guillermo BARRENETXEA, François INGELREST, Gunnar SCHAEFER et Martin VETTERLI. « The hitchhiker's guide to successful wireless sensor network deployments ». In : *Conference on Embedded Network Sensor Systems (Sensys)*. Raleigh, USA : ACM, 2008, p. 43–56. DOI : 10.1145/1460412.1460418.
- [Bor+06] Eleonora BORGIA, Marco CONTI et Franca DELMASTRO. « MobileMAN : design, integration, and experimentation of cross-layer mobile multihop ad hoc networks ». In : *IEEE Communications Magazine* 44.7 (2006), p. 80–85.
- [Bos+99] P. BOSE, P. MORIN, I. STOJMENOVIC et J. URRUTIA. « Routing with guaranteed delivery in ad hoc wireless networks. » In : *DIAL'M*. ACM, Seattle, USA, 1999, p. 48–55.
- [Cam+08] M.E.M. CAMPISTA et al. « Routing Metrics and Protocols for Wireless Mesh Networks ». In : *IEEE Network* 22.1 (2008), p. 6–12. DOI : 10.1109/MNET.2008.4435897.
- [Cap+12] Antonio CAPONE, Filippo MALANDRA et Brunilde SANSÒ. « Energy Savings in Wireless Mesh Networks in a Time-Variable Context ». In : *Mob. Networks and Applications* 17.2 (avr. 2012), p. 298–311. ISSN : 1383-469X. DOI : 10.1007/s11036-011-0339-x. URL : <http://dx.doi.org.gate6.inist.fr/10.1007/s11036-011-0339-x>.
- [Car+11] Ricardo C. CARRANO, Luiz C. S. MAGALHAES, Debora C. Muchaluat SAADE et Celio V. N. ALBUQUERQUE. « IEEE 802.11s Multihop MAC : A Tutorial ». In : *IEEE Communications Surveys Tutorials* 13.1 (2011), p. 52–67. DOI : 10.1109/SURV.2011.040210.00037.
- [Cas+07] P. CASARI, M. NATI, C. PETRIOLI et M. ZORZI. « Efficient non planar routing around dead-ends in sparse topologies using random forwarding ». In : *ICC*. IEEE, Glasgow, UK, 2007.
- [CE07] Niklas CARLSSON et Derek L. EAGER. « Non-Euclidian Geographic Routing in Wireless Networks ». In : *Ad Hoc Networks* 5.7 (2007), p. 1173–1193. DOI : 10.1016/j.adhoc.2006.07.001.
- [Cer+05a] Alberto CERPA, Jennifer L WONG, Miodrag POTKONJAK et Deborah ESTRIN. « Temporal Properties of Low Power Wireless Links : Modeling and Implications on Multi-Hop Routing ». In : *International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MOBIHOC)*. New York, New York, USA : ACM Press, 2005, p. 414–425.

- [Cer+05b] Alberto CERPA, Jennifer L. WONG, Miodrag POTKONJAK et Deborah ESTRIN. « Temporal properties of low power wireless links : modeling and implications on multi-hop routing ». In : *Proceedings of the 6th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*. MobiHoc '05. Urbana-Champaign, IL, USA : ACM, 2005, p. 414–425. ISBN : 1-59593-004-3. DOI : 10.1145/1062689.1062741. URL : <http://doi.acm.org/gate6.inist.fr/10.1145/1062689.1062741>.
- [Cha+05] Claude CHAUDET, Dominique DHOUTAUT et Isabelle GU'ERIN LASSOUS. « Performance Issues with IEEE 802.11 in Ad Hoc Networking ». In : *IEEE Communications Magazine* 43.7 (2005), p. 110–116.
- [Cha+12] Nesrine CHAKCHOUK, Bechir HAMDAROU et Mounir FRIKHA. « WCDS-DCR : an energy-efficient data-centric routing scheme for wireless sensor networks ». In : *Wireless Communications and Mobile Computing* 12.2 (2012), p. 195–205. ISSN : 1530-8677. DOI : 10.1002/wcm.956. URL : <http://dx.doi.org/10.1002/wcm.956>.
- [Che+02] Geng CHEN, Fabian GARCIA, Julio SOLANO et Ivan STOJMENOVIC. « Connectivity based k-hop clustering in wireless networks ». In : *Proceedings of the 35th Hawaii International Conference on System Sciences*. IEEE. Maui, Hawaii, 2002.
- [Che+11] Xiaoqin CHEN, H.M. JONES et D. JAYALATH. « Channel-Aware Routing in MANETs with Route Handoff ». In : *IEEE Transactions on Mobile Computing* 10.1 (2011), p. 108–121. DOI : 10.1109/TMC.2010.144.
- [Cho+06] Chun Tung CHOU, A. MISRA et J. QADIR. « Low-Latency Broadcast in Multirate Wireless Mesh Networks ». In : *IEEE Journal on Selected Areas in Communications* 24.11 (2006), p. 2081–2091. ISSN : 0733-8716. DOI : 10.1109/JSAC.2006.881621.
- [Cho+10] P. CHOWDHURY, M. TORNATORE, S. SARKAR et B. MUKHERJEE. « Building a Green Wireless-Optical Broadband Access Network (WOBAN) ». In : *Journal of Lightwave Technology* 28.16 (2010), p. 2219–2229. ISSN : 0733-8724. DOI : 10.1109/JLT.2010.2044369.
- [Chr+10] K. CHRISTENSEN, P. REVIRIEGO, B. NORDMAN, M. BENNETT, M. MOSTOWFI et J.A. MAESTRO. « IEEE 802.3az : the road to energy efficient ethernet ». In : *IEEE Communications Magazine* 48.11 (2010), p. 50–56. ISSN : 0163-6804. DOI : 10.1109/MCOM.2010.5621967.
- [CJ03a] T. CLAUSEN et P. JACQUET. *Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)*. RFC 3626. IETF, 2003.
- [CJ03b] Thomas CLAUSEN et Philippe JACQUET. *Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)*. RFC 3626. IETF, 2003.
- [Cla+07] F.J. CLAUDIOS, R. RADEKE, D. MARANDIN, P. TODOROVA et S. TOMIC. « Performance Study of Reconfiguration Algorithms in Cluster-Tree Topologies for Wireless Sensor Networks ». In : *International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)*. IEEE. 2007. DOI : 10.1109/PIMRC.2007.4394874.
- [Cla+11] T. CLAUSEN, U. HERBERG et M. PHILIPP. « A critical evaluation of the IPv6 Routing Protocol for Low Power and Lossy Networks (RPL) ». In : *WiMob*. IEEE. 2011, p. 365–372. DOI : 10.1109/WIMOB.2011.6085374.
- [Cla+13a] T. CLAUSEN, A. COLIN de VERDIERE, J. YI, U. HERBERG et Y. IGARASHI. *Observations of RPL : IPv6 Routing Protocol for Low power and Lossy Networks*. draft draft-clausen-lln-rpl-experiences-06. IETF, 2013.
- [Cla+13b] T. CLAUSEN et al. *The Lightweight On-demand Ad hoc Distance-vector Routing Protocol - Next Generation (LOADng)*. Internet-Draft draft-clausen-lln-loadng-08. IETF, 2013.
- [CT11] Yin CHEN et Andreas TERZIS. « On the implications of the log-normal path loss model : an efficient method to deploy and move sensor motes ». In : *Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys)*. ACM. Seattle, Washington, 2011, p. 26–39. DOI : 10.1145/2070942.2070946.

- [Cuo+08] F. CUOMO, S. DELLA LUNA, E. CIPOLLONE, P. TODOROVA et T. SUIHKO. « Topology Formation in IEEE 802.15.4 : Cluster-Tree Characterization ». In : *International Conference on Pervasive Computing and Communications (Percom)*. IEEE. Manheim, Germany, 2008, p. 276–281. DOI : 10.1109/PERCOM.2008.26.
- [Cuo+09] Francesca CUOMO, Emanuele CIPOLLONE et Anna ABBAGNALE. « Performance analysis of IEEE 802.15.4 wireless sensor networks : An insight into the topology formation process ». In : *Computer Networks* in press (2009). DOI : 10.1016/j.comnet.2009.07.016.
- [Cuo+13] Francesca CUOMO, Anna ABBAGNALE et Emanuele CIPOLLONE. « Cross-layer network formation for energy-efficient IEEE 802.15.4/ZigBee Wireless Sensor Networks ». In : *Ad Hoc Networks* 11.2 (mar. 2013).
- [Dar+09a] Benoit DARTIES, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « A Divide-and-Conquer Scheme for Assigning Roles in Multi-Channel Wireless Mesh Networks ». In : *Conference on Local Computer Networks (LCN)*. IEEE. Zurich, Switzerland, 2009.
- [Dar+09b] Benoit DARTIES, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « A restricted-Weakly Connected Dominating Set for Role Assignment in a Multichannel MAC for Wireless Mesh Networks ». In : *Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications (Wi-MOB)*. IEEE. Marrakech, Morocco, 2009.
- [DC+03] Douglas S. J. DE COUTO, Daniel AGUAYO, Benjamin A. CHAMBERS et Robert MORRIS. « Performance of multihop wireless networks : shortest path is not enough ». In : *ACM SIGCOMM Computer Communication Review* 33.1 (2003), p. 83–88.
- [DD09] Isabel DIETRICH et Falko DRESSLER. « On the lifetime of wireless sensor networks ». In : *ACM Transactions on Sensor Networks* 5.1 (2009), p. 1–39. DOI : 10.1145/1464420.1464425.
- [Des+05] Guy DESAULNIERS, Jacques DESROSIERS et Marius M. SOLOMO. *Column Generation*. Springer-Verlag New York Inc, 2005.
- [DF+11] Mario DI FRANCESCO, Giuseppe ANASTASI, Marco CONTI, Sajal K. DAS et Vincenzo NERI. « Reliability and Energy-Efficiency in IEEE 802.15.4/ZigBee Sensor Networks : An Adaptive and Cross-Layer Approach ». In : *IEEE Journal on Selected Areas in Communications* 29.8 (2011), p. 1508–1524. DOI : 10.1109/JSAC.2011.110902.
- [Dun+04] A. DUNKELS, B. GRONVALL et T. VOIGT. « Contiki - A Lightweight and Flexible Operating System for Tiny Networked Sensors ». In : *LCN*. IEEE Computer Society, 2004. ISBN : 0-7695-2260-2. DOI : 10.1109/LCN.2004.38. URL : <http://dx.doi.org/10.1109/LCN.2004.38>.
- [Dun+97] Jean E. DUNBAR, Jerrold W. GROSSMAN, Johannes H. HATTINGH, Stephen T. HEDETNIEMI et Alice A. MCRAE. « On weakly connected domination in graphs ». In : *Discrete Mathematics* 167-168 (1997), p. 261–269.
- [EH+03] A. EL-HOIYDI, J-D. DECOTIGNIE, C. ENZ et E. Le ROUX. « Poster Abstract : WiseMac, an Ultra Low Power MAC Protocol for the WiseNET Wireless Sensor Networks ». In : *Sensys*. ACM. Los Angeles, USA, 2003. DOI : ACM.
- [Fab+12] Flavio FABBRI, Marco ZUNIGA, Daniele PUCCINELLI et Pedro MARRÓN. « On the optimal blacklisting threshold for link selection in wireless sensor networks ». In : *European Conference on Wireless Sensor Networks (EWSN)*. Springer, 2012, p. 147–162.
- [Fee99] Laura Marie FEENEY. « A Taxonomy for Routing Protocols in Mobile Ad Hoc Networks ». In : *International Symposium on Handheld and Ubiquitous Computing (HUC)*. T. 8. ACM. Karlsruhe, Germany, 1999.
- [Fit] *Future Internet (of Things) FIT-IoT Equipex*. <http://fit-equipex.fr/>. 2011-2019.
- [Fly+02] Juan FLYNN, Hitesh TEWARI et Donal O'MAHONY. « A Real-Time Emulation System for Ad Hoc Networks ». In : *Communication Networks and Distributed Systems Modeling and Simulation Conference (CNDS)*. San Antonio, USA, 2002, p. 115–120.

- [FPM04] Sophia FOTOPOULOU-PRIGIPA et Bruce McDONALD. « GCRP : Geographic Virtual Circuit Routing Protocol for Ad Hoc Networks ». In : *MASS*. IEEE. Fort Lauderdale, USA, 2004.
- [Fre] *Freifunk - Community Wireless Networks*. freifunk.net.
- [Fun05] Stephan FUNKE. « Topological hole detection in wireless sensor networks and its applications ». In : *Workshop on Discrete Algorithms and Methods for MOBILE Computing and Communications (DIALM-POMC)*. ACM. Cologne, Germany, 2005, p. 44–53.
- [GK12a] Olfa GADDOUR et Anis KOUBÁA. « RPL in a nutshell : A survey ». In : *Comput. Netw.* 56.14 (sept. 2012), p. 3163–3178. ISSN : 1389-1286. DOI : 10.1016/j.comnet.2012.06.016. URL : <http://dx.doi.org/10.1016/j.comnet.2012.06.016>.
- [GK12b] Olfa GADDOUR et Anis KOUBÁA. « Survey RPL in a nutshell : A survey ». In : *Comput. Netw.* 56.14 (sept. 2012), p. 3163–3178. ISSN : 1389-1286. DOI : 10.1016/j.comnet.2012.06.016. URL : <http://dx.doi.org/10.1016/j.comnet.2012.06.016>.
- [Gra] *network graph simulator*. <https://forge.imag.fr/projects/graphsim/>.
- [He+06] Peng HE, Jiandong LI et Lei ZHOU. « A Novel Geographic Routing Algorithm for Ad Hoc Networks Based on Localized Delaunay Triangulation ». In : *International Conference on Advanced Information Networking and Applications (AINA)*. IEEE. Viena, Austria, 2006.
- [Heu+03] Martin HEUSSE, Franck ROUSSEAU, Gilles BERGER-SABBATEL et Andrzej DUDA. « Performance anomaly of 802.11b ». In : *INFOCOM*. IEEE. San Francisco, USA, 2003.
- [Heu+05] Martin HEUSSE, Franck ROUSSEAU, Romaric GUILLIER et Andrzej DUDA. « Idle Sense : An Optimal Access Method for High Throughput and Fairness in Rate Diverse Wireless LANs ». In : *Proceedings of the 2005 Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications*. SIGCOMM '05. Philadelphia, Pennsylvania, USA : ACM, 2005, p. 121–132. ISBN : 1-59593-009-4. DOI : 10.1145/1080091.1080107. URL : <http://doi.acm.org.gate6.inist.fr/10.1145/1080091.1080107>.
- [Hie+10] Guido HIERTZ, Dee DENTENEER, Sebastian MAX, Rakesh TAORI, Javier CARDONA, Lars BERLEMANN et Bernhard WÄLKE. « IEEE 802.11s : The WLAN Mesh Standard ». In : *IEEE Wireless Communications* 17.1 (2010), p. 104–111. DOI : 10.1109/MWC.2010.5416357.
- [HL07] G. HALKES et K. LANGENDOEN. « Crankshaft : An Energy-Efficient MAC-Protocol For Dense Wireless Sensor Networks ». In : *EWSN* (2007).
- [Hua+11] Jun HUANG, Shucheng LIU, Guoliang XING, Hongwei ZHANG, Jianping WANG et Liusheng HUANG. « Accuracy-Aware Interference Modeling and Measurement in Wireless Sensor Networks ». In : *International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS)*. IEEE. 2011, p. 172–181. DOI : 10.1109/ICDCS.2011.47.
- [Ian+07] L. IANNONE, K. KABASSANOV et S. FDIDA. « Evaluation of Cross-Layer Rate-Aware Routing in a Wireless Mesh Network Test-Bed. » In : *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking Special Issue : Mobile Multi-Hop Ad Hoc Networks : From Theory to Reality* (2007).
- [Iov+13] Oana IOVA, Fabrice THEOLEYRE et Thomas NOEL. « Stability and Efficiency of RPL under Realistic Conditions in Wireless Sensor Networks ». In : *International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)*. IEEE. London, UK, 2013.
- [Iov+14a] Oana IOVA, Fabrice THEOLEYRE, Mengchuan ZOU et Jialiang LU. « Efficient and Reliable MAC-Layer Broadcast for IEEE 802.15.4 Wireless Sensor Networks ». In : *Wireless and Mobile Networking Conference (WMNC)*. IFIP/IEEE. Vilamoura, Algarve, Portugal, 2014.
- [Iov+14b] Oana IOVA, Fabrice THEOLEYRE et Thomas NOEL. « Maximizing the Lifetime of Wireless Sensor Networks with RPL ». In : *Wireless and Mobile Networking Conference (WMNC)*. IEEE/IFIP. Vilamoura, Algarve, Portugal, 2014.
- [IR06] A. IYER et C. ROSENBERG. « Understanding the Key Performance Issues with MAC Protocols for Multi-hop Wireless Networks ». In : *Wireless Communications and Mobile Computing* 6.6 (sept. 2006).

- [Is4] *International Summit for Community Wireless Networks*. <http://2013.wirelesssummit.org/>. 2012-2013.
- [Iye+09] A. IYER, C. ROSENBERG et A. KARNIK. « What is the Right Model for Wireless Channel Interference? » In : *IEEE Transactions on Wireless Communications* 8.5 (2009), p. 2662–2671. ISSN : 1536-1276. DOI : 10.1109/TWC.2009.080720.
- [JK07] H. JEON et Y. KIM. « BOP (Beacon-Only Period) and Beacon Scheduling for MEU (Mesh-Enabled USN) Devices ». In : *ICACT*. 2007.
- [JT87] John JUBIN et Janet D. TORNOW. « The DARPA Packet Radio Network Protocols ». In : *Proceedings of the IEEE*. T. 75. 1987.
- [Kar+08] Aditya KARNIK, Aravind IYER et Catherine ROSENBERG. « Throughput-optimal configuration of fixed wireless networks ». In : *IEEE/ACM Trans. Netw.* 16.5 (oct. 2008), p. 1161–1174. ISSN : 1063-6692. DOI : 10.1109/TNET.2007.909717. URL : <http://dx.doi.org.gate6.inist.fr/10.1109/TNET.2007.909717>.
- [Kar+13] Niels KAROWSKI, Aline Carneiro VIANA et Adam WOLISZ. « Optimized Asynchronous Multichannel Discovery of IEEE 802.15.4-Based Wireless Personal Area Networks ». In : *IEEE Transactions on Mobile Computing* 12.10 (2013), p. 1972–1985. ISSN : 1536-1233. DOI : <http://doi.ieeecomputersociety.org/10.1109/TMC.2012.169>.
- [Kim+06] Young-Jin KIM, Ramesh GOVINDAN, Brad KARP et Scott SHENKER. « Lazy cross-link removal for geographic routing ». In : *Sensys*. ACM. 2006.
- [Kim+08] Youngmin KIM, Hyojeong SHIN et Hojung CHA. « Y-MAC : An Energy-Efficient Multichannel MAC Protocol for Dense Wireless Sensor Networks ». In : *International conference on Information processing in sensor networks (IPSN)*. ACM. St. Louis, Missouri, USA, 2008, p. 53–63. DOI : 10.1109/IPSN.2008.27.
- [KK00] Brad KARP et H.T. KUNG. « GPSR : Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks ». In : *International Conference on Mobile Computing and Networking (MOBICOM)*. ACM. Boston, USA, 2000, p. 243–254.
- [Kou+08] Anis KOUBÂA, André CUNHA, Mário ALVES et Eduardo TOVAR. « TDBS : a time division beacon scheduling mechanism for ZigBee cluster-tree wireless sensor networks ». In : *Real-Time Systems* 40.3 (2008), p. 321–354. DOI : 10.1007/s11241-008-9063-4.
- [KR01] James T. KABA et Douglas R. RAICHLE. « Testbed on a desktop : strategies and techniques to support multi-hop MANET routing protocol development ». In : *International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing (MOBIHOC)*. ACM. Long Beach, USA, 2001, p. 164–172.
- [Kul+06] Sunil KULKARNI, Aravind IYER et Catherine ROSENBERG. « An Address-light, Integrated MAC and Routing Protocol for Wireless Sensor Networks ». In : *IEEE/ACM Transactions on Networking* (2006).
- [KV05] Pradeep KYASANUR et Nitin H. VAIDYA. « Capacity of multi-channel wireless networks : impact of number of channels and interfaces ». In : *International Conference on Mobile Computing and Networking (Mobicom)*. ACM. Cologne, Germany, 2005, p. 43–57.
- [KV06] Pradeep KYASANUR et Nitin H. VAIDYA. « Routing and link-layer protocols for multi-channel multi-interface ad hoc wireless networks ». In : *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review* 10.1 (2006), p. 31–43.
- [Lev+rc] P. LEVIS, T. CLAUSEN, J. HUI, O. GNAWALI et J. KO. *The Trickle Algorithm*. RFC 6206. Internet Engineering Task Force, March 2011.
- [LF09] Wen-Jiunn LIU et Kai-Ten FENG. « Greedy Routing with Anti-Void Traversal for Wireless Sensor Networks ». In : *IEEE Transactions on Mobile Computing* 8.7 (2009), p. 910–922. DOI : 10.1109/TMC.2008.162.

- [Li+08] Yuan LI, Wei YE, John HEIDEMANN et Rohit KULKARNI. « Design and evaluation of network reconfiguration protocols for mostly-off sensor networks ». In : *Ad Hoc Networks* 6.8 (2008), p. 1301–1315. DOI : 10.1016/j.adhoc.2007.11.009.
- [Liu+08] R.P. LIU, Z. ROSBERG, I.B. COLLINGS, C. WILSON, A.Y. DONG et Sanjay JHA. « Overcoming radio link asymmetry in wireless sensor networks ». In : *International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)*. IEEE. Cannes, France, 2008. DOI : 10.1109/PIMRC.2008.4699448.
- [Liu+09] Tao LIU, A. KAMTHE, Lun JIANG et A. CERPA. « Performance Evaluation of Link Quality Estimation Metrics for Static Multihop Wireless Sensor Networks ». In : *SECON*. IEEE. Rome, Italy, 2009. DOI : 10.1109/SAHCN.2009.5168959.
- [Liu+11] Yunhao LIU, Yuan HE, Mo LI, Jiliang WANG et ET AL. « Does Wireless Sensor Network Scale? A Measurement Study on GreenOrbs ». In : *INFOCOM*. IEEE. Shanghai, China, avr. 2011.
- [Liu+12] Xiaohui LIU, Hongwei ZHANG, Qiao XIANG, Xin CHE et Xi JU. « Taming uncertainties in real-time routing for wireless networked sensing and control ». In : *international symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (Mobihoc)*. ACM. Hilton Head, South Carolina, USA, 2012, p. 75–84. DOI : 10.1145/2248371.2248385.
- [LL08] Tehuang LIU et Wanjiun LIAO. « On Routing in Multichannel Wireless Mesh Networks : Challenges and Solutions ». In : *IEEE Network* 22.1 (2008), p. 13–18. DOI : 10.1109/MNET.2008.4435900.
- [Lu+04] Gang LU, Bhaskar KRISHNAMACHARI et Cauligi S. RAGHAVENDRA. « An Adaptive Energy-Efficient and Low-Latency MAC for Data Gathering in Wireless Sensor Networks ». In : *International Parallel and Distributed Processing Symposium (IPDPS)*. IEEE. Santa Fe, USA, 2004.
- [Mac+09] Mario MACEDO, Antonio GRILO et Mario NUNES. « Distributed Latency-Energy Minimization and interference avoidance in TDMA Wireless Sensor Networks ». In : *Computer Networks* 53.5 (2009), p. 569–582. DOI : 10.1016/j.comnet.2008.10.015.
- [Mer] *Meraki*. <http://meraki.cisco.com/>.
- [Mic+13] Tony MICHEL, Bishal THAPA et Steve TAYLOR. « 802.11s based multi-radio multi-channel mesh networking for fractionated spacecraft ». In : *Aerospace Conference*. IEEE. 2013. DOI : 10.1109/AERO.2013.6497331.
- [Mut+09] Panneer Selvan MUTHUKUMARAN, Rodolfo de PAZ, Rostislav ŠPINAR et Dirk PESCH. « Mesh-MAC : Enabling Mesh Networking over IEEE802.15.4 through distributed beacon scheduling ». In : *International Conference on Ad Hoc Networks (AdHocNets)*. Niagara Falls, Ontario, Canada, 2009.
- [NAP12] Fabrice Theoleyre NAZIM ABDEDDAIM et Benoit PONSARD. *Method for Constructing a Cluster Tree Topology in a Personal Area Network*. Rapp. tech. 12 305 800.0. European Patent, 2012.
- [Nas+08] Mohammad NASSIRI, Fabrice THEOLEYRE, Martin HEUSSE et Andrzej DUDA. « Molecular Architecture for Spontaneous Wireless Mesh Networks ». In : *Scandinavian Workshop on Wireless Ad-hoc & Sensor Networks (AdHoc)*. IEEE. Stockholm, Sweden, 2008.
- [Nas+09] Mohammad NASSIRI, Fabrice THEOLEYRE, Martin HEUSSE et Andrzej DUDA. « Molecular MAC for Multichannel Wireless Mesh Networks ». In : *International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems (MASS)*. IEEE. Macau, Macau, 2009.
- [NAT12] Benoit Darties NAZIM ABDEDDAIM et Fabrice THEOLEYRE. « Wireless Sensor Networks : Technology & Applications ». In : *Intech*, 2012. Chap. Bandwidth and Energy Consumption Tradeoff for IEEE 802.15.4 in Multihop Topologies. DOI : 10.5772/48295.

- [Nef+12] B. NEFZI, D. KHAN et Ye-Qiong SONG. « TBoPS : A Tree Based Distributed Beacon Only Period Scheduling Mechanism for IEEE 802.15.4 ». In : *International Conference on Distributed Computing in Sensor Systems (DCOSS)*. Hangzhou, China, 2012, p. 341–346. DOI : 10.1109/DCOSS.2012.43.
- [Ni+99] Sze-Yao NI, Yu-Chee TSENG, Yuh-Shyan CHEN et Jang-Ping SHEU. « The Broadcast Storm Problem in a Mobile Ad hoc Network ». In : *International Conference on Mobile Computing and Networking (MOBICOM)*. ACM. Seattle, USA, 1999, p. 151–162.
- [NN09] Hoang Lan NGUYEN et Uyen Trang NGUYEN. « Channel Assignment for Multicast in Multi-channel Multi-radio Wireless Mesh Networks ». In : *Wireless Communications and Mobile Computing, Special Issue on Next Generation Wireless Communications and Mobile Computing/Networking Technologies 9.4* (2009), p. 557–571. DOI : 10.1002/wcm.701.
- [Oli+11a] Carina Teixeira de OLIVEIRA, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « Broadcast Strategies with Probabilistic Delivery Guarantee in Multi-Channel Multi-Interface Wireless Mesh Networks ». In : *Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop (Med-Hoc-Net)*. IFIP. Favignana Island, Italy, 2011.
- [Oli+11b] Carina Teixeira de OLIVEIRA, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « Connectivity in Multi-Channel Multi-Interface Wireless Mesh Networks ». In : *International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC)*. IEEE. Istanbul, Turkey, 2011.
- [Oli+11c] Carina Teixeira de OLIVEIRA, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « Evaluation de stratégies d’assignation de canaux pour IEEE 802.11s ». In : *Rencontres Francophones sur les aspects Algorithmiques des T’el’ecomunications (ALGOTEL)*. Cap Esterel, France, 2011.
- [Oli+12] Carina Teixeira de OLIVEIRA, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « Channel Assignment Strategies for Optimal Network Capacity of IEEE 802.11s ». In : *International Symposium on Performance Evaluation of Wireless Ad Hoc, Sensor, and Ubiquitous Networks (PE-WASUN)*. ACM. Paphos, Cyprus, 2012.
- [Par+09] Georgios PARISSIDIS, Merkourios KARALIOPOULOS, Rainer BAUMANN, Thrasyvoulos SPYROPOULOS et Bernhard PLATTNER. « Guide to Wireless Mesh Networks ». In : Springer US, 2009. Chap. Routing Metrics for Wireless Mesh Networks, p. 199–230.
- [Pav+10] Bogdan PAVKOVIC, Fabrice THEOLEYRE, Dominique BARTHEL et Andrzej DUDA. « Experimental Analysis and Characterization of a Wireless Sensor Network Environment ». In : *International Symposium on Performance Evaluation of Wireless Ad Hoc, Sensor, and Ubiquitous Networks (PE-WASUN)*. ACM. Bodrum, Turkey, 2010.
- [Pav+11] Bogdan PAVKOVIC, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « Multipath opportunistic RPL routing over IEEE 802.15.4 ». In : *International Conference on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWiM)*. ACM. Miami, USA, 2011. DOI : 10.1145/2068897.2068929.
- [Pav+12] Bogdan PAVKOVIC, Won-Joo HWANG et Fabrice THEOLEYRE. « Cluster-Directed Acyclic Graph Formation for IEEE 80215.4 in Multihop Topologies ». In : *International Conference on New Technologies, Mobility and Security (NTMS)*. IEEE/IFIP. Istanbul, Turkey, 2012.
- [Pav+13] Bogdan PAVKOVIC, Andrzej DUDA, Won-Joo HWANG et Fabrice THEOLEYRE. « Efficient Topology Construction for RPL over IEEE 802.15.4 in Wireless Sensor Networks ». In : *Ad Hoc Networks* (2013).
- [Pax96] Vern PAXSON. « End-to-end routing behavior in the Internet ». In : *ACM Sigcomm*. 1996.
- [Pen+93] S. PENG, A.B. STEPHENS et Y. YESHA. « Algorithms for a Core and k-tree Core of a Tree ». In : *Journal of Algorithms* 15.1 (1993), p. 143–159.
- [Per+03] Charles E. PERKINS, Elisabeth M. BELDING ROYER et Samir R. DAS. *Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing*. RFC 3561. IETF, 2003.
- [Pol+04] Joseph POLASTRE, Jason HILL et David CULLER. « Versatile Low Power Media Access for Wireless Sensor Networks ». In : *International Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SENSYS)*. ACM. Baltimore, USA, 2004, p. 95–107.

- [Pol+08] S. POLLIN et al. « Performance Analysis of Slotted Carrier Sense IEEE 802.15.4 Medium Access Layer ». In : *IEEE Transactions on Wireless Communications* 7.9 (sept. 2008), p. 3359–3371. DOI : 10.1109/TWC.2008.060057.
- [Ram+06] Krishna N. RAMACHANDRAN, Elizabeth M. BELDING, Kevin C. ALMERTH et Milind M. BUDDHIKOT. « Interference-Aware Channel Assignment in Multi-Radio Wireless Mesh Networks ». In : *INFOCOM*. IEEE. Barcelona, Spain, 2006.
- [Ram+09] Bhaskaran RAMAN, Kameswari CHEBROLU, Dattatraya GOKHALE et Sayandeep SEN. « On the Feasibility of the Link Abstraction in Wireless Mesh Networks ». In : *IEEE Transactions on Networking* 17.2 (2009), p. 528–541. DOI : 10.1109/TNET.2009.2013706.
- [Ras+07] D. RASTOGI, S. GANU, Y. ZHANG, W. TRAPPE et C. GRAFF. « A Comparative Study of AODV and OLSR on the ORBIT Testbed ». In : *Military Communications Conference (Milcom)*. IEEE. Orlando, Florida, USA, 2007.
- [RC05] Ashish RANIWALA et Tzi-cker CHIUH. « Architecture and algorithms for an IEEE 802.11-based multi-channel wireless mesh network ». In : *INFOCOM*. T. 3. IEEE. Miami, USA, 2005, p. 223–2234.
- [Ren+11] Christian RENNER, Sebastian ERNST, Christoph WEYER et Volker TURAU. « Prediction accuracy of link-quality estimators ». In : *European Conference on Wireless Sensor Networks (EWSN)*. Springer-Verlag, fév. 2011.
- [Rhe+08] Injong RHEE, Ajit WARRIER, Mahesh AIA, Jeongki MIN et Mihail L. SICHITIU. « Z-MAC : Hybrid MAC for Wireless Sensor Networks ». In : *IEEE/ACM Transactions on Networking* 16.3 (2008), p. 511–524.
- [rol] ROLL. *Routing Over Low power and Lossy networks*. <http://tools.ietf.org/wg/roll/>.
- [Ruz+08] A. G. RUZZELLI, G.M.P O’HARE et R. JURDAK. « MERLIN : Cross-layer Integration of MAC and Routing for Low Duty-Cycle Sensor Networks ». In : *Ad Hoc Networks* 6 (2008), p. 1238–1257.
- [San+03] Sagar SANGHANI, Timothy X. BROWN, Shweta BHANDARE et Sheetakumar DOSHI. « EWANT : The Emulated Wireless Ad Hoc Network Testbed ». In : *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*. IEEE. New Orleans, USA, 2003.
- [San+10a] Lifeng SANG, Anish ARORA et Hongwei ZHANG. « On link asymmetry and one-way estimation in wireless sensor networks ». In : *ACM Transactions on Sensor Networks* 6.2 (fév. 2010), p. 1–25.
- [San+10b] Lifeng SANG, Anish ARORA et Hongwei ZHANG. « On link asymmetry and one-way estimation in wireless sensor networks ». In : *ACM Transactions on Sensor Networks* 6.2 (2010), p. 1–25. DOI : 10.1145/1689239.1689242.
- [Sch+07] Eryk SCHILLER, Paul STARSETZ, Fabrice THEOLEYRE et Andrzej DUDA. « Properties of Greedy Geographical Routing in Spontaneous Wireless Mesh Networks ». In : *Global Communications Conference (GLOBECOM)*. IEEE. Washington, USA, 2007. DOI : 10.1109/GLOCOM.2007.937.
- [Sco+06] Tereus SCOTT, Kui WU et Daniel HOFFMAN. « Radio propagation patterns in wireless sensor networks : new experimental results ». In : *IWCMC*. Vancouver, British Columbia, Canada : ACM, 2006, p. 857–862. DOI : 10.1145/1143549.1143721.
- [Sen] Ecole Polytechnique Federale de Lausanne, <http://sensorscope.epfl.ch>. 2007.
- [Sen08] SENSLAB. *ANR project*. <http://www.senslab.info/>. 2008-2011.
- [Sen13] SENSORLAB. *Orange Labs Wireless Sensor Testbed*. 2013-.
- [SG02] Saurabh SRIVASTAVA et R. K. GHOSH. « Cluster based routing using a k-tree core backbone for mobile ad hoc networks ». In : *International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications (DIAL’M)*. Atlanta, Georgia, USA : ACM Press, 2002, p. 14–23. ISBN : 1-58113-587-4.

- [SG03] Saurabh SRIVASTAVA et R.K. GHOSH. « Distributed Algorithms for Finding and Maintaining a k-Tree Core in a Dynamic Network ». In : *Information Processing Letters* 88.4 (2003), p. 187–194.
- [She13] Z. SHELBY. *Constrained Application Protocol (CoAP)*. draft draft-ietf-core-coap-13. IETF, 2013.
- [Sto+01] Ivan STOJMENOVIC, Mahtab SEDDIGH et Jovisa ZUNIC. « Dominating Sets and Neighbor Elimination-Based Broadcasting Algorithms in Wireless Networks ». In : *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems* 12.12 (2001), p. 14–25.
- [Sub+08] Anand Prabhu SUBRAMANIAN, Himanshu GUPTA et Samir R. DAS. « Minimum-Interference Channel Assignment in Multi-Radio Wireless Mesh Networks ». In : *IEEE Transactions on Mobile Computing* 7.12 (2008), p. 1459–1473.
- [SV04] Jungmin SO et Nitin H. VAIDYA. « Multi-channel mac for ad hoc networks : handling multi-channel hidden terminals using a single transceiver. ». In : *Conference on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MOBIHOC)*. ACM. Tokyo, Japan, 2004, p. 222–233.
- [TD11] Fabrice THEOLEYRE et Benoit DARTIES. « Capacity and Energy-Consumption Optimization for the Cluster-Tree Topology in IEEE 802.15.4 ». In : *IEEE Communications Letters* 15.8 (2011), p. 816–818.
- [TG05] John THELEN et Daan GOENSE. « Radio Wave Propagation in Potato Fields ». In : *Workshop on Wireless Network Measurements (WinMee)*. Seoul, Korea, 2005.
- [The+09a] F. THEOLEYRE, E. SCHILLER et A. DUDA. *Efficient Greedy Geographical Non-Planar Routing with Reactive Deflection*. Res. Rep. <http://hal.archives-ouvertes.fr/hal-00363811> : Grenoble Informatics Laboratory, 2009.
- [The+09b] Fabrice THEOLEYRE, Benoit DARTIES et Andrzej DUDA. « Assignment of Roles and Channels for a Multichannel MAC in Wireless Mesh Networks ». In : *International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*. IEEE. San Francisco, USA, 2009.
- [The+09c] Fabrice THEOLEYRE, Eryk SCHILLER et Andrzej DUDA. « Efficient Greedy Geographical Non-Planar Routing with Reactive Deflection ». In : *International Conference on Communications (ICC)*. IEEE. Dresden, Germany, 2009.
- [The+10] Fabrice THEOLEYRE, Abdelmalik BACHIR, Nesrine CHAKCHOUK, Andrzej DUDA et Kin K. LEUNG. « Energy Efficient Network Structure for Synchronous Preamble Sampling in Wireless Sensor Networks ». In : *International Conference on Communications, (ICC)*. IEEE. Cape Town, South Africa, 2010.
- [The11] Fabrice THEOLEYRE. « A Route-Aware MAC for Wireless Multihop Networks with a Convergecast Traffic Pattern ». In : *Computer Networks* 55.3 (2011), p. 822–837.
- [Thu12] P. THUBERT. *Objective Function Zero for the Routing Protocol for Low-Power and Lossy Networks (RPL)*. rfc 6552. IETF, 2012.
- [Tri+12] J. TRIPATHI, J. de OLIVEIRA et JP. VASSEUR. *Performance Evaluation of the Routing Protocol for Low-Power and Lossy Networks (RPL)*. RFC 6687. Internet Engineering Task Force, 2012. URL : <http://tools.ietf.org/html/rfc6687>.
- [TWI12] TWIST. Technische Universität Berlin, <http://www.twist.tu-berlin.de>. 2012.
- [Wat+09] Thomas WATTEYNE, Isabelle AUGÉ-BLUM, Mischa DOHLER, Stephane UBEDA et Dominique BARTHEL. « Centroid virtual coordinates - A novel near-shortest path routing paradigm ». In : *Computer Networks* (2009). DOI : 10.1016/j.comnet.2008.12.017.
- [Wav] <http://www.wavenis-osa.org>.
- [Win+12] T. WINTER et al. *RPL : IPv6 Routing Protocol for Low-Power and Lossy Networks*. RFC 6550. IETF, mar. 2012.
- [Win12] T. WINTER. *Routing Protocol for Low-Power and Lossy Networks*. rfc 6550,6551,6552. IETF, 2012.

- [WL01] Jie WU et Hailan LI. « A Dominating-Set-Based Routing Scheme in Ad Hoc Wireless Networks ». In : *Telecommunication Systems Journal* 18.1-3 (2001), p. 63–83.
- [Ye+04] Wei YE, J. HEIDEMANN et D. ESTRIN. « Medium access control with coordinated adaptive sleeping for wireless sensor networks ». In : *IEEE/ACM Transactions on Networking* 12.3 (2004), p. 493–506. ISSN : 1063-6692. DOI : 10.1109/TNET.2004.828953.
- [YH06] Wei YE et John HEIDEMANN. « Ultra-Low Duty Cycle MAC with Scheduled Channel Polling ». In : *Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys)*. ACM. Boulder, USA, 2006, p. 321–334.
- [Zha+08] Rui ZHANG, Tae Rim PARK, M.J. LEE, Hakyung JUNG et Jaehong RYU. « Testbed Experimentation of a Meshed Tree Routing with Local Link State for Wireless PAN Mesh ». In : *International Conference on Communication (ICC)*. IEEE. Mai 2008, p. 3060–3065. DOI : 10.1109/ICC.2008.576.

Index

- association, 8
- backoff, 7, 41
- backoff-boundary, 45
- BE, 8, 45, 46
- BO, 8, 43–45
- broadcast (diffusion), 15, 25, 27
- CCA, 7, 45, 46
- Clear-To-Receive (CTR), 20
- cluster-DAG, 60, 63
- Cluster-tree, 43
- cluster-tree, 6, 42–44, 49, 59
- convergecast (convergent), 18
- coordinateur, 6
- Cplex, 10
- Crankshaft, 13
- DAG, 11
- DIO, 64–66, 68
- DODAG, 17, 59, 67
- DODAG Information Object (DIO), 58
- Energy Lifetime Bottleneck (ELT), 68
- ETX, 52, 66, 67
- fonction d’objectif, 58
- Full Function Device (FFD), 6
- graphe de conflit, 9, 22, 31
- k-tree core, 18, 20
- LQI, 66
- macMaxBE, 46
- macMaxCSMABackoffs, 46
- macMaxFrameRetries, 46
- macMinBE, 46
- MeshMac, 42, 45
- MinHop, 66
- mode avec balise (beacon-enabled mode), 7
- mode sans balise (non-beacon mode), 7
- NB, 45
- ns2, 54
- ns3, 31
- opnet, 22, 37
- OrbitLabs, 55
- PAN coordinateur, 6
- PLNE, 9, 31
- préambule, 12, 13, 17, 23
- préambule court, 23
- rang, 58
- Reduced Function Device (RFD), 6
- RPL, 57
- RSSI, 56
- SO, 8, 44, 48
- StartTime, 8
- TDMA, 13
- topologie maillée, 6
- topologie étoile, 6
- WCDS, 13, 39, 40
- wsnet, 42, 45, 47, 62, 66
- Y-MAC, 13

