



**HAL**  
open science

# Contributions à l'amélioration des communications dans les réseaux sans fil multi-sauts

Hanen Idoudi

► **To cite this version:**

Hanen Idoudi. Contributions à l'amélioration des communications dans les réseaux sans fil multi-sauts. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. UT2J, 2018. tel-03135734

**HAL Id: tel-03135734**

**<https://hal.science/tel-03135734v1>**

Submitted on 16 Feb 2021

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

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

Université Fédérale



Toulouse Midi-Pyrénées

# MEMOIRE

En vue de l'obtention de l'

## HABILITATION A DIRIGER DES RECHERCHES DE L'UNIVERSITE DE TOULOUSE

Délivrée par :

Université Toulouse - Jean Jaurès

le 06-06-2018

---

Présentée par :

**HANEN IDOUDI**

***Contributions à l'amélioration des communications  
dans les réseaux sans fil multi-sauts***

---

**Ecole doctorale et discipline ou spécialité :**

ED MITT : Domaine STIC : Réseaux, Télécoms, Systèmes et Architecture

**Unité de recherche :**

Equipe IRT du laboratoire IRIT - Equipe RAMSIS du Laboratoire CRISTAL (Tunisie)

**Jury :**

Pascal CHARGE,  
Ye-Qiong SONG,  
Thierry VAL,  
Leila SAIDANE,  
Pascale MINET,  
Miklos MOLNAR,

Professeur d'Université  
Professeur d'Université  
Professeur d'Université  
Professeur d'Université  
Chargée de Recherche, HDR  
Professeur d'Université

Rapporteur  
Rapporteur  
Directeur de recherche  
Examineur  
Examineur  
Examineur

## Remerciements

Les travaux exposés dans ce mémoire de HDR émergent d'un travail collectif de plusieurs personnes. Ces personnes que je remercie du fond du coeur, m'ont aidée à produire des résultats et à m'orienter dans mes réflexions, elles ont partagé avec moi des responsabilités et m'ont soutenue et motivée dans les moments difficiles.

Mes remerciements s'adressent d'abord au Professeur Thierry Val et au Professeur Leila Azouz Saidane, qui m'ont accueillie dans leurs équipes respectives, qui ont cru en moi et m'ont soutenue dans mes diverses activités de recherche. Mes travaux n'auraient pas pu aboutir sans leur orientation et leur encouragement continu tout au long de ces 8 dernières années.

Un grand Merci au Professeur Thierry Val pour tout le soutien et les conseils qu'il m'a prodigué pour finaliser ce manuscrit d'HDR et pour avoir soutenu ma candidature à l'université de Toulouse. Notre collaboration très riche durant ces 8 dernières années est un pilier de ce travail, Merci pour tous les échanges très fructueux que nous avons eu lors de nos co-encadrements et mes divers séjours au sein de l'équipe IRT à Blagnac. Merci Thierry pour ta sympathie et ta disponibilité sans faille.

Je souligne le grand impact de ma collaboration avec le Professeur Leila Saidane avec qui j'ai co-encadré tous mes doctorants actuels et passés et qui m'a impliquée dans plusieurs de ses projets de recherche et dans plusieurs responsabilités au sein de l'équipe de recherche RAMSIS à l'ENSI. Je la remercie pour la confiance qu'elle m'a accordée et les diverses opportunités scientifiques qu'elle a partagées avec moi et qui ont eu le plus grand impact sur mon enrichissement scientifique.

Je n'oublie pas également la fructueuse collaboration que j'ai eu avec Adrien van den Bossche, Maître de conférences à IUT Blagnac, je le remercie pour son accueil toujours chaleureux lors de mes séjours à Blagnac et pour les échanges intéressants et agréables que nous avons eu ensemble pour le co-encadrement de nos deux doctorants et lors du projet conjoint ACOCASP.

Je remercie aussi Pascale Minet, pour son hospitalité lors de mes séjours au sein de son équipe à INRIA Rocquencourt, les réunions intéressantes qu'on a eu ensemble dans le cadre du projet AWSN, et la coopération fructueuse qui a été valorisée par plusieurs publications communes.

J'adresse une pensée particulière à mes thésards : Chiraz, Chérifa, Ons, Sabri, Jihen et Hend qui ont mené ou mènent encore à bien leurs différents travaux de recherche et dont ce travail représente en majorité le fruit des principales contributions réalisées durant leurs thèses. Je les remercie pour leur engagement et leur sérieux tout au long de ces années.

Enfin, je tiens à remercier vivement les membres du jury qui ont accepté de juger ce travail et dont les retours m'aideront à avancer dans mes travaux de recherche futurs.

# Table des matières

<b>Table des figures</b>	<b>v</b>
<b>Liste des tableaux</b>	<b>vi</b>
<b>Introduction générale</b>	<b>1</b>
<b>Chapitre 1 Déploiement tolérant aux pannes dans les réseaux de capteurs large échelle</b>	<b>5</b>
1.1 Contexte et problématique . . . . .	5
1.2 Redéploiement assisté par des robots mobiles . . . . .	6
1.2.1 Organisation hiérarchique du réseau et redéploiement par des robots mobiles . . . . .	7
1.2.2 Principaux résultats . . . . .	9
1.3 Placement initial tolérant aux pannes . . . . .	10
1.3.1 Modèle de consommation énergétique . . . . .	12
1.3.2 Calcul du nombre de capteurs par niveau . . . . .	14
1.3.3 Principaux résultats . . . . .	15
1.4 Bilan des contributions . . . . .	16
<b>Chapitre 2 Routage dans les réseaux de capteurs large échelle</b>	<b>18</b>
2.1 Contexte et problématique . . . . .	18
2.2 Architecture Cross-layer pour le routage géographique à basse consommation d'énergie . . . . .	20
2.2.1 Principe . . . . .	20

---

2.2.2	Principaux résultats . . . . .	21
2.3	Routage hiérarchique dans les WSN . . . . .	24
2.3.1	Motivation . . . . .	24
2.3.2	PASC : Power Aware Scheduling and Clustering Algorithm . . . . .	25
2.3.3	PASC_AR : Clustering avec redéploiement adaptatif . . . . .	26
2.3.4	Routage hiérarchique intelligent . . . . .	28
2.3.4.1	PASC-ACO : Optimisation par colonies de fourmis . . . . .	29
2.3.4.2	HCS : Hierarchical Cuckoo Search . . . . .	31
2.3.5	Principaux résultats . . . . .	32
2.4	Bilan des contributions . . . . .	35
<b>Chapitre 3 Ordonnancement dans les réseaux de capteurs radio cognitifs</b>		<b>37</b>
3.1	Contexte et problématique . . . . .	37
3.2	Multichannel Time Slot Assignment Problem (MC-TSA) . . . . .	38
3.2.1	Hypothèses et Notations . . . . .	39
3.2.2	Formulation du problème . . . . .	40
3.3	Approches d'ordonnancement centralisées . . . . .	42
3.3.1	OTICOR : Optimized Time slot and Channel assignment for COgnitive Radio networks . . . . .	42
3.3.1.1	Principe . . . . .	42
3.3.1.2	OTICOR avec prise en compte du retour imprévu des <i>PU</i> : OTICOR* et OTICOR+ . . . . .	43
3.3.1.3	Principaux résultats . . . . .	45
3.3.1.4	Discussion . . . . .	48
3.3.2	Ordonnancement basé sur la théorie des enchères . . . . .	49
3.4	Approches d'ordonnancement distribuées . . . . .	52
3.4.1	Organisation hiérarchique du réseau CRSN . . . . .	53
3.4.2	Ordonnancement des nœuds spécifiques . . . . .	54
3.4.3	Gestion de l'activité des <i>PU</i> s . . . . .	54

---

3.5 Bilan des contributions . . . . .	57
---------------------------------------	----

**Chapitre 4 Routage orienté qualité de service dans les réseaux sans fil Mesh 59**

4.1 Contexte et problématique . . . . .	59
4.2 Propositions de nouvelles métriques pour la qualité de service dans les réseaux sans fil Mesh . . . . .	61
4.2.1 RLC : Residual Link Capacity based metric . . . . .	62
4.2.2 RLCI : Residual Link Capacity Based Routing Metric with Interference Consideration . . . . .	63
4.2.2.1 Le modèle d'interférences . . . . .	63
4.2.2.2 La métrique RLCI . . . . .	65
4.3 Link Availability based Routing Mechanism (LARM) . . . . .	66
4.4 Principaux résultats . . . . .	68
4.5 Bilan des contributions . . . . .	74

**Conclusion générale 75**

**Bibliographie 82**

---

---

**Annexes 90**

---

---

**Annexe A Curriculum Vitæ 91**

A.1 Qualifications actuelles . . . . .	91
A.2 Études . . . . .	92
A.3 Expérience professionnelle . . . . .	92
A.4 Travaux de recherche . . . . .	92

---

A.4.1	Thématiques de recherche . . . . .	92
A.4.2	Co-encadrement de thèses . . . . .	93
	A.4.2.1 Thèses soutenues . . . . .	94
	A.4.2.2 Thèses en cours . . . . .	94
A.4.3	Encadrement et co-encadrement de projets de Mastère de recherche . . . . .	95
	A.4.3.1 Mastères de recherche dirigés et encadrés . . . . .	95
	A.4.3.2 Mastères de recherche co-encadrés . . . . .	96
A.4.4	Coopération internationale et rayonnement scientifique . . . . .	96
	A.4.4.1 Projets de recherche internationaux . . . . .	96
	A.4.4.2 Conférencier invité (présentation de 3 tutoriaux) . . . . .	96
	A.4.4.3 Participation à l'organisation de conférences internationales . . . . .	97
	A.4.4.4 Participation au comité de programme de conférences internationales (liste non exhaustive) . . . . .	97
	A.4.4.5 Participation à des conférences internationales . . . . .	98
	A.4.4.6 Evaluation d'articles scientifiques pour des revues internationales indexées et avec comité de lecture . . . . .	98
	A.4.4.7 Prix et distinctions scientifiques . . . . .	98
	A.4.4.8 Séjours scientifiques en France . . . . .	99
A.5	Activités pédagogiques . . . . .	100
	A.5.1 Enseignement . . . . .	100
	A.5.2 Encadrement pédagogique . . . . .	101
A.6	Services administratifs . . . . .	102
	A.6.1 Responsabilités administratives . . . . .	102
	A.6.2 Implication dans la vie estudiantine . . . . .	102
A.7	Divers . . . . .	102
	A.7.1 Vie associative . . . . .	102
	A.7.2 Langues . . . . .	103

**Annexe B Liste des publications**

**104**

# Table des figures

1.1	Modèle hiérarchique du réseau . . . . .	8
1.2	Exemple de balayage de la surface par 2 robots mobiles . . . . .	9
1.3	Performances de notre approche de redéploiement . . . . .	10
1.4	Exemple d'un réseau à 4 niveaux . . . . .	12
1.5	Instant de mort du premier nœud . . . . .	16
1.6	Nombre de nœuds morts en fin de simulation . . . . .	16
1.7	Taux d'énergie résiduelle moyenne . . . . .	17
2.1	Taux d'énergie résiduelle . . . . .	22
2.2	Distribution de l'énergie résiduelle . . . . .	23
2.3	Taux de livraison de paquets . . . . .	23
2.4	Performances de PASC et PASC_AR . . . . .	33
2.5	Performances de PASC_ACO . . . . .	34
2.6	Performances de HCS . . . . .	34
3.1	Performances de OTICOR . . . . .	47
3.2	Comparaison des performances de OTICOR <sup>+</sup> et OTICOR* . . . . .	48
3.3	Comparaison des performances de OTICOR et CTA pour une topologie à 2 canaux . . . . .	52
3.4	Comparaison des performances de OTICOR-IC et de Slot-ICMS en cas de bonne estimation des retours des <i>PU</i> . . . . .	55
3.5	Comparaison des performances de OTICOR-IC et Slot-ICMS en cas de mauvaise estimation des retours des <i>PU</i> . . . . .	56
4.1	Illustration du modèle d'interférences . . . . .	63
4.2	Le modèle d'interférences TRCA avec $r=2$ . . . . .	64
4.3	Le graphe de conflit sous le modèle TRCA . . . . .	65
4.4	Pile protocolaire considérée . . . . .	68
4.5	Délai de bout en bout en fonction de la charge du trafic . . . . .	70
4.6	Taux de perte en fonction de la charge du trafic . . . . .	71
4.7	Throughput en fonction du nombre de nœuds . . . . .	72
4.8	Overhead du routage en fonction de la charge du trafic . . . . .	73



# Liste des tableaux

1.1	Paramètres des simulations . . . . .	9
1.2	Paramètres des simulations . . . . .	15
2.1	Paramètres des simulations . . . . .	21
2.2	Paramètres des simulations . . . . .	34
3.1	Résultat d'exécution de l'algorithme CTA . . . . .	52
4.1	Paramètres de simulation . . . . .	69

# Introduction générale

La dernière décennie fut indéniablement celle de l'essor fulgurant des technologies de communication sans fil. Cependant, leur introduction a soulevé des défis majeurs sur le plan technique et scientifique. Le développement accru des services et des applications sans fil nécessite une infrastructure de communication dont les performances doivent être étudiées et améliorées d'une façon continue afin de s'adapter aux contraintes et exigences en qualité de service des nouvelles applications et à l'augmentation de l'usage de ces réseaux.

La motivation principale de mes recherches a été d'étudier et d'investiguer tous les moyens possibles pour améliorer les performances des communications dans les réseaux sans fil multi-sauts au regard de diverses contraintes intrinsèques des nouvelles technologies sans fil et de leurs applications émergentes.

Durant ma thèse (2005-2008), je me suis intéressée aux réseaux sans fil ad hoc multi-sauts. Nous avons considéré l'aspect dynamique de ces réseaux, sous l'effet de la mobilité aléatoire des nœuds, comme source principale de dégradation de la qualité de service des communications, notamment en terme de pertes de messages et d'augmentation des délais de bout en bout. Améliorer les performances du réseau revient alors à définir des stratégies de routage qui privilégient le choix des chemins les plus stables sous l'effet de la mobilité. Nous avons alors proposé diverses stratégies de routage basées sur le choix des chemins les plus stables dans le temps.

Après l'obtention de la thèse de doctorat, et surtout durant les sept dernières années, j'ai continué à étudier l'aspect qualité de service dans les réseaux sans fil multi-sauts et j'ai orienté mes travaux principalement vers l'étude des réseaux de capteurs sans fil, des réseaux sans fil radio cognitifs et des réseaux sans fil maillés ou Mesh.

Les réseaux de capteurs sans fil (RCsF) sont composés de dispositifs intelligents munis d'interfaces de communication sans fil [Yick et al., 2008]. Ces dernières années, ces réseaux ont vu leurs champs d'applications s'élargir pour pénétrer plusieurs domaines dont les domaines de surveillance, de mesures et de collecte d'informations environnementales, des applications militaires et l'agriculture de précision. Pour ce type d'applications, le but général d'un RCsF est la collecte d'un ensemble de données, à partir d'un environnement étendu, afin de les acheminer, grâce à un routage multi-sauts, vers des points de traitement appelés stations de base (ou sink).

---

Les défis technologiques relevés par les capteurs sans fil sont nombreux ; au-delà de la miniaturisation continue de ces objets, leurs capacités de communication ont suscité de nombreuses problématiques. Contrairement aux réseaux traditionnels qui cherchent à garantir une bonne qualité de service, les réseaux de capteurs accordent une grande importance à la consommation de l'énergie qui reste le souci majeur des protocoles proposés pour ces réseaux. En effet, les capteurs sont souvent dotés de batteries non rechargeables et difficilement accessibles pour être remplacés. La survie et les performances d'un tel réseau dépendent donc de la durée de vie des batteries de ses nœuds. La tâche principale d'un capteur, déployé dans une zone d'intérêt, est de détecter des événements ou bien mesurer une grandeur, ou encore calculer et agréger les données collectées, pour ensuite les transmettre à la station de base. La consommation de l'énergie concerne donc principalement trois opérations : acquisition, communication, et traitement de données. La consommation de l'énergie par l'opération d'acquisition dépend de la nature de l'application. Par exemple, une détection sporadique ou périodique pourrait consommer moins d'énergie qu'une surveillance permanente d'un événement. La communication de données consomme généralement plus d'énergie que les autres opérations et doit, de ce fait, être bien maîtrisée [Dietrich and Dressler, 2009, Chandrakasan et al., 2000, Anastasi et al., 2009, Chang and Tassiulas, 2004, Al Ameen et al., 2010].

Plusieurs applications nécessitent le déploiement d'un nombre important de capteurs sur une large zone d'intérêt. Parmi ces applications, nous citons l'agriculture de précision, la surveillance des forêts pour la détection des incendies, la collecte d'informations climatiques et atmosphériques dans les villes, etc. Par ailleurs, déployer un très grand nombre de capteurs est une pratique courante visant à surmonter les défaillances fréquentes des capteurs et à éviter toute intervention humaine pour les remplacer ou recharger leurs batteries. Cela représente une solution pour assurer un réseau fiable et qui peut durer dans le temps en considérant la redondance spatiale des capteurs. Cependant, dans la réalité, une densité élevée des capteurs peut être une grande source de gaspillage d'énergie et de perte de ressources si elle est couplée à une mauvaise stratégie de déploiement et une absence de bonne organisation des communications ainsi qu'un protocole de routage adéquat. De plus, la densité élevée peut aussi engendrer un nombre important de collisions et d'interférences entraînant ainsi une surconsommation énergétique pour les retransmissions nécessaires suite aux pertes de paquets, et par conséquent, une perte en performances globales (délais et pertes de paquets importants).

Nos travaux dans ce cadre ont alors abordé trois approches pour la conservation d'énergie dans les réseaux de capteurs large échelle et pour pallier le problème de la perte de qualité :

- définir des stratégies de déploiement efficaces,
- concevoir des protocoles de routage intelligents, et,
- adopter des mécanismes de réduction des interférences, et notamment, d'ordonnement spatio-temporel des communications opportunistes, en profitant du paradigme de la radio

---

cognitive.

Par ailleurs, les réseaux sans fil maillés ou Mesh (Wireless Mesh Networks) offrent une solution réseau flexible, rapidement déployable et sans infrastructure pour interconnecter des stations d'accès de réseaux de différentes technologies et fournir ainsi une couverture sans fil à haut débit pour de larges surfaces. Les routeurs Mesh sont capables de s'auto-organiser et sont connectés de proche en proche à travers des communications multi-sauts. Ces réseaux sont souvent proposés comme solution de raccordement aux zones rurales et éloignées où on assiste à une absence d'infrastructure pour l'accès à Internet [Akyildiz et al., 2005]. Les réseaux Mesh présentent la particularité d'être confrontés à des communications radio multi-sauts, dans le même objectif de couverture d'un territoire donné que les réseaux de capteurs sans fil, et avec le contrôle total d'un opérateur de télécommunications devant offrir une qualité de service garantie à ses utilisateurs.

Contrairement aux réseaux de capteurs sans fil, les réseaux sans fil maillés ne souffrent pas de problèmes énergétiques vu qu'ils sont souvent basés sur une infrastructure fixe (routeurs Mesh). Cependant, le besoin en bande passante est le défi majeur de ces réseaux. Afin de supporter les applications temps réelles et multimédias, les réseaux Mesh doivent offrir un support amélioré de la qualité de service (QoS) [Ashraf, 2010][Zhang and Mouftah, 2005]. L'interconnexion du réseau Mesh au cœur du réseau d'accès requière une garantie de la QoS sur la totalité des chemins multi-sauts.

La transmission des données dans un réseau Mesh s'effectue sur des canaux partagés. Ces communications sont alors sujettes à des interférences et à la limite des ressources en bande passante. En plus des interférences induites par l'environnement physique, un trafic de données peut interférer avec deux types de trafics : i) les trafics environnants incluant les différents trafics traversant le même nœud et ses nœuds adjacents, ce sont les interférences inter-flux, ii) le trafic lui-même tout au long du chemin de routage, appelé interférence intra-flux. Pour garantir une bonne estimation de la qualité d'un chemin, les deux types d'interférence doivent être considérés lors du routage [Buddhikot et al., 2006].

Identifier les chemins avec le maximum de bande passante disponible est aussi un des défis majeurs pour la QoS dans les réseaux Mesh. La bande passante disponible sur un chemin est souvent définie comme étant le débit maximal qu'un trafic peut injecter avant de saturer son chemin [Hou et al., 2012]. Puisque les communications dans les réseaux Mesh sont multi-sauts, la bande passante consommée par les flux de données et les ressources disponibles ne sont pas des concepts locaux mais dépendent des nœuds voisins [Jia et al., 2005].

Dans ce cadre, nous nous sommes intéressés au déploiement d'un réseau Mesh et à la proposition de nouvelles approches de routage maximisant la bande passante offerte aux utilisateurs. Nos contributions dans ce volet se sont basées sur l'étude et la proposition de plusieurs métriques

---

innovantes capables de modéliser et d'estimer la bande passante résiduelle sur les liens en tenant compte à la fois des interférences intra et inter flux. Nos métriques ont été intégrées avec des mécanismes de routage pour aboutir à des stratégies de routage capables de trouver le chemin offrant la meilleure bande passante résiduelle.

## **Organisation du manuscrit**

Le présent manuscrit synthétise nos travaux après la thèse et couvrant la période allant de l'année 2010 à Septembre 2017. Il est scindé en 4 chapitres décrivant nos principales contributions.

Dans le premier chapitre, nous abordons le problème de déploiement des réseaux de capteurs sans fil large échelle, ainsi que nos principales contributions pour la définition de nouvelles stratégies de déploiement tolérant aux pannes dans les réseaux de capteurs sans fil.

Nous dédions le second chapitre au problème de routage et de clustering dans les réseaux de capteurs large échelle et nous y résumons nos démarches pour la définition de nouvelles stratégies de routage plates et hiérarchiques orientées conservation d'énergie.

Nous exposons dans le troisième chapitre nos approches novatrices dans le cadre de l'ordonancement spatio-temporel centralisé et distribué dans les réseaux de capteurs radio cognitifs.

Le quatrième chapitre présentera nos contributions dans le cadre du routage orienté qualité de service dans les réseaux sans fil maillés.

Enfin, nous dressons le bilan de nos contributions et nous discutons des perspectives de nos recherches.

# Chapitre 1

## Déploiement tolérant aux pannes dans les réseaux de capteurs large échelle

### 1.1 Contexte et problématique

Plusieurs applications nécessitent le déploiement d'un nombre important de capteurs sur une large zone d'intérêt. Dans de telles applications, la stratégie de placement des capteurs, ou déploiement, a un impact important sur la qualité des communications.

Le déploiement des capteurs sur une large zone peut être aléatoire [Al-Sharaeh et al., 2008, Ahmed et al., 2005, Olariu and Stojmenovi, 2006] ou déterministe [Dhillon and Chakrabarty, 2003, Cheng and Liu, 2004, Rose and Helal, 2008, Abbass et al., 2010, Zhang et al., 2006]. Le choix d'un déploiement aléatoire est imposé soit par la difficulté d'accès à la zone de déploiement (telle qu'une zone volcanique, montagneuse, etc.) soit pour la très grande étendue où un déploiement aléatoire apporterait une rapidité de déploiement.

La stratégie de placement des capteurs, ou déploiement, impacte fortement la qualité des communications. En effet, la portée de communication des capteurs étant limitée, un déploiement initial aléatoire peut engendrer des trous de connectivité et de couverture. De plus, une mauvaise stratégie de déploiement peut engendrer un épuisement d'énergie non équilibré engendrant au fil du temps des zones vides alors que d'autres restent assez denses.

Plusieurs techniques de redéploiement des capteurs ont été proposées pour corriger les trous de connectivité et de couverture pouvant être engendrés par un déploiement initial aléatoire ou suite à certaines pannes. Certaines approches reposent sur la capacité de mobilité des nœuds pour se déplacer vers de nouveaux emplacements [Bartolini et al., 2008, Garetto et al., 2007, Wang et al., 2006, Ma and Yang, 2007, Younis and Waknis, 2010, Li et al., 2011], tandis que d'autres proposent de déployer des nœuds de relais pour améliorer la connectivité

[Misra et al., 2010, Han et al., 2010, Cheng et al., 2015].

Peu de travaux ont considéré le choix d’une bonne stratégie de déploiement initial comme solution à la fois pour la connectivité et l’optimisation de la consommation énergétique dans les réseaux de capteurs. Les stratégies de déploiement déterministes existantes considèrent généralement un seul objectif à atteindre, celui de la couverture ou de la connectivité. De plus, la majorité des approches de déploiement orientées conservation d’énergie considère comme seul objectif la redondance uniforme des capteurs sur la zone d’intérêt et la guérison des trous de connectivité. Aucune stratégie, aux meilleures de nos connaissances, ne considère le déséquilibre de la consommation énergétique dû aux communications et son lien avec le routage.

Nous nous sommes positionnés dans le cadre d’un déploiement large échelle où des stratégies optimales de déploiement et d’acheminement des données doivent être pensées en vue de : i) assurer une connectivité et une couverture optimales de la zone d’intérêt, ii) assurer un équilibre de la consommation énergétique des capteurs, iii) allonger la durée de vie des capteurs et du réseau en général, et iv) ajuster la topologie du réseau suite à un défaut de connectivité dû à diverses pannes des capteurs.

A cet effet, nous avons considéré d’abord le cas d’un déploiement initial aléatoire devant être corrigé et nous avons proposé une méthode de redéploiement assisté par des robots mobiles. Puis, pour les applications où un déploiement déterministe et maîtrisé est possible, nous avons proposé une stratégie de déploiement initial tolérant aux pannes qui tient compte du déséquilibre de la consommation énergétique des nœuds.

Nos contributions s’articulent autour des points suivants : i) modélisation hiérarchique de la connectivité du réseau de capteurs, ii) ajustement de la topologie par un redéploiement optimal, et iii) la proposition d’une nouvelle stratégie de déploiement initial tolérant aux pannes.

## 1.2 Redéploiement assisté par des robots mobiles

Le déploiement aléatoire des capteurs (en utilisant des drones par exemple) est souvent contraint par l’inaccessibilité de certaines zones d’intérêt (volcaniques, montagneuses) ou pour assurer un déploiement rapide dans le cas de zones très larges. Dans de tels cas, des tâches d’ajustement de la topologie en vue d’assurer la connectivité et la couverture du réseau doivent aussi être assurées et peuvent nécessiter le redéploiement des nœuds capteurs. Plusieurs recherches se sont alors focalisées sur la proposition de méthodes améliorant et ajustant la topologie initialement déployée afin de satisfaire ces deux critères. Une solution à ce problème est de doter les capteurs de la capacité de mobilité. Cependant, toutes ces tâches de contrôle, augmentées par la mobilité ne peuvent qu’entraîner une consommation excessive de l’énergie des nœuds pouvant mener rapidement à l’épuisement des batteries et donc à aggraver le problème de non couverture

et non connectivité.

En outre, la robotique, un domaine d'application de l'intelligence collective, présente des champs d'études très prometteurs pour le développement de systèmes multi-robots capables de réaliser des tâches physiques dans le monde réel. Le progrès marquant dans le domaine de la robotique ubiquiste a donné naissance aux réseaux de capteurs et acteurs sans fil (Wireless Sensors and Actuators Networks ou WSN) [Azzaz and Saidane, 2013, Mei et al., 2006]. Les réseaux WSN présentent une récente évolution permettant de construire des réseaux hétérogènes composés, en plus des capteurs, d'entités ayant des capacités de traitement et des ressources plus importantes (acteurs). Ces acteurs, ont souvent pour objectif d'assister le réseau de capteurs en vue d'augmenter ses performances et d'augmenter sa durée de vie et ceci en leurs déléguant certaines tâches de maintenance.

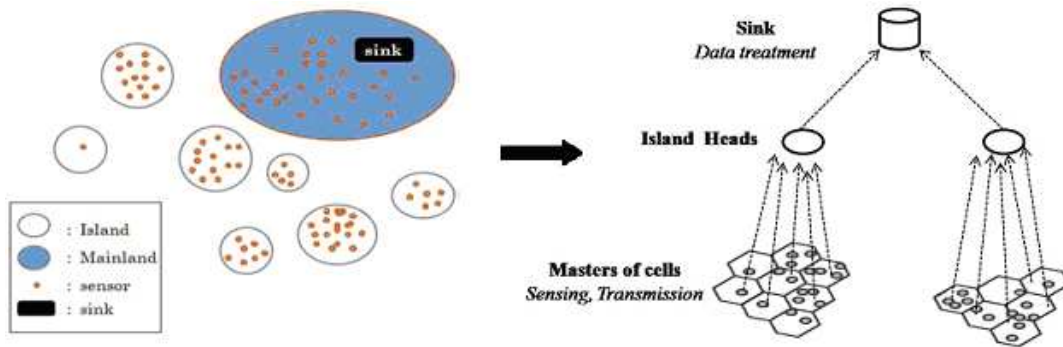
Notre travail s'insère dans ce contexte et consiste, en une première étape, à proposer une nouvelle architecture hiérarchique pour les réseaux de capteurs, déployés selon un modèle aléatoire, facilitant la collecte d'information sur la redondance de la topologie. En une seconde étape, une flotte de robots mobiles se verra alors assignée la tâche de profiter de cette redondance pour repositionner un certain nombre de capteurs afin d'atteindre une connectivité et une couverture optimales du réseau [Houaidia et al., 2011, Idoudi et al., 2012].

### 1.2.1 Organisation hiérarchique du réseau et redéploiement par des robots mobiles

Nous avons procédé en un premier temps à la définition d'un nouveau modèle hiérarchique pour les réseaux de capteurs. Ce modèle se base sur l'identification de groupements isolés de capteurs, puis leur organisation en des clusters, appelés Islands. Cette organisation vise à faciliter la collecte des informations de redondance en les centralisant dans des nœuds particuliers appelés Island-Head. Les Island-heads reçoivent des messages topologiques à partir de nœuds particuliers appelés Cell-Masters qui collectent à leur tour les informations sur les capteurs redondants dans leur zone de couverture. Un découpage géographique hexagonal modélisant les zones élémentaires de couverture et de connectivité des nœuds a été adopté. La figure 1.1 décrit cette hiérarchie.

Le pavage hexagonal permet un découpage géographique uniforme de la zone de déploiement en des cellules. Les dimensions des cellules sont fixées en fonction de la portée maximale de communication des capteurs, de telle sorte que tous les capteurs se trouvant dans une même cellule puissent être directement connectés (communications à 1 saut). A l'initialisation du réseau, chaque nœud annonce sa présence, son énergie et sa localisation à travers un message Hello. Suite à la collecte de ces messages, le nœud ayant la plus grande énergie résiduelle est choisi en tant que Cell-Master. Les Cell-Master auront pour rôle de maintenir le nombre de capteurs se trouvant dans leurs cellules et ceci en recevant périodiquement les messages Hello de la part de leurs





**Figure 1.1** – Modèle hiérarchique du réseau

membres.

Les Cell-Masters élisent entre eux un Island-Head selon le même principe (nœud ayant la plus grande énergie résiduelle). Ils centralisent à leur tour les informations de redondance des nœuds de leur Island (nombre de nœuds par cellule), en collectant ces informations périodiquement à partir des Cell-Heads.

Nous avons défini un protocole de communication permettant l'identification des groupements de nœuds, l'élection des Island-Heads et la centralisation des informations topologiques au niveau des Island-Heads.

Une fois l'organisation du réseau établie, nous proposons le déploiement de robots mobiles dont le rôle est de découvrir la présence de trous de connectivité et de couverture et les corriger. Ce fonctionnement peut être réalisé soit pour corriger le déploiement initial, soit comme fonction de maintenance et de surveillance continue du réseau afin de corriger les trous de couverture apparaissant au cours du fonctionnement suite aux pannes et à l'épuisement de l'énergie des capteurs.

Les Island-Heads communiquent les informations topologiques aux robots mobiles qui balayent la surface afin de corriger la connectivité et la couverture en exploitant la redondance induite par le déploiement aléatoire. Les robots seront responsables de la collecte des capteurs redondants et leur placement dans les zones présentant des trous de connectivité et de couverture. De plus, les robots doivent coordonner leur mouvement et coopérer durant leur fonctionnement. A cet effet, un mouvement en tondeuse à gazon a été défini assignant à chaque robot mobile un ensemble de zones rectangulaires à balayer. Des points de rendez-vous ont été définis sur les bordures de la surface afin de permettre aux robots mobiles d'échanger leur charge de capteurs redondants (figure 1.2).

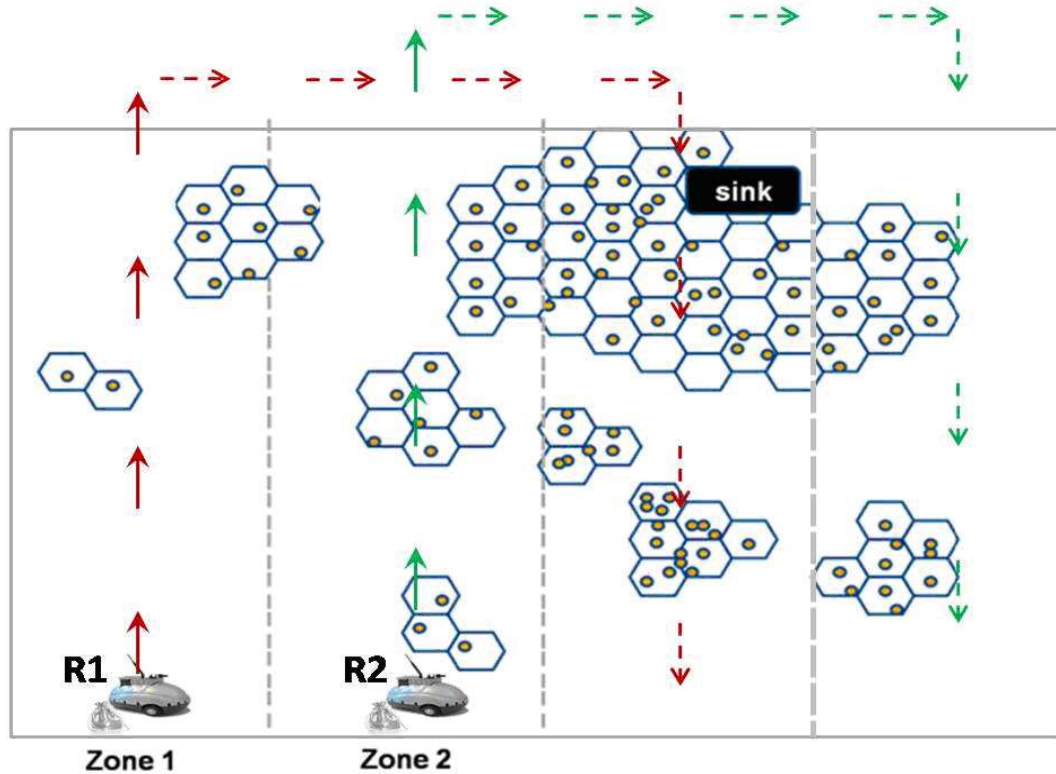


Figure 1.2 – Exemple de balayage de la surface par 2 robots mobiles

### 1.2.2 Principaux résultats

Nous avons développé notre approche sous le simulateur des réseaux WSNET [WSNET, 2011]. Les paramètres de simulation suivants ont été adoptés.

Table 1.1 – Paramètres des simulations

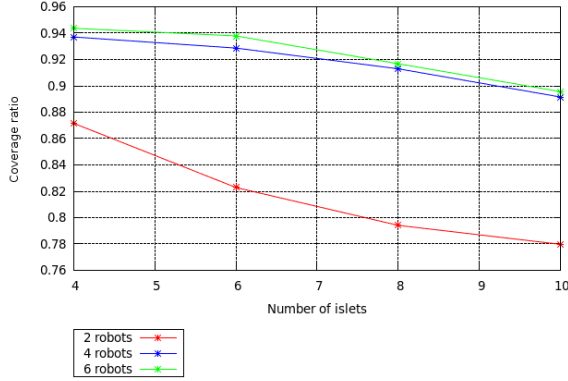
Paramètre	Valeur
Dimensions de la topologie (sans obstacles)	$600m \times 600m$
Nombre de capteurs	200
Portée de communication des capteurs	30m
Charge initiale d'un robot	20 capteurs
Portée de communication des robots	17,5m
Charge critique des robots	5

Diverses simulations nous ont permis d'analyser le compromis à trouver entre le nombre de robots à utiliser et la qualité de la connectivité et de la couverture atteintes et ceci sous plusieurs topologies et plusieurs paramètres. Nous avons exprimé la couverture comme étant le taux de cellules couvertes au moins par un capteur. Un Island étant par définition un îlot de nœuds déconnecté du reste du réseau, nous exprimons la connectivité par le rapport entre le nombre

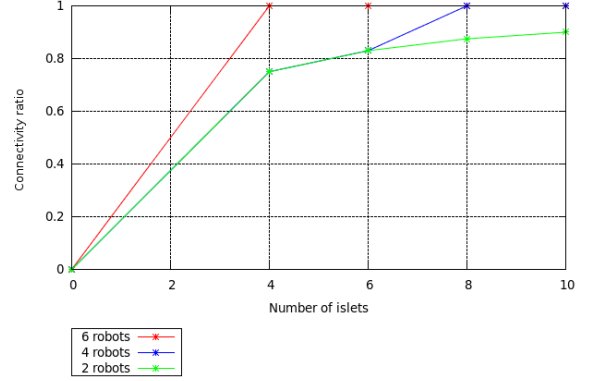
d'Islands obtenus après le fonctionnement des robots et le nombre initial d'Islands.

En faisant varier la topologie initiale (le nombre d'Islands résultant du déploiement aléatoire initial), nous constatons qu'il est suffisant d'avoir 2 robots pour atteindre un taux de couverture (figure 1.3(a)) et de connectivité (figure 1.3(b)) élevé dès le premier balayage de la surface.

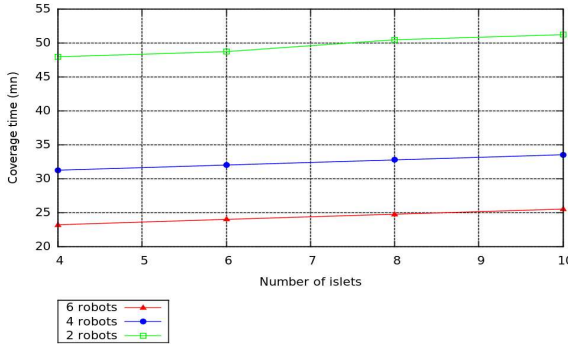
Le nombre de robots est aussi primordial pour optimiser la durée totale de redéploiement des capteurs (figure 1.3(c)) et minimiser la distance totale parcourue par les robots (figure 1.3(d)).



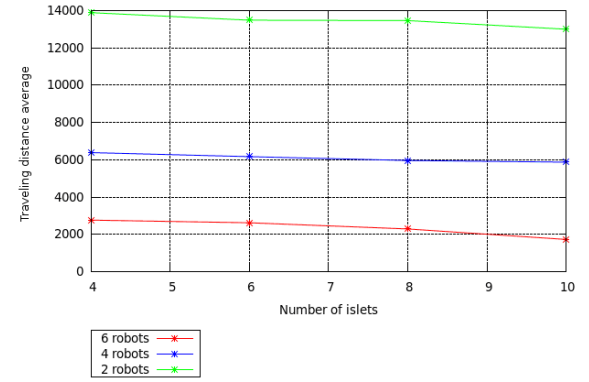
(a) Taux de couverture après le premier balayage



(b) Taux de connectivité après le premier balayage



(c) Durée nécessaire pour atteindre la couverture totale



(d) Distance moyenne parcourue

**Figure 1.3** – Performances de notre approche de redéploiement

### 1.3 Placement initial tolérant aux pannes

Bien que les WSNs soient souvent caractérisés par leurs capacités d'auto-déploiement et auto-configuration, la défaillance d'un ou plusieurs nœuds du réseau peut altérer son fonctionnement normal et dégrader considérablement ses performances. Les WSN peuvent être affectés par plusieurs pannes d'origines diverses (une défaillance matérielle, un épuisement énergétique, des interférences avec le voisinage, etc.). Par ailleurs, les solutions de tolérance aux pannes pro-

posées pour les WSN sont très variées et peuvent être classées selon deux grandes catégories : des approches préventives et des approches curatives.

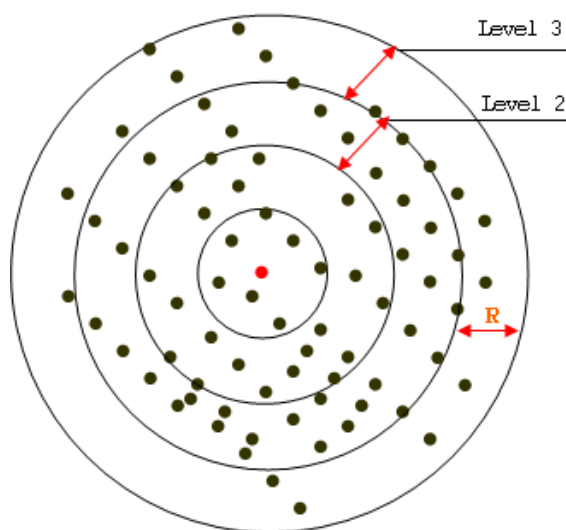
Nous avons considéré l'épuisement d'énergie comme première source de dysfonctionnement dans les réseaux de capteurs sans fil. Peu de travaux ont considéré le choix d'une bonne stratégie de déploiement comme solution à la fois pour la connectivité et l'optimisation de consommation énergétique dans les réseaux de capteurs. Les stratégies de déploiement déterministes existantes considèrent généralement un seul objectif à atteindre. De plus, la majorité des approches de déploiement orientées conservation d'énergie ne considèrent que la redondance uniforme des capteurs dans la zone d'intérêt et la guérison des trous de connectivité. Au démarrage de nos travaux dans cet axe, peu de stratégies ont considéré le déséquilibre de la consommation énergétique dûe aux communications.

Nous avons, en un premier temps, mis en exergue ce phénomène à travers une étude expérimentale à travers laquelle nous avons montré que la position géographique des capteurs a une très grande influence sur leur consommation énergétique. La consommation des capteurs n'est pas régulière du fait qu'ils participent au routage des données vers le sink. De ce fait, la position d'un nœud dans l'arbre de routage dont la racine est le sink est en rapport direct avec la quantité de trafic qu'il doit gérer et, par conséquent, de sa consommation d'énergie. Des expérimentations extensives nous ont permis de démontrer que ce sont les capteurs situés dans les zones les plus proches du sink qui épuisent plus rapidement leur énergie, donc, leurs zones présentent les premiers trous de connectivité [Boucetta et al., 2016b, Boucetta et al., 2012].

Après avoir mis en exergue l'importance des communications et de la position des capteurs, nous avons visé en un second temps la définition d'une nouvelle approche préventive basée sur un déploiement tolérant aux pannes dans les réseaux de capteurs sans fil dont le but est d'allonger la durée de vie du réseau en terme de connectivité et ceci en équilibrant la consommation d'énergie globale par zones géographiques. Notre approche vise à placer les nœuds selon un modèle de déploiement adaptatif qui tient compte des activités de communication des nœuds, et donc de leur consommation d'énergie.

Nous avons défini un modèle générique multi-niveaux permettant d'estimer la consommation d'énergie globale par niveau géographique en tenant compte de la position des nœuds appartenant à ce niveau par rapport à l'arbre de routage et de leur activités de communication comme source première de consommation énergétique. Si on considère les niveaux de l'arbre de routage et dans l'hypothèse de placement du sink au centre de la surface de déploiement, notre modèle se base sur un placement des nœuds dans des couronnes excentriques autour de la position du sink comme centre comme le montre l'exemple de la figure 1.4.

Notre objectif étant l'équilibrage de l'énergie dans le réseau, nous avons développé les relations entre la quantité de trafic véhiculé par chaque niveau, le nombre de nœuds devant



**Figure 1.4** – Exemple d'un réseau à 4 niveaux

être placés dans ce niveau et la consommation d'énergie globale conséquente par niveau. Nous sommes finalement arrivés à la conclusion qu'afin d'équilibrer la consommation d'énergie dans le réseau, il est nécessaire de placer un nombre variable de capteurs en fonction des niveaux. Nous avons dérivé les équations nécessaires pour le calcul du nombre optimal de nœuds qui doivent être placés par niveau.

Notre approche est basée sur trois étapes :

- la définition d'un modèle circulaire multi-niveaux pour le réseau avec un modèle de dissipation d'énergie associé,
- le calcul du nombre optimal de nœuds à placer à chaque niveau en tenant en compte l'opération de routage et la consommation d'énergie conséquente,
- le placement uniforme des nœuds par niveau.

### 1.3.1 Modèle de consommation énergétique

Nous considérons un réseau formé de  $N$  capteurs générant un trafic périodique et de taille constante. Chaque période, chaque nœud génère un message de taille  $m$  bits à destination du sink. Les capteurs ont une portée de transmission commune limitée ( $R$ ), ils peuvent être sollicités pour le routage des messages des capteurs voisins. Uniquement les nœuds situés à une distance inférieure à  $R$  peuvent communiquer directement avec le sink.

De ce fait, les capteurs positionnés à une distance  $d \in [k \times R, (k + 1) \times R]$  doivent utiliser un chemin d'au moins  $k$  sauts en vue d'acheminer les messages vers le sink.

Nous définissons alors un modèle géographique circulaire basé sur les différents niveaux

de l'arbre de routage. Nous partitionnons le réseaux en couronnes excentriques centrées sur la position du sink. Chaque couronne a  $R$  comme largeur et modélise un niveau de l'arbre de routage (see fig.1). Nous appelons chaque couronne, niveau.

Soit  $L$  le nombre de niveaux du réseau et  $l_0$  le niveau du sink.

Un nœud positionné au niveau le plus éloigné du sink ( $l_L$ ) sera responsable de la génération de ses propres messages et ne sera généralement pas sollicité pour transmettre les messages des autres capteurs. Un nœud positionné au niveau  $l_{L-1}$  devra générer ses propres messages, recevoir les messages émanant de certains capteurs du niveau  $l_L$ , et de leur retransmission vers le prochain saut.

En se basant sur cette constatation, nous considérons l'énergie dissipée pour chaque opération d'envoi ou de réception de messages et nous donnons une estimation de l'énergie globale dissipée par un niveau en tenant compte du nombre d'opérations de transmission ou de réception réalisées par ses nœuds.

Il est important de souligner que nous ne prétendons pas calculer avec exactitude l'énergie consommée mais nous présentons un cas approximatif possible dans l'objectif de mieux distribuer la consommation d'énergie dans un réseau de capteurs.

En adoptons le modèle de dissipation énergétique de [Chandrakasan et al., 2000], et en considérant nos hypothèses, nous supposons que tous les nœuds dissipe la même quantité d'énergie pour une opération élémentaire soit de réception ou de transmission (pire cas). Nous notons, respectivement, par  $T_x$  et  $R_x$ , l'énergie dissipée par un capteur pour l'envoi d'un message et la réception d'un message.

Soit  $n_i$  le nombre de nœuds dans le niveau  $l_i$  et  $E_{l_i}$  l'énergie totale dissipée dans  $l_i$ .

Chaque nœud  $n \in l_j$ , avec  $j < L$ , est responsable de la génération de ses propres messages, la réception et la retransmission de tous les messages reçus des nœuds des niveau supérieurs  $l_i$  avec  $i > j$ .

Selon le même principe, nous donnons la formule générale pour l'énergie totale consommée par un niveau  $l_i$ .

$$E_{l_i} = (n_i + .. + n_L) \times T_x + (n_{i+1} + .. + n_L) \times R_x \quad (1.1)$$

Ce qui conduit à :

$$E_{l_i} = T_x \times \sum_{j=i}^L n_j + R_x \times \sum_{j=i+1}^L n_j \quad (1.2)$$

Et finalement :

$$E_{i_i} = [(T_x + R_x) \times \sum_{j=i+1}^L n_j] + T_x \times n_i \quad (1.3)$$

### 1.3.2 Calcul du nombre de capteurs par niveau

Notre objectif est d'équilibrer la consommation énergétique entre les niveaux. Nous déterminons alors le nombre de nœuds à placer par niveau pour atteindre cet objectif.

Équilibrer la consommation d'énergie dans le réseau revient à dire que pour  $E_{i-1} = E_i$  pour  $i \leq L$ .

Tenant compte de l'équation 1.3, nous avons :

$$(T_x + R_x) \times \sum_{j=i+1}^L n_j + T_x \times n_i = (T_x + R_x) \times \sum_{j=i}^L n_j + T_x \times n_{i-1} \quad (1.4)$$

Ce qui équivaut à :

$$(T_x + R_x) \times \sum_{j=i+1}^L n_j - (T_x + R_x) \times \sum_{j=i}^L n_j + T_x \times n_i = T_x \times n_{i-1} \quad (1.5)$$

Après simplification, nous obtenons ce qui suit :

$$n_{i-1} = n_i \times \left( \frac{2 \times T_x + R_x}{T_x} \right) \quad (1.6)$$

Si on pose :

$$n_{i-1} = \alpha \times n_i \text{ with } \alpha = \frac{2 \times T_x + R_x}{T_x} \quad (1.7)$$

puisque nous avons :

$$\sum_{i=0}^L n_i = N \quad (1.8)$$

et :

$$\left\{ \begin{array}{l} n_{L-1} = \alpha \times n_L \\ \dots \\ n_{i-1} = \alpha \times n_i \\ \dots \\ n_0 = \alpha \times n_1 \end{array} \right\} \quad (1.9)$$

alors nous obtenons la formule suivante :

$$n_0 = \alpha^L \times n_L \quad (1.10)$$

et :

$$\forall i, n_i = \alpha^{L-i} \times n_L \quad (1.11)$$

Etant donné que :

$$n_0 + n_1 + \dots + n_{L-1} = \alpha \times [n_1 + \dots + n_L] \quad (1.12)$$

Nous dérivons la relation suivante :

$$N - n_0 = \alpha \times N - \alpha \times n_L \quad (1.13)$$

Ce qui conduit à :

$$N \times (1 - \alpha) = n_0 \times (\alpha \times n_L) \quad (1.14)$$

Des équations (1.10) et (1.14), nous concluons que :

$$N \times (1 - \alpha) = n_L - \alpha \times \alpha^L \times n_L \quad (1.15)$$

puis :

$$N \times (1 - \alpha) = n_L(1 - \alpha^{L+1}) \quad (1.16)$$

Finalement, nous trouvons la condition générale sur le nombre de nœuds à être placés dans un niveau  $l_i$  :

$$n_i = \lfloor \frac{N \times (1 - \alpha)}{1 - \alpha^{i+1}} \rfloor \quad (1.17)$$

### 1.3.3 Principaux résultats

Nous avons développé notre modèle sous MATLAB et nous avons adopté les paramètres de simulation résumés dans le tableau Table 1.2.

**Table 1.2** – Paramètres des simulations

Paramètre	Valeur
Nombre de niveaux	4
Portée maximale des nœuds	20 mètres
Durée des simulations (en rounds)	1070
Dimension de la surface	100m × 100m
Énergie initiale des capteurs	0,5 joules
Énergie de transmission $E_{TX}$	$5 \times 10^{-8}$ joules
Énergie de réception $E_{RX}$	$5 \times 10^{-8}$ joules

Nous avons évalué les performances de notre modèle en exécutant les protocoles de routage SEP (Stable Election Protocol) [Smaragdakis et al., 2004] et LEACH (Low Energy Adaptive Clustering Hierarchy) [Heinzelman et al., 2002] et en comparaison avec un modèle de déploiement aléatoire et un modèle déterministe en grille.



Une évaluation des performances de notre modèle nous a mené à prouver sa supériorité par rapport au placement aléatoire des nœuds et au placement uniforme sur la surface. Cette supériorité se caractérise par une durée de vie du réseau plus longue en terme d’instant d’épuisement de la batterie du premier nœud (Figure 1.5), en terme de nombre de nœuds morts (Figure 1.6) et en terme d’énergie résiduelle moyenne (Figure 1.7).

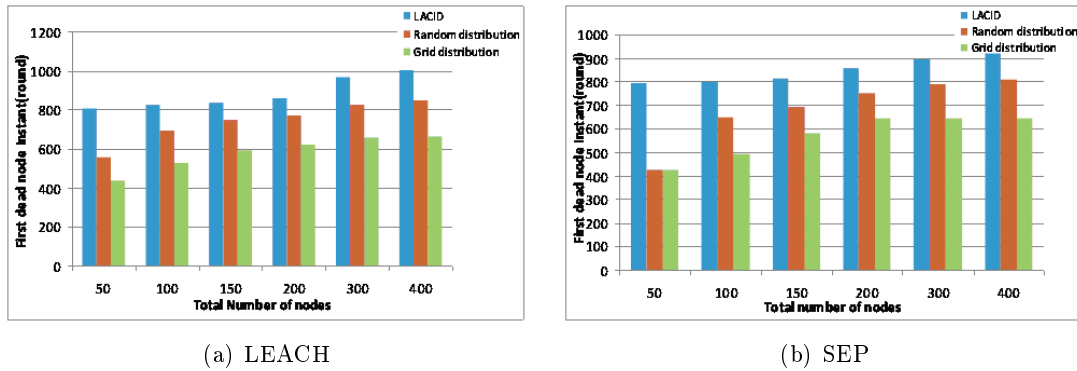


Figure 1.5 – Instant de mort du premier nœud

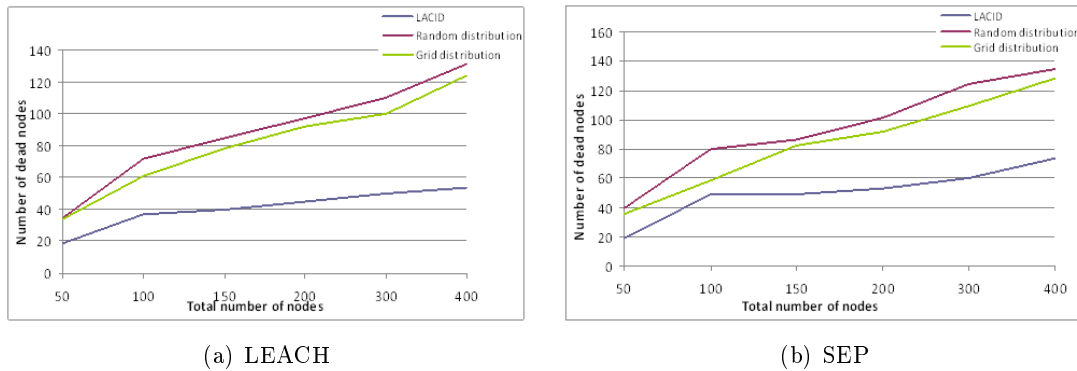
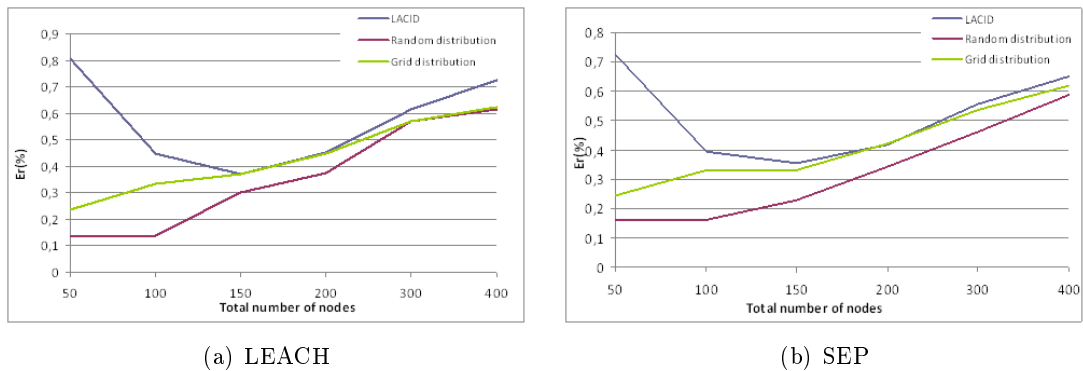


Figure 1.6 – Nombre de nœuds morts en fin de simulation

## 1.4 Bilan des contributions

Le déploiement large échelle des réseaux de capteurs suscite des défis majeurs afin, d’une part, de garantir la connectivité et la couverture de la zone de déploiement, et d’autre part, de conserver au mieux l’énergie des capteurs et de prolonger la durée de vie du réseau. C’est dans ce cadre que s’insèrent nos principaux travaux et contributions de ce chapitre.

Nous avons proposé deux stratégies de déploiement tolérant aux pannes. Une première solution vise à ajuster la topologie d’un réseau de capteurs suite à un déploiement initial aléatoire en corrigeant les trous de connectivité et de couverture. Cette fonctionnalité est réalisée par des



**Figure 1.7** – Taux d'énergie résiduelle moyenne

robots mobiles.

Notre seconde proposition est basée sur la définition d'une stratégie de déploiement initial déterministe et tolérant aux pannes et prolongeant la durée de vie du réseau. Notre proposition offre l'avantage de définir un déploiement adaptatif en terme de nombre de capteurs à déployer par zone en tenant compte de la disparité de la consommation énergétique par régions géographiques.

Enfin, nos expérimentations ont montré que nos propositions apportent un gain en terme d'amélioration de la topologie et de la conservation d'énergie.

Les diverses contributions de cet axe de recherche ont été développées en collaboration avec 3 stagiaires en mastère de recherche que j'ai encadrés entre 2010 et 2016. Leurs sujets étaient les suivants :

- Jihene Bennaceur (Avril-Décembre 2014). Déploiement tolérant aux pannes dans les réseaux de capteurs sans fil.
- Chaker Mouihbi (Avril-Décembre 2014). Etude de l'impact du déploiement sur le routage dans les réseaux de capteurs sans fil.
- Chiraz Houaidia (Octobre 2010-Juin 2011). Redéploiement de réseaux de capteurs en utilisant des robots mobiles.

## Chapitre 2

# Routage dans les réseaux de capteurs large échelle

### 2.1 Contexte et problématique

Toujours dans l’optique d’investiguer les approches possibles pour optimiser la consommation énergétique des réseaux de capteurs, nous nous sommes intéressés à la fonctionnalité de routage de données dans ces réseaux. Le routage est une problématique largement investiguée dans tous types de réseaux. Ceci revient au fait que, d’une part, il s’agit d’une fonctionnalité de base dans la plupart des réseaux, et d’autre part, la mise en place de cette fonctionnalité et ses contraintes varie fortement selon la technologie du réseau, sa topologie, son application cible, etc. Pour les réseaux de capteurs, une stratégie de routage efficace doit en plus tenir compte de l’aspect énergétique. Pour profiter de la redondance spatiale des capteurs, il est aussi judicieux de considérer une bonne stratégie de synchronisation des activités et inactivités des nœuds redondants sur une zone donnée. En effet, souvent dans une même zone géographique limitée, l’activité d’un seul capteur peut être suffisante pour assurer les objectifs de l’application. Mettre les capteurs redondants en veille et synchroniser convenablement leurs activités est un moyen qui a fait ses preuves pour conserver l’énergie des capteurs [Dietrich and Dressler, 2009, Anastasi et al., 2009].

Les capteurs sont souvent amenés à coopérer afin d’acheminer les données collectées vers un seul nœud central (ou sink). Ce modèle de communication *many-to-one* engendre des problèmes de surcharge de réseau surtout dans le cas des réseaux de capteurs denses et déployés à large échelle. En effet, il est facile de montrer que plus un nœud est proche géographiquement du sink, plus le nombre de sources de données pour lesquelles il doit faire le relais est important. Ce qui conduit à plusieurs problèmes dont la surcharge des nœuds proches du sink, le taux de perte élevé dans la zone proche du sink et une mauvaise distribution de la consommation d’énergie.

Plusieurs travaux de recherche se sont intéressés aux problèmes de routage dans les réseaux de capteurs. Ces recherches ont contribué à l’émergence d’un nombre important de pro-

toques de routage aussi différents les uns des autres et qui cherchent, chacun à sa manière, à respecter au maximum les contraintes relatives à ce type de réseaux. Les protocoles de routage dans les réseaux de capteurs sont souvent classés en trois familles : les protocoles de routage plat, les protocoles de routage hiérarchique et les protocoles basés sur la localisation [Abbasi and Younis, 2007, Liu, 2012].

L'organisation hiérarchique, ou clustering des réseaux, est souvent adoptée pour faciliter la gestion de la redondance des nœuds, la gestion de leurs activités et inactivités et simplifier le routage. Il s'agit de grouper les nœuds, selon des critères souvent géographiques, en des clusters. Chaque cluster sera géré par un nœud spécial appelé *cluster head* élu parmi tous les nœuds membres de son cluster.

En effet, dans un réseau de capteurs large échelle et dense, le trafic de routage et d'administration peut générer une surcharge importante du réseau menant à une diminution du débit utile du réseau et une surconsommation énergétique. Adopter une technique hiérarchique permet de contrôler la topologie du réseau, de mieux distribuer les fonctionnalités d'administration tels que le routage et l'ordonnancement des activités des nœuds. Ceci aura un impact direct sur l'amélioration des performances du réseau, de point de vue réduction de l'overhead, réduction des collisions et des pertes, et par conséquent, une meilleure conservation d'énergie et une augmentation de la durée de vie du réseau.

Plusieurs techniques de clustering ont été proposées pour les réseaux de capteurs. Certaines visent à distribuer la fonctionnalité de routage, d'autres visent à organiser les activités des nœuds [Lindsey and Raghavendra, 2002, Younis and Fahmy, 2004, Kour and Sharma, 2010, Mardini et al., 2014, Nadeem et al., 2013, Heinzelman et al., 2002, Smaragdakis et al., 2004].

Peu de mécanismes ont profité pleinement des avantages du clustering pour résoudre le problème de conservation d'énergie dans les réseaux de capteurs en combinant plusieurs objectifs à la fois. En effet, aucun mécanisme n'a adopté un clustering qui permet à la fois de contrôler l'ordonnancement des activités des nœuds, leur redondance, leur redéploiement en cas d'apparition de trous de couverture et un routage efficace.

Nos contributions dans cet axe ont été diverses et complémentaires. En un premier temps, nous avons proposé un mécanisme de routage plat couplé à un mécanisme MAC de gestion des états d'activité des capteurs. Les mécanismes plats n'étant pas généralement adaptés au facteur d'échelle, nous avons alors considéré, en un second temps, la proposition d'un routage hiérarchique. Dans ce contexte, nous avons défini une organisation hiérarchique du réseau permettant également de gérer l'ordonnancement des activités des capteurs. Notre mécanisme de clustering prévoit aussi une fonction de re-déploiement permettant de maintenir la topologie en cas d'apparition de trous de couverture. Nous avons finalement complété notre mécanisme de clustering par un routage intelligent en adoptant des heuristiques inspirées de la nature.

## 2.2 Architecture Cross-layer pour le routage géographique à basse consommation d'énergie

### 2.2.1 Principe

Dans ce cadre, nous avons proposé, en un premier temps, un nouveau mécanisme cross-layer efficace en énergie pour la dissémination des données dans un réseau de capteurs sans fil. Ce mécanisme [Idoudi, 2013, Idoudi, 2014, Idoudi et al., 2011] a pour objectif l'optimisation de l'énergie par une meilleure gestion des états actif et inactif au niveau de la couche MAC, l'équilibrage de charge et un routage géographique simple avec un minimum d'overhead.

Nous proposons une nouvelle architecture cross-layer pour la conservation d'énergie dédiée aux réseaux de capteurs sans fils : LBPSMAC/SGRP (Leightweight Balanced Power Saving MAC / Simple Greedy Routing Protocol). Ce mécanisme agit sur les couches MAC et routage dans l'objectif de distribuer équitablement la charge entre les nœuds appartenant à une même zone géographique. Nous nous plaçons donc dans le cas d'un réseau de capteurs sans fils à forte densité, en considérant des nœuds équivalents en termes de ressources énergétiques et de capacités de calculs. L'idée principale est de prendre en considération le niveau d'énergie résiduelle d'un capteur dans la décision de routage ou dans l'attribution de l'accès au canal de transmission. Dans la distribution de la charge, nous favorisons les nœuds les plus récents, ayant plus d'énergie. Ceci nous permettra d'éviter les cas où des nœuds sur-utilisés meurent vite entraînant une éventuelle déconnexion du réseau.

L'approche LBPS agit au niveau de la couche MAC et permet à un capteur de retarder sa réponse à une requête de relais, de sorte à permettre à d'autres nœuds, ayant plus d'énergie, de prendre en charge la communication et ceci dans le but d'établir un équilibrage de charge. Le délai  $D$  que prend un nœud avant de répondre est inversement proportionnel à son énergie résiduelle (équation 2.1), ainsi, les nœuds ayant plus d'énergie répondent plus rapidement.

$$D(t) = \alpha \times \left(1 - \frac{E_r(t)}{E_i}\right) \quad (2.1)$$

Où  $\alpha$  est une constante donnée,  $E_i$  est l'énergie initiale d'un capteur (supposée commune) et  $E_r(t)$  son énergie résiduelle à un instant  $t$ .

LBPS impose aussi à chaque nœud une alternance des états actifs et inactifs afin qu'il économise son énergie (duty cycling). Une trame de temps périodique indique une sous période minimale d'activité  $A_{min}$  durant laquelle tout capteur doit être actif pour envoyer ou recevoir des messages. Un nœud peut étendre son activité au reste de la trame s'il a des communications à réaliser, sinon il peut entrer en mode veille pour le reste de la trame.

La simplicité constitue le deuxième objectif de notre méthode. Nous simplifions la commu-

nication entre les capteurs en minimisant le nombre de messages de contrôles échangées généralement dans le but de coordonner l'activité des nœuds. Cette simplification conserve également l'énergie de traitement et de transmission des messages de coordination.

Dans une architecture qui utilise LBPS, nous adoptons un protocole de routage offrant, parmi une liste de nœuds voisins lesquels sont plus proches à la destination. Nous qualifions ces nœuds d'éligibles pour effectuer le relais. Ainsi le protocole MAC choisira uniquement un nœud parmi cette liste pour prendre en charge la communication. Le choix tiendra compte également de l'énergie résiduelle.

SGRP (Simple Greedy Routing Protocol) implémente la fonctionnalité simple des retransmissions Greedy avec limitation des retransmissions. Il résume la fonctionnalité de routage à la simple génération d'un booléen indiquant si oui ou non le nœud en question est éligible (plus proche du sink qu'un nœud source) pour traiter une requête reçue. Contrairement au protocole Greedy, le protocole SGRP ne s'appuie pas sur l'échange de messages Hello pour découvrir les nœuds voisins mais se base uniquement sur la connaissance des coordonnées géographiques des nœuds et de la position du sink.

Une requête de transmission porte toujours la position de son émetteur. Le nœud ayant écouté cette requête et connaissant la position géographique du sink, calcule la distance séparant le nœud source du message reçu du sink et la compare à sa propre distance par rapport au sink. Si le nœud actuel est plus proche, il accepte le relais et diffuse le message à tous ses voisins, après avoir attendu le délai imposé par la couche LBPS, sinon, il ne transmet pas le message.

L'algorithme suivant résume le traitement d'une requête reçue.

### 2.2.2 Principaux résultats

Nous avons effectué des simulations sous le simulateur WSNET [WSNET, 2011] pour étudier l'apport de notre approche en termes de conservation d'énergie d'une part, et d'équilibrage de charge entre les nœuds de capteurs, d'autre part. Les paramètres de simulation suivants ont été adoptés.

**Table 2.1** – Paramètres des simulations

Paramètres	Valeurs
Dimensions ( $L \times H$ )	$100 \times 100m^2$
Durée de la simulation	100s
Portée de communication ( $R$ )	30m
$\alpha$	1
$A_{min}$	2 s
$T$	5 s

où  $A_{min}$  est la période d'activité minimale que doit assurer un capteur à chaque période

---

**Algorithme 1** Traitement d'une requête reçue par un nœud  $n_i$

---

```

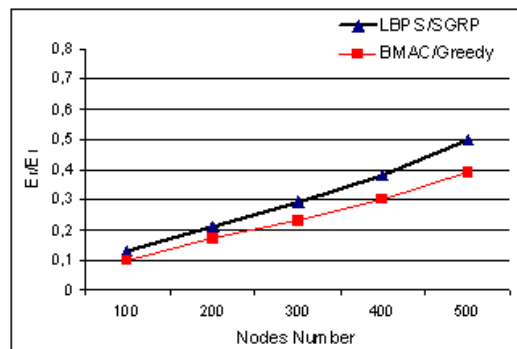
 $d_i$  : euclidian distance from  $n_i$  to sink
 $n_j$  : message source
 $d_j$  : euclidian distance from  $n_j$  to sink
if  $Message\_transmitter() == n_j$  then
     $Forward\_message()$ 
else
    if  $d_j > R$  and  $d_j > d_i$  then
         $D \leftarrow Compute\_waiting\_delay(E_i)$ 
        while D do
             $Listen()$ 
            if  $Hear\_response()$  then
                 $Cancel\_forward()$ 
                 $Exit()$ 
            end if
        end while
         $Forward\_message()$ 
    else
         $Cancel\_forward()$ 
    end if
end if

```

---

T. Nous faisons varier le nombre de nœuds.

Nous mesurons d'abord l'énergie résiduelle moyenne des nœuds en fin de simulation. La figure 2.1 montre que notre approche apporte un gain énergétique en comparaison avec une architecture utilisant les protocoles BMAC et Greedy.



**Figure 2.1** – Taux d'énergie résiduelle

La figure 2.2 montre la répartition des nœuds selon leur énergie résiduelle. Elle montre que notre approche permet de concentrer le plus grand pourcentage de capteurs (presque 50%) sur une même valeur d'énergie alors que l'architecture BMAC/Greedy offre une répartition très diversifiée.

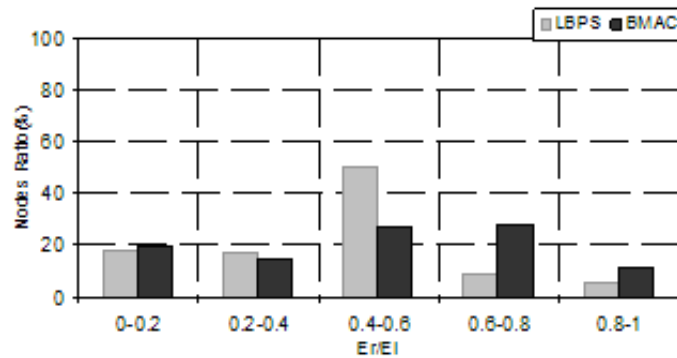


Figure 2.2 – Distribution de l'énergie résiduelle

Nous avons étudié ensuite le taux de livraison des paquets. La figure 2.3 montre que notre architecture offre une légère amélioration. Ceci révèle d'une part, le fait que des paquets risquent d'être perdus à des délais d'attente  $D$  qui augmentent et induisent à la suppression de paquets. D'autre part, le routage SGRP peut également montrer des limites dues au fait qu'il ne garantit pas toujours l'existence d'un chemin pour le routage de données.

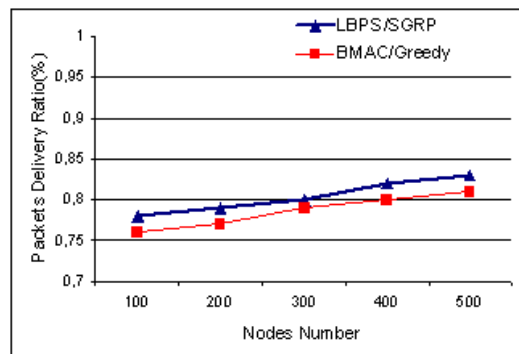


Figure 2.3 – Taux de livraison de paquets

En résumé, nos expérimentations ont montré que notre proposition présente une amélioration par rapport à l'utilisation d'un protocole MAC classique combiné à un routage Greedy et ceci en terme d'équilibrage de la consommation énergétique dans le réseau et de taux de paquets reçus avec succès. Cependant, plus nous augmentons la densité du réseau, plus les performances de notre approche se rapprochent de celles de la solution existante. L'étude du délai de livraison des paquets a révélé que notre approche donne de meilleurs résultats uniquement pour les topologies peu denses. Nous avons conclu qu'une approche plate est peu efficace face au facteur d'échelle. Ceci nous a amené à la contribution décrite ci-après.



## 2.3 Routage hiérarchique dans les WSN

### 2.3.1 Motivation

Plusieurs travaux ont déjà établi l'intérêt des organisations hiérarchiques pour les réseaux filaires ou sans fil. Leur efficacité se traduit par une meilleure robustesse des différentes activités du réseau face au facteur d'échelle.

Dans le cadre des réseaux de capteurs large échelle, adopter un mécanisme de clustering est une approche avérée dans la littérature [Abbasi and Younis, 2007, Liu, 2012] pour mieux gérer les activités des nœuds, réduire l'overhead (surcoût des messages de contrôle, des interférences et des retransmissions) et distribuer les fonctionnalités importantes telles que le routage ou la maintenance de la topologie. De ce fait, les mécanismes de clustering contribuent indéniablement à la réduction de la consommation d'énergie des capteurs et allongent la durée de vie du réseau.

Dans cette optique, nous avons défini, pour commencer, un nouveau modèle de partitionnement du réseau en zones. Ce modèle se base sur la définition d'une hiérarchie où les nœuds sont groupés en classes d'équivalence, ce qui permet d'éliminer l'activité réseau d'un ensemble de nœuds durant certaines périodes afin de conserver leurs énergies. Par la suite, nous avons proposé un mécanisme de clustering (PASC : Power Aware scheduling and Clustering) qui exploite le modèle précédemment défini. Ce dernier permet d'organiser les capteurs en clusters homogènes et de confier aux cluster-heads (CHs) la responsabilité de définir un ordonnancement des périodes d'activité et d'inactivité des nœuds voisins en se basant sur leur énergie résiduelle. L'élection des cluster-heads est distribuée et se fait périodiquement. En se basant sur l'ordonnancement diffusé par le CH, les nœuds d'une même zone alternent entre deux états : actif et veille. Le rôle des nœuds actifs est de transmettre les données collectées à la station de base en utilisant un routage multi-sauts [Boucetta et al., 2014].

La couverture et la connectivité dans les réseaux de capteurs ne peuvent que se dégrader avec le temps, même en présence de mécanismes de conservation d'énergie. Pour résoudre ce problème, et en se positionnant dans le cas de capteurs mobiles, nous avons alors augmenté PASC par une fonction de maintenance permettant de surveiller le niveau énergétique des capteurs et de procéder à un redéploiement des nœuds en se basant sur des mouvements en cascade. Cette approche consiste à ordonner aux nœuds de se déplacer des zones peuplées aux zones vides. Notre objectif est d'ajuster la couverture et la connectivité du réseau et de prolonger ainsi sa durée de vie [Boucetta et al., 2015a].

Finalement, nous avons investigué l'apport des méthodes intelligentes pour le routage au lieu d'un routage basique à base des plus courts chemins. Pour ce faire, nous avons proposé un routage utilisant l'optimisation par colonies de fourmis [Boucetta et al., 2015b] puis une méthode basée sur la recherche du Coucou [Boucetta et al., 2016a] et ceci pour rechercher le chemin le

plus optimal en terme d'énergie.

### 2.3.2 PASC : Power Aware Scheduling and Clustering Algorithm

Nous organisons les nœuds selon la propriété d'équivalence. Deux nœuds sont dits équivalents si l'un peut remplacer l'autre sans affecter les caractéristiques et l'activité du réseau. Nous définissons l'équivalence des nœuds en terme de :

- Connectivité : Deux nœuds équivalents sont communiquant et ils ont le même voisinage. En effet, si un nœud disparaît, l'autre est capable de maintenir la connectivité du réseau.
- Couverture : Deux nœuds équivalents couvrent la même surface.
- Application : Deux nœuds équivalents ont les mêmes fonctionnalités et mesurent les mêmes grandeurs physiques. Ils donnent les mêmes valeurs pour leur application.

En se basant sur cette définition, un réseau de capteurs dense peut être décomposé en des ensembles de nœuds équivalents tel que chaque ensemble forme un graphe complet selon la propriété de connectivité. Ainsi, nous supposons qu'un ensemble de nœuds équivalents est un ensemble de nœuds redondants qui couvrent la même surface. Cette surface peut être modélisée par une cellule hexagonale ou une grille 2D.

Nous groupons les nœuds, en exploitant le modèle du réseau proposé précédemment pour y appliquer un ordonnancement des nœuds redondants.

Initialement, chaque capteur calcule l'identifiant de la cellule à laquelle il appartient en se basant sur sa position géographique. Ensuite, il exécute la procédure de découverte de son voisinage en diffusant périodiquement un message HELLO. Ainsi, il possède une vision globale sur son voisinage et les nœuds des cellules adjacentes.

Supposons qu'un réseau est formé de  $N_c$  zones (ou cellules). Les nœuds dans une zone  $Z_i$  sont redondants et couvrent une surface qui peut être modélisée par une cellule hexagonale ou carrée.

Les zones sont représentées par un graphe  $G_z = (V_z; E_z)$ , avec  $V_z$  est l'ensemble des zones et  $E_z$  est l'ensemble des liens connectant les différentes zones.

Nous avons défini un mécanisme d'ordonnancement permettant de laisser un seul nœud actif dans une zone à un certain moment. Les données sont transmises d'une zone à une autre pour atteindre la zone du sink. Nous définissons alors  $P_i$ , le plus court chemin d'une zone  $Z_i$  à la zone du sink,  $Z_0$ , par :  $P_i = Z_i, \dots, Z_{sink}$ .

L'algorithme 2 détaille la construction de l'arbre de routage dans ce modèle.

Dans chaque zone, un cluster-head est élu périodiquement. Il a pour principal rôle de collecter les informations sur l'énergie résiduelle des nœuds de sa zone et de définir un ordonnancement de leurs activités en se basant sur ces informations. L'algorithme 3 présente le déroulement de

---

**Algorithme 2** Construction de l'arbre de routage par zones

---

**Input :**  $G_z = (V_z; E_z)$  /\* graph of zones \*/

**Output :**  $T = (V_T; E_T)$  /\* tree corresponding to the graph of zones G \*/

---

```

1: Let  $Z_0$  be the sink's zone,  $Z_0 \in V_Z$ 
2:  $V_T := V_Z$ 
3:  $E_T := \emptyset$ 
4:  $i := 1$ 
5: while ( $i < \|V_Z\|$ ) do
6:   find  $P_i = (e(Z_i, Z_{i-1}) \dots (Z_1, Z_0))$  /*shortest path between  $Z_i$  and  $Z_0$  */
7:    $\forall e_j \in P_i, E_T := E_T \cup \{e_j\}$ 
8:    $i++$ ;
9: end while

```

---

l'ordonnancement de la zone  $k$  qui contient  $n_k$  nœuds.

---

**Algorithme 3** Ordonnancement des activités dans une zone

---

```

1: while ( $t < T_e$ ) do
2:   for  $i := 1$  to  $n_k$  do
3:     collect_response( $s_i, E_{s_i}$ )
4:     schedule( $s_i$ )
5:   end for
6: end while
7: broadcast_schedule()

```

---

Nous avons défini de plus des stratégies pour équilibrer la consommation et le niveau d'énergie des nœuds lors de leur ordonnancement ou leur élection en tant que cluster-head. Toutes les fonctionnalités d'élection et d'ordonnancement sont répétées périodiquement afin de mieux équilibrer et conserver l'énergie des capteurs.

Des expérimentations menées sous MATLAB ont montré que notre approche apporte un gain considérable en terme de réduction du nombre de nœuds morts et de l'énergie résiduelle moyenne des nœuds et ceci en comparaison avec les protocoles de routage hiérarchiques Leach [Heinzelman et al., 2002] et M-Gear [Abbasi and Younis, 2007] pour des stratégies de déploiement initial circulaire, poissonien ou aléatoire [Boucetta et al., 2014].

### 2.3.3 PASC\_AR : Clustering avec redéploiement adaptatif

Le routage hiérarchique ainsi que l'ordonnancement des communications apportent une solution efficace pour réduire la charge du routage ainsi que les collisions multiples et les interférences générées par la densité du réseau. Ceci permet de minimiser la consommation énergétique et d'allonger la durée de vie du réseau. Néanmoins, l'épuisement des batteries des capteurs est inévitable, si des sources d'énergie renouvelable ne sont pas exploitées.

Si nous considérons un déploiement initial aléatoire et après avoir montré que la consommation énergétique dans le réseau n'est pas uniforme géographiquement [Boucetta et al., 2016b], il est évident que des disparités en terme de densité des zones vont apparaître au cours du fonctionnement du réseau. Certaines zones verront leur nombre de capteurs diminuer drastiquement en comparaison à d'autres, soit à cause de leur importante activité de routage, soit à cause d'un nombre de capteurs initial inférieur aux zones voisines. Des trous de couverture vont apparaître au cours du fonctionnement du réseau. Un trou est une zone dont tous les capteurs ont épuisé leur énergie, la zone devient de ce fait vide.

Suite à ce constat, une fonction de maintenance de la couverture du réseau s'impose.

Dans le cas d'un réseau de capteurs statiques, la méthode de redéploiement basée sur les robots mobiles que nous avons proposée dans [Idoudi et al., 2012], peut être adoptée.

Nous avons également investigué le cas d'un réseau de capteurs dotés de la capacité de mouvement et nous avons à cet effet proposé d'augmenter PASC par une fonction de redéploiement automatique des capteurs en cas d'apparition de trous de couverture.

Nous définissons une stratégie de mouvement en cascade pour déplacer des capteurs redondants vers des zones vides. Le mouvement en cascade est un mouvement coopératif qui fait intervenir plusieurs capteurs appartenant à des zones intermédiaires entre la zone cible et la zone qui offrira des capteurs redondants. Il permet aux capteurs de se déplacer de proche en proche vers des zones voisines, tel que, si une zone éloignée de la zone vide peut offrir des capteurs redondants, ceux-ci se déplacent vers une zone voisine, dans la direction de la zone vide, d'autres capteurs de cette zone voisine prendront le relais et se déplacent à leur tour dans une zone adjacente toujours en direction de la zone cible et ainsi de suite. Ce principe permet de ne pas épuiser l'énergie des capteurs par la fonction de mobilité en minimisant les distances parcourues par un même capteur et en équilibrant l'énergie consommée entre les capteurs intervenants dans le déplacement total.

Dans PASC, périodiquement, chaque CH doit informer le sink du nombre de capteurs de sa zone. Si le nombre de capteurs d'une zone atteint ou devient inférieur à un seuil  $S_{min}$ , le sink déclenche un redéploiement pour ajuster la couverture de cette zone.

A cet effet, le sink détermine d'abord quelle est la zone la plus peuplée ( $Z_j$ ) du réseau en ordonnant les zones selon le nombre de leurs capteurs. Le nombre de capteurs qui seront déplacés sera  $n = n_j - \frac{n_j - n_i}{2}$  tels que  $n_j$  est le nombre de capteurs de la zone  $Z_j$  et  $n_i$  est le nombre de capteurs de la zone cible  $Z_i$ .

Le sink détermine le plus court chemin entre  $Z_j$  et  $Z_i$  puis déclenche un mouvement en cascade en envoyant un message aux CH des zones composant ce chemin.

Chaque CH d'une zone sur le chemin entre  $Z_j$  et  $Z_i$  ordonnera à  $n$  nœuds membres de se

déplacer vers la zone suivante sur le chemin et remplacer ainsi les nœuds qui se déplaceront à leur tour et ainsi de suite.

L'algorithme 4 résume le fonctionnement du mouvement en cascade.

---

**Algorithme 4** Mouvement en cascade
 

---

```

1:  $List = \{Z_i, card(Z_i) < S_{min}\}$ 
2: Sort List on  $card(Z_i)$ 
3:  $i := 1$ 
4: for each( $Z_i$  in List) do
5:    $S_1 :=$  1-hop zone's neighbors ( $Z_i$ )
6:   let  $Z_j = argmax\{n_k; n_k = card(Z_k), Z_k \in S_1\}$ 
7:   if  $n_j > S_{min}$  then
8:     migrate  $(n_j - \frac{n_i+n_j}{2})$  to  $Z_i$ 
9:   else
10:     $S_k :=$  k-hop zone's neighbors ( $Z_i$ )
11:    let  $Z_j = argmax\{n_k; n_k = card(Z_k), Z_k \in S_k\}$ 
12:    Calculate the shortest path  $P$  between  $Z_i$  and  $Z_j$ 
13:     $Z_l := Z_j$ 
14:    while ( $Z_l \neq Z_j$ ) do
15:       $Z_k := successor(Z_l)$ 
16:      migrate  $(n_j - \frac{n_i+n_j}{2})$  from  $Z_l$  to  $Z_k$ 
17:       $Z_l := Z_k$ 
18:    end while
19:  end if
20: end for

```

---

### 2.3.4 Routage hiérarchique intelligent

Ces dernières années, nous assistons à un engouement envers l'application des approches méta-heuristiques [BalaKrishna and Doja, 2015] pour la résolution de divers problèmes dans les réseaux de capteurs. Parmi ces approches, la famille des algorithmes inspirés de la nature [Saleem et al., 2014] s'inspirent du comportement collectif de certaines espèces pour la modélisation et la résolution de problèmes informatiques. Dans le cas des réseaux de capteurs, des méthodes de recherche aléatoire et méta-heuristiques peuvent être appliquées pour la recherche de solutions optimales pour le routage. Leur application permet d'accélérer la convergence et de réduire ainsi la consommation d'énergie des capteurs.

Notre proposition PASC, de même pour sa version prenant en charge la fonction de redéploiement, utilise un routage statique par plus court chemin. L'arbre de routage est défini par le sink à l'initialisation du réseau et ne tient compte que du nombre de sauts comme métrique. Une telle stratégie de routage, bien que simple, a déjà montré ses limites surtout dans le contexte des réseaux de capteurs où l'énergie est un facteur crucial qui doit être pris en compte pour la fonction de routage.

De ce fait, nous nous sommes penchés sur l'amélioration de la fonction de routage dans PASC en incorporant une prise en compte de la consommation énergétique et de l'équilibre entre les zones et les capteurs. Pour ce faire, nous avons investigué l'utilisation de méthodes d'optimisation intelligentes inspirées de la nature pour équilibrer la consommation d'énergie dans le réseau lors du routage.

D'abord, nous proposons un premier protocole de routage qui se base sur l'optimisation par colonies de fourmis (ACO : Ant Colony Optimization)[Boucetta et al., 2015b]. Nous nous sommes inspirés du comportement des fourmis pour la recherche du prochain saut en tenant compte de l'énergie résiduelle et de la position par rapport à la station de base.

Ensuite, nous nous sommes orientés vers la nouvelle métaheuristique, la recherche coucou, et nous avons proposé un deuxième protocole de routage, *Hierarchical Cuckoo Search (HCS)* [Boucetta et al., 2016a] afin de choisir le meilleur prochain saut.

Les simulations portant sur nos contributions ont démontré la supériorité de nos propositions par rapport aux protocoles de routage hiérarchiques existants LEACH et M-GEAR.

#### 2.3.4.1 PASC-ACO : Optimisation par colonies de fourmis

L'optimisation par colonies de fourmis [Lin et al., 2012] est une métaheuristique basée sur l'imitation du comportement coopératif des fourmis lors de leurs déplacements vers la recherche de nourriture. L'objectif du comportement collectif des fourmis est de collecter la nourriture sans perdre le chemin menant à leur nid tout en trouvant le plus court chemin sans avoir une vue globale du trajet. Durant leur déplacement, les fourmis déposent une piste chimique, appelée phéromone, contenant un message concernant la qualité de la route choisie. Le rôle de la phéromone est de marquer le trajet et de guider les autres fourmis vers le point cible. Plus la quantité de phéromone sur un chemin particulier est forte, plus la probabilité que les fourmis sélectionnent ce chemin est importante. Ce comportement a permis de modéliser le processus de découverte des chemins et la diffusion de l'information sur les différents chemins trouvés. Les phéromones modélisent des valeurs associées à des solutions trouvées [Shirkande and Vatti, 2013].

Nous intégrons la méthode d'optimisation par colonie de fourmis (ACO) dans le processus de routage de PASC afin de trouver les chemins optimaux. L'algorithme ACO est exécuté d'une façon distribuée par chaque nœud actif d'une zone pour trouver le prochain saut vers le sink tout en minimisant la consommation énergétique.

Chaque nœud associe une probabilité à chaque nœud voisin d'une zone adjacente selon l'équation 2.2. Le prochain saut sera le nœud ayant la meilleure probabilité.

$$P_{s,s_j} = \frac{\tau_{s,s_j}^\alpha \times \eta_{s_j}^\beta}{\sum_{s_k} \tau_{s,s_k}^\alpha \times \eta_{s_k}^\beta} \forall s_j, s_k \in S, s_j \neq s_k, \quad (2.2)$$

Avec  $P_{s,s_j}$  est la probabilité que le nœud  $s$  sélectionne le nœud suivant  $s_j$  de la zone  $Z_i$ .  $\eta_{s,s_j}$  dénote la valeur locale de l'heuristique, et  $\tau_{s_j}$  est la valeur de la phéromone entre le nœud source et le nœud adjacent.  $\alpha$  et  $\beta$  sont deux paramètres utilisés pour contrôler la pondération de la phéromone et la valeur de l'heuristique. Finalement,  $S$  est l'ensemble des voisins actifs dans les zones adjacentes à la zone  $Z_i$ .

Nous associons à  $\tau_{s,s_j}$  le niveau de la zone adjacente dans l'arbre des zones. Ainsi, le nœud le plus proche du sink sera choisi comme prochain saut.

$\eta_{s_j}$  est la valeur de l'heuristique qui se base sur l'énergie résiduelle des nœuds. Elle permet de choisir les zones selon leur niveau d'énergie. Cette valeur est calculée comme suit :

$$\eta_{s_j} = \frac{E_{residual}(Z_j)}{\sum_k E_{residual}(Z_k)}, \forall s_j, s_k \in S, j \neq k, \quad (2.3)$$

Chaque nœud sélectionne le nœud adjacent ayant la plus grande probabilité. Ainsi, le prochain saut optimal  $s_{opt}$  est choisi tel que :

$$s_{opt} = \arg \max(P_{s,s_j}), \forall s_j \in S, \quad (2.4)$$

L'algorithme 5 résume les étapes d'implémentation de notre approche. Nous définissons la fonction  $schedule(Z, t)$  qui retourne le cluster head de la zone  $Z$  à un instant  $t$ .

---

**Algorithme 5** Routage en utilisant l'approche ACO

---

**Input :** graph  $G_z = (V_z; E_z)$

**Output :**  $P_{s,sink} = \{Z_s, \dots, Z_{sink}\}$

```

1:  $P_{s,sink} = Z_s$ 
2: for each( $Z_i \in V_z$ ) do
3:    $s_i = schedule(Z_i, t)$ 
4:    $S = \{s_j, s_j = schedule(Z_j, t) \text{ and } (Z_i, Z_j) \in E_z\}$ 
5:   for each( $s_j \in S$ ) do
6:     calculate  $\eta_{s,s_j}$ 
7:     calculate  $\tau_{s_j}$ 
8:     calculate  $P_{s,s_j}$ 
9:     let  $Tab[j] = P_{s,s_j}$ 
10:  end for
11:  let  $h = \arg \max(Tab)$ 
12:   $P_{s,sink} = P_{s,sink} \cup Z_h$ 
13: end for

```

---

#### 2.3.4.2 HCS : Hierarchical Cuckoo Search

L'étude et l'observation du comportement d'une espèce particulière d'oiseaux ont donné naissance à une récente métaheuristique nommée la recherche coucou (Cuckoo Search).

Les oiseaux appelés "Coucous" ont un caractère parasitaire dans la ponte, l'incubation et la nourriture de leurs poussins. En effet, certains ne construisent jamais leurs propres nids mais exploitent ceux d'autres espèces pour pondre leur œufs. Les œufs coucous risquent d'être tués si leur degré de similitude avec les œufs de l'oiseau hôte est faible. Sinon l'oiseau hôte abandonne son propre nid et construit un autre dans un autre emplacement.

En s'inspirant du comportement des coucous, Yang et Deb [Yang and Deb, 2009] se sont basés sur trois principes pour proposer la recherche coucou.

- Chaque coucou pond un seul œuf à la fois. Il le dépose dans un nid qu'il choisit aléatoirement.
- Les meilleurs nids qui incluent des œufs (solutions) de bonne qualité vont être les élus pour construire les membres de la nouvelle génération.
- Le nombre des nids hôtes valides est fixé. L'oiseau hôte peut détecter le coucou étranger avec une probabilité  $P_a$ . Dans ce cas, l'oiseau hôte tranche entre écarter le coucou de son nid ou abandonner son nid pour aller construire un autre dans une nouvelle position.

La qualité d'un nid ou d'une solution est mesurée par une fonction fitness qui varie d'un problème à un autre. L'algorithme CS tourne autour de trois phases : la sélection de la meilleure solution, l'exploitation de la solution par la recherche locale aléatoire et l'exploration de l'espace de recherche par la création aléatoire de nouvelles solutions en utilisant le vol de Lévy (Random Walk).

L'application de la recherche coucou pour modéliser et résoudre des problématiques liées aux réseaux de capteurs est une approche innovante. Quelques recherches récentes ont exploité cette approche pour le problème de déploiement et de localisation [Ahmad et al., 2013, Min, 2013] et plus récemment, quelques recherches ont investigué son application pour le clustering [Manian et al., 2011, Dhivya and Sundarambal, 2011].

Dans notre travail, nous visons à évaluer l'apport de cette méthode pour le routage des données. Nous augmentons alors PASC par un routage basé sur la méthode Cuckoo Search ce qui a donné lieu à la méthode Hierarchical Cuckoo Search (HCS).

Dans PASC, après l'organisation du réseau en clusters et lors de l'envoi des données vers le sink, nous proposons de calculer les chemins optimaux en utilisant l'approche Cuckoo Search (CS).

Nous assumons ce qui suit :

- un nid modélise une zone de la grille du réseau selon l'organisation imposée par PASC,



- un œuf modélise un capteur,
- chaque cluster head représente une solution,
- la taille d'un nid  $i$  est le nombre d'œufs qu'il contient, donc le nombre de nœuds capteurs membres de la zone  $i$ .

L'objectif est de rechercher les œufs ayant la meilleure qualité afin qu'ils soient choisis comme prochains sauts. La probabilité de choisir le meilleur œuf est donnée par la fonction fitness. Nous considérons que le pire nid est le cluster ayant un nombre minimal de nœuds et dont le cluster head a la plus faible énergie résiduelle.

Ainsi, chaque CH exécute l'algorithme CS pour déterminer la qualité des CHs adjacents et choisir le prochain saut selon la fonction Fitness définie comme suit :

$$F_i = \frac{E_{CH_i} + \gamma \times N_i}{\beta \times d_s} \quad (2.5)$$

Avec :

- $F_i$  est la valeur de fitness du nid  $i$ ,
- $E_{CH_i}$  est l'énergie résiduelle du cluster head ( $CH_i$ ) du nid  $i$ ,
- $d_s$  représente la distance entre  $CH_i$  et le sink,
- $N_i$  est la taille du nid  $i$ .

Le prochain saut optimal est le CH ayant la plus grande valeur de Fitness.

L'algorithme 6 résume le processus de transmission des données pour un cluster head CH. Nous adoptons les notations suivantes :

- $n$  est le nombre total de nœuds (œufs).
- $k$  est le nombre total de zones (nids).
- $P$ , est le chemin du nid  $N$  à la zone du sink,  $N_s$ . Il est défini comme une séquence de zones :  $P = \{N, \dots, N_s\}$ .
- $V(N_i)$  représente l'ensemble des nids voisins de  $N_i$ .

### 2.3.5 Principaux résultats

Nos contributions dans le cadre des communications hiérarchiques avec scheduling, tolérance aux pannes et routage intelligent ont été implémentés et évalués sous MATLAB. Nous avons comparé les performances de nos propositions avec deux méthodes de référence : le protocole LEACH [Heinzelman et al., 2002] et MGEAR [Nadeem et al., 2013]. LEACH est un des protocoles de clustering de référence pour les réseaux de capteurs sans fil. Il permet de construire une hiérarchie à un seul niveau, où tous les CH élus transmettent directement leurs messages au sink. MGEAR est un mécanisme de clustering qui autorise un routage multi-sauts.

Nous avons prouvé à travers des simulations extensives que PASC et PASC\_AR permettent une réduction significative de la consommation d'énergie, ce qui se traduit par une extension de

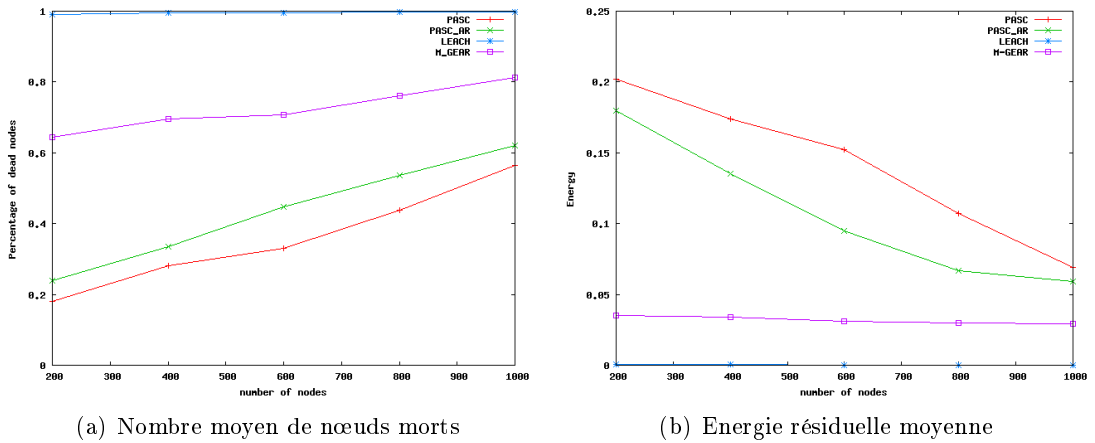
**Algorithme 6** Routage Hierarchical Cuckoo Search**Input :**  $Nests = \{N_i, i \in 1..k\}$ ,  $Eggs = \{s_i, i \in 1..n\}$ **Output :**  $N_{opt}$ 

```

1: while  $i \in V(N)$  do
2:   Get a cuckoo  $i$  randomly by random walk
3:   Compute Fitness  $F_i$ 
4:   Choose a nest  $N_j$  among  $V(N)$  randomly
5:   Compute Fitness  $F_j$ 
6:   if  $F_i < F_j$  then
7:      $N_{opt} = N_j$ 
8:   else
9:      $N_{opt} = N_i$ 
10:  end if
11: end while
12: Send data to  $N_{opt}$ 

```

la durée de vie du réseau en terme de nombre de nœuds morts et d'instant de mort du premier nœud capteur [Boucetta et al., 2015a, Boucetta et al., 2014] (voir figure 2.4).

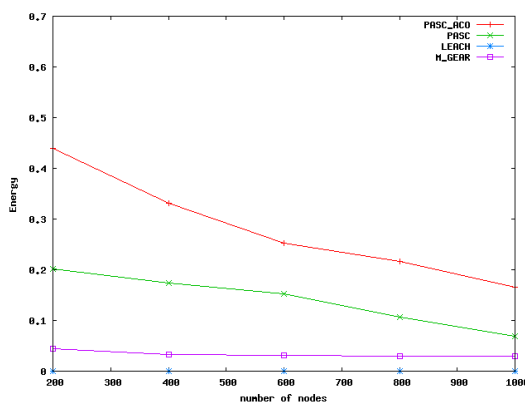
**Figure 2.4** – Performances de PASC et PASC\_AR

L'ajout d'un routage intelligent à PASC a permis d'améliorer plus ces aspects.

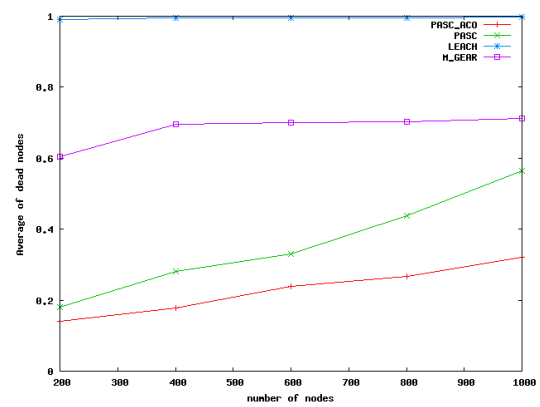
En effet, en adoptant les paramètres de simulation résumés dans le tableau 2.2, la figure 2.5 montre la suprématie de PASC-ACO en comparaison avec PASC, LEACH et MGEAR et ceci en termes d'énergie résiduelle moyenne des capteurs et de nombre de nœuds morts en fin de simulation [Boucetta et al., 2015b]. Le même constat en terme de performance a été aussi réalisé avec HCS (voir figure 2.6).

**Table 2.2** – Paramètres des simulations

Paramètres	Valeurs
Dimension du réseau	200m × 200m
Coordonnées du sink	x=0, y=0
Nombre de nœuds	entre 200 et 1000
Energie initiale des nœuds	0.5J

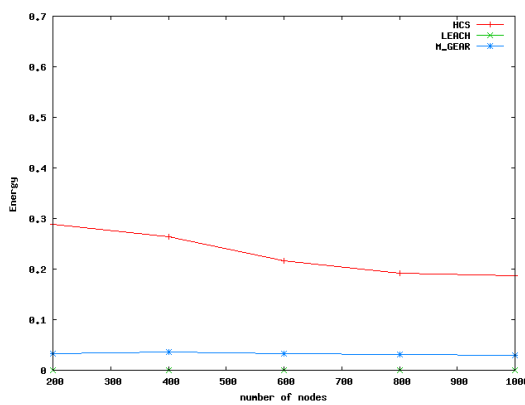


(a) Energie résiduelle moyenne

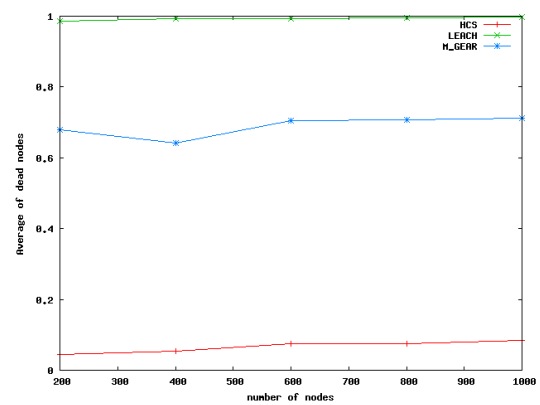


(b) Nombre moyen de nœuds morts

**Figure 2.5** – Performances de PASC\_ACO



(a) Energie résiduelle moyenne



(b) Nombre moyen de nœuds morts

**Figure 2.6** – Performances de HCS

## 2.4 Bilan des contributions

Dans ce chapitre, nous nous sommes penchés sur la description de nos propositions dans le cadre des méthodes de routage économes en énergie.

En un premier temps, nous avons proposé un routage plat couplé à une méthode de gestion des activités/inactivités des capteurs. Nous avons conclu que, bien que les expérimentations menées dans le cadre de ce travail ont montré le gain énergétique résultant, cette première contribution présente des limites lors du passage à l'échelle vu qu'elle met en œuvre des mécanismes complètement distribués et plats.

Nous en avons alors déduit la nécessité d'une organisation hiérarchique des topologies large échelle.

Nous avons proposé, en conséquence, une modélisation hiérarchique de la connectivité et de la redondance dans les réseaux de capteurs large échelle et nous l'avons utilisée pour mettre en exergue l'impact des stratégies de déploiement sur les performances du routage et du réseau en général. Par la suite, nous avons proposé un nouveau mécanisme de clustering dont l'objectif est de contrôler la redondance spatiale des nœuds et organiser leurs activités et inactivités.

Puis, dans l'objectif de maximiser l'efficacité notre mécanisme de clustering, nous l'avons augmenté par un routage intelligent. Ainsi nous nous sommes intéressés aux méthodes intelligentes inspirées de la nature et nous avons proposé en un premier temps un mécanisme de routage basé sur l'optimisation par colonies de fourmis (ACO), puis un routage exploitant la nouvelle méthode Cuckoo Search.

A terme, nous avons réussi à proposer un mécanisme de clustering complet multi-objectifs puisqu'il permet d'organiser les activités des nœuds, maintenir la topologie et permet un routage efficace des données.

Nos propositions dans le cadre du routage hiérarchique ont été complémentaires et ont démontré à travers diverses simulations un gain important en terme énergétique par rapport à des stratégies connues. Ceci s'explique par le fait que notre contribution offre l'avantage de combiner plusieurs techniques pour réduire l'énergie des capteurs. Ainsi, à travers les contributions de ce chapitre, nous concluons qu'il est nécessaire lors de la proposition d'un mécanisme efficace énergétiquement de considérer plusieurs sources et niveaux de consommation d'énergie à la fois. Nous avons considéré jusqu'à présent, le cas de la topologie du réseau, du déploiement, du routage et de l'ordonnancement des activités et inactivités des nœuds.

Les travaux menés dans cet axe ont été réalisés majoritairement dans le cadre d'une thèse que j'ai co-encadrée sous la direction du Professeur Leila Saidane :

- Cherifa Boucetta (2011 - 2016). Vers un routage adaptatif dans les réseaux de capteurs à large échelle. Soutenue en novembre 2016.

Un stage de mastère de recherche a permis également d'approfondir certains aspects :

- Nahla Hmili (2010-2011). Mécanisme cross-layer pour le routage et la conservation d'énergie dans les réseaux de capteurs.

## Chapitre 3

# Ordonnancement dans les réseaux de capteurs radio cognitifs

### 3.1 Contexte et problématique

Les standards de communication existants pour les réseaux de capteurs, à l'instar de Zigbee, IEEE 802.15.4, etc [Baronti et al., 2007], préconisent, actuellement, uniquement l'utilisation de bandes fréquentielles libres qui sont déjà assez limitées et largement surchargées par d'autres technologies d'accès telles que Wifi, Bluetooth, etc. Ceci représente une contrainte supplémentaire qui contribue à la dégradation des performances des réseaux de capteurs denses et large échelle en leur apportant des sources d'interférences externes. Doter les capteurs de la possibilité d'utiliser de nouvelles bandes de fréquences, ne serait ce que d'une manière opportuniste, permettrait de décharger les réseaux denses et réduire les interférences et les collisions. Une solution à ce problème est de munir les capteurs par une radio cognitive.

La radio cognitive est un paradigme envisagé pour remédier à la pénurie de spectre en définissant des réseaux sans fil plus intelligents et flexibles et qui peuvent optimiser l'utilisation du spectre. Un réseau radio cognitif [Wang and Liu, 2011, Wang et al., 2011] est composé de deux types d'utilisateurs : les utilisateurs primaires (PU) et les utilisateurs secondaires (SU). Les utilisateurs primaires ont une priorité haute d'accès au spectre. Les utilisateurs secondaires ont des capacités radio cognitives leur permettant de détecter les canaux disponibles et de commuter entre eux à chaque fois qu'ils ne sont pas utilisés par un utilisateur primaire. Les utilisateurs secondaires doivent veiller à la plus haute priorité des PUs en détectant leur présence et en terminant leurs communications immédiatement pour éviter toute interférence.

Doter les capteurs par une radio cognitive est une opportunité qui leur permettrait de profiter des trous spectraux pour réaliser leur communication, évitant ainsi les interférences, d'où une meilleure conservation énergétique et une prolongation de la durée de vie du réseau. Ces derniers, équipés des fonctions de la radio cognitive, sont appelés les réseaux de capteurs

sans fils cognitifs (CRSN : Cognitive Radio Sensor Networks) [Vijay et al., 2010].

Dans un CRSN, un nœud sélectionne le canal libre le plus approprié et doit quitter le canal quand l'arrivée d'un utilisateur primaire est détectée. La détection de spectre peut être réalisée d'une manière individuelle ou en collaboration avec d'autres nœuds. L'optimisation de l'allocation des ressources dans les CRSN est essentielle pour maximiser l'efficacité énergétique, pour prolonger la durée de vie des nœuds, pour l'utilisation efficace du spectre détecté, pour améliorer la qualité de service (QoS) et pour éviter les interférences entre les utilisateurs du réseau.

L'allocation spatiale (affectation des canaux fréquentiels) et/ou temporelle est un problème important qui a été investigué dans plusieurs technologies sans fil. Dans le cadre des réseaux sans fil présentant des architectures multi-canal, plusieurs algorithmes d'ordonnancement ont été proposés pour l'affectation conjointe des canaux et des slots aux nœuds. Les objectifs de ces algorithmes sont divers : maximiser le flux total, minimiser le délai d'attente, assurer l'équité entre les utilisateurs, minimiser l'interférence avec l'utilisateur primaire, etc.

Une étude des travaux existants sur les méthodes de détection de spectre dans les réseaux radio cognitifs en général [Garhwal and Bhattacharya, 2011] et les réseaux de capteurs radio cognitifs en particulier [Ahmad et al., 2015] [Mabrouk et al., 2013] nous a mené à la conclusion que les algorithmes d'ordonnancement existants ne peuvent pas être appliqués directement sur les réseaux de capteurs radio cognitifs. En effet, les algorithmes proposés ne tiennent pas compte de la contrainte d'énergie qui est la ressource la plus critique d'un réseau de capteurs et qui influe directement sur la durée de vie des nœuds et donc du réseau entier. Il est donc nécessaire de proposer d'autres algorithmes d'ordonnancement qui minimisent la consommation de l'énergie tout en maximisant le débit.

Au meilleur de nos connaissances, aucun mécanisme exclusivement dédié aux réseaux de capteurs radio cognitifs n'a été proposé lors du démarrage de nos travaux dans ce thème en 2013.

L'objectif principal de nos travaux dans ce cadre est de proposer des algorithmes d'ordonnancement spatio-temporel des communications pour les réseaux de capteurs radio cognitifs. Nos algorithmes éliminent les interférences entre les utilisateurs secondaires (les capteurs), minimisent leur consommation en énergie tout en maximisant le débit, minimisent la durée d'ordonnancement, minimisent ainsi le délai de la collecte des données et la commutation vers de nouveaux canaux suite aux retours des utilisateurs primaires.

## 3.2 Multichannel Time Slot Assignment Problem (MC-TSA)

Nous nous sommes penchés en premier lieu sur la modélisation du problème d'ordonnancement spatio-temporel dans les réseaux de capteurs radio cognitifs. Notre premier apport dans ce

contexte a été la proposition d'une formulation basée sur la programmation linéaire en nombres entiers du problème MC-TSA dans les réseaux radio cognitifs (MultiChannel Time Slot Assignment).

L'objectif du problème MC-TSA dans un réseau de capteurs radio cognitifs est de minimiser la durée totale d'ordonnancement des communications des nœuds. Cet ordonnancement doit satisfaire les contraintes suivantes :

- Chaque utilisateur secondaire  $u \neq sink$  se voit assigné un nombre de slots de temps égal au nombre des paquets qu'il doit transmettre durant un cycle de collecte de données.
- Les  $SUs$  doivent profiter des trous de spectre durant l'absence des  $PU$ s puis arrêter leur communication sur le canal courant et se transférer vers un autre dès la détection de la présence d'un  $PU$ .
- Deux  $SUs$  interférents ne peuvent pas être alloués au même canal et/ou au même time slot.

### 3.2.1 Hypothèses et Notations

Nous modélisons le réseau par un graphe non orienté  $G = (\mathcal{V}, \mathcal{E})$  où  $\mathcal{V}$  est l'ensemble des sommets (les  $SUs$ ) et  $\mathcal{E}$  est l'ensemble des arrêtes représentant les liens de communication possibles entre les  $SUs$ .  $\mathcal{P}$  est l'ensemble des utilisateurs primaires.  $s$  est le sink.

Nous considérons un réseaux de  $SUs$  organisé en multi-sauts où toutes les communications sont dirigées vers le sink. De ce fait, un arbre de routage (arbre des plus courts chemins), enraciné au sink est pré-défini. Selon cette structure, chaque nœud doit transmettre ses paquets à son parent. Nous supposons par ailleurs que les nœuds ne peuvent pas agréger les paquets. De ce fait, l'envoi de chaque paquet nécessitera un slot. Initialement, chaque nœud  $v$  a  $nbpacket_v \geq 1$  dans son buffer.

Nous basons notre travail sur les hypothèses suivantes :

- Le réseau est composé de  $nbSU$  utilisateurs secondaires ( $SUs$ ) qui sont les capteurs radio cognitifs et  $nbPU$  utilisateurs primaires.
- Le spectre disponible est divisé en  $nb_{channel}$  canaux orthogonaux. Nous supposons que ces canaux sont équivalents de point de vue des  $SUs$ .
- Chaque  $PU$  a la priorité absolue lors de son accès aux canaux.
- Chaque  $SU$  est équipé d'une seule interface radio alors que le sink dispose de  $nb_{Sinkinterf} \geq 1$  interfaces.
- Nous supposons que l'axe du temps est subdivisé en des périodes unitaires appelées time slot. Un nœud occupe toujours un multiple entier de time slots et nous assumons que la taille d'un slot permet la transmission d'un paquet et la réception de son acquittement de la part du parent.



- Chaque  $SU$  a des nœuds conflictuels avec qui il ne peut pas transmettre sur le même canal et au même time slot.

Par ailleurs, nous adoptons les notations suivantes :

- Pour chaque  $v \in \mathcal{V}$ , nous définissons par  $\mathcal{I}(v)$  l'ensemble des  $SUs$  qui peuvent interférer avec  $v$  s'ils transmettent sur le même canal et au même time slot.
- $i_v$  est le nombre d'interfaces physiques d'un  $SU$   $v$ . Nous supposons dans notre travail que chaque capteur cognitif a une seule interface radio.
- $\mathcal{E}^+(v)$  représente l'ensemble des liens à travers les quels le  $SU$   $v$  peut transmettre.
- $\mathcal{E}^-(v)$  représente l'ensemble des liens à travers les quels le  $SU$   $v$  peut recevoir des données.
- $\mathcal{C}$  est l'ensemble des  $nb_{channel}$  canaux disponibles.
- Nous posons  $A_{e,c,t}$ , l'activité du lien  $e$  sur le canal  $c$  durant le time slot  $t$ , i.e.  $A_{e,c,t} = 1$  si et seulement s'il existe une transmission d'un  $SU$  sur le lien  $e$  à travers le canal  $c$  durant  $t$ , sinon  $A_{e,c,t} = 0$ .
- De la même façon, nous définissons  $A_{c,t}^{PU}$  comme étant l'activité d'un  $PU \in \mathcal{P}$  durant  $t$  sur le canal  $c$ .
- $U_t$  donne l'état d'utilisation d'un slot  $t$ .  $U_t = 1$  s'il existe une activité sur au moins un lien sur n'importe quel canal durant  $t$  et  $U_t = 0$  si le slot est vide.
- $nbPacket_v$  dénote le nombre de paquets initialement générés par  $v$  et  $transPckt_v$  dénote le nombre de paquets que le nœud  $v$  doit transmettre.  $transPckt_v$  inclut les paquets générés par  $v$  et ceux reçus à partir de ses fils  $child(v)$ .

### 3.2.2 Formulation du problème

Notre objectif est de définir un ordonnancement qui maximise le débit normalisé perçu par le sink. De ce fait, notre fonction objectif est la suivante :

$$\sum_{v \in child(s)} \frac{transPckt_v}{T}$$

Pour maximiser le débit, nous devons minimiser la durée de l'ordonnancement  $T$ .

Nous cherchons un modèle de programmation linéaire en nombres entiers qui calcule l'ordonnancement optimal. Soit  $T_{max}$  la durée maximale (au pire des cas) de l'ordonnancement nécessaire pour que tous les  $SU$  transmettent tous leurs paquets au sink. Cette limite est atteinte quand les transmissions sont réalisées d'une façon séquentielle sur un seul canal.

$$T_{max} = \sum_{v \in \mathcal{V}} transPckt_v$$

Le modèle a comme entrées la fonction objectif et les contraintes suivantes.

- Pour minimiser le nombre total de time slots, la fonction objectif est :

$$\min \sum_{t \leq T_{max}} U_t$$

- Contrainte (3.1) lie l'utilisation d'un time slot à l'existence d'au moins une activité sur n'importe quel canal durant le slot.

$$A_{e,c,t} \leq U_t \quad \forall e \in \mathcal{E}, \forall c \in \mathcal{C}, t \leq T_{max} \quad (3.1)$$

- Contrainte (3.2) assure que chaque  $SU v$  a  $transPckt_v$  slots pour transmettre ses paquets sur ses liens sortants :

$$\forall v \in \mathcal{V}, \sum_{e \in \mathcal{E}^+(v)} \sum_{c \in \mathcal{C}} \sum_{t=1}^{T_{max}} A_{e,c,t} = transPckt_v \quad (3.2)$$

- Contrainte (3.3) garantit que le nombre de communications simulatannées pour chaque  $SU v$  est limité au nombre de ses interfaces  $i_v$ .

$$\sum_{c \in \mathcal{C}} \sum_{e \in \mathcal{E}^+(v)} A_{e,c,t} + \sum_{c \in \mathcal{C}} \sum_{e' \in \mathcal{E}^-(v)} A_{e',c,t} \leq i_v \quad \forall v \in \mathcal{V}, t \leq T_{max} \quad (3.3)$$

- Contrainte (3.4) assure que deux  $SUs$  conflictuels ne peuvent pas transmettre sur le même canal durant le même time slot.

$$\begin{aligned} & \forall v \in \mathcal{V}, \forall e \in \mathcal{E}^+(v), \\ & \forall w \in I(v), \forall e' \in \mathcal{E}^+(w), \\ & \forall c \in \mathcal{C}, t \leq T_{max} \\ & A_{e,c,t} + A_{e',c,t} \leq 1 \end{aligned} \quad (3.4)$$

- Contrainte (3.5) contraint chaque nœud de recevoir ou générer un paquet avant de le transmettre à son parent.

$$\begin{aligned} \sum_{c \in \mathcal{C}} \sum_{e \in \mathcal{E}^+(v)} A_{e,c,t} & \leq \sum_{c \in \mathcal{C}} \sum_{e \in \mathcal{E}^-(v)} \sum_{1 \leq t' \leq t-1} A_{e,c,t'} + nbPacket_v \\ & - \sum_{c \in \mathcal{C}} \sum_{e \in \mathcal{E}^+(v)} \sum_{1 \leq t' \leq t-1} A_{e,c,t'} \end{aligned} \quad \forall v \in \mathcal{V}, t \leq T_{max} \quad (3.5)$$

- Contrainte (3.6) quand un  $PU$  transmet sur n'importe quel canal  $c$  à un time slot  $t$  donné, aucun des  $SUs$  n'est planifié sur ce couple  $(t, c)$ .

$$\begin{aligned} & \forall v \in \mathcal{V}, \forall e \in \mathcal{E}(v), \\ & \forall PU \in \mathcal{P} \\ & \forall c \in \mathcal{C}, t \leq T_{max} \\ & A_{e,c,t} + A_{c,t}^{PU} \leq 1 \end{aligned} \quad (3.6)$$

Après avoir identifié et formalisé le problème de l'allocation spatio-temporelle dans les réseaux de capteurs radio cognitifs, notre objectif a été de proposer des solutions efficaces pour résoudre ce problème. Nous avons investigué en un premier temps la mise en place de mécanismes centralisés, vu leur simplicité d'exécution. Ayant déjà mis en exergue, dans nos travaux antérieurs, l'importance d'avoir recours à des organisations hiérarchiques pour assurer le passage à l'échelle, nous avons proposé en un second lieu des versions distribuées et hiérarchiques des mécanismes d'ordonnement afin de mieux s'adapter aux topologies denses et large échelle.

### 3.3 Approches d'ordonnancement centralisées

Nous avons proposé, dans un premier temps, un nouvel algorithme d'ordonnancement pour les réseaux de capteurs radio cognitifs qui minimise la durée d'ordonnancement pour que les nœuds secondaires (SU) transmettent leurs données au puits(sink) avant le retour de l'utilisateur primaire. Ensuite, nous avons combiné la théorie des graphes et la théorie des enchères pour définir une nouvelle approche d'ordonnancement que nous avons comparé à notre première contribution.

Nos diverses contributions, exposées dans cette section, sont exécutées par le sink qui est supposé pouvoir centraliser la connaissance sur la topologie du réseau.

#### 3.3.1 OTICOR :Optimized TIme slot and Channel assignment for COgnitive Radio networks

##### 3.3.1.1 Principe

Notre première contribution dans ce cadre a été le mécanisme OTICOR.

OTICOR est un mécanisme centralisé permettant de réaliser un ordonnancement des capteurs cognitifs par le sink. Il est basé sur les principes suivants :

1. Chaque *SU* a une priorité indiquant l'ordre selon lequel il sera ordonné. A chaque slot, le *SU* ayant la plus grande priorité sera choisi. Nous avons considéré deux types de priorités :
  - *prio = 2NeighNb* : la priorité d'un nœud dépend du nombre de ses voisins à 2 sauts.
  - *prio = transPckt* : la priorité d'un nœud est définie par le nombre des paquets qu'il doit transmettre.

Les *SU* sont ordonnés selon leurs priorités.

2. A la fin de OTICOR, chaque *SU* se verra alloué un nombre de time slots égal au nombre de paquets qu'il a besoin d'envoyer (somme des paquets générés et reçus). C'est l'aspect *traffic-aware* de notre approche.
3. Un nœud et son parent doivent disposer d'au moins une interface radio disponible pour pouvoir communiquer.
4. Pour chaque time slot et pour un canal donné *c*, OTICOR ordonnance tout *SU* qui n'interfère pas avec les *SU* déjà ordonnancés et à condition qu'aucun *PU* n'est en train de transmettre sur ce canal.
5. A un time slot donné, un *SU* est ordonnancé sur le premier canal disponible.

L'ensemble des nœuds conflictuels avec un *SU* *u*, est donné par :

- le nœud *u* lui-même,
- son parent *Parent(u)*,

- tous les nœuds se trouvant à 1 saut de  $u$  ou à 1-saut de  $Parent(u)$ ,
- tous les nœuds dont les parents sont à 1 saut de  $u$  ou de  $Parent(u)$ .

L'algorithme 7 détaille le fonctionnement de OTICOR.

---

**Algorithme 7** Algorithme OTICOR
 

---

```

1: Input :
  –  $G = (\mathcal{V}, \mathcal{E})$ ,  $|V| = nbSU$  secondary nodes. Chaque  $SU$   $u$  a  $nbPacket_u$  à transmettre.
  – Each secondary user  $u$  has  $i_u$  radio interfaces, a set of interfering nodes  $I(u)$ , a set of 1-hop neighbors  $\mathcal{H}(u)$  and one receiver, its parent  $parent(u)$ .
  –  $nb_{channel}$  channels, each channel  $c$  has a set  $Scheduled_c$  of scheduled nodes on this channel per time slot.
2: Output : Ordonnancement des  $SU$  : Liste de couples(time slot, channel) pour chaque nœud secondaire  $u$ .
3: Initialization phase
4:  $t \leftarrow 1$ 
5: while  $\sum_{v \in \mathcal{V}} nbPacket_v \neq 0$  do
6:   For each secondary node  $v$ , initialize the number of available interfaces.
7:   For each channel  $c$ , initialize the set of nodes scheduled on this channel :  $Scheduled_c \leftarrow \emptyset, \forall c = 1..nb_{channel}$ .
8:    $N_{SU} \leftarrow$  list of  $SUs$  having data to transmit sorted according to the decreasing order of their priorities.
9:   /* Scheduling nodes in the time slot  $t$  */
10:   $v \leftarrow$  first node in  $N_{SU}$ 
11:  while  $v$  do
12:    while ( $v$  & ( $i_v = 0$ ) OR ( $i_{parent(v)} = 0$ )) do
13:       $v \leftarrow$  next node in the list  $N_{SU}$ 
14:    end while
15:    if  $v$  then
16:      /* try to schedule  $v$  */
17:      (scheduled,channel) = ScheduleOneNode( $v, t, nb_{channel}, Scheduled_c$ );
18:      if (scheduled = true) then
19:         $N_{SU} \leftarrow N_{SU} \setminus \{v\}$  /*  $v$  has been successfully scheduled*/
20:         $i_v \leftarrow i_v - 1$ 
21:         $i_{parent(v)} \leftarrow i_{parent(v)} - 1$ 
22:         $nbPacket_v \leftarrow nbPacket_v - 1$ 
23:         $nbPacket_{parent(v)} \leftarrow nbPacket_{parent(v)} + 1$ 
24:         $Scheduled_{channel} \leftarrow Scheduled_{channel} \cup \{v\}$ 
25:      end if
26:       $v \leftarrow$  next node in  $N_{SU}$ 
27:    end if
28:  end while
29:  /* at this level all possible transmissions are scheduled in the current time slot  $t$  */
30:   $t \leftarrow t + 1$  //next slot
31: end while

```

---

### 3.3.1.2 OTICOR avec prise en compte du retour imprévu des $PU$ : OTICOR\* et OTICOR<sup>+</sup>

Dans OTICOR, nous avons supposé que le puits accède à une base de données spectrale pour recevoir les informations sur l'état des canaux licenciés et de ce fait, nous supposons que

---

**Algorithme 8** La fonction `ScheduleOneNode(node  $v$ , slot  $t$ , int  $nb_{channel}$ ,  $Scheduled_c$ )

---`

```

1:  $c \leftarrow 1$ 
2:  $tx \leftarrow false$ 
3: repeat
4:   if  $((I(v) \cap Scheduled_c = \emptyset) \ \& \ (\text{no PU on channel } c))$  then
5:     /*Node  $v$  can be scheduled in  $(t, c)$ */
6:      $tx \leftarrow true$ 
7:      $channel \leftarrow c$ 
8:   else
9:     if  $(c < nb_{channel})$  then
10:       $c \leftarrow c + 1$  // try the next channel
11:    else
12:       $nChannelReached \leftarrow true$ 
13:       $tx \leftarrow false$ 
14:    end if
15:  end if
16: until  $(nChannelReached \text{ OR } tx)$ 
17: return  $(tx, channel)$ 

```

---

les périodes d'activités des  $PU$  sont connues par le sink. Des retours imprévus des utilisateurs primaires peuvent ne pas être détectés par le puits dans ce cas. Pour remédier à ce problème, nous avons adapté OTICOR pour qu'il prenne en considération le retour imprévu de l'utilisateur primaire.

Le sink utilise deux moyens pour déterminer les canaux disponibles : la base spectrale (white spectrum database) et la fonctionnalité de spectrum sensing. Périodiquement, il compare sa base avec le résultat de la détection du spectre et génère un message de notification qui indique s'il y a une modification détectée sur l'activité d'un  $PU$ . Dans ce dernier cas, le sink re-calcule aussi OTICOR et transmet le nouvel ordonnancement aux  $SU$ . Cette notification doit atteindre tous les  $SUs$  le plus rapidement possible.

Nous proposons deux approches pour la dissémination du nouvel ordonnancement à tous les  $SU$  en cas de retour imprévisible du  $PU$  :

1. OTICOR<sup>+</sup> consiste à définir une période de temps, appelée slot frame, qui se répète périodiquement. La période slot frame est divisée en deux parties :
  - Une période de contrôle, où le sink diffuse le message de notification. Ce message sera retransmis à tous les  $SU$  à travers leurs parents dans l'arbre de routage. Tous les capteurs doivent être actifs durant cette période et connectés sur un même canal de contrôle commun pour recevoir les notifications. Leurs propres communications ne sont pas autorisées.
  - Une période de collecte de données utilisateur où les données générées par les  $SU$  seront collectées selon l'ordonnancement imposé par OTICOR.

Cette approche a comme avantage d'être simple. Cependant, elle peut-être inefficace à

cause de la faible probabilité d'un retour imprévisible du *PU*. En effet, la période dédiée aux notifications induit à une perte en terme de délai et d'énergie pour les capteurs.

2. Notre seconde approche, OTICOR\*, est une amélioration de OTICOR+ qui propose d'utiliser les slots réservés pour la période de contrôle pour le transfert de données. Le même canal pourra ainsi être utilisé à la fois pour la collecte de données (upstream) ou pour les messages de notification (downstream).

### 3.3.1.3 Principaux résultats

Toutes nos propositions ont été implémentées et évaluées sous MATLAB. Les résultats ont été obtenus à travers la moyenne de 20 simulations. Tous les *SU* ont une seule interface radio sauf pour le sink. Les *SU* génèrent un nombre de paquets aléatoire entre 1 et 3.

### Evaluation des performances de OTICOR

Une étude approfondie des performances de OTICOR, obtenues par simulation, nous a permis de prouver le gain important apporté par OTICOR en terme de réduction de la durée totale d'ordonnancement par rapport à un ordonnancement sans réutilisation spatiale. Ce gain implique également une augmentation du débit utile perçu par le sink et les *SU* même en présence d'un grand nombre de *PU*.

Nous comparons en premier lieu les deux stratégies de priorité à la solution naïve où aucune réutilisation spatiale n'est utilisée en fixant le nombre d'interfaces dans le sink à 1 et le nombre de canaux à 1. Comme le montre la figure 3.1(a), OTICOR minimise le nombre total de slots pour les deux heuristiques. Nous remarquons également que la priorité *prio = transPckt* donne de meilleurs résultats.

Nous investiguons par la suite l'impact du nombre de canaux. La figure 3.1(b) montre que plus le nombre de canaux est important, plus la durée d'ordonnancement diminue. OTICOR profite de ce fait de l'aspect multi-canal.

Nous fixons ensuite le nombre de canaux à 3 et nous varions le nombre d'interfaces du sink. Figure 3.1(c) montre que OTICOR minimise la durée totale d'ordonnancement quand  $nb_{Sinkinterf}$  augmente. Aussi, comme l'illustre les figures 3.1(a-c), quelque soit le nombre de canaux et d'interfaces du sink, l'heuristique *transPckt* assure le meilleur ordonnancement.

Nous évaluons par la suite l'impact de la présence des *PU*s sur les performances de OTICOR avec l'heuristique *transPckt*. Nous fixons le nombre d'interfaces du sink à 2 et le nombre de canaux à 3. Comme le montre la figure 3.1(d), quand le nombre de *PU*s augmente, la durée totale d'ordonnancement augmente. Cependant, quelque soit le nombre de *PU* ou la densité du réseau, OTICOR donne toujours de meilleurs résultats que la solution naïve.

L'impact de la présence des  $PU$  sur le débit a été aussi étudié. La figure 3.1(e) montre que le débit utile diminue quand le nombre d'utilisateurs primaires augmente. Cependant, quelque soit le nombre de  $PU$ , notre approche donne de meilleurs résultats qu'un ordonnancement sans réutilisation spatiale.

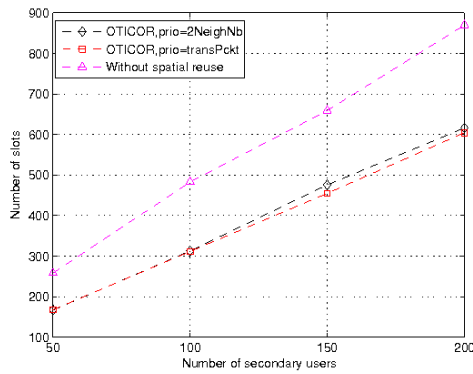
Le taux d'occupation d'un canal par des  $PU$ s est aussi investigué conjointement avec la distribution de cette occupation sur les 3 canaux. La figure 3.1(f) montre que le nombre de slots requis par les  $SUs$  dépend aussi bien du pourcentage d'occupation des canaux par les  $PU$  que de la distribution de leur présence. Nous observons que le plus grand nombre de slots est obtenu quand le canal 1 est fortement chargé par la présence des  $PU$ s. De ce fait, pour minimiser le nombre total de slots, il serait intéressant de trier les canaux selon leur taux d'occupation par les  $PU$ . OTICOR choisira ainsi le canal le moins chargé en premier.

### Evaluation des performances de OTICOR\* et OTICOR+

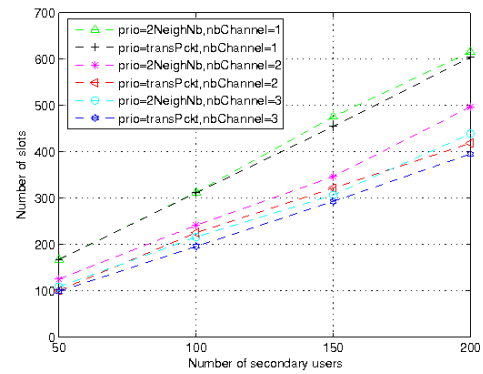
Bien que OTICOR<sup>+</sup> réserve un certain nombre de slots de contrôle pour la diffusion de la mise à jour de l'ordonnancement, ses performances en terme de minimisation de la durée totale de l'ordonnancement reste supérieure à celle de la solution naïve (sans réutilisation spatiale). Ceci est démontré par la figure 3.2(a) où le gain apporté par OTICOR<sup>+</sup> est d'autant plus important que le nombre de  $SU$  augmente.

Malgré ces performances, OTICOR<sup>+</sup> n'est pas la meilleure solution puisqu'il est devancé par OTICOR\*. Comme le montre la figure 3.2(b), quelque soit le nombre de  $SU$  ou le nombre de canaux, OTICOR\* donne une durée totale d'ordonnancement inférieure à OTICOR<sup>+</sup>. Ceci s'explique par le fait que OTICOR\* permet des transmissions simultanées des communications de contrôle et de données. Cette performance a une répercussion directe sur le débit utile puisque nous constatons que OTICOR\* donne également un débit supérieur à celui de OTICOR<sup>+</sup> (figure 3.2(c)).

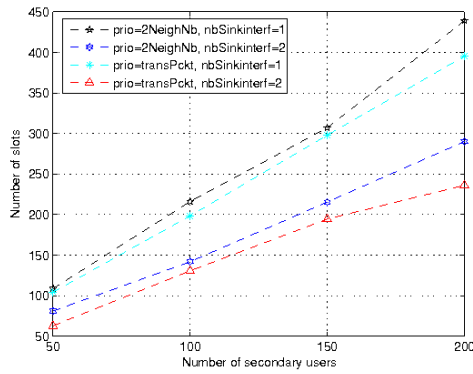
Pour évaluer l'impact des retours imprévus de  $PU$ , nous varions la fiabilité de la base spectrale, i.e., sa probabilité d'erreur quant aux informations qu'elle renvoie pour les instants d'activité des  $PU$ . A travers la figure 3.2(d), il est claire que si la présence imprévue des  $PU$  augmente (donc la probabilité d'erreur de la base augmente), le débit utile diminue. En effet, si le sink détecte la présence imprévue d'un  $PU$ , il alerte les  $SU$  et recalcule un nouvel ordonnancement, ce qui augmente la longueur du cycle et diminue le débit. Les résultats des simulations montrent également que OTICOR\* offre de meilleures performances que OTICOR<sup>+</sup>. Ceci est expliqué par le fait que OTICOR<sup>+</sup> utilise une slot frame reproduite périodiquement indépendamment du taux de présence imprévue des  $PU$ , ce qui diminue le débit utile.



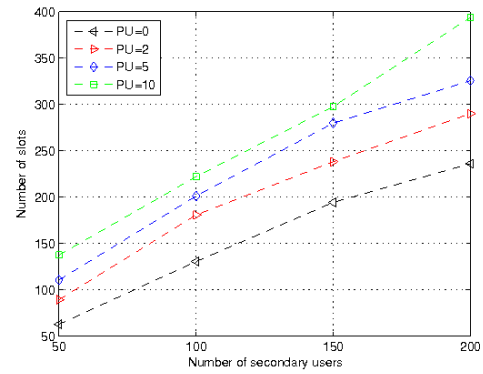
(a) Avantages de OTICOR en termes de nombre total de slots



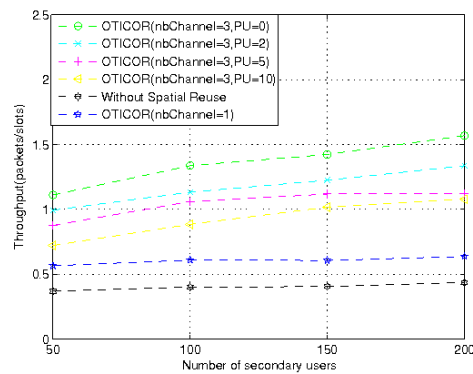
(b) Impact du nombre de canaux



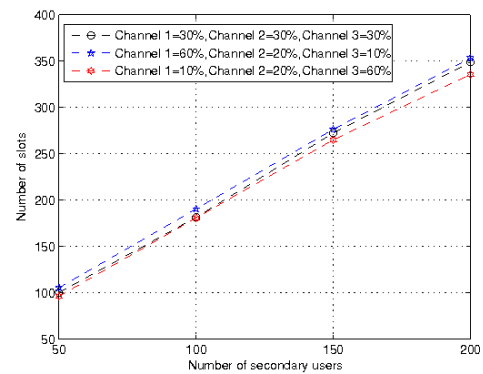
(c) Impact du nombre d'interfaces du sink



(d) Impact de la présence des  $PU$  sur la durée de l'ordonnancement



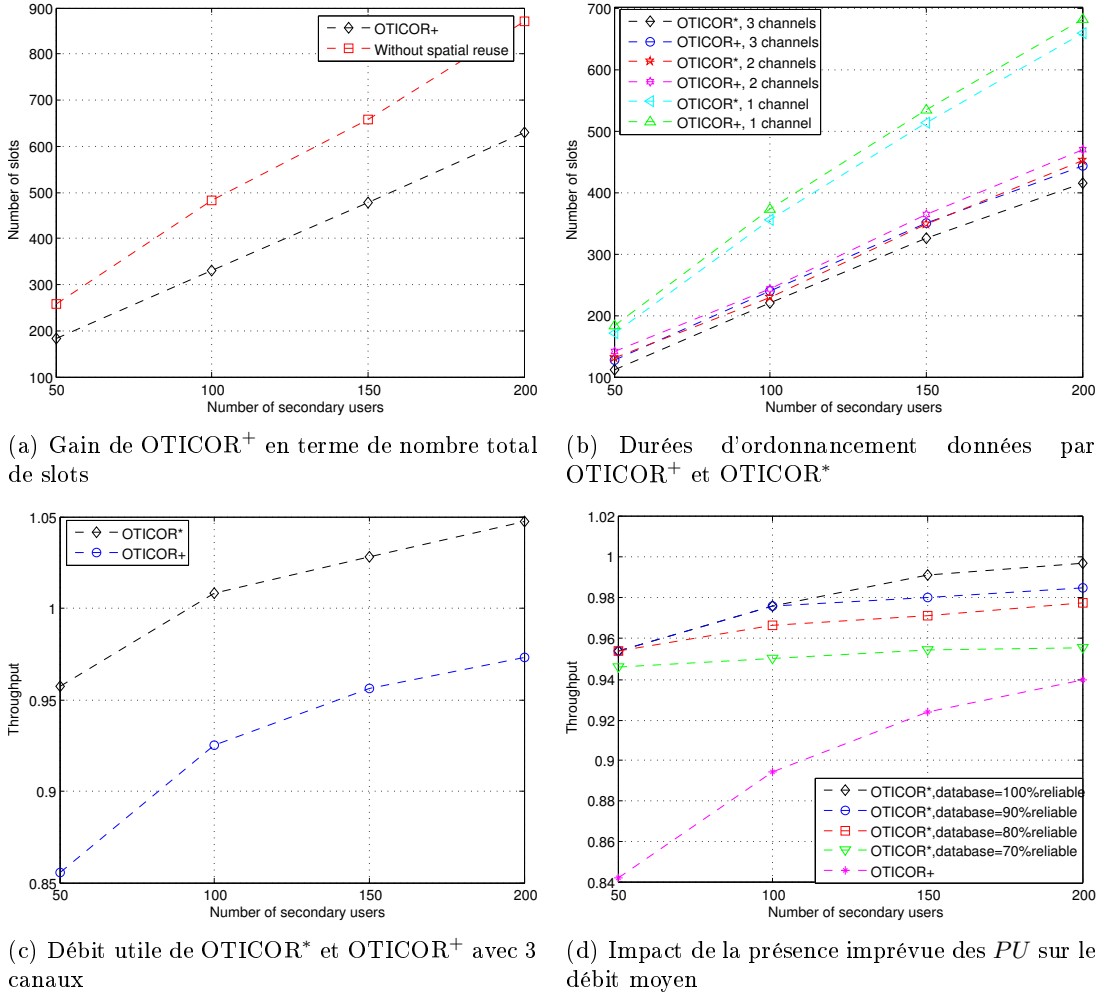
(e) Impact de la présence des  $PU$  sur le débit



(f) Impact du taux d'occupation des canaux

**Figure 3.1** – Performances de OTICOR




 Figure 3.2 – Comparaison des performances de OTICOR<sup>+</sup> et OTICOR\*

### 3.3.1.4 Discussion

La quête d'un ordonnancement optimal sous l'ensemble des contraintes formulées par le problème MC-TSA n'est pas un problème déterministe.

Notre première solution, OTICOR et ses extensions, permet certes de minimiser considérablement la durée totale de l'ordonnancement en comparaison avec la solution naïve, mais le fait que OTICOR soit la première et la seule proposition dans le contexte des réseaux radio cognitifs, combiné au fait que c'est une solution non exacte au problème MC-TSA, nous a poussé à investiguer l'apport d'autres méthodes pour l'optimisation de l'ordonnancement. Nous avons alors considéré ce que la théorie des graphes et la théorie des enchères peuvent apporter comme gain pour la modélisation et la résolution du problème MC-TSA.

### 3.3.2 Ordonnement basé sur la théorie des enchères

Dans ce travail, notre objectif est double : i) proposer une nouvelle approche qui réduit plus que OTICOR le temps total d'ordonnement des nœuds cognitifs tout en tenant compte de leurs besoins en transmissions, ii) minimiser les changements de canal lors de l'ordonnement. En effet, ce second objectif n'a pas été adressé par OTICOR ni dans la formulation du problème MC-TSA, mais il constitue une contrainte importante à tenir en compte puisque, dans la pratique, le changement de canal entraîne une perte énergétique et une perte de temps.

Dans ce travail, nous proposons CTA (Conflict-free and Traffic Aware) : un algorithme d'allocation qui permet de minimiser le nombre total de slots nécessaires à la collecte de données, de plus il permet de minimiser les changements de canal pour les utilisateurs secondaires [Idoudi and Hosni, 2017].

Le principe de notre algorithme d'ordonnement consiste à assigner des slots à chaque nœud pour transmettre ses données locales et les données reçues de ses enfants suivant un arbre de routage. Nous adoptons ainsi les mêmes hypothèses formulées par le problème MC-TSA et OTICOR.

Notre approche est une combinaison d'une technique de recherche d'un couplage de poids maximum dans un graphe [Gondran and Minoux, 1994] et d'une technique basée sur la théorie des enchères. L'ordonnement multi-canal se fait slot par slot, à chaque time slot l'algorithme alloue des canaux à des nœuds en appliquant les deux étapes suivantes :

- Déterminer les ensembles de nœuds qui peuvent transmettre des paquets dans le même slot  $t$ , donc les nœuds non interférents. Nous utilisons pour cela la notion de couplage dans les graphes.
- Allouer des canaux aux nœuds appartenant aux ensembles précédemment calculés en utilisant le mécanisme de la théorie des enchères.

**Première étape** Nous appliquons d'abord un algorithme de recherche de couplage de poids maximal sur le graphe  $G$  modélisant le réseau.

Différents critères peuvent être utilisés pour trouver un couplage dans un graphe. Dans notre travail, nous considérons le nombre de paquets global  $Q_i$  et local  $q_i$  de chaque  $SU$   $i$ . Le nombre de paquets global d'un nœud  $i$  correspond à la somme des paquets se trouvant au niveau de tous ses fils, selon l'arbre de routage, en plus des paquets qu'il génère lui-même ( $q_i$ ).

Le critère pour trouver un couplage pour le graphe  $G$  est basé sur l'équation suivante :

$$Q_i(t) = \max[Q_i(t) | (n_i \in \text{enfant}(p_i)) \wedge (q_i(t) \neq 0)] \quad (3.7)$$

L'équation 3.7 montre qu'un time slot  $t$  est réservé à un nœud  $n_i$  lorsque ce nœud admet au minimum un paquet à transmettre, soit de sa propre file d'attente, soit dans la file d'attente d'un de ses fils. Nous évitons ainsi d'affecter des canaux pour des nœuds qui n'ont rien à transmettre. De plus, le couplage sera choisi selon le nombre de paquets global  $Q_i(t)$ , c'est-à-dire, que nous cherchons des ensembles de nœuds non interférents maximisant le nombre de paquets générés par les nœuds dans leur sous-arborescence. De cette façon, nous privilégions les nœuds fortement chargés ce qui permet de réduire les délais et d'économiser l'énergie.

**Deuxième étape** Dans cette étape, le processus d'allocation de spectre est modélisé par des enchères entre les utilisateurs primaires et les utilisateurs secondaires dans laquelle des groupes de  $SU$  forment des coalitions et jouent le rôle de soumissionnaires (appelés aussi enchérisseurs) et font une offre pour gagner un canal libre.

La station de base secondaire joue le rôle d'un commissaire-priseur qui permet de contacter les utilisateurs primaires pour obtenir les canaux libres afin de les vendre aux utilisateurs secondaires.

Le prix à payer n'est rien d'autre que le nombre de paquets global à transmettre. Dans le but de minimiser les changements de canaux, nous supposons que les soumissionnaires sont intéressés par les derniers canaux auxquels ils ont été affectés. Un changement de canal intervient lorsque un  $SU$  ne peut pas réserver le dernier canal auquel il a été affecté, car soit il est réservé par un autre  $SU$ , soit il est occupé par un  $PU$ .

Pour maximiser l'utilisation des canaux nous regroupons les nœuds qui ne sont pas interférés et qui sont intéressés par le même canal comme des soumissionnaires virtuels dont le prix est égal à la somme des prix individuels.

Plusieurs types d'enchères existent dans la littérature et diffèrent principalement par la procédure de communication (ouverte ou fermée), par le mécanisme d'enchère (ascendantes ou descendante), par la règle de paiement (premier prix ou deuxième prix) et enfin par les stratégies des enchérisseurs [Bornier, 2006].

Les enchères à enveloppes scellées, comme l'enchère au premier prix, sont particulièrement appropriées aux systèmes nécessitant une exécution dans un temps déterminé et avec un coût de signalisation acceptable en comparaison aux enchères séquentielles telles que l'enchère anglaise. Pour ces raisons, nous optons dans notre proposition pour l'enchère à enveloppes scellées (au premier prix).

Le principe consiste à attribuer les canaux aux utilisateurs ayant la meilleure offre. Chaque enchérisseur gagne au maximum un seul canal par time slot. Les  $N$  enchérisseurs virtuels soumettent simultanément leurs offres au commissaire-priseur qui décidera l'allocation  $X[x_1^c, x_2^c, \dots, x_N^c]$  à partir des prix  $p = [p_1, p_2, \dots, p_N]$  proposés par les enchérisseurs. Si  $x_i^c = 1$  (ou 0)  $\Leftrightarrow$  l'enchéris-

seur virtuel  $i$  gagne (ou perd) le canal  $c$ . Nous définissons l'ensemble des gagnants du canal  $c$  par  $W^c \subseteq [1, N]$ ,  $i \in W^c$  si  $x_i^c = 1$ .

La fonction à optimiser est :

$$\left\{ \begin{array}{l} \text{Max } \sum_{c=1}^m \sum_{i=1}^N p_i \cdot x_i^c \\ \text{Sous Contraintes :} \\ x_i^c + x_j^c \leq 1 \\ x_i^c = 0 \text{ ou } 1, i \in [1, N], c \in [1, m] \end{array} \right\} \quad (3.8)$$

S'il existe des enchérisseurs qui sont intéressés par des canaux spécifiques permettant de satisfaire leurs besoins (en terme de contrainte énergétique) alors ils ne participent qu'aux ventes aux enchères correspondant aux canaux désirés.

Au lancement de chaque vente enchère, chaque enchérisseur participant soumette son offre, le commissaire- priseur choisit parmi les offres reçues celle qui présente le prix le plus élevé. Les enchérisseurs perdants, les enchérisseurs qui ne sont pas intéressés par des canaux spécifiques et les enchérisseurs qui ont besoin de changer leurs canaux à cause de la présence des PUs dans leurs canaux actuels, seront affectés au reste des canaux (i.e. lancement de processus de vente enchère pour vendre le reste des canaux).

**Exemple détaillé** Nous considérons un réseau de capteurs radio cognitifs tel que chaque nœud (SU) peut disposer de 2 canaux. Nous supposons que tous les canaux disponibles ne sont pas occupés par des PUs. Initialement, chaque SU admet un paquet  $q_i = 1$  à transmettre.

La matrice d'adjacence du réseau consiste en une matrice booléenne  $M$  de taille  $n \times n$  telle que  $M[i][j] = 1$  si  $(i, j) \in E$ , et  $M[i][j] = 0$  sinon.

$$M = \begin{matrix} & \begin{matrix} 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 & 8 & 9 & 10 \end{matrix} \\ \begin{matrix} 1 \\ 2 \\ 3 \\ 4 \\ 5 \\ 6 \\ 7 \\ 8 \\ 9 \\ 10 \end{matrix} & \left( \begin{array}{cccccccccc} 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{array} \right) \end{matrix}$$

Le tableau 3.3.2 présente le déroulement et le résultat de l'exécution de notre algorithme.

Une étude des performances de CTA nous a permis de constater sa supériorité par rapport à OTICOR en terme de réduction de la durée totale d'ordonnancement et d'augmentation du débit

Itération (slot)	Résultat du couplage	Les enchérisseurs virtuels	Après le lancement des ventes aux enchères	
			Les gagnants de canal 1	Les gagnants de canal 2
1	3,4,7,8	E1={3},E2={4,7,8}	E1={3}	E2={4,7,8}
2	6,2,9	E1={6},E2={2,9}	E1={6}	E2={2,9}
3	3,8	E1={3},E2={8}	E1={3}	E2={8}
4	6,10,2	E1={6},E2={10},E3={2}	E1={6}	E3={2}
5	3	E1={3}	E1={3}	
6	6,10	E1={6},E2={10}	E1={6}	E2={10}
7	3,8	E1={3},E2={8}	E1={3}	E2={8}
8	6	E1={6}	E1={6}	
9	3	E1={3}	E1={3}	
10	5	E1={5}	E1={5}	
11	3	E1={3}	E1={3}	
12	5	E1={5}	E1={5}	
13	3	E1={3}	E1={3}	

Table 3.1 – Résultat d'exécution de l'algorithme CTA

utile et ceci pour divers scénarios. Outre l'amélioration du débit, le résultat le plus important a été la réduction importante du nombre de changements de canal. A titre d'exemple, la figure 3.3(b) montre un écart très important entre OTICOR et CTA qui débouche sur un nombre de changements de canal quasiment nul. Dans un environnement réel, ceci aura un impact direct sur la réduction du délai total, dû au changement de canal, et à la conservation d'énergie des *SU*.

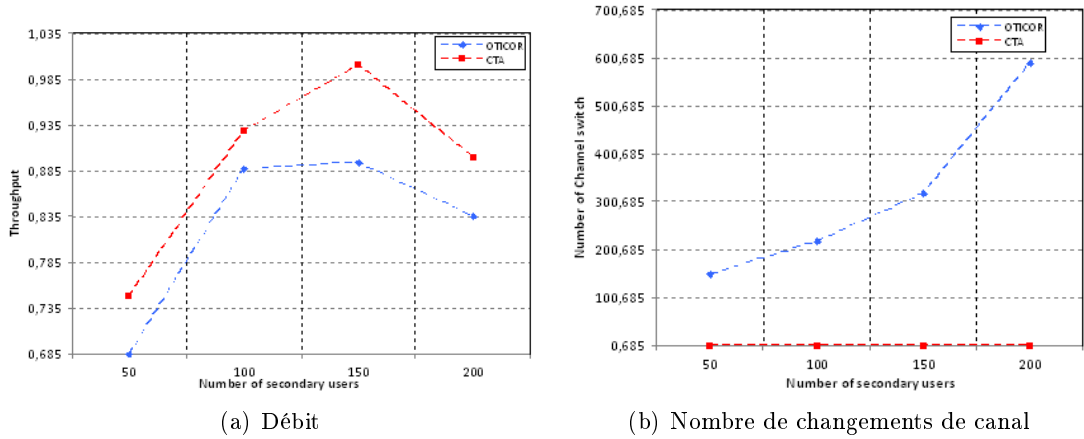


Figure 3.3 – Comparaison des performances de OTICOR et CTA pour une topologie à 2 canaux

### 3.4 Approches d'ordonnancement distribuées

Les algorithmes explicités dans la section précédente sont des algorithmes centralisés qui ne s'appliquent pas sur des topologies denses. La formation d'une topologie hiérarchique est une

solution pour le passage à l'échelle. L'objectif d'une telle organisation est de distribuer la tâche d'allocation spatio-temporelle entre les clusters.

Outre l'organisation hiérarchique des  $SU$ , notre attention s'est essentiellement portée sur la coordination qui doit être réalisée entre les clusters afin de gérer aussi bien les interférences locales que globales. Dans les techniques de clustering existantes, les clusters voisins utilisent généralement différents canaux pour éviter les interférences inter-cluster. Pour bien profiter des trous spectraux, nous supposons, que tous les clusters partagent la même liste des canaux. Nous attribuons donc différents canaux, seulement aux nœuds ayant des voisins à 1 saut hors de leurs clusters. Dans notre travail, nous identifions les deux types d'interférences suivants :

- Les interférences locales ou intra-clusters : elles seront résolues grâce à l'exécution de OTICOR et indépendamment des autres clusters. Chaque CH dispose de la même liste des canaux que les CH voisins et attribuera les canaux selon la procédure usuelle donnée par OTICOR et ses améliorations.
- Les interférences globales ou inter-clusters : les nœuds interférents mais appartenants à des clusters voisins seront identifiés et se verront attribués des canaux fixes qui seront alloués d'une façon globale dans le réseau.

### 3.4.1 Organisation hiérarchique du réseau CRSN

Nous visons à structurer le réseau de capteurs radio cognitifs selon une topologie hiérarchique. Les nœuds  $SU$  sont divisés en clusters. Un  $SU$  de chaque cluster sera choisi comme étant un cluster head (CH). Les communications dans chaque cluster seront organisées selon un arbre de routage dont le CH est la racine. Les CH sont organisés à leur tour en une structure d'arbre dont le sink est la racine. Ils peuvent communiquer tout au long de cet arbre de routage sur un canal de données commun (CDC). Les données sont générées des  $SU$  vers leurs CH puis les CH acheminent ces messages vers le sink.

Notre objectif lors de la formation des clusters et notre métrique pour la sélection des CH diffère des objectifs et des métriques proposés. Dans notre solution, notre objectif principal est de profiter de la réutilisation spatiale. D'après le principe de OTICOR, cet aspect est d'autant plus prononcé si la hauteur de l'arbre de routage est importante. De ce fait, nous visons à construire des clusters à sauts multiples où les CH sont des nœuds qui maximisent le nombre de sauts dans leurs clusters. Cette propriété, leur permettra de maximiser la hauteur de l'arbre de routage du cluster dont ils seront la racine.

Pour former les clusters, nous nous basons sur l'algorithme des  $k$ -moyennes. L'algorithme vise à diviser  $N$  nœuds en  $k$  clusters en se basant sur leur localisation géographique. L'idée principale est de regrouper les nœuds centrés autour d'un barycentre donné (coordonnées spatiales). Chaque nœud dans le réseau est associé au barycentre le plus proche. Il existe une corrélation

directe entre le nombre de centres  $k$  et l'étendue géographique d'un cluster, ce qui nous permet de contrôler le diamètre des clusters que nous voulons former et la profondeur de leur arbre de routage, par conséquent.

A l'initialisation du réseau, le sink détermine les clusters puis les CH associés. Il leur diffuse cette information. A partir de ce moment, chaque CH est responsable d'ordonner les nœuds membres de son cluster.

### 3.4.2 Ordonnement des nœuds spécifiques

Dans notre approche, nous définissons la priorité de chaque cluster par le nombre de nœuds interférents avec des clusters voisins. Nous appelons ces nœuds, les nœuds spécifiques. Chaque nœud doit échanger des messages Hello avec ses voisins en y insérant son identité et celle de son cluster. Grâce à ce mécanisme, chaque nœud pourra déterminer la liste de ses voisins hors de son cluster et la fait parvenir à son CH.

Les CH commencent par ordonner les nœuds spécifiques selon la procédure suivante :

- Etape 1 : Chaque CH calcule la priorité de son cluster grâce aux listes de nœuds spécifiques communiquées par ses nœuds membres.
- Etape 2 : Chaque CH construit la liste des clusters en conflit avec lui.
- Etape 3 : Le cluster avec la priorité la plus élevée attribue en premier certains canaux disponibles à ses nœuds ayant des voisins hors de son cluster puis diffuse un paquet de contrôle à ses clusters conflictuels contenant les informations concernant ces nœuds et les canaux alloués.
- Etape 4 : Les CH conflictuels enlèvent la liste des canaux utilisés par le CH prioritaire de la liste des canaux qu'ils peuvent allouer.
- Etape 5 : Le prochain CH le plus prioritaire prend la main et réitérer les étapes 3 et 4 jusqu'à ce que tous les CH aient ordonné leur nœuds spécifiques.

Une fois des canaux ont été réservés à ses nœuds spécifiques, chaque CH ordonne le reste de ses nœuds membres.

### 3.4.3 Gestion de l'activité des $PU$ s

Comme pour OTICOR, nous avons considéré deux stratégies pour la prise en compte de l'activité des  $PU$  [Idoudi et al., 2017].

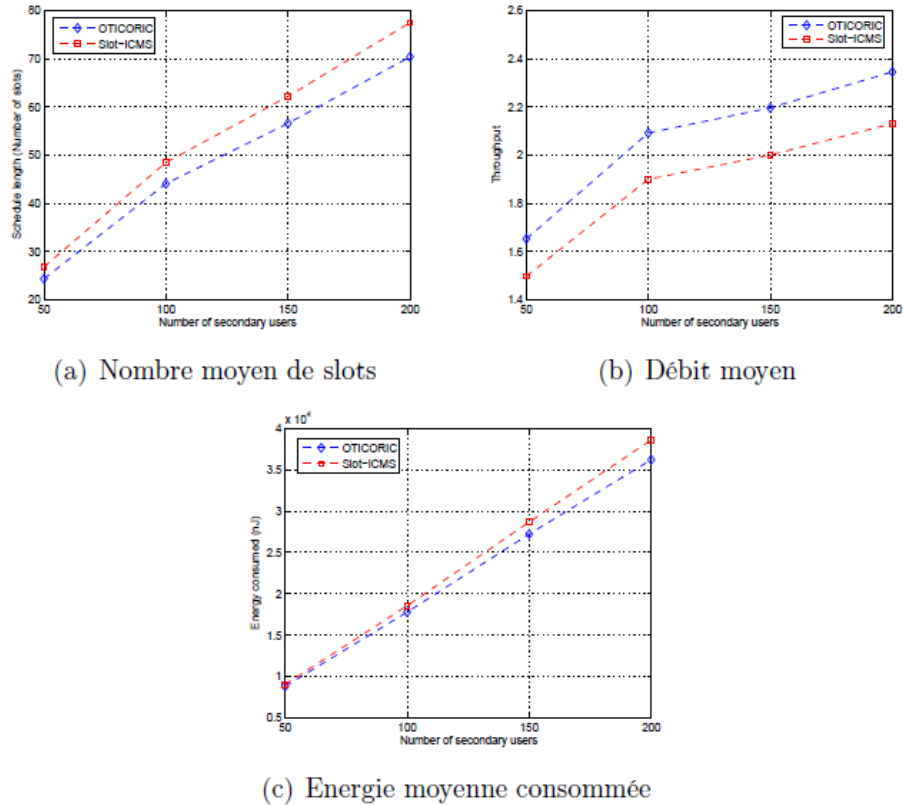
*OTICOR-IC* (OTICOR Intra Cluster)) se base sur l'ordonnement périodique des nœuds en utilisant la base spectrale les informations sur l'activité des  $PU$ s. Ceci suppose que l'activité des  $PU$  a une certaine stabilité. A chaque début de cycle (Frame), le sink annonce les prochaines activités des  $PU$  et les CH réalisent leur ordonnancement. Cet ordonnancement reste inchangé

jusqu'au prochain cycle.

*Slot-ICMS* (Slot-Intra Cluster Multichannel Scheduling) est dédié aux environnements présentant une variation imprévisible de l'activité des *PU*. Dans cette approche, chaque CH doit écouter les canaux disponibles à chaque début de slot afin de détecter une éventuelle activité imprévue des *PU*. Il met alors à jour d'une façon plus rapide son ordonnancement.

Nous avons évalué les performances de nos propositions de point de vue durée totale d'ordonnancement, débit utile et gain énergétique et ce en considérant deux scénarios : scénario avec bonne estimation de la présence des *PU* (environnement stable) et scénario avec une importante probabilité de retours imprévus des *PU* [Idoudi et al., 2017].

La figure 3.4 montre que OTICOR-IC offre de meilleures performances que Slot-ICMS pour toutes les métriques étudiées et ceci dans le cas où l'activité estimée des *PU* est conforme à la base spectrale. Ceci s'explique par le fait que dans OTICOR-IC, la totalité du slot est utilisée pour transmettre/recevoir des paquets alors qu'avec Slot-ICMS, une partie de chaque slot est réservée à la réception de l'ordonnancement avec d'éventuelles mises à jour. Ceci explique la perte inutile en temps et en énergie pour le cas de Slot-ICMS.

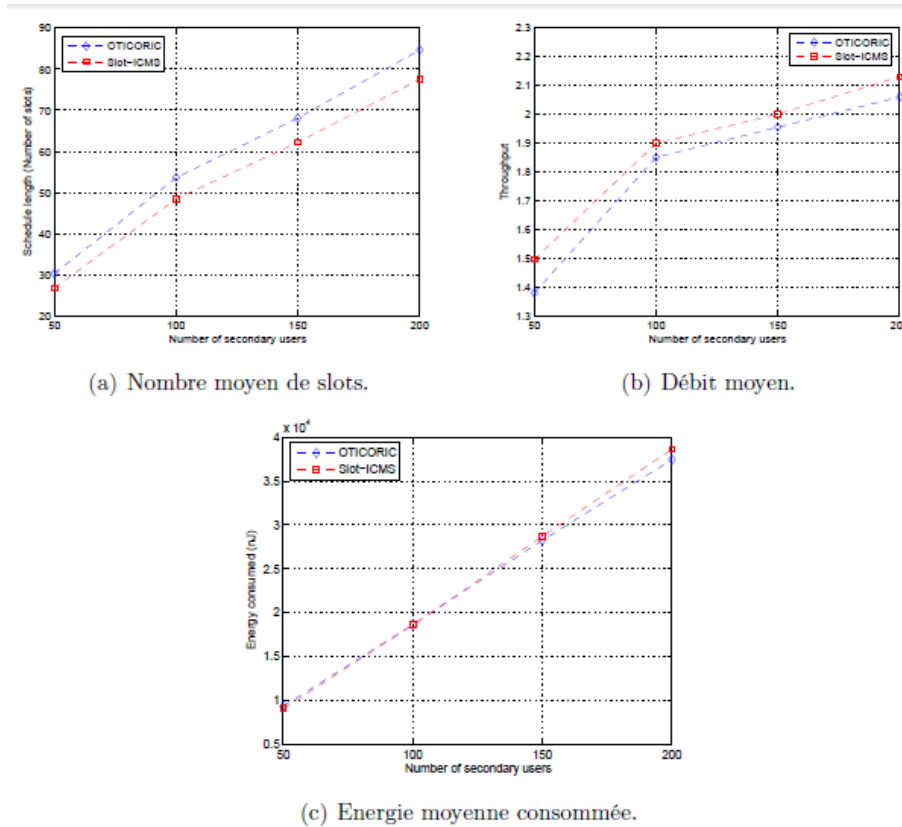


**Figure 3.4** – Comparaison des performances de OTICOR-IC et de Slot-ICMS en cas de bonne estimation des retours des *PU*



Dans le cas d'un environnement instable avec des retours imprévisibles des  $PU$ , la base spectrale n'est plus fiable à 100%. Pour OTICOR-IC, et avec l'activité imprévue de l'utilisateur primaire, un parent ne peut pas recevoir le paquet de son fils et ne peut pas donc, lui répondre par un message d'acquittement. Tous les nœuds, qui n'ont pas reçu l'accusé de réception, doivent attendre jusqu'à ce que le CH diffuse le nouvel ordonnancement. Les retransmissions des paquets introduisent une perte au niveau de la durée totale d'ordonnancement, de débit et d'énergie.

Cependant, pour Slot-ICMS, la durée d'ordonnancement, le débit et la consommation d'énergie ne dépendent pas de la base spectrale puisque chaque CH détecte au début de chaque slot l'activité des PUs et met à jour son ordonnancement. Dans un tel cas, et comme le prouve la figure 3.5, les performances de Slot-ICMS dépassent celles de OTICOR-IC.



**Figure 3.5** – Comparaison des performances de OTICOR-IC et Slot-ICMS en cas de mauvaise estimation des retours des  $PU$

En conclusion, il est plus avantageux d'appliquer OTICOR-IC si la base spectrale présente une bonne estimation de l'activité des  $PU$ . Une détection continue de l'activité des  $PU$  consomme de l'énergie et gaspille une partie du débit utile mais s'avère nécessaire si la base spectrale n'est pas très fiable.

### 3.5 Bilan des contributions

La densité élevée des réseaux de capteurs large échelle engendre des interférences et des collisions épuisant l'énergie des capteurs et réduisant les performances du réseau. La radio cognitive apporte des solutions en permettant aux nœuds de disposer de plusieurs canaux de communication d'une façon opportuniste. Nous avons considéré alors le problème d'ordonnancement spatio-temporel dans les réseaux de capteurs radio cognitifs.

Nous avons ainsi proposé des mécanismes d'ordonnancement spatio-temporels, centralisés puis hiérarchiques, permettant de réduire la durée d'ordonnancement des capteurs ainsi que leur consommation énergétique. Nos propositions tiennent compte des retours imprévus des utilisateurs primaires.

Après avoir identifié et formalisé le problème de l'allocation spatio-temporelle dans les réseaux de capteurs radio cognitifs, notre objectif a été de proposer des solutions optimales pour résoudre ce problème. Nous avons proposé en un premier temps un nouvel algorithme d'ordonnancement centralisé pour les réseaux de capteurs radio cognitifs qui minimise la durée d'ordonnancement pour que les nœuds secondaires (SU) transmettent leurs données au puits (sink) avant le retour de l'utilisateur primaire. Ensuite, nous avons proposé des améliorations de cet algorithme adressant les retours imprévus des utilisateurs primaires.

Ces premiers algorithmes sont des algorithmes centralisés qui ne s'appliquent pas sur des topologies denses. La formation des clusters est une solution pour ce type de topologie. Nous nous sommes donc penchés sur la proposition de méthodes hiérarchiques basées sur une organisation du réseau en clusters pour rendre plus efficace l'ordonnancement des communications dans un réseau de capteurs radio cognitifs. Nous avons proposé plusieurs améliorations visant à résoudre les interférences inter-clusters, à considérer le retour imprévu des utilisateurs primaires et à prendre en charge la mobilité des capteurs.

Au meilleur de nos connaissances, nos propositions dans ce thème ont été les premières adressant l'allocation spatio-temporelle dans les réseaux de capteurs radio cognitifs.

Au terme des contributions de ce chapitre, nous avons pu traiter toutes les sources majeures de consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs et nous y avons apporté des solutions dont les performances ont bien été validées.

Les différentes idées émergentes de cet axe ont été élaboré conjointement avec plusieurs de mes étudiants et doctorants passés et présents dont 1 thèse soutenue et une thèse en cours en plus de 4 stages de masters.

Les thèses sont co-encadrées sous la direction du Professeur Leila Saidane :

- Jihen Bennaceur (Depuis Octobre 2015). Sécurité des communications dans les réseaux

de capteurs radio cognitifs.

- Ons Mabrouk (2013-2015). Communications opportunistes dans les réseaux radio cognitifs.

Des stages de mastère de recherche ont également enrichi les contributions de cet axe :

- Imen Rojbeni (Mai 2015-Mars 2016). Mécanisme d'ordonnancement sécurisé par la gestion des réputations dans les réseaux radio cognitifs.
- Tawfik Hosni (Mai 2015-Janvier 2016). Ordonnancement des communications dans les réseaux de capteurs radio cognitifs basé sur la théorie des enchères.
- Nourhène Landolsi (Mai 2015-Janvier 2016). Résolution basée sur la théorie des graphes du problème d'allocation spatio-temporelle dans les réseaux de capteurs radio cognitifs.
- Manel Ben Ali (Mai 2015-Février 2016). Clustering et Mobilité dans les réseaux radio cognitifs.

## Chapitre 4

# Routage orienté qualité de service dans les réseaux sans fil Mesh

### 4.1 Contexte et problématique

Les communications dans un réseau sans fil Mesh nécessitent souvent un routage multi-saut et la transmission des données s'effectue souvent sur des canaux partagés. Ces communications sont alors sujettes à des interférences et à la limite des ressources en bande passante. En plus des interférences induites par l'environnement physique, un trafic de données peut interférer avec deux types de trafics : i) les trafics environnants incluant les différents trafics traversant le même nœud et ses nœuds adjacents, ce sont les interférences inter-flux, ii) le trafic lui-même tout au long du chemin de routage, appelé interférence intra-flux. Pour garantir une bonne estimation de la qualité d'un chemin, les deux types d'interférence doivent être considérés lors du routage [Buddhikot et al., 2006].

Identifier les chemins avec le maximum de bande passante disponible est aussi un des défis majeurs pour la QoS dans les réseaux Mesh. La bande passante disponible sur un chemin est souvent définie comme étant le débit maximal qu'un trafic peut injecter avant de saturer son chemin [Hou et al., 2012]. Puisque les communications dans les WMNs sont multi-sauts, la bande passante consommée par les flux de données et les ressources disponibles ne sont pas des concepts locaux mais dépendent des nœuds voisins [Jia et al., 2005].

Nous considérons donc le problème d'estimation de la bande passante disponible pour un flux entrant sur le chemin entier qu'il va emprunter sans violation de la bande passante qui doit être garantie pour les flux existants et avec pour seule connaissance les ressources résiduelles sur chaque lien.

Plusieurs approches ont été proposées dans la littérature pour le support de la qualité de service dans les réseaux sans fil multi-sauts. Une première approche propose l'intégration d'une

métrique de qualité des liens.

Des métriques comme Expected Transmission Count (ETX) [De Couto et al., 2003], Expected Transmission Time (ETT) [Draves and Zill, 2004], Weighted Cumulative ETT (WCETT) [Draves and Zill, 2004], etc. [Ghannay et al., 2009], ont été proposées pour le routage orienté qualité de service pour quantifier les variations de la qualité des liens causée par les capacités de transmission, la perte des paquets, les interférences etc. Parmi ces métriques, certaines, comme ETT, considèrent uniquement la capacité totale d'un lien et ne tiennent pas compte des dégradations possibles de la bande passante suite à des interférences et des transmissions parallèles [Houaidia et al., 2013b]. D'autres traitent uniquement des interférences intra flux ou uniquement des interférences inter-flux et pas les deux en même temps.

Par ailleurs, un nombre important de solutions propose de combiner la réservation des ressources avec le routage pour garantir la QoS visée. Les auteurs de [Yang and Kravets, 2003] proposent la méthode Contention-aware Admission Control Protocol (CACP) qui est un algorithme de contrôle d'admission pour les réseaux multi-sauts mono canal basé sur la connaissance des ressources locales disponibles au niveau d'un nœud et l'acceptation de nouveaux flux chez les nœuds voisins. Cette méthode peut être intégrée à n'importe quel protocole de routage réactif. Des solutions similaires, combinant la découverte des routes avec un mécanisme de contrôle d'admission, ont été proposées dans [Chen and Heinzelman, 2005][Xue and Ganz, 2003][Xue and Ganz, 2002] et qui considèrent que la bande passante disponible au niveau d'un nœud correspond à la bande passante minimale dans le voisinage à 2 sauts de ce nœud.

Dans [Ergin et al., 2008], les auteurs proposent deux mécanismes pour l'estimation de la bande passante résiduelle. Le premier permet d'augmenter la portée de détection de signal en vue de prendre en considération la présence des flux environnants. Un second mécanisme propose l'utilisation des messages *probe* pour estimer la bande passante. Les auteurs intègrent l'estimation de la bande passante et le contrôle d'admission avec le protocole de routage réactif LUNAR.

Avec le protocole MARIA (Mesh Admission control and QoS Routing with Interference Awareness) [Cheng et al., 2008], un graphe de conflit local est calculé par chaque nœud et un contrôle d'admission est exécuté. Les nœuds échangent périodiquement leur information sur les flux gérés et calculent la bande passante résiduelle selon les contraintes de la clique maximale locale. Les auteurs proposent ainsi un routage réactif basé sur une phase de découverte de route.

L'algorithme proposé dans [Kala et al., 2016] [Kala et al., 2015] est utilisé pour générer les graphes de conflit indépendamment du modèle d'interférence des couches inférieures. Pour créer des graphes de conflits, les auteurs utilisent la notion d'interférence radio de co-localisation causée par la co-localisation spatiale des communication radios dans un réseau Mesh multi-radio et multi canal (MRMC). Cette approche a démontré de grandes performances pour l'estimation des interférences.

Les auteurs de [Ramachandran et al., 2006] proposent un algorithme d'allocation de canal qui tient compte des interférences lors de la co-existence de plusieurs réseaux Mesh multi radios. Leur solution utilise une nouvelle technique d'estimation des interférences intra et inter réseau Mesh. Une extension du graphe de conflit, appelé graphe de conflit multi-radio, est utilisée pour modéliser les interférences entre les routeurs.

Toutes les propositions existantes pour le calcul de la bande passante ne peuvent pas être résolues en un temps polynomial. Même si la bande passante résiduelle d'un chemin peut être calculée, il n'est pas évident de définir un ordonnancement des communications qui peut respecter ces contraintes de bande passante puisque le problème d'ordonnancement est aussi NP-complet [Zhu and Corson, 2002].

De plus, la plupart des travaux existants considèrent la capacité totale d'un lien et ne considèrent pas les interférences inter-flux qui sont les principales causes de la dégradation de la bande passante.

Dans les réseaux Mesh multi-sauts, les ressources consommées ou disponibles ne sont pas des concepts locaux mais elles dépendent du voisinage des nœuds composant le chemin.

Il est alors nécessaire de proposer une solution de routage qui permet une estimation précise de la bande passante résiduelle tout au long d'un chemin et qui tient compte des interférences inter et intra flux.

Nos contributions dans ce cadre ont consisté, d'abord, à proposer des métriques de routage permettant d'estimer la disponibilité d'un lien en se basant sur des paramètres donnés par les couches inférieures : bande passante disponible, taux de perte, etc. Dans un second temps, nous avons utilisé le modèle de graphe de conflit et le calcul des cliques maximales pour estimer la bande passante disponible sur un chemin. Finalement, nous avons proposé un protocole de routage qui supporte cette métrique.

## **4.2 Propositions de nouvelles métriques pour la qualité de service dans les réseaux sans fil Mesh**

Garantir une QoS lors du routage n'est pas une tâche simple. Plusieurs facteurs entrent en jeu pour influencer les performances du réseau. Dans une première étape, nous avons établi, grâce à une étude extensive par simulation, que pour obtenir de bonnes performances réseau, tous les mécanismes de la pile protocolaire doivent être considérés conjointement. En particulier, il est nécessaire de trouver la bonne combinaison de la couche physique, le mécanisme MAC et le protocole de routage [Mabrouk et al., 2014a].

Par la suite, nous avons mené une étude expérimentale qui nous a permis de mettre en exergue la limite des métriques de routage existantes. En effet, nous avons comparé les 3 mé-

triques HC, ETX et ETT à travers une plateforme expérimentale que nous avons mis en place à l'IUT de Blagnac, et ce dans le contexte d'un réseau expérimental basé sur IEEE 802.11n, BlueMelab. Cette étude nous a confirmé la limite des métriques existantes pour capturer l'effet des interférences intra et inter flux et à traduire d'une façon précise la capacité résiduelle instantanée des liens et des chemins [Houaidia et al., 2013c]. Nous alors proposé deux nouvelles métriques, spécifiquement dédiées au réseaux sans fil maillés, pour essayer de pallier aux limites des métriques précédentes.

#### 4.2.1 RLC : Residual Link Capacity based metric

Pour prendre en considération l'effet des interférences inter-flux, nous avons proposé la métrique Residual Link Capacity based metric (RLC) [Houaidia et al., 2013b], [Houaidia et al., 2013a] donnée par l'équation suivante :

$$RLC_l = B_l - \frac{T x_l}{\omega} \quad (4.1)$$

$B_l$  est la bande passante disponible sur un lien et  $T x$  correspond au trafic qui occupe le lien  $l$  durant la période de temps  $\omega$ . Le mécanisme de routage doit sélectionner les liens avec la plus grande valeur de RLC. La valeur RLC d'un chemin correspond alors au minimum des RLCs des liens qui le composent.

$$RLC_{route} = \min(RLC_l)_{l \in route} \quad (4.2)$$

Chaque lien est initialisé avec sa capacité maximale pour que le protocole de routage puisse sélectionner au départ la route maximisant la bande passante disponible donc supportant le plus grand trafic. Puisque RLC utilise les échanges réels de paquets sur les liens, cette métrique donne une estimation réelle de la bande passante occupée et résiduelle d'un lien donc un routage efficace.

RLC est sensible à la charge donc la décision du routage change avec la présence de liens offrant une plus grande capacité résiduelle. Cependant, pour améliorer le support des interférences intra-flux, il était nécessaire d'améliorer cette métrique. Les interférences intra-flux ont lieu lors de la transmission d'un paquet sur plusieurs liens tout au long de son chemin. Afin d'éviter les conflits, certains liens doivent rester inactifs. Nous introduisons alors un modèle d'interférence reproduisant le problème des interférences intra et inter flux puis nous proposons la nouvelle métrique Residual Link Capacity Based Routing Metric with Interference Consideration (RLCI).

## 4.2.2 RLCI : Residual Link Capacity Based Routing Metric with Interference Consideration

### 4.2.2.1 Le modèle d'interférences

Pour modéliser les interférences entre les liens, la méthode du graphe de conflit est souvent utilisée [Kodialam and Nandagopal, 2005][Chiu et al., 2008]. Etant donné un réseau sans fil, chaque lien est modélisé par un sommet du graphe. Si deux liens du réseau sans fil peuvent interférer, cette relation sera traduite par une arête dans le graphe de conflit reliant les deux sommets modélisant les liens.

L'exemple de la figure 4.1 illustre l'utilisation du graphe de conflit pour modéliser les interférences. La figure 4.1(b) présente le graphe de conflit correspondant au réseau sans fil donné par la figure 4.1(a).

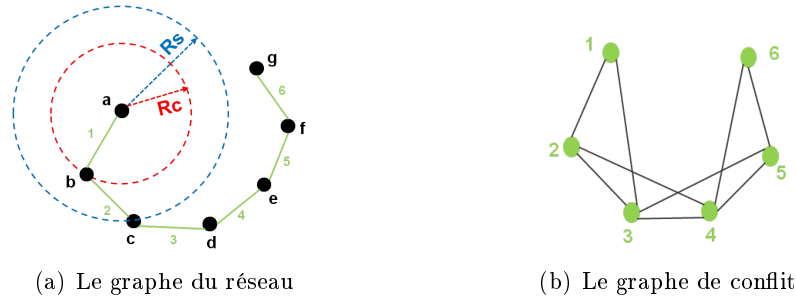


Figure 4.1 – Illustration du modèle d'interférences

Une *clique d'interférence* dans un réseau sans fil est un ensemble de liens qui interfèrent mutuellement. Dans le graphe de conflit, les sommets correspondants à ces liens forment un sous graphe complet.

Une *clique d'interférence maximale* est un sous graphe complet qui n'est pas contenu dans n'importe quel autre sous graphe. Dans l'exemple précédent, 1, 2, 3 et 3, 4, 5 sont des cliques maximales alors que 1, 2 et 1, 3 ne sont pas des cliques maximales. En nous basant sur ce modèle, nous formulons le partage de bande passante parmi les liens d'un chemin.

Etant donné un réseau sans fil multi-sauts, nous posons  $\{Q_1; \dots; Q_k\}$  la clique d'interférence maximale du réseau,  $C_q$  la capacité de la clique  $q$ ,  $B(l)$  la bande passante totale du lien  $l$  et  $B(p)$  l'estimation de la bande passante disponible sur le chemin  $p = \langle l_1, l_2, \dots, l_h \rangle$ , la bande passante disponible sur le chemin  $p$  est estimée par [Jia et al., 2005] :

$$B(p) = \min_{q \in Q_p} C_q; C_q = \frac{1}{\sum_{l \in q} \left(\frac{1}{B(l)}\right)} \quad (4.3)$$

Cette formule montre que les transmissions dans une clique ne peuvent être simultanées

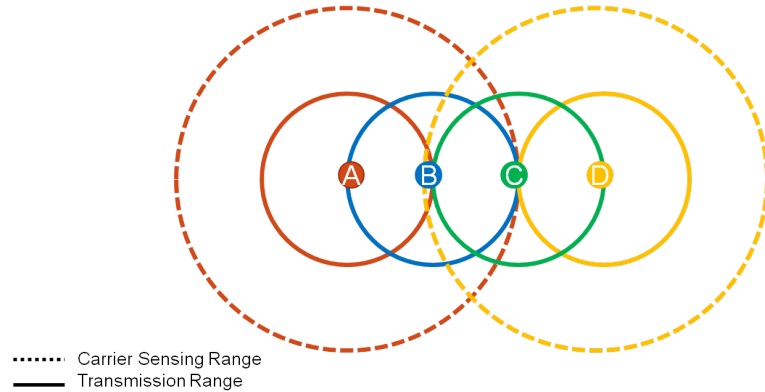


mais doivent se produire séquentiellement. De ce fait,  $\sum(\frac{1}{B(l)})$  représente le temps nécessaire pour que 1 Mbit de données puisse traverser tous les liens de la clique  $q$ .  $C_q$  est la bande passante disponible sur la clique  $q$ . La bande passante disponible sur un chemin est celle de la clique qui représente le goulot d'étranglement le plus important.

Nous avons développé notre travail autour du protocole MAC IEEE 802.11. Une communication avec ce protocole est considérée comme réussie, si les paquets de données et leurs acquittements correspondants sont reçus avec succès. De ce fait, aussi bien l'émetteur que son destinataire ne doivent pas être interférés.

$a$  est interféré par un autre nœud  $b$  si  $a$  est dans la zone d'interférence de  $b$ . En d'autres termes, les transmissions simultanées sur les liens  $(u;v)$  et  $(s;d)$  sont réussies si et seulement si  $s$  et  $d$  sont en dehors de la zone d'interférence de  $u$  et  $v$  respectivement. Ceci correspond au modèle de transmission bidirectionnelle ou le modèle d'interférences *Transmitter-Receiver Conflict Avoidance (TRCA)* [Houaidia et al., 2013b].

Nous assimilons la portée de transmission d'un nœud à 1 saut et sa zone d'interférence à  $r$  sauts. Pour simplifier, nous posons  $r = 2$  mais nos résultats peuvent être généralisés à n'importe quelle valeur de  $r$ . Etant donné cette hypothèse, le modèle d'interférences TRCA donne le résultat illustré par la figure 4.2.



**Figure 4.2** – Le modèle d'interférences TRCA avec  $r=2$

Sous le modèle TRCA, et comme illustré dans la figure 4.3 quand le nœud  $a$  envoie des données au nœud  $b$ , le nœud  $d$  n'est pas autorisé à transmettre puisqu'il est dans la zone d'interférence de  $b$ . Ceci implique que les liens 1 et 4 interfèrent. De ce fait, chaque clique maximale contient 4 liens consécutifs. Puisque sous TRCA toutes les cliques maximales contiennent au moins 4 liens interférents, la formule d'estimation de la bande passante disponible sur un chemin  $p$  devient :

$$B(p) = \min_{1 \leq k \leq (h-4)} C_k;$$

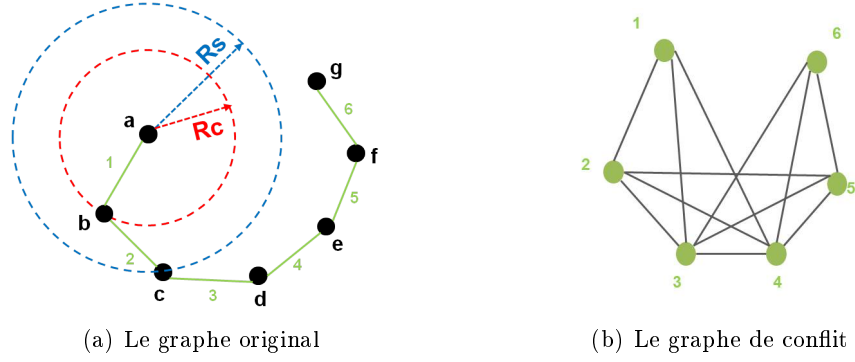


Figure 4.3 – Le graphe de conflit sous le modèle TRCA

$$C_k = \frac{1}{\frac{1}{B(k)} + \frac{1}{B(k+1)} + \frac{1}{B(k+2)} + \frac{1}{B(k+3)}} \quad (4.4)$$

Où  $B(k)$  représente la bande passante disponible du lien  $(l_k, l_{k+1})$ .

#### 4.2.2.2 La métrique RLCI

Notre but est d'arriver à développer une métrique qui tient compte à la fois des interférences inter et intra flux pour estimer d'une façon plus précise la bande passante disponible sur les liens et permettre le choix de chemin maximisant la bande passante offerte. Cette nouvelle métrique utilise la métrique précédemment proposée, RLC, puisque cette dernière mesure convenablement la bande passante disponible sur un lien en calculant la quantité de donnée qui passe par ce lien.

Nous incorporons la méthode de calcul des cliques pour pouvoir considérer les interférences intra flux.

Pour modéliser les interférences, nous utilisons le modèle d'interférences TRCA. Cette formulation nous garantit une vue unique et globale à l'intérieur du réseau qui permettra à chaque nœud d'être conscient de l'état des liens dans son entourage élargi.

Chaque nœud calcule d'abord la capacité résiduelle de ses liens. Ensuite, pour chaque chemin vers la destination, il calcule la bande passante disponible en utilisant l'estimation basée sur le calcul des cliques maximales.

Nous adoptons les notations suivantes :

- $\{Q_1; \dots; Q_k\}$  est la clique d'interférence maximale d'un réseau sans fil donné,
- $C_q$  la capacité de la clique  $q$ ,
- $AB(p)$  l'estimation de la bande passante disponible sur le chemin  $p$ .

Pour chaque lien  $l$ ,  $RLC_l$  est estimée comme suit :

$$RLC_l = TB_l - \frac{T x_l}{\omega} \quad (4.5)$$

Où  $TB_l$  correspond à la capacité résiduelle du lien  $l$  et  $T x_l$  correspond à la quantité de données occupant le lien  $l$  durant la période  $\omega$ .

Puis, en considérant le chemin  $p = \langle l_1, l_2, \dots, l_h \rangle$ , sa bande passante disponible n'est plus estimée au minimum des RLCs des liens qui le composent mais elle est estimée comme suit [Jia et al., 2005] :

$$AB(p) = \min_{1 \leq k \leq (h-4)} C_k;$$

$$C_k = \frac{1}{RLC_k} + \frac{1}{RLC_{k+1}} + \frac{1}{RLC_{k+2}} + \frac{1}{RLC_{k+3}} \quad (4.6)$$

Ainsi chaque nœud connaît la capacité résiduelle des liens environnant et il est capable de mesurer le meilleur chemin vers une destination tout en considérant toutes les interférences possibles.

L'avantage majeur de la métrique RLCI, en comparaison avec la métrique RLC, est sa capacité à prendre en compte à la fois les interférences inter et intra flux.

Notre étude nous a révélé cependant qu'elle n'est pas isotonique [Jia et al., 2005], i.e., ne donne pas une estimation cohérente et unique mais une estimation locale qui peut varier selon le voisinage. Pour profiter de l'efficacité de la métrique et résoudre ce problème, il était nécessaire de proposer un protocole de routage pour unifier la vision de tous les nœuds du réseau.

Ceci nous a alors mené à la nécessité de compléter notre proposition pour aboutir à un protocole de routage intégrant la métrique RLCI pour le calcul des meilleurs chemins.

### 4.3 Link Availability based Routing Mechanism (LARM)

Une étude expérimentale par simulation [Houaidia et al., 2013d][Houaidia et al., 2014], nous a permis d'analyser les conditions et les paramètres permettant d'améliorer le routage dans les réseaux sans fil multi-sauts.

Un résultat important en ressort, celui de la nette supériorité des mécanismes de routage proactif pour les réseaux multi-sauts basés sur la couche MAC IEEE 802.11n, et en particulier, avec l'augmentation de la taille du réseau. Les protocoles de routage réactif présentent de meilleures performances avec les réseaux dont la topologie est assez stable. Ils ne sont pas bien adaptés aux réseaux Mesh du fait de la dynamique de l'état de leurs liens en termes de la variation des débits offerts et de la variation des trafics injectés. De plus, la découverte de routes, lors

d'un routage réactif, pour chaque flux de données impose des délais d'établissement des flux non tolérables pour les réseaux Mesh.

Puisque la métrique RLCI nécessite la construction d'une vue globale de l'état des liens du réseau, nous avons défini un protocole de routage proactif basé sur une amélioration du protocole bien connu Destination Sequenced Distance Vector (DSDV). Notre protocole permet les ajouts suivants [Houaidia et al., 2017] :

- Détection explicite des voisins avec calcul de la qualité des liens,
- flexibilité et décision de routage dynamique et adaptable selon la métrique RLCI,
- mise à jour événementielle et non strictement périodique des tables de routage,
- sélection, selon l'estimation de la bande passante offerte, d'un ensemble de chemins qui seront annoncés comme meilleurs chemins possibles aux nœuds voisins,
- mises à jour déclenchées si la variation de la valeur de la métrique de routage dépasse un certain seuil. Ceci permet de garantir la stabilité des chemins et minimise l'overhead du routage.

Pour remédier à l'overhead que peut générer notre protocole nous avons adopté les solutions suivantes :

1. Un nœud diffuse des informations concernant l'existence d'un nouveau chemin pour une destination donnée uniquement quand la capacité des liens formant le chemin a subi un grand changement entraînant un changement majeur au niveau de la décision de routage. Pour ce faire, nous avons défini des seuils de variation de la capacité qui contrôlent l'envoi des mises à jour des états des liens.
2. De la même façon, nous définissons un seuil pour la variation de la métrique RLC au bout duquel une diffusion des nouvelles valeurs est imposée. La valeur du seuil est proportionnelle à la quantité du trafic qui transite sur un lien et la capacité de ce dernier afin d'estimer la disponibilité du lien.
3. Chaque nœud diffuse à ses voisins uniquement les  $k$  meilleurs chemins possibles. Ceci permet de réduire la taille des messages de contrôle et permet de mieux s'adapter au facteur d'échelle.
4. Puisque la métrique RLCI est basée sur la capacité des 4 premiers liens d'un chemin, chaque nœud diffuse les informations sur les 4 premiers sauts, notamment leurs capacités résiduelles, à partir de lui, du chemin qui le mène vers chaque destination.

Tous les nœuds du réseau échangent périodiquement des messages HELLO pour annoncer les informations sur leur voisinage et pour diffuser la quantité de données transmise durant une période de temps  $\omega$  sur chacun de leurs liens en tenant compte de la symétrie des liens. A la réception d'un message HELLO d'un voisin, le nœud calcule la capacité résiduelle du lien qui le relie à lui et met à jour la table de routage avec cette information.

Dans LARM, si un nœud trouve un nouveau chemin ou détecte des changements importants dans la bande passante estimée d'un chemin, il diffuse ce chemin à ses voisins dans un message Routing Information Vector (RIV). Etant donné un chemin  $p$  d'une source  $s$  vers une destination  $d$ , le nœud source  $s$  diffuse le tuple  $(s, d, NH, RLC_{NH}, SNH, RLC_{SNH}, TNH, RLC_{TNH}, FNH, RLC_{FNH})$ .  $NH$ ,  $SNH$ ,  $TNH$  et  $FNH$  représentent respectivement le prochain, le second, le 3ème et le 4ème saut du chemin  $p$  à partir de  $s$ .  $RLC_{NH}$ ,  $RLC_{SNH}$ ,  $RLC_{TNH}$  et  $RLC_{FNH}$  sont les capacités résiduelles des liens correspondants.

Grâce aux informations reçues dans les messages RIV, chaque nœud détermine la qualité des liens des 4 premiers sauts du chemin et pourra calculer la bande passante disponible du chemin.

Chaque nœud maintient 2 tables : la table de routage traditionnelle utilisée par DSDV et une base d'information topologique où le nœud maintient tous les chemins annoncés par ses voisins ou calculés par lui. De plus pour chaque chemin  $p$ , chaque nœud calcule et maintient la bande passante disponible  $AB(p)$  et un timer indiquant le délai depuis la dernière mise à jour.

Finalement, le nœud indique par une valeur booléenne s'il s'agit du chemin optimal selon sa vision locale. Ce chemin doit être stocké dans la table du routage.

## 4.4 Principaux résultats

Pour valider nos diverses propositions nous avons mené une étude expérimentale sous le simulateur NS-3. Une première étude a permis de vérifier la supériorité de la métrique RLCI par rapport aux métriques HC, ALM et ETX en terme de throughput. Nos principaux résultats ont été obtenus en comparant les performances de LARM avec celles de différentes stratégies réseaux mentionnées dans la figure 4.4. Plusieurs protocoles de routage proactif, réactif et hybride implémentant chacun une métrique de routage différente sont considérés : LARM(RLCI), DSR (HC), OLSR (ETX), DSDV (HC) et HWMP (ALM).

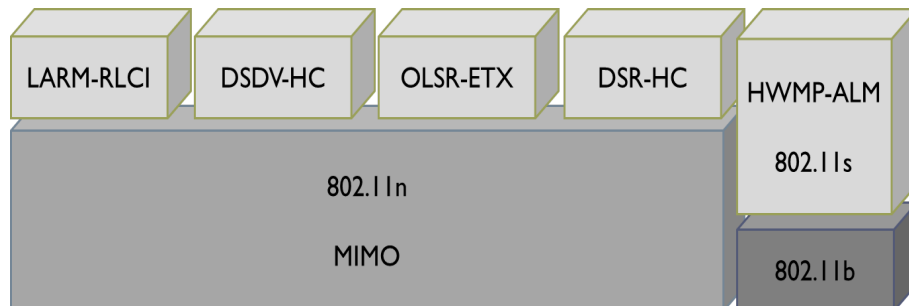


Figure 4.4 – Pile protocolaire considérée

Les paramètres de simulation sont présentés dans le tableau 4.1.

**Table 4.1** – Paramètres de simulation

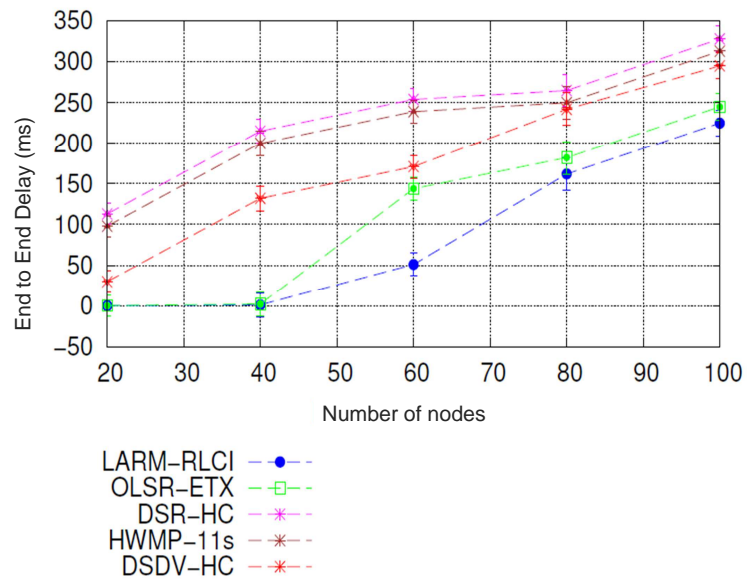
Paramètre	Valeur
Durée de simulation	200s
Topologie	2500x2500m
Nombre de nœuds	20-40-60-80-100
Portée	250m
Fréquence	2.4 GHz
Puissance de transmission	30 dBm
Modèle de propagation	Nakagami-m
Débit	1Mbits/s
Taille des paquets	1024 octets
Taille du buffer	100 paquets
OLSR-Hello Interval	2s
OLSR-TC Interval	5s
RANN Interval	3s
Proactive PREQ Interval	3s

Nous avons comparé le protocole LARM avec les stratégies de routage existantes, sous divers scénarii de charge du trafic et de topologies, en terme de délai de bout en bout (figure 4.5), taux de perte (figure 4.6), throughput (figure 4.7) et overhead (figure 4.8).

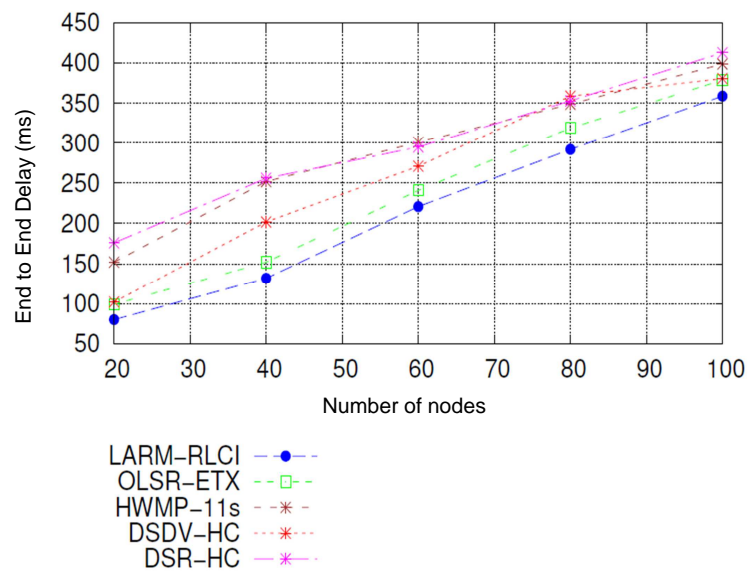
Notre étude expérimentale a montré que la métrique RLCI, incorporée au protocole LARM, présente de bonnes performances. Notre métrique est capable de choisir les liens offrant des hauts débits et permettant ainsi un transfert plus rapide des paquets de données. Couplé à une couche MAC adéquate notre mécanisme de routage a atteint dans la plupart des scénarii et des topologies des délais relativement brefs en comparaison avec les autres métriques et les autres protocoles. En privilégiant les liens les moins chargés, notre solution de routage prévient la formation des goulots d'étranglement qui sont usuellement la plus importante cause de perte de données. Cet aspect explique le fait que notre solution maintient un faible taux de perte même en présence de trafic important ou d'un réseau dense.

L'avantage de notre métrique RLCI est double. RLCI calcule le chemin optimal et offre une garantie du débit offert pour chaque transmission. D'un autre côté, elle considère à la fois les interférences inter et intra flux ce qui permet une estimation précise et continue de la bande passante disponible dans le réseau. En exploitant ces aspects, notre stratégie de routage LARM devient flexible et s'adapte mieux au passage à l'échelle. LARM offre ainsi une meilleure adaptabilité à la densité du réseau et à l'augmentation de la charge du trafic ce qui conduit à une garantie de QoS pour les hôtes finaux.

Néanmoins, le problème de l'overhead se pose. La collecte des informations topologiques, nécessaires pour la construction et le maintien d'une vision précise et cohérente du réseau, requiert une charge de trafic de contrôle importante et inévitable. Cependant, cette charge dépend de la fréquence des mises jours des informations de routage qui peut être ajustée convenablement.

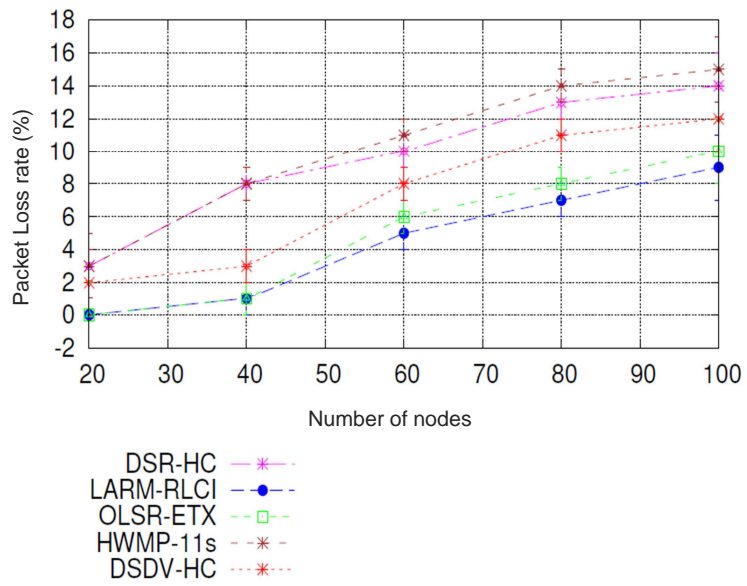


(a) Trafic faible

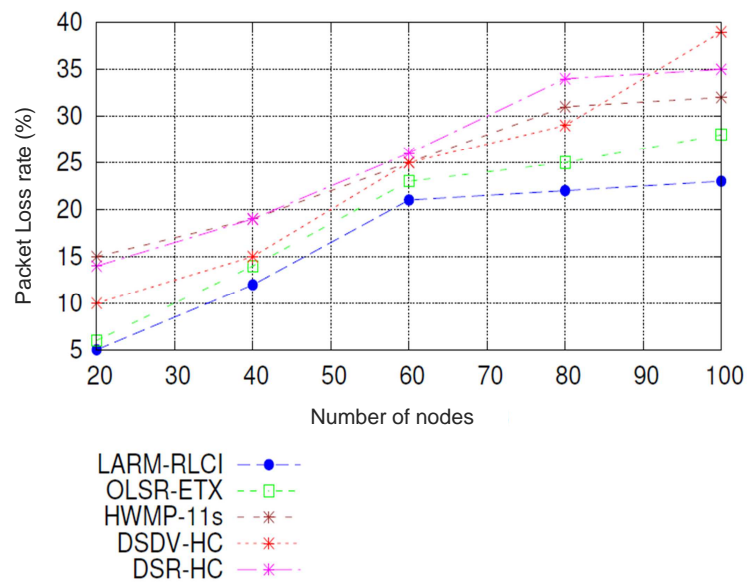


(b) Trafic important

**Figure 4.5** – Délai de bout en bout en fonction de la charge du trafic



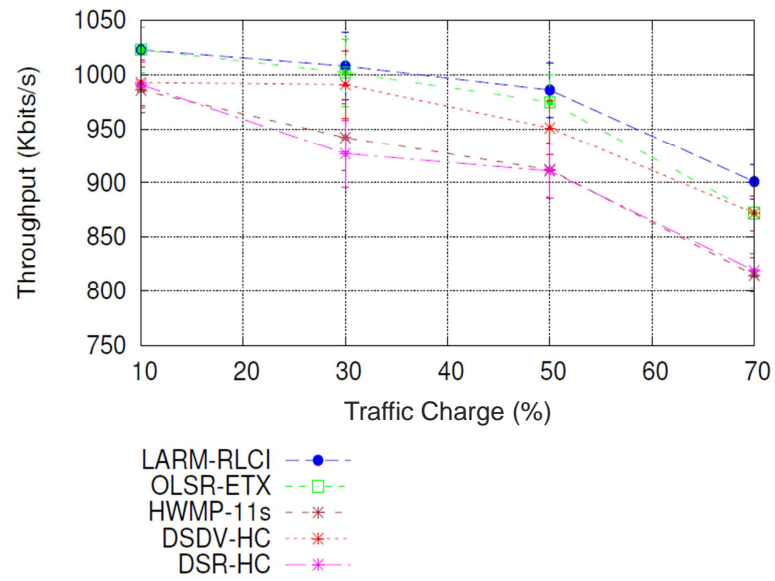
(a) Trafic faible



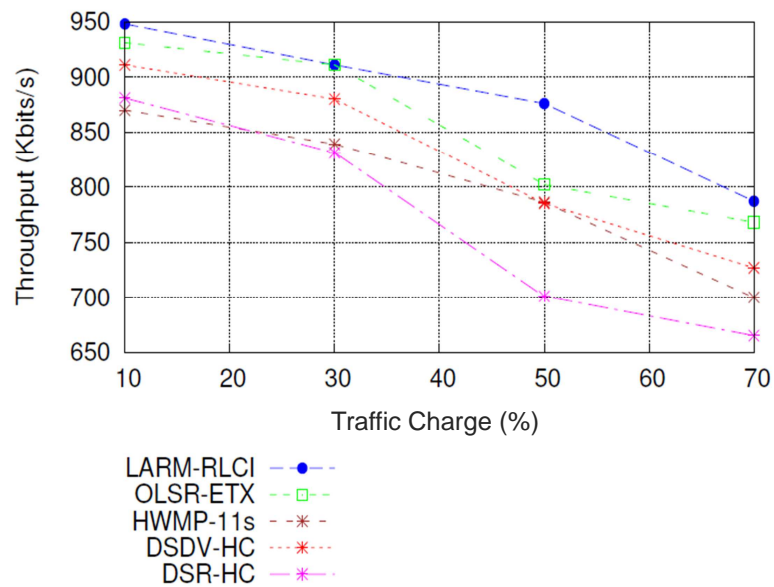
(b) Trafic important

**Figure 4.6** – Taux de perte en fonction de la charge du trafic



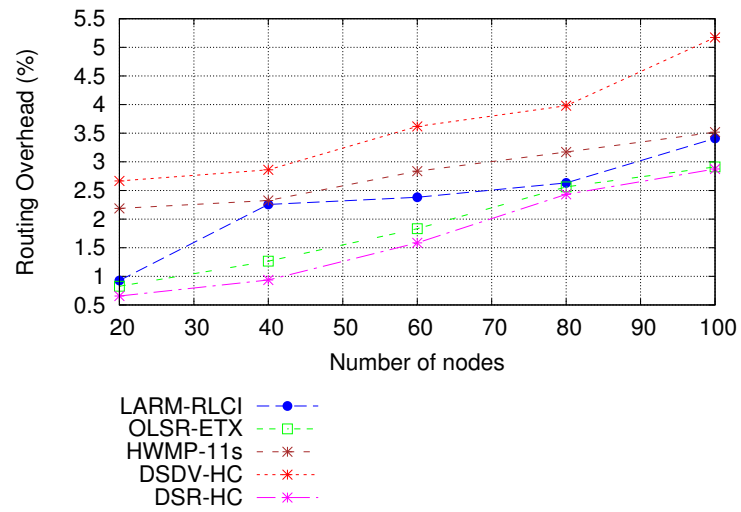


(a) 40 nœuds

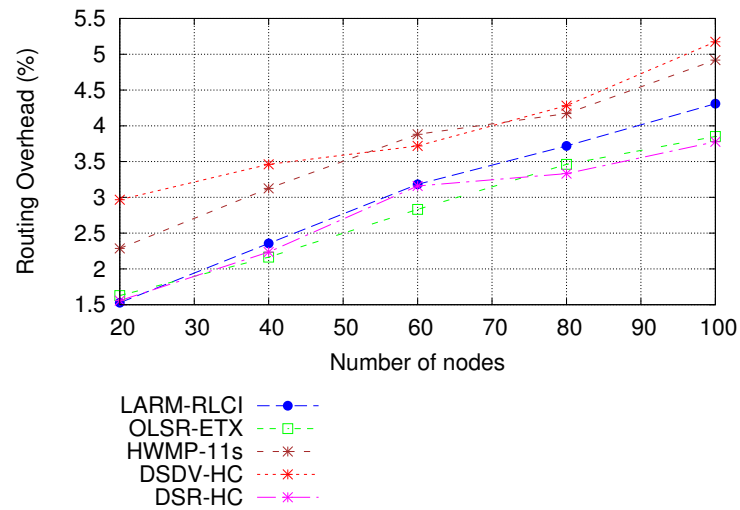


(b) 80 nœuds

**Figure 4.7** – Throughput en fonction du nombre de nœuds



(a) Traffic important



(b) Traffic faible

Figure 4.8 – Overhead du routage en fonction de la charge du trafic

## 4.5 Bilan des contributions

Dans cet axe de recherche, que nous avons développé entre 2012 et 2016, notre objectif a été d'étudier le problème de QoS dans les réseaux sans fil Mesh et de contribuer à l'amélioration des performances et de la qualité de service dans ces réseaux.

Nos contributions ont permis la proposition de nouvelles métriques de routage qui tiennent compte à la fois des interférences intra flux et inter flux afin de permettre le choix de routes avec une garantie de débit tout en réduisant les pertes et les délais d'acheminement. Notre contribution globale a permis de développer une nouvelle solution de routage qui tient compte des caractéristiques physiques et MAC grâce à une approche cross-layer. Notre solution s'adapte à l'évolution du trafic généré en sélectionnant les liens les moins chargés et en orientant le trafic vers les chemins offrant le plus de débit. Ceci permet d'éviter les goulots d'étranglement par un équilibrage de charge. Les principaux résultats auxquels nous avons aboutis dans cet axe nous ont permis de définir les recommandations suivantes.

Dans un contexte sans fil, multi-saut et mono-canal, où les différents nœuds du réseau partagent le même support de transmission, les interférences inter-flux affectent considérablement la bande passante disponible. Ainsi, pour une estimation exacte des ressources disponibles, il est nécessaire de considérer la bande passante résiduelle des liens au lieu de la capacité totale offerte sur ces liens. D'autre part, les interférences intra-flux nécessitent une vision globale et unifiée des ressources disponibles. Ainsi, les différents nœuds du réseau doivent collaborer afin d'échanger l'état des liens et permettre ainsi une décision de routage plus efficace.

Le routage basé sur le nombre de sauts (Hop Count) a montré ses limites. L'adoption d'une bonne métrique s'impose. Une telle métrique doit être sensible au trafic et à l'impact qu'il a sur la disponibilité des ressources. En effet, une bonne métrique doit être consciente du trafic véhiculé sur les liens afin d'adapter la décision de routage et éviter de créer des interférences éventuelles entre les flux de données ou créer des goulots d'étranglement.

Aussi, un mécanisme de routage efficace doit s'adapter à l'évolutivité du réseau en termes de densité et de charge de trafic tout en minimisant les coûts induits en terme d'overhead.

Les travaux décrits dans ce chapitre ont été réalisés dans le cadre de la thèse de doctorat de Chiraz Houaidia que j'ai co-encadré sous la direction du Professeur Thierry Val et du Professeur Leila Saidane (cotutelle) :

- Chiraz Houaidia (2011-2016). Vers des mécanismes de routage robustes et optimisés pour un réseau sans fil métropolitain et collaboratif. (Cotutelle : ENSI et Université de Toulouse 2).

# Conclusion générale

## Bilan

Malgré la diversité des technologies existantes pour les réseaux sans fil multi-sauts, ceux-ci sont tous caractérisés par un environnement radio nativement instable, un support physique immatériel partagé, et une capacité variable et limitée par les interférences. D'autres paramètres intrinsèques à chaque application ou technologie, s'ajoutent pour rendre la fonctionnalité de transmission de données difficile et complexe. Les performances de routage sont de plus en plus problématiques et fortement liées aux couches physique et MAC ainsi qu'aux limites physiques de certains équipements sans fils, comme la limite énergétique des capteurs. La perte des données, la dégradation du débit, l'instabilité des transmissions dues aux interférences, la formation de goulots d'étranglement, ou l'épuisement des batteries des nœuds intermédiaires, sont autant de problèmes identifiés dans les réseaux sans fil multi-sauts et qui affectent considérablement la qualité des communications dans ces réseaux.

Mes travaux de recherche après la thèse, et depuis l'année 2010, se sont orientés vers l'étude des problématiques liées aux architectures et aux protocoles de communication dans les réseaux sans fil multi-sauts. Tout au long de ces 8 dernières années, nous avons essayé d'apporter diverses contributions dans 3 axes majeures : la conservation de l'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil large échelle, l'optimisation de l'ordonnancement spatio-temporel des communications dans les réseaux de capteurs sans fil radio cognitifs et le routage orienté qualité de service dans les réseaux sans fil maillés.

Les réseaux de capteurs sans fil ont suscité un grand engouement ces deux dernières décennies sous l'effet du large spectre d'applications qu'ils ont permis de réaliser. Leur autonomie, simplicité de mise en œuvre et aspect miniature, ont permis de les intégrer dans une panoplie d'applications à petite et à large échelle. Le déploiement large échelle des réseaux de capteurs suscite des défis majeurs dont nous citons : i) assurer la connectivité totale et une couverture optimale, ii) assurer une dissémination efficace des données, iii) réduire les interférences. Le but ultime pour les réseaux de capteurs est de conserver au mieux l'énergie des capteurs afin de prolonger la durée de vie du réseau. C'est dans ce cadre que s'insèrent nos principaux travaux et contributions résumés ci-après. Nous avons d'abord proposé diverses stratégies de déploiement

---

tolérant aux pannes. Une première solution vise à ajuster la topologie d'un réseau de capteurs suite à un déploiement initial aléatoire en corrigeant les trous de connectivité et de couverture. Une seconde proposition est basée sur la définition d'une stratégie de déploiement initial tolérant aux pannes et prolongeant la durée de vie du réseau en tenant compte de l'emplacement géographique des capteurs par rapport au puits de données.

Nous nous sommes penchés ensuite sur la proposition de méthodes d'organisation hiérarchiques des communications. Nous avons proposé dans un premier temps une modélisation hiérarchique de la connectivité et de la redondance dans les réseaux de capteurs large échelle et nous l'avons utilisée pour mettre en exergue l'impact des stratégies de déploiement sur les performances du routage et du réseau en général. Par la suite, nous avons proposé un nouveau mécanisme de clustering dont l'objectif est de contrôler la redondance spatiale des nœuds et d'organiser leurs activités/inactivités. Nous l'avons augmenté, par la suite, pour qu'il assure également la maintenance de la topologie, en re-déployant les capteurs mobiles en cas de trous de connectivité.

Réduire la consommation énergétique des capteurs sans fil passe aussi par l'optimisation du routage de données. Nous avons donc à cet effet proposé des stratégies de routage économes en énergie. Dans un premier temps, nous avons proposé un routage plat couplé à une méthode de gestion des activités/inactivités des capteurs. Puis, dans l'objectif de maximiser l'efficacité de notre mécanisme de clustering, nous l'avons complété par un routage intelligent. Ainsi, nous nous sommes intéressés aux méthodes intelligentes inspirées de la nature et nous avons d'abord proposé un mécanisme de routage basé sur l'optimisation par colonies de fourmis (ACO), puis un routage exploitant la méthode Cuckoo Search.

Nos propositions ont été validées par simulation. Nos études expérimentales ont révélé l'apport indéniable que peut apporter d'une part, l'adoption d'une organisation hiérarchique combinée à une gestion efficace de la redondance des capteurs en comparaison avec des méthodes plates ou des méthodes hiérarchiques sans gestion des activités des nœuds. D'un autre côté, l'adoption des méthodes intelligentes inspirées de la nature (ACO et Cuckoo Search) a montré son grand intérêt dans le cadre des réseaux large échelle du fait du gain important en énergie qu'elles induisent vu qu'elles se basent sur des calculs simples et locaux. Finalement, nous avons réussi à montrer qu'un gain énergétique important peut-être atteint grâce à l'adoption de notre mécanisme de clustering complet et multi-objectifs puisqu'il permet d'organiser les activités des nœuds, maintenir la topologie et permet un routage efficace, rapide et peu coûteux des données.

D'autre part, certaines applications nécessitent le déploiement de réseaux de capteurs sans fil très denses. D'un côté, la redondance engendre des interférences et des collisions épuisant l'énergie des capteurs et réduisant les performances du réseau. D'un autre côté, il a été établi que les bandes de fréquence libres sont de plus en plus saturées alors que des bandes sous licence sont souvent sous exploitées. La radio cognitive a apporté des solutions en permettant aux nœuds d'exploiter

---

plusieurs canaux de communication d'une façon opportuniste. L'adoption de la radio cognitive dans les réseaux de capteurs est un paradigme récent qui a soulevé divers défis notamment quant à la gestion efficace du spectre couplée avec le besoin permanent en réduction de la consommation de l'énergie. Nous avons considéré alors le problème d'ordonnancement spatio-temporel dans les réseaux de capteurs sans fil radio cognitifs tout en tenant compte de son efficacité énergétique. Nous avons ainsi proposé des mécanismes d'ordonnancement spatio-temporel, centralisés puis hiérarchiques, permettant de réduire la durée d'ordonnancement total des capteurs et réduire leur consommation énergétique.

Nous nous sommes penchés en premier lieu sur la modélisation du problème d'ordonnancement spatio-temporel dans les réseaux de capteurs radio cognitifs. Notre premier apport dans ce contexte a été la proposition d'une formulation basée sur la programmation linéaire en nombres entiers du problème MC-TSA (MultiChannel Time Slot Assignment) dans les réseaux radio cognitifs. Nous avons, par la suite, proposé plusieurs mécanismes pour résoudre le problème MC-TSA en exploitant plusieurs méthodologies. Nous avons proposé en un premier temps OTICOR (Opportunistic Time Slot Assignment in Cognitive Radio Sensor Networks), un nouvel algorithme d'ordonnancement pour les réseaux de capteurs radio cognitive qui minimise la durée d'ordonnancement pour que les nœuds secondaires transmettent leurs données au puits de données avant le retour de l'utilisateur primaire. Ensuite, nous avons proposé des améliorations à OTICOR adressant les retours imprévus des utilisateurs primaires. Ces améliorations, OTICOR+ et OTICOR\*, traitent le cas de la non fiabilité de la base spectrale que le puits utilise avec OTICOR d'une façon périodique. Nos améliorations se basent sur le fait que le puits doit procéder à une détection de l'activité des utilisateurs primaires et en informer les utilisateurs secondaires à temps tout en mettant à jour son ordonnancement. OTICOR, OTICOR+ et OTICOR\* ne sont pas des solutions exactes au problème d'ordonnancement spatio-temporel et ne tiennent pas compte du facteur de stabilité qui dépend de la fréquence du changement de canal par les nœuds secondaires. En effet, dans la pratique, cet aspect est important car il implique un délai de changement de canal et nécessite une certaine consommation énergétique. Nous avons alors investigué de nouvelles méthodes de modélisation afin de trouver d'autres formulations et résolutions possibles de notre problème. Ainsi, nous avons d'abord modélisé le problème de suppression des interférences (allocation spatiale) par le problème classique de recherche de couplage maximum et de couplage de poids maximum dans un graphe. Nous avons proposé une nouvelle méthode de résolution du problème MC-TSA, basée sur les algorithmes d'Edmonds et la méthode Hongroise. Suite à cela, une amélioration de la méthode précédente a été de combiner la théorie des graphes avec la théorie des enchères et nous avons ainsi proposé un algorithme d'allocation spatio-temporel combinant la méthode de recherche de couplage de poids maximum et une enchère à enveloppe scellée et au premier prix. Nos résultats empiriques ont montré que nos deux dernières propositions offrent une nette amélioration en termes de réduction de la durée totale de l'ordonnancement, de réduction de la consommation d'énergie et surtout de réduction

---

du nombre de changements de canal par rapport à OTICOR.

Nos premiers algorithmes sont des algorithmes centralisés peu efficaces face au facteur d'échelle et qui ne peuvent donc pas s'appliquer pour des topologies denses. Nous nous sommes donc orientés vers la proposition de méthodes hiérarchiques basées sur une organisation du réseau en clusters pour rendre plus efficace l'ordonnancement des communications dans un réseau de capteurs radio cognitifs. L'exécution de OTICOR est alors distribuée entre les différents clusters et les cluster-head (CH) doivent coopérer pour gérer les interférences inter-cluster. Comme pour OTICOR, nous avons considéré deux stratégies pour la prise en compte de l'activité des PUs :

- i) OTICOR-IC (OTICOR Intra Cluster) se base sur l'ordonnancement périodique des nœuds en utilisant la base spectrale des informations sur l'activité des PUs. Ceci suppose que l'activité des PUs a une certaine stabilité. A chaque début de cycle (Frame), le puits annonce les prochaines activités des PUs et les CH réalisent leur ordonnancement. Cet ordonnancement reste inchangé jusqu'au prochain cycle.
- ii) Slot-ICMS (Slot-Intra Cluster Multichannel Scheduling) est dédié aux environnements présentant une variation imprévisible de l'activité des PUs. Dans cette approche, chaque CH doit écouter les canaux disponibles à chaque début de slot afin de détecter une éventuelle activité imprévue des PUs. Il met alors à jour son ordonnancement d'une façon plus rapide. Nos résultats expérimentaux ont montré qu'il est plus avantageux d'appliquer OTICOR-IC si la base spectrale présente une bonne estimation de l'activité des PUs. Une détection continue de l'activité des PUs consomme de l'énergie et gaspille une partie du débit utile mais s'avère nécessaire si la base spectrale n'est pas très fiable, d'où l'intérêt de Slot-ICMS dans les environnements avec forte variation de l'activité des PUs.

Par ailleurs, les réseaux sans fil maillés, ou Mesh, offrent une infrastructure flexible pour interconnecter des stations d'accès de réseaux de différentes technologies et fournir ainsi une couverture sans fil à haut débit pour de larges surfaces. Les routeurs Mesh sont capables de s'auto-organiser et sont connectés de proche en proche à travers des communications multi-sauts. Les réseaux sans fil Mesh présentent la particularité d'être confrontés à des communications radio multi-sauts, dans le même objectif de couverture d'un territoire donné que les réseaux de capteurs sans fil, et avec le contrôle total d'un opérateur de télécommunications devant offrir une qualité de service garantie à ses utilisateurs. Souvent dans ces réseaux, les besoins en haut débit, en délais réduits et en fiabilité sont primordiaux. Dans ce cadre, nous nous sommes intéressés au déploiement d'un réseau Mesh et à la proposition de nouvelles approches de routage maximisant la bande passante offerte aux utilisateurs. Nous avons mené, en premier lieu, une étude permettant de mettre en exergue l'importance du choix de la bonne combinaison des couches MAC et routage pour prouver que la construction d'une méthode efficace de routage doit être cross-layer, i.e., basée sur des métriques qui tiennent compte de l'état des couches basses. Suite à plusieurs résultats préliminaires, nous avons orienté notre travail vers l'étude du comportement du protocole de routage OLSR sous différentes métriques de routage. Des résultats

---

intéressants ont été obtenus suite à ces tests mettant en évidence l'importance de la métrique de routage sur les performances du protocole et du réseau en général. Nous avons mis en place, au sein de l'équipe IRT à l'IUT de Blagnac, un réseau sans fil d'expérimentation BluMeLab afin d'étudier les performances du réseau, objet de notre étude, sous différentes stratégies et métriques de routage. Les expérimentations et métrologies menées sur cette plateforme ont permis de valider et d'augmenter les simulations à faire dans une étape ultérieure. Nous avons alors proposé une métrique de routage qui renseigne sur la qualité des liens, en se basant cette fois-ci sur les caractéristiques physiques et MAC des liens réseaux notamment la disponibilité du lien, le taux de perte, la bande passante résiduelle, etc. L'acquisition de ces paramètres des couches basses se fait à l'aide d'un mécanisme cross-layer. Le choix des routes se base ainsi sur l'apprentissage de cette métrique au fil du temps.

En suivant cette approche, nous avons proposé trois variantes de métriques de routage orientées qualité de lien et basées sur la notion de link availability. La première version mesure le taux d'occupation du canal par un trafic actuel afin d'éviter de congestionner certains liens et créer ainsi des goulots d'étranglement. Cette première version a été améliorée en vue de mesurer plus exactement la capacité résiduelle de chaque lien avant d'émettre sur ce lien. Cette approche permet d'adapter le choix de route selon la quantité de données à émettre.

La troisième variante, RLCI, est une métrique qui prend en considération les interférences intra et inter flux. Cette métrique se base sur le calcul des cliques maximales dans le graphe de conflit modélisant le réseau Mesh et offre une méthode d'estimation efficace pour le débit disponible. En termes de troisième contribution, nous avons conçu un nouveau protocole de routage qui supporte la dernière métrique proposée. Le protocole LARM se base sur DSDV. Notre étude expérimentale a montré l'aptitude de notre protocole de routage à supporter le passage à l'échelle et à choisir les meilleures routes en termes de disponibilité des ressources en comparaison avec les solutions existantes.

## **Travaux en cours et Perspectives de recherche**

Nos thèmes de recherche en cours s'insèrent dans la continuité dans travaux achevés et décrits dans le présent manuscrit. Deux axes de recherche sont en cour d'investigation et constituent nos travaux futurs.

Parmi les applications émergentes des réseaux de capteurs sans fil, nous citons le domaine de la e-santé qui définit des exigences en qualité de service particulières et pour lequel des technologies d'accès spécifiques ont été proposées. Nous avons commencé à investiguer ce domaine depuis 2011 et nous continuons le faire. En effet, lors des travaux d'une thèse que j'ai co-encadrée avec le Professeur Thierry Val et le Professeur Leila Saidane (thèse en cotutelle soutenue à l'université de Toulouse 2 Jean-Jaurès en 2015), nous avons étudié le problème de la qualité de



---

service dans un réseau de capteurs d'une canne basé sur le standard IEEE 802.15.4 [IEEE, 2011]. Au cours de cette thèse, nous avons proposé une nouvelle architecture MAC dont l'objectif est d'offrir une différenciation de services et une qualité garantie pour les données critiques et temps réel qui peuvent être générées par des capteurs sans fil destinés à surveiller l'environnement et la santé d'une personne utilisant une canne embarquant ces capteurs [Khssibi et al., 2016, Khssibi et al., 2013, Khssibi et al., 2014, Idoudi et al., 2013].

Avec l'avènement du standard IEEE 802.15.6 [IEEE, 2012], standard offrant des services spécifiquement dédiés aux applications de e-santé, nous nous sommes tournés depuis 2015 vers l'étude de la qualité de service définie par ce nouveau protocole d'accès. Nos contributions dans ce cadre sont encore en cours de développement mais ont permis déjà de comparer les performances de ce nouveau mécanisme par rapport aux protocoles existants [Fourati et al., 2016, Fourati et al., 2015] et de proposer des améliorations à la couche MAC de IEEE 802.15.6 [Fourati et al., 2016b, Fourati et al., 2016c]. Ces travaux s'insèrent dans le cadre d'une thèse en cours qui a démarré en 2015 en collaboration avec le Professeur Thierry Val et sous la direction du professeur Leila Saidane.

Comme travaux futurs, nous continuons à investiguer les moyens d'améliorer la qualité de service des communications basée sur ce standard et nous visons à étudier l'intégration des systèmes de e-santé mobiles basés entre-autres sur les réseaux de capteurs IEEE 802.15.6 avec la technologie du Cloud Computing [Liu and Wassell, 2011]. Nous visons donc à investiguer l'apport du Cloud Computing pour l'accès ubiquitaire et homogène aux ressources et services du système d'e-santé tout en tenant compte de la mobilité des intervenants.

Outre la qualité de service dans les applications de e-santé basées sur les réseaux de capteurs sans fil, nous nous intéressons à la sécurité dans les réseaux sans fil radio cognitifs.

En effet, l'énergie, l'instabilité de l'environnement radio et les interférences, ne sont pas les seuls défis pour assurer une bonne qualité des communications dans un réseau sans fil multi-sauts. La sécurité est un défi majeur et complexe à traiter dans le contexte sans fil vue l'aspect ouvert de cet environnement. En particulier, les réseaux sans fil radio cognitifs souffrent de plusieurs types d'attaques et de failles de sécurité [Leon et al., 2010, Idoudi et al., 2014]. Des attaques spécifiques à ces réseaux viennent s'ajouter aux attaques communes à tous les types de réseaux sans fil et visent à nuire sévèrement aux fonctionnalités cognitives [Haque et al., 2012]. En contre partie, des applications émergentes pour les réseaux de capteurs radio cognitifs voient actuellement le jour, à l'instar des grilles électriques intelligentes, la e-santé et l'Internet des Objets. De telles applications nécessitent la mise en place de mécanismes de sécurité fiables.

Nous avons commencé récemment, dans le cadre d'une thèse qui a démarré en Septembre 2015, à étudier l'apport des approches de gestion de la confiance et de la réputation et leurs applications dans ce cadre [Bennaceur et al., 2017]. Nos travaux ont permis jusqu'à lors de

---

proposer des modèles innovants de sécurité en exploitant la théorie des jeux. Nos approches visent à sécuriser un réseau radio cognitif par un mécanisme distribué et collaboratif de calcul d'indices de confiances. Les nœuds jugés par leurs pairs comme malicieux sont alors punis en les empêchant de participer à la fonctionnalité de routage pendant une certaine période [Bennaceur et al., 2017a, Bennaceur et al., 2017b]. Nous visons à étendre nos modèles vers plusieurs types de topologies et pour le support de la mobilité. Comme perspective, nous visons également à appliquer nos approches de gestion de confiance et de réputation pour diverses applications de l'Internet des Objets et de la e-santé.

# Bibliographie

- [Abbasi and Younis, 2007] Ameer Ahmed Abbasi, Mohamed Younis. A survey on clustering algorithms for wireless sensor networks. *Computer Communications*, Vol. 30, No 14-15, 2007, pp. 2826-2841.
- [Abbass et al., 2010] S. Nouh, R. A. Abbass, D. A. El Seoud, N. A. Ali, R. M. Daoud, H. H. Amer, H. M. ElSayed. Effect of node distributions on lifetime of Wireless Sensor Networks. *IEEE International Symposium on Industrial Electronics (ISIE)*, Italy, 2010.
- [Ahmad et al., 2013] Puteri Azwa Ahmad, M. Mahmuddin and Mohd. Hasbullah Omar. Virtual Force Algorithm and Cuckoo Search Algorithm for Node Placement Technique in Wireless Sensor Network. *International Conference on Computing and Informatics, ICOCI*, Malaysia, 2013.
- [Ahmad et al., 2015] Ayaz Ahmad, Sadiq Ahmad, Mubashir Husain Rehmani and Naveed Ul Hassan. A Survey on Radio Resource Allocation in Cognitive Radio Sensor Networks. *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, Vol. 17, No 2, 2015, pp. 888-917.
- [Ahmed et al., 2005] N. Ahmed, S. S. Kanhere, S. Jha. Probabilistic Coverage in Wireless Sensor Networks. *IEEE Conference on Local Computer Networks*, Washington, USA, 2005.
- [Akyildiz et al., 2005] I.F. Akyildiz, X. Wang and W. Wang. Wireless mesh networks a survey. *Computer Networks*, Vol.47, No 4, pp. 445-487, 2005.
- [Al Ameen et al., 2010] M. Al Ameen, S. M.R. Islam, and K. Kwak. Energy Saving Mechanisms for MAC Protocols in Wireless Sensor Networks. *International Journal of Distributed Sensor Networks*, Hindawi, Vol. 2010.
- [Al-Sharaeh et al., 2008] S. H. Al-Sharaeh, A. Sharieh, A. Abu Dalhoum, R. Hosny and F. Mohammed. Multi-Dimensional Poisson Distribution Heuristic for Maximum Lifetime Routing in Wireless Sensor Network. *World Applied Sciences Journal*, Vol. 5, No 2, pp. 119-131, 2008.
- [Amdouni et al., 2013] Ichrak Amdouni, Ridha Soua, Ons Mabrouk, Pascale Minet, Hanen Idoudi, Leila Saidane. OTICOR : Throughput-Aware Time Slot Assignment in Cognitive Radio Sensor Networks. *International Workshop on RFID and Adaptive Wireless Sensor Networks*, Marrakech, Morocco, May 2013.
- [Anastasi et al., 2009] G. Anastasi, M. Conti, M. Francesco, A. Passarella. Energy conservation in wireless sensor networks : A survey. *Ad Hoc Networks*, Vol. 7, No 3, 2009, pp. 537-568.
- [Ashraf, 2010] Usman Ashraf. Quality of service and routing in wireless mesh networks. *Thèse de doctorat*, INSA de Toulouse, 2010.
- [Azzaz and Saidane, 2013] Skander Azzaz and Leila Azouz Saidane. Fault Repair Schemes for Static Wireless Sensor Networks Driven by an Analytical Energy Dissipation Model. *International Conference on Ad Hoc Networks and Wireless (ADHOC-NOW)*, Poland, 2013.
- [BalaKrishna and Doja, 2015] M. BalaKrishna and M. N. Doja. Multi-Objective Meta-Heuristic Approach for Energy-Efficient Secure Data Aggregation in Wireless Sensor Networks. *Wireless Personal Communications*, Vol. 81, No 1, 2015, pp 1-16.
- [Baronti et al., 2007] Paolo Baronti, Prashant Pillai, Vince W.C. Chook, Stefano Chessa, Alberto Gotta, Y. Fun Hu. Wireless sensor networks : A survey on the state of the art and the 802.15.4 and ZigBee standards. *Computer Communications*, Vol. 30, No 7, 2007, pp 1655-1695.

- 
- [Bartolini et al., 2008] N. Bartolini, T. Calamoneri, Emanuele G. Fusco, A. Massini, S. Silvestri. Autonomous Deployment of Self-Organizing Mobile Sensors for a Complete Coverage. *Self-Organizing Systems*, Vol. 5343 of Lecture Notes in Computer Science, 2008, pp. 194-205.
- [Bennaceur et al., 2017] Jihen Bennaceur, Hanen Idoudi, Leila Azzouz Saidane. Trust Management in Cognitive Radio Networks : A Survey. *International Journal of Network Management*. Wiley. Accepted.
- [Bennaceur et al., 2017a] Jihen Bennaceur, Sami Souihi, Hanen Idoudi, Leila Azzouz Saidane, Abdelhamid Mellouk. Game-based Secure Sensing for the Mobile Cognitive Radio Network. *IEEE 28th Annual International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications (PIMRC 2017)*, Montreal, Canada, 2017.
- [Bennaceur et al., 2017b] Jihen Bennaceur, Hanen Idoudi, Leila Azzouz Saidane. Game-based Secure Sensing for the CRN. *13th IEEE International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC)*, Spain, 2017.
- [BLE, 2015] Bluetooth low energy specification. <http://www.bluetooth.com>. Last Access : 2015-04-14.
- [Bornier, 2006] Jean Magnan de Bornier. Les mécanismes d'enchère. Université Aix-Marseille III, 2006.
- [Boucetta et al., 2012] Cherifa Boucetta, Hanen Idoudi, Leila Azzouz Saidane. Hierarchical Modeling of Redundancy and Paths in Wireless Sensor Networks. *The Second International Conference on Communications and Information Technology (ICCIT)*, Tunisia, June 2012.
- [Boucetta et al., 2014] Cherifa Boucetta, Hanen Idoudi, Leila Azzouz Saidane. PASC : Power Aware Scheduled Clustering in Wireless Sensor Networks. *International Symposium on Wireless Communication Systems (ISWCS)*, Spain, August 2014.
- [Boucetta et al., 2015a] Cherifa Boucetta, Hanen Idoudi, Leila Azzouz Saidane. Adaptive Scheduling with Fault Tolerance for Wireless Sensor Networks. *IEEE 81st Vehicular Technology Conference : VTC 2015-Spring*, May 2015, Glasgow, Scotland.
- [Boucetta et al., 2015b] Cherifa Boucetta, Hanen Idoudi, Leila Azzouz Saidane. Ant Colony Optimization Based Hierarchical Data Dissemination in WSN. *11th IEEE IWCMC 2015*, August 2015, Dubrovnik, Croatia.
- [Boucetta et al., 2016a] Cherifa Boucetta, Hanen Idoudi, Leila Azzouz Saidane. Hierarchical Cuckoo Search-based Routing in Wireless Sensor Networks. *21st IEEE Symposium on Computers and Communication (ISCC 2016)*, Italy, June 2016.
- [Boucetta et al., 2016b] Cherifa Boucetta, Hanen Idoudi, Leila Azzouz Saidane, Halima ElBiaz. Tree based Modeling of Redundancy and Paths in Wireless Sensor Networks. *International Journal of Information and Communication Technology*, Inderscience Publishers, Vol 8, No 2/3, 2016, pp. 212-234.
- [Buddhikot et al., 2006] M. M. Buddhikot, P. Subramanian and S. Miller. Interference aware routing in multi-radio wireless mesh networks. *IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks (WiMesh)*, 2006.
- [Buyya et al., 2009] R. Buyya, C. S. Yeo, S. Venugopal, J. Broberg, and I. Brandic. Cloud computing and emerging IT platforms : Vision, hype, and reality for delivering computing as the 5th utility. *Journal of Future Generation Computer Systems*, Vol. 25, No 6, 2009, pp. 599-616.
- [Chandrakasan et al., 2000] Anantha Chandrakasan, Wendi Rabiner Heinzelman and Hari Balakrishnan. Energy-Efficient Communication Protocol for Wireless Microsensor Networks. *33rd Hawaii International Conference on System Sciences*, 2000.
- [Chang and Tassiulas, 2004] J. H. Chang, L. Tassiulas. Maximum lifetime routing in wireless sensor networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, Vol. 12, No 4, 2004, pp. 609-619.
- [Chen and Heinzelman, 2005] L. Chen, W. Heinzelman. QoS-aware Routing Based on Bandwidth Estimation in Mobile Ad Hoc Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 23, No 3, pp. 561 - 572, 2005.
- [Cheng and Liu, 2004] C. Cheng, X. Liu. Energy Node Placement in Wireless Sensor Networks. *Global Telecommunications Conference*, USA, 2004.

- 
- [Cheng et al., 2008] X. Cheng, P. Mohapatra, S. J. Lee. MARIA : Interference-Aware Admission Control and QoS Routing in Wireless Mesh Networks. IEEE ICC, 2008.
- [Cheng et al., 2015] Maggie X. Cheng, Yi Ling, and Brian M. Sadler. SINR-Based Connectivity Enhancement In Wireless Ad Hoc Networks. IEEE International Conference on Communications (ICC), UK, 2015.
- [Chiu et al., 2008] C.-Y. Chiu, Y.-L. Kuo, E. Wu, and G.-H. Chen. Bandwidth- Constrained Routing Problem in Wireless Ad Hoc Networks. IEEE Trans. Parallel and Distributed Systems, Vol. 19, No. 1, pp. 4-14, 2008.
- [De Couto et al., 2003] D. S. J. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket and R. Morris. A High-Throughput Path Metric for Multi-Hop Wireless Routing. 9th ACM International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom), 2003.
- [Dhillon and Chakrabarty, 2003] S. Dhillon, K. Chakrabarty. Sensor placement for effective coverage and surveillance in distributed sensor networks. IEEE Wireless Communications and Networking Conference, USA, 2003.
- [Dhivya and Sundarambal, 2011] M. Dhivya, M. Sundarambal. Cuckoo Search for data gathering in Wireless Sensor Networks. International Journal of Mobile Communications, Vol. 9, No. 6, 2011.
- [Dietrich and Dressler, 2009] I. Dietrich, F. Dressler. On the lifetime of wireless sensor networks. ACM Transactions on Sensor Networks (TOSN), Vol. 5, No 1, 2009, pp. 1-38.
- [Draves and Zill, 2004] R. Draves, and B. Zill. Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks. ACM MobiCom, 2004.
- [Edmonds, 1965a] J.Edmonds. Paths, trees, and flowers. Canadian Journal of Mathematics, Vol. 17, No 3, 1965.
- [Edmonds, 1965b] J.Edmonds. Maximum matching and a polyhedron with 0, 1- vertices. Journal of Research of the National Bureau of Standards, Vol. 69, No 1, 1965.
- [Ergin et al., 2008] M. A. Ergin, M. Gruteser, L. Luo, D. Raychaudhuri, H. Liu. Available bandwidth estimation and admission control for QoS routing in wireless mesh networks. Computer Communications, Vol. 31, No 9, pp. 1301-1317,2008.
- [Fourati et al., 2015] Hend Fourati, Hanen Idoudi, Thierry Val, Adrien Van Den Bossche and Leila Saidane. Performance evaluation of IEEE 802.15.6 CSMA/CA-based CANet WBAN. 12th ACS/IEEE International Conference on Computer Systems and Applications (AICCSA), Marrakech, November 2015.
- [Fourati et al., 2016] Hend Fourati, Hanen Idoudi and Leila Saidane. Overview of 4 Emerging Mechanisms for E-health Communications. International Journal of Systems, Control and Communications (IJSCC), Inderscience Publishers, Vol 7, No 4, pp 337-359 2016.
- [Fourati et al., 2016b] Hend Fourati, Hanen Idoudi, Leila Azzouz Saidane. Modeling and Enhancement of IEEE 802.15.6. 12th IEEE IWCMC, Cyprus, 2016.
- [Fourati et al., 2016c] Hend Fourati, Hanen Idoudi and Leila Azouz Saidane. A novel IEEE 802.15.6 CSMA/CA Service Differentiation. 13th ACS/IEEE International Conference on Computer Systems and Applications (AICCSA), Agadir, Morocco, 2016.
- [Garetto et al., 2007] M. Garetto, M. Gribaudo, C.F. Chiasserini, E. Leonardi. A distributed sensor relocation scheme for environmental control. ACM/IEEE Int. Conf. on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems (MASS), USA, 2007.
- [Garhwal and Bhattacharya, 2011] Anita Garhwal and Partha Pratim Bhattacharya. A Survey on dynamic spectrum access techniques for cognitive radio. International Journal of Next-Generation Networks (IJNGN), Vol. 3, No 4, 2011.
- [Ghannay et al., 2009] S. Ghannay, S.M. Gammar, F. Filali, F. Kamoun. Multi-radio multi-channel routing metrics in IEEE 802.11s-based wireless mesh networks - And the winner is ... ?. Communications and Networking (ComNet), 2009.

- 
- [Gondran and Minoux, 1994] Michel Gondran, Michel Minoux. Graphes et algorithmes. Edition Eyrolles, ISSN 0399-4198, 1994.
- [Gungor et al., 2013] V. Cagri Gungor, Dilan Sahin, Taskin Kocak, Salih Ergut, Concettina Buccella, Carlo Cecati, and Gerhard P. Hancke. A Survey on Smart Grid Potential Applications and Communication Requirements. *IEEE Transactions on Industrial Informatics*, Vol. 9, No 1, 2013.
- [Han et al., 2010] X. Han, X. Cao, E. L. Lloyd, and C.-C. Shen. Fault-tolerant relay node placement in heterogeneous wireless sensor networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, Vol. 9, No 5, 2010, pp. 643-656.
- [Haque et al., 2012] Md. Alimul Haque, Md. Faizanuddin, N. K. Singh. A Study of Cognitive Wireless Sensor Networks : Taxonomy of Attacks and Countermeasures. *World Applied Programming*, Vol. 2, No 11, 2012.
- [Heinzelman et al., 2002] W. B. Heinzelman, A. P. Chandrakasan, and H. Balakrishnan. An application-specific protocol architecture for wireless microsensor networks. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, Vol. 1, No 4, 2002.
- [Hou et al., 2012] R. Hou, K-S. Lui, F. Baker, and J. Li. Hop-by-Hop Routing in Wireless Mesh Networks with Bandwidth Guarantees. *IEEE TRANSACTIONS ON MOBILE COMPUTING*, Vol. 11, No. 2, pp. 264-277, 2012.
- [Houaidia et al., 2011] Chiraz Houaidia, Hanen Idoudi, Leila Azzouz Saidane. Improving Connectivity and Coverage of Wireless Sensor Networks Using Mobile Robots. *IEEE Symposium on Computer and Informatics (IEEE ISCI 2011)*, Kuala Lumpur, Malaysia, Mars 2011. pp 454-459.
- [Houaidia et al., 2013a] Chiraz Houaidia, Adrien van den Bossche, Hanen Idoudi, Thierry Val, Leila Azouz Saidane. Link Availability Aware Routing Metric For Wireless Mesh Networks. 10th ACS/IEEE International Conference on Computer Systems and Applications (AICCSA), Morocco, May 2013.
- [Houaidia et al., 2013b] Chiraz Houaidia, Adrien van den Bossche, Hanen Idoudi, Thierry Val, Leila Azzouz Saidane. Novel Link Availability Aware Metrics for Routing in Wireless Mesh Networks. *IEEE International Global Information Infrastructure Symposium (GIIS 2013)*, Trento, Italy, October 2013.
- [Houaidia et al., 2013c] Chiraz Houaidia, Adrien van den Bossche, Hanen Idoudi, Thierry Val, Leila Azouz Saidane, Experimental Performance Analysis of Routing Metrics in Wireless Mesh Networks. *IEEE IWCMC'2013*, pp 1011-1016, Italy, July 2013.
- [Houaidia et al., 2013d] Chiraz Houaidia, Hanen Idoudi, Adrien van den Bossche, Thierry Val, Leila Azouz Saidane. Impact of IEEE 802.11 PHY/MAC Strategies on Routing Performance in Wireless Mesh Networks. *AINA-International Symposium on Frontiers of Information Systems and Network Applications, FINA 2013*, pp 803-808, Spain, March 2013.
- [Houaidia et al., 2014] Chiraz Houaidia, Hanen Idoudi, Adrien van den Bossche, Thierry Val, Leila Azouz Saidane. Towards an Optimised Traffic-aware Routing in Wireless Mesh Networks. *International Journal of Space-Based and Situated Computing*. Inderscience Publishers. Vol. 4, No. 3/4, 2014, pp 217-232.
- [Houaidia et al., 2017] Chiraz Houaidia, Hanen Idoudi, Adrien van den Bossche, Leila Azouz Saidane, Thierry Val. Inter-flow and intra-flow Interference Mitigation Routing in Wireless Mesh networks. *Computer Networks (COMNET)*, Elsevier. Vol 120, June 2017, pp 141-156.
- [Idoudi, 2013] Hanen Idoudi. Efficient Forwarding with Power Saving and Load Balancing in Wireless Sensor Networks. *International Journal of Business Data Communications and Networking (IJBDCN)*, IGI Global publisher, Vol.9, No 2, 2013, pp. 45-60.
- [Idoudi, 2014] Hanen Idoudi. Lightweight Balanced Power Saving MAC Protocol for Wireless Sensor Networks. *IFIP International Conference on New Technologies, Mobility and Security (NTMS'2014)*, Dubai, UAE, March 2014.
- [Idoudi and Bennaceur, 2016] Hanen Idoudi, Jihen Bennaceur. Fault Tolerant Placement Strategy for WSN. *IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, Doha, Qatar, 2016.

- 
- [Idoudi and Hosni, 2017] Hanen Idoudi, Hosni Tawfik. Scheduling in Cognitive Radio Sensor Networks - An Auction-based Mechanism. *Ad Hoc & Sensor Wireless Networks*. Submitted.
- [Idoudi and Saed, 2014] Hanen Idoudi, Mustafa Saed. Security Considerations in WSN-Based Smart Grids. *WORLDCOMP-International Conference on Security and Management (SAM'14)*, Las Vegas, USA, July 2014.
- [Idoudi et al., 2011] Hanen Idoudi, Nahla Hmili and Leila Azouz Saidane. Energy Efficient Cross-Layer Architecture for Wireless Sensor Networks. *11th Mediterranean Microwave Symposium (MMS'2011)*, Hammamet, Tunisia, September 2011, pp. 126-129.
- [Idoudi et al., 2012] Hanen Idoudi, Chiraz Houaidia, Leila Azouz Saidane, Pascale Minet. Robots-Assisted Redeployment in Wireless Sensor Networks. *Journal of Networking Technology*, Dline publisher, Vol. 3, No. 1, March 2012, pp 1-12.
- [Idoudi et al., 2013] Hanen Idoudi, Fatma Soma, Leila Azouz Saidane. Alarms Management in Wireless Body Area Networks. *10th ACS/IEEE International Conference on Computer Systems and Applications (AICCSA)*, Morocco, May 2013.
- [Idoudi et al., 2014] Hanen Idoudi, Kevin Daimi and Mustafa Saed. Security Challenges in Cognitive Radio Networks. *World Congress on Engineering - The 2014 International Conference of Information Security and Internet Engineering (ICISIE)*, London, U.K., July, 2014, pp. 498-504.
- [Idoudi et al., 2017] Hanen Idoudi, Ons Mabrouk, Pascale Minet, Leila Azouz Saidane. Cluster-based Scheduling for Cognitive Radio Sensor Networks. *Journal of Ambient Intelligence & Humanized Computing*, Springer. Accepted.
- [IEEE, 2011] IEEE Standard for Local and metropolitan area networks part 15.4 : Low-Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs), 2011.
- [IEEE, 2012] IEEE Standard for Local and metropolitan area networks part 15.6 : Wireless Body Area Networks : IEEE Std 802.15.6-2012, 2012.
- [Jia et al., 2005] Z. Jia, R. Gupta, J. Walrand, and P. Varaiya. Bandwidth Guaranteed Routing for Ad-Hoc Networks with Interference Consideration. *IEEE Symp. Computers and Comm. (ISCC)*, 2005.
- [Kala et al., 2015] S.M. Kala , M. P. K. Reddy, R. Musham, B. R. Tamma. Radio co-location aware channel assignments for interference mitigation in wireless mesh networks. *ICACCI*, 2015.
- [Kala et al., 2016] S.M. Kala , M. P. K. Reddy, R. Musham, B. R. Tamma. Interference mitigation in wireless mesh networks through radio co-location aware conflict graphs. *Wireless Networks*, Vol. 22, No 2, pp. 679-702. 2016.
- [Khssibi et al., 2013] Sabri Khssibi, Hanen Idoudi, Adrien Van Den Bossche, Thierry Val and Leila Azouz Saidane. Presentation and analysis of a new technology for low-power wireless sensor network. *International Journal of Digital Information and Wireless Communications (IJDWC)*, SDIWC publisher, Vol. 3, No 1, 2013, pp 75-86.
- [Khssibi et al., 2014] Sabri Khssibi, Adrien Van Den Bossche, Hanen Idoudi, Thierry Val and Leila Azouz Saidane. Transmission de la voix sur des liens sans fil IEEE 802.15.4. *Journées Nationales des Communications Terrestres (JNCT 2014)*, ISBN 978-3-8417-3468-6, Toulouse, France, May 2014.
- [Khssibi et al., 2016] Sabri Khssibi, Adrien Van Den Bossche, Thierry Val, Hanen Idoudi and Leila Azouz Saidane. Optimization of IEEE 802.15.4 : Overview, Theoretical Study and Simulation. *International Journal of Information and Communication Technology*, Inderscience Publishers, Vol. 10, No 2, pp 119-135, 2017.
- [Kodialam and Nandagopal, 2005] M. Kodialam and T. Nandagopal. Characterizing the Capacity Region in Multi-Radio Multi-Channel Wireless Mesh Networks. *ACM MobiCom*, pp. 73-87, 2005.
- [Kour and Sharma, 2010] H. Kour, A. K. Sharma. Hybrid Energy Efficient Distributed Protocol for Heterogeneous Wireless Sensor Network. *International Journal of Computer Applications*, Vol. 4, No 6, 2010.
- [Leon et al., 2010] O. Leon, J. Hernandez-Serrano, M. Soriano. Securing cognitive radio networks. *Int. Journal of Communication Systems*, Vol. 23, No 5, 2010, John Wiley and Sons Ltd, pp. 633-652.

- 
- [Li et al., 2011] M. Li, W. Cheng, K. Liu, Y. He, X. Li, X. Liao. Sweep Coverage with Mobile Sensors. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, Vol. 10, No 11, 2011, pp. 1534-1545.
- [Lin et al., 2012] Y. Lin, J. Zhang, H.-H. Chung, W.-H. Ip, Y. Li, and Y.-H. Shi. An ant colony optimization approach for maximizing the lifetime of heterogeneous wireless sensor networks. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part C : Applications and Reviews*, Vol. 42, No 3, 2012, pp. 408-420.
- [Lindsey and Raghavendra, 2002] S. Lindsey, C. S. Raghavendra. Pegasus : Power efficient gathering in sensor information systems. *IEEE Aerospace Conference*, Montana, USA, 2002.
- [Ling et al., 2014] Mee Hong Ling, Kok-Lim Alvin Yau and Geong Sen Poh. Trust and reputation management in cognitive radio networks : a survey. *Security and Communication Networks*, Vol. 7, No 11, 2014, John Wiley and Sons Ltd, pp. 2160-2179.
- [Liu, 2012] Xuxun Liu. A Survey on Clustering Routing Protocols in Wireless Sensor Networks. *Sensors*, Vol. 12, 2012, pp. 11113-11153.
- [Liu and Wassell, 2011] R. Liu and I. J. Wassell. Opportunities and challenges of wireless sensor networks using cloud services. *Workshop on Internet of Things and Service Platforms*, New York, NY, USA, 2011.
- [Ma and Yang, 2007] M. Ma, Y. Yang. Adaptive triangular deployment algorithm for unattended mobile sensor networks. *IEEE Transactions on Computers*, Vol. 56, No 7, 2007, pp. 946-947.
- [Mabrouk et al., 2013] Ons Mabrouk, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Opportunistic Communications in Cognitive Radio Networks : an Overview. *African Journal of Information and Communication Technology*, Vol.7, No 2, 2013.
- [Mabrouk et al., 2014a] Ons Mabrouk, Hanen Idoudi, Ichral Amdouni, Ridha Soua, Pascale Minet, Leila Azouz Saidane. OTICOR : Opportunistic Time Slot Assignment in Cognitive Radio Sensor Networks. *The 28th IEEE International Conference on Advanced Information Networking and Applications(AINA-2014)*, Canada, May 2014.
- [Mabrouk et al., 2014b] Ons Mabrouk, Pascale Minet, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Conflict-free Opportunistic Centralized Time Slot Assignment in Cognitive Radio Sensor Networks. *16th IEEE International Conference on High Performance and Communications (HPCC'2014)*, Paris, France, August 2014.
- [Mabrouk et al., 2015] Ons Mabrouk, Pascale Minet, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Intra-Cluster Multichannel Scheduling Algorithm for Cognitive Radio Sensor Networks. *11th IEEE IWCMC 2015*, August 2015, Dubrovnik, Croatia.
- [Manian et al., 2011] Dhivya Manian, Murugesan Sundarambal, and J. Oswald Vincent. Energy efficient cluster formation in wireless sensor networks using cuckoo search. *Swarm, Evolutionary, and Memetic Computing*, Springer Berlin Heidelberg, 2011, pp. 140-147.
- [Mardini et al., 2014] W. Mardini, M. B. Yassein, Y. Khamayseh, B. A. Ghaleb. Rotated Hybrid, Energy-Efficient and Distributed (R-HEED) Clustering Protocol in WSN. *WSEAS Transactions on Communications*, 2014.
- [Mei et al., 2006] Y. Mei, C. Xian, Y. Charlie. Repairing Sensor Network Using Mobile Robots. *Workshop on Wireless Ad hoc and Sensor Networks*, 2006.
- [Min, 2013] Feng Li Min. The Research on Wireless Sensor Network Node Positioning based on Cuckoo Searching Algorithm and DV-Hop Algorithm. *Journal of Convergence Information Technology (JCIT)*, Vol. 8, No 6, 2013.
- [Misra et al., 2010] S. Misra, S. D. Hong, G. Xue, and J. Tang. Constrained relay node placement in wireless sensor networks : Formulation and approximations. *ACM/IEEE Transaction on Networking*, Vol. 18, No 2, 2010, pp. 434-447.
- [Movassaghi et al., 2014] S. Movassaghi, M. Abolhasan, J. Lipman, D. Smith, A. Jamalipour. Wireless Body Area Networks : A Survey. *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, Vol.16, No 3, 2014, pp. 1658 – 1686.



- 
- [Nadeem et al., 2013] Q. Nadeem, M. B. Rasheed, N. Javaid, Z. A. Khan, Y. Maqsood, and A. Din. MGEAR : Gateway-Based Energy-Aware Multi-hop Routing Protocol for WSNs. 8th International Conference on Broadband and Wireless Computing, Communication and Applications, France, 2013.
- [Olariu and Stojmenovi, 2006] S. Olariu, I. Stojmenovi. Design guidelines for maximizing lifetime and avoiding energy holes in sensor networks with uniform distribution and uniform reporting. IEEE INFOCOM, USA, 2006.
- [Ramachandran et al., 2006] K. N. Ramachandran, E. M. Belding, K. C. Almeroth, M. M. Buddhikot. Interference Aware Channel Assignment in Multi-Radio Wireless Mesh Networks. IEEE INFOCOM, 2006.
- [Rose and Helal, 2008] R. Bose, A. Helal. Distributed Mechanisms for enabling virtual sensors in service oriented intelligent environments. International Conference on Intelligent Environments, USA, 2008.
- [Saleem et al., 2014] K. Saleem, N. Fisal, J. Al-Muhtadi. Empirical Studies of Bio-Inspired Self-Organized Secure Autonomous Routing Protocol. IEEE Sensor journal, Vol. 14, No 7, 2014.
- [Shirkande and Vatti, 2013] S. D. Shirkande, R. A. Vatti. ACO based routing algorithms for ad-hoc network (WSN, MANETs) : A survey. International Conference on Communication Systems and Network Technologies (CSNT), 2013.
- [Smaragdakis et al., 2004] G. Smaragdakis, I. Matta, A. Bestavros. SEP : A Stable Election Protocol for clustered heterogeneous wireless sensor networks. International Workshop on Sensor and Actor Network Protocols and Applications (SANPA 2004), 2004.
- [Vijay et al., 2010] Gayathri Vijay, Elyes Bdira, Mohamed Ibnkahla. Cognitive approaches in Wireless Sensor Networks : A Survey. 25th Biennial Symposium on Communications, 2010.
- [Wang and Liu, 2011] B. Wang and K. J. Ray Liu. Advances in Cognitive Radio Networks : A Survey, IEEE Journal of Selected Topics in Signal Processing, Vol. 5, No. 1, 2011.
- [Wang et al., 2006] G. Wang, G. Cao, T.L. Porta. Movement-assisted sensor deployment. IEEE Transaction on Mobile Computing, Vol. 5, No 6, 2006, pp. 640-652.
- [Wang et al., 2011] Jianfeng Wang, Monisha Ghosh, and Kiran Challapali Philips, Emerging Cognitive Radio Applications : A Survey, IEEE Communications Magazine, March 2011.
- [WSNET, 2011] WSNET simulator. <http://wsnet.gforge.inria.fr>. Last Access 10/5/2011.
- [Xue and Ganz, 2002] Q. Xue, A. Ganz. QoS Routing for Mesh-Based Wireless LANs. International Journal of Wireless Information Networks, Vol. 9, No 3, pp. 179-190, 2002.
- [Xue and Ganz, 2003] Q. Xue, A. Ganz. Ad hoc QoS on-demand routing (AQOR) in mobile ad hoc networks. Journal of Parallel and Distributed Computing, Vol. 63, No 2, pp. 154-165, 2003.
- [Yang and Deb, 2009] Xin-She Yang and Suash Deb. Cuckoo Search via Levy flights. World Congress on Nature and Biologically Inspired Computing (NaBIC 2009), India, 2009.
- [Yang and Kravets, 2003] Y. Yang, R. Kravets. Contention-aware admission control for ad hoc networks. Univ. Illinois at Urbana-Champaign, Technical Report 2003-2337, 2003.
- [Yick et al., 2008] J. Yick, B. Mukherjee, D. Ghosal. Wireless sensor network survey. Computer Networks, Vol. 52, No 12, 2008, pp. 2292-2330.
- [Younis and Fahmy, 2004] O. Younis, S. Fahmy. Heed : A hybrid, energy-efficient, distributed clustering approach for ad hoc sensor networks. IEEE Transactions on Mobile Computing, Vol. 3, No 4, 2004, pp. 366-379.
- [Younis and Waknis, 2010] M. Younis, R. Waknis. Connectivity Restoration in Wireless Sensor Networks Using Steiner Tree Approximations. IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM), USA, 2010.
- [Zhang and Mouftah, 2005] B. Zhang and H. T. Mouftah. QoS routing for wireless ad hoc networks : problems, algorithms and protocols IEEE Communication Magazine, Vol. 43, pp. 110-117, 2005.
- [Zhu and Corson, 2002] C. Zhu and M.S. Corson. QoS Routing for Mobile Ad Hoc Networks. IEEE INFOCOM, 2002.

---

[Zhang et al., 2006] J. Zhang, T. Yan, and S. H. Son. Deployment strategies for differentiated detection in wireless sensor networks. IEEE Communications Society on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks (SECON), USA, 2006.

# Annexes

# Annexe A

## Curriculum Vitæ

**Hanen IDOUDI**

**Enseignante-chercheuse, Maître Assistante en Réseaux  
à l'Ecole Nationale des Sciences de l'Informatique, Tunisie**  
**Emails : h.idoudi@gmail.com et hanen.idoudi@ensi-uma.tn**

---

### A.1 Qualifications actuelles

- Maître assistante dans le domaine des réseaux de communication à l'Ecole Nationale des Sciences de l'Informatique (ENSI), université de la Manouba, Tunisie. Département Systèmes, Réseaux et Sécurité Informatique.
- Membre de l'équipe de recherche en Réseaux (RAMSIS), Laboratoire CRISTAL, ENSI.
- Point de contact national (PCN) pour le programme européen H2020 (thème Technologies de l'Information et de Communication), Commission Européenne-Direction Générale de la Recherche & Innovation Horizon 2020 – Ministère de l'Enseignement Supérieur et de la Recherche Scientifique.
- Coordinatrice de la licence LASTIC à l'Université Virtuelle de Tunis (UVT).
- Docteur et Ingénieur en Informatique.
- Titulaire d'une qualification française aux fonctions de Maître de Conférences, Section CNU 27 depuis février 2014.

## A.2 Études

<b>2004-2008</b>	<b>Doctorat en Informatique.</b> Thèse en Cotutelle entre l' <b>ENSI</b> , Université de la Manouba, Tunisie et l' <b>Université de Rennes 1</b> , France. Mention Très Honorable
<b>2000-2002</b>	<b>DEA (Diplôme des études approfondies) en Informatique</b> (Option RSM : Réseaux, Systèmes et Multimédia), <b>ENSI</b> , Université de la Manouba. Mention Très Bien.
<b>1998-2001</b>	<b>Diplôme d'Ingénieur en Informatique</b> , spécialité Systèmes et Réseaux Informatiques (SRI), <b>ENSI</b> , Université de la Manouba. Classement final : 12/101
<b>1996-1998</b>	Etudes préparatoires (Maths Sup Math Spé) aux cycles d'études d'ingénieurs, Institut préparatoire aux études scientifiques et techniques de la Marsa, Tunisie ( <b>IPEST</b> ). Classement au concours national : 73/1200

## A.3 Expérience professionnelle

<b>Depuis Juin 2009</b>	Maître assistante en Informatique à l' <b>ENSI</b> , Tunisie
<b>2005 – 2009</b>	Assistante permanente en Informatique à l' <b>ENSI</b>
<b>2003 – Juin 2005</b>	Assistante contractuelle à l' <b>ISAMM</b> , Université de la Manouba.
<b>2001 – 2004</b>	Ingénieur réseaux et système et responsable des formations à Opennet Software.

Autres positions non permanentes :

<b>Depuis Mars 2017</b>	Point de contact national (PCN) pour le programme européen H2020 (thème Technologies de l'Information et de Communication).
<b>Depuis Septembre 2014</b>	Coordinatrice de la licence LASTIC à l'Université Virtuelle de Tunis, Tunisie.

## A.4 Travaux de recherche

### A.4.1 Thématiques de recherche

**Durant la thèse de doctorat (2004-2008) :**

- Sujet : "Routage et stabilité dans les réseaux Ad hoc".
- Thèse en cotutelle entre l'IRISA, Université de Rennes 1, France et le laboratoire CRISTAL, à l'Ecole Nationale des Sciences de l'Informatique (ENSI). Soutenue le 22 Décembre 2008 avec la mention "Très Honorable" devant le jury composé de :
  - Professeur Bechir ElAyeb Président
  - Professeur Abderrahim Benslimane Rapporteur
  - Professeur Rafik Braham Rapporteur
  - Professeur Bernard Cousin Directeur de thèse
  - Professeur Abdelfettah Belghith Co-directeur de thèse

**Thématiques de recherche après la thèse (depuis 2009) :**

- Etude de problématiques liées aux protocoles de communication dans les réseaux sans fil multi-sauts : réseaux de capteurs, réseaux Mesh et réseaux radio cognitifs.
- Conservation de l'énergie, routage et déploiement dans les réseaux de capteurs sans fil à large échelle
- Routage et qualité de service dans les réseaux sans fil maillés.
- Gestion de spectre et ordonnancement des communications dans les réseaux sans fil radio cognitifs.
- Applications des réseaux de capteurs sans fil dans le domaine de la e-santé,
- Sécurité des communications dans les réseaux radio cognitifs.
- Modélisation, simulation et évaluation des performances des protocoles de communication.

**A.4.2 Co-encadrement de thèses**

Co-Encadrement, à partir de 2010, de 7 thèses de doctorat, dont 4 soutenues.

## A.4.2.1 Thèses soutenues

Doctorant	Sujet	Date de 1 <sup>ere</sup> inscription	Date de soutenance	(Co)Directeur(s)	Lieu d'inscription
Chérifa Boucetta	Vers un routage adaptatif dans les réseaux de capteurs à large échelle	Octobre 2011	Novembre 2016	Pr. Leila Azouz Saidane	ENSI
Chiraz Houaidia	Vers des mécanismes de routage robustes et optimisés pour un réseau sans fil métropolitain	Octobre 2011	Mai 2016	Pr. Leila Azouz Saidane et Pr. Thierry Val	ENSI et Université de Toulouse 2 Jean Jaurès ( <b>Co-tutelle</b> )
Ons Mabrouk	Communications opportunistes dans les réseaux radio cognitifs	Janvier 2013	Novembre 2015	Pr. Leila Azouz Saidane	ENSI
Sabri Khsibi	Utilisation d'un réseau de capteurs de canne pour la surveillance de personnes âgées.	Octobre 2010	Septembre 2015	Pr. Leila Azouz Saidane et Pr. Thierry Val	ENSI et Université de Toulouse 2 Jean Jaurès ( <b>Co-tutelle</b> )

## A.4.2.2 Thèses en cours

Doctorant	Sujet	Date de la 1 <sup>ere</sup> inscription	(Co)Directeur(s)	Lieu d'inscription
Jihen Ben-naceur	Sécurité des communications dans les réseaux radio cognitifs	Octobre 2015	Pr. Leila Azouz Saidane	ENSI
Mouna El-loumi	Faisabilité d'un réseau de surveillance à base de drones et de liaisons LTE	Janvier 2015	Pr. Leila Azouz Saidane et Pr. Benoît ESCRIG	ENSI et INPT Toulouse, France ( <b>Cotutelle</b> )
Hend Fourati	Qualité de service dans les applications e-health basées sur les réseaux de capteurs	Octobre 2014	Pr. Leila Azouz Saidane	ENSI

### A.4.3 Encadrement et co-encadrement de projets de Mastère de recherche

#### A.4.3.1 Mastères de recherche dirigés et encadrés

Etudiant	Date de soutenance	Sujet	Diplôme	Etablissement
Imen Rojbeni	Avril 2016	Mécanisme d'ordonnement sécurisé par la gestion des réputations dans les réseaux radio cognitifs.	Mastère de recherche en Informatique Décisionnelle et Intelligence Appliquée à la Gestion (IDIAG)	Ecole Supérieure de Commerce de Tunis (ESCT), Manouba
Manel Ben Ali	Février 2016	Clustering et Mobilité dans les réseaux radio cognitifs.	Mastère de recherche en IDIAG	ESCT, Manouba
Nourhène Landolsi	Décembre 2015	Résolution basée sur la théorie des graphes du problème d'allocation spatio-temporelle dans les réseaux de capteurs radio cognitifs	Mastère de recherche en IDIAG	ESCT, Manouba
Tawfik Hosni	Décembre 2015	Ordonnement des communications dans les réseaux de capteurs radio cognitifs basé sur la théorie des enchères.	Mastère de recherche en IDIAG	ESCT, Manouba
Khalil Mabrouk	Mars 2015	Routage par apprentissage de la mobilité dans les réseaux ad hoc mobiles	Mastère de recherche en Systèmes d'Information Intelligents	Institut Supérieur d'Informatique et de Gestion, Kairouan
Jihene Bennaceur	Janvier 2015	Déploiement tolérant aux pannes dans les réseaux de capteurs sans fil	Mastère de recherche en Réseaux Informatiques	ISITCOM, Sousse
Ranya Nassri	Décembre 2014	Affectation des canaux dans les réseaux Mesh sans fil	Mastère de recherche en IDIAG	ESCT, Manouba
Chaker Mouihbi	Décembre 2014	Etude de l'impact du déploiement sur le routage dans les réseaux de capteurs sans fil	Mastère de recherche en IDIAG	ESCT, Manouba
Oumaima Ben Abderrahim	Janvier 2013	Etude et estimation de la stabilité des liens dans les réseaux sans fil.	Mastère de recherche en IDIAG	ESCT, Manouba



### A.4.3.2 Mastères de recherche co-encadrés

Co-encadrement avec Professeur Leila Azouz Saidane, entre 2010 et 2013, de 03 projets de mastère de recherche soutenus.

Etudiant	Date de soutenance	Sujet	Diplôme	Etablissement
Fatma So-maa	Janvier 2013	Protocole MAC pour la gestion des alarmes dans les réseaux WBAN	Mastère de recherche en Réseaux	ENSI
Nahla Hmili	Septembre 2011	Mécanisme cross-layer pour le routage et la conservation d'énergie dans les réseaux de capteurs	Mastère de recherche en Réseaux	ENSI
Chiraz Houaidia	Juin 2011	Redéploiement de réseaux de capteurs en utilisant des robots mobiles.	Mastère de recherche en Réseaux	ENSI

### A.4.4 Coopération internationale et rayonnement scientifique

#### A.4.4.1 Projets de recherche internationaux

##### Projet où je suis responsable

1. **Projet DGRS-CNRS** (REF 15/R 1401). Titre : Infrastructure Interopérable et Sécurisée pour les Réseaux Radio Cognitifs (IIS-RRC). Durée : 2015 – 2016 (2 ans). Equipe RAMSIS, ENSI - Laboratoire LabSTIIC, équipe SFIIS, Télécom Bretagne, France. Principale investigatrice et responsable du projet.

##### Projets où je suis membre

1. **Projet EuroMéditerranée 3+3**. Titre : Auto-adaptivity in Wireless Sensor Networks (AWSN). Durée : 2012-2015. Partenaires : ENSI, ENSIAS, Maroc, INRIA Rocquencourt, France - Université de Catane, Italie. Participation au montage et implication dans les travaux conjoints.
2. **Projet DGRS-CNRS** (REF : 11/R 14-01). Titre : Architectures de communication basées sur les réseaux de capteurs pour la surveillance de personnes (ACOCASP). Durée : 2011 – 2013 (3 ans). Partenaires : Equipe RAMSIS, ENSI et Equipe IRT, IRIT, Université de Toulouse 2, France. Principale initiatrice de la coopération et et implication dans la coordination et les travaux conjoints.

#### A.4.4.2 Conférencier invité (présentation de 3 tutoriaux)

1. "Multichannel Scheduling techniques for Cognitive Radio Sensor Networks" tutorial présenté aux Journées Scientifiques Bettaher Hatem (JSB 2016), Monastir, Mars 2016. <http://jsb2016.sciencesconf.org/>

2. "**On Cognitive Radio Networks : Overview and Research Challenges**" tutorial présenté à JSB 2014, Djerba, Décembre 2014. <http://jsb2014.sciencesconf.org/>
3. "**Réseaux radio cognitifs : concepts et challenges**" tutorial présenté aux Journées Nationales des Communications Terrestres (JNCT 2014), Toulouse, France, Mai 2014. <http://sites.google.com/site/jnct2014/programme>

#### A.4.4.3 Participation à l'organisation de conférences internationales

- Technical co-chair de International conference on Performance Evaluation and Modeling in Wired and Wireless Networks. Toutes les éditions : (IFIP PEMWN 2017 et 2016), 2015, 2014, 2013, 2012.
- Publicity co-chair de International Conference on Security and Management (SAM), Las Vegas, USA, (3 éditions : 2015, 2014 et 2013).
- Organisatrice et Chair de la session spéciale : Special Track on "Wireless Networks Security" of the International Conference on Security and Management (SAM), Las Vegas, USA, 2014.
- Membre du comité d'organisation de l'école d'automne en Analyse d'Algorithme et Modèles Aléatoires (ADAMA 2012), Mahdia, Tunisie, 2012.

#### A.4.4.4 Participation au comité de programme de conférences internationales (liste non exhaustive)

- International Conference on Mobile, Secure and Programmable Networking (MSPN'2017), Paris, 2017
- International Conference on Intelligent Information Processing, Security and Advanced Communication (IPAC 2016), Prague, 2016
- The 6th International Conference on Smart Communications in Network Technologies, (SaCCoNeT 2016), Maroc, 2016
- IEEE International Conference on Parallel, Distributed and Grid Computing, PDGC-20122016
- International Conference on Security and Management (SAM), USA, 2012 2016.
- Pan African Conference on Science, Computing and Telecommunications, PACT'2014, Tanzania, 2014.
- Third International Symposium on Pattern Recognition and Image Processing (PRIP - 2014), India, September 2014.
- International Workshop on WIRELESS NETWORKS and mobile COMMUNICATIONS : WINCOM 2014, Maroc.
- International Workshop on RFID and Adaptive Wireless Sensor Networks(RAWSN). 2013 et 2014, Marrakech, Maroc.
- ACM MobiHoc Workshop on Pervasive Wireless Healthcare (MobileHealth 2013), July 2013, India.
- 6th IEEE GlobeCom- International Workshop on Heterogeneous, Multi-Hop, Wireless and Mobile Networks, USA, 2011
- International Conference on Wireless Networks (ICWN'09), USA, 2009

#### A.4.4.5 Participation à des conférences internationales

- IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2016), Qatar, Avril 2016.
- IFIP/IEEE international conference on Performance Evaluation and Modeling in Wired and Wireless Networks (IFIP PEMWN 2016), Paris, France, Novembre 2016.
- Journées Scientifiques Hatem Bettaher (JSB 2016), Monastir, Mars 2016.
- PEMWN 2012-2015 (chaque année), Tunisie.
- IFIP/IEEE International Conference on New Technologies, Mobility and Security (IFIP NTMS 2014), Dubai, Mars, 2014
- SAM et Wordlcomp 2014, Las Vegas, USA, Juillet 2014.
- Journées Scientifiques Hatem Bettaher (JSB 2014), Djerba, Décembre 2014.
- Journées Nationales des Communications Terrestres (JNCT 2014), Toulouse, France, Mai 2014.
- ICANN 49, Singapour, Mars 2014.
- ICANN 51, Los Angeles, Octobre 2014
- Europython, Florence, Italie, Juillet 2013.
- International Conference on Networked Systems, NETYS 2013, Marrakech, Maroc, 2013.
- International Conference on Communications and Information Technology (ICCIT 2012), Hammamet, Tunisie, Juin 2012.
- 11th Mediterranean Microwave Symposium (MMS'2011), Hammamet, Tunisie, Septembre 2011.
- IEEE Symposium on Computer and Informatics (IEEE ISCI 2011), Malaisie, Mars 2011.

#### A.4.4.6 Evaluation d'articles scientifiques pour des revues internationales indexées et avec comité de lecture

- Computer Communication, Elsevier.
- Ad Hoc & Sensor Wireless Networks, Old City Publishing.
- IEEE Transactions on Industrial Electronics, IEEE.
- Wireless Networks, Springer.
- Security and Communication Networks, Wiley.
- The KSII Transactions on Internet and Information Systems.
- International Journal of Sensor Networks, Inderscience.
- Journal of Convergence Information Technology.
- Mathematical and Computer Modelling : an International Journal. Elsevier.

#### A.4.4.7 Prix et distinctions scientifiques

- Juillet 2014 : **Achievement Award** de International conference on Security and Management (SAM), Las Vegas, USA.
- Juillet 2013 : **Achievement Award for service** de the International conference on Security and Management, Las Vegas (SAM), USA.
- Juillet 2013 : **Google Grant** dans le cadre du programme **Google Women in Tech Conference and Travel Grant EMEA 2013** pour assister à la conférence internationale Europython, Florence, Italy.

- Juillet 2011 : allocataire d'une bourse de **Séjour Scientifique de Haut Niveau** (SSHN) de la part de l'Institut Français de Tunis.

#### A.4.4.8 Séjours scientifiques en France

##### Séjours à l'IRIT, Toulouse

- Mai 2014 : Chercheur visiteur à l'IRIT, Toulouse, France (1 semaine).
- Octobre 2013 : Chercheur visiteur à l'IRIT, Toulouse,(1 semaine dans le cadre du projet ACOCASP).
- Novembre 2012 : Chercheur visiteur à l'IRIT, Toulouse (1 semaine dans le cadre du projet ACOCASP).
- Janvier 2012 : Chercheur visiteur à l'IRIT, Toulouse (1 semaine dans le cadre du projet ACOCASP).
- Juillet 2011 : Chercheur visiteur à l'IRIT, Toulouse, France, séjour scientifique de haut niveau (SSHN) financé par une bourse Egide (2 semaines).

##### Séjours à INRIA-Rocquencourt, France

- Décembre 2014 : Chercheur visiteur à INRIA-Rocquencourt, France (1 semaine dans le cadre du projet AWSN).
- Septembre 2013 : Chercheur visiteur à INRIA-Rocquencourt, France (1 semaine dans le cadre du projet AWSN).

##### Séjours à Télécom Bretagne, France

- Décembre 2015 : Chercheur visiteur, 1 semaine dans le cadre du projet IIS-RRC.

##### Séjours à ENSIAS, Maroc

- Novembre 2015 : Chercheur visiteur à ENSIAS, Maroc (1 semaine dans le cadre du projet AWSN).
- Mai 2013 : Chercheur visiteur à ENSIAS, Maroc (1 semaine dans le cadre du projet AWSN).

## A.5 Activités pédagogiques

### A.5.1 Enseignement

Cours enseignés (triés par niveau d'études)

Intitulé du cours	Niveau et Public cible	Etablissement	Volume (Cours)	Volume (Cours Intégrés)	Années universitaires
<b>Réseaux de Nouvelle Génération</b>	M1- Mastère de recherche en Informatique et Réseaux	Faculté des sciences de Gabès	28		2016/2017
<b>Réseaux de Nouvelle Génération</b>	M1-Mastère de recherche en Informatique IDIAG	Ecole Supérieure de Commerce de Tunis	42		2013/2014
<b>Administration des Réseaux</b>	Mastère professionnel en Sécurité des Réseaux	ENSI	30		2009/2010
<b>Introduction aux Réseaux</b>	Mastère professionnel en Sécurité des Réseaux	ENSI	15		2009/2010
<b>Méta heuristiques et applications Réseaux</b>	3 <sup>me</sup> année cycle Ingénieur en Informatique/Filière RSR (bac +5)	ENSI	15		2016/2017
<b>Réseaux Locaux</b>	2 <sup>ème</sup> année cycle Ingénieur en Informatique (bac + 4)	ENSI		67,5	De 2012/2013 à présent
<b>Réseaux Informatiques</b>	2 <sup>me</sup> année cycle Ingénieur en Informatique	ENSI		45	De 2008/2009 à 2013/2014
<b>Programmation système et réseau sous Unix</b>	2 <sup>me</sup> année cycle Ingénieur en Informatique	ENSI		67,5	2010/2011 et 2011/2012
<b>Environnement Unix</b>	2 <sup>me</sup> année cycle Ingénieur en Informatique	ENSI		67,5	De 2005/2006 à 2010/2011
<b>Techniques de compilation</b>	2 <sup>me</sup> année cycle Ingénieur en Informatique	ENSI		45	De 2005/2006 à 2011/2012
<b>Introduction aux Systèmes d'exploitation</b>	1 <sup>re</sup> année cycle Ingénieur en Informatique (bac + 3)	ENSI		67,5	De 2011/2012 à présent
<b>Théorie des langages</b>	1 <sup>re</sup> année cycle Ingénieur en Informatique	ENSI		45	De 2005/2006 à 2008/2009

### Enseignement en ligne et pédagogie numérique

- Conception et tutorat de plusieurs cours en ligne.
- Montage d'un MOOC "Initiation au Shell Linux". Coopération entre l'UVT et l'IUT de Montpellier-Sète. Responsable et principale initiatrice.
- Participation à plusieurs formations et séminaires sur la pédagogie active, numérique et en ligne.
- 2 communications orales dans le cadre de conférences sur la pédagogie numérique.

### Liste des cours conçus et tutorés en ligne classés par niveau d'étude

Intitulé du cours	Niveau et Public cible	Etablissement	Années Univ.
Projet d'administration des réseaux et sécurité	M2- Mastère professionnel en Nouvelles Technologies de Télécommunication et Réseaux (N2TR)	Université Virtuelle de Tunis (UVT)	2014/2015
Réseaux Câblés	M1- Mastère professionnel en N2TR	UVT	De 2014/2015 à 2016/2017
Administration et sécurité des réseaux	M1- Mastère professionnel en N2TR	UVT	2013/2014
Réseaux de transmission de données	M1- Mastère professionnel en N2TR	UVT	2013/2014
Ingénierie des systèmes d'information	M1- Mastère professionnel en Management, Optimisation et Modernisation des Entreprises (MOME)	UVT	De 2012/2013 à 2016/2017
Administration du système Linux	3 <sup>me</sup> année licence en Sciences et Techniques de l'Information et de Communication (LASTIC)	UVT	De 2014/2015 à 2016/2017
Maintenance des infrastructures réseaux	3 <sup>me</sup> année Licence Réseaux et Services Informatique (RSI)	ISET Charguia, Tunis	2010/2011 & 2011/2012
Atelier sécurité et maintenance	3 <sup>me</sup> année Licence Réseaux et Services Informatique (RSI)	ISET Charguia, Tunis	2010/2011 & 2011/2012

#### A.5.2 Encadrement pédagogique

- Encadrement de 35 stages de fin d'études pour le cycle ingénieur en informatique à l'ENSI depuis 2009.
- Encadrement de 7 stages de fin d'études pour le mastère professionnel en Nouvelles Technologies des Télécommunications et Réseaux à l'Université Virtuelle de Tunis (UVT) depuis 2014.

- Encadrement de 6 stages de fin d'études pour la licence appliquée en Sciences et Techniques de l'Information et de Communication (LASTIC) à l'Université Virtuelle de Tunis (UVT) depuis 2014.
- Encadrement de plusieurs projets de conception et de développement pour les étudiants de la 2<sup>me</sup> année du cycle ingénieur à l'ENSI depuis 2009.

## A.6 Services administratifs

### A.6.1 Responsabilités administratives

- Coordinatrice pédagogique de la licence LASTIC à l'Université Virtuelle de Tunis (depuis Septembre 2014 jusqu'à maintenant).
- Point de contact national pour le programme européen Horizon 2020, thème Â« Primauté industrielle-TIC Â ». Depuis Mars 2017.
- Présidente du comité des délibérations des examens à l'ENSI (années universitaires 2009/2010 jusqu'à 2014/2015).
- Membre du comité de la réforme pédagogique à l'ENSI (2010-2011).
- Membre des jurys des soutenances du Mastère de recherche en Informatique à l'ESCT (2013-2016).
- Membre des jurys des soutenances du Mastère de recherche en Informatique à l'ENSI (2011-2013) et du Mastère professionnel en sécurité informatique (2007-2011) à l'ENSI.
- Membre des jurys des soutenances du Mastère professionnel N2TR à l'UVT (2014-2016).

### A.6.2 Implication dans la vie estudiantine

- Organisation d'une session de certification Linux LPIC-1 en 2011 pour les élèves ingénieurs à l'ENSI.
- Animation et encadrement de quelques activités des clubs à l'ENSI :
  - IEEE proctor (superviseur) pour la compétition IEEE extream (club IEEE Student Branch),
  - Membre et animatrice du club des logiciels libres (2008-2010).

## A.7 Divers

### A.7.1 Vie associative

- Membre active de ISOC (Internet Society) depuis 2012.
- Membre active de ICANN (Internet Corporation for Assigned Names and Numbers) depuis 2014.
- Membre IEEE depuis 2010.
- Membre du bureau fondateur de l'association TRINET (Tunisian association for Research and Innovation in NETworking) depuis 2012.

### A.7.2 Langues

- Arabe : langue native,
- Français : bilingue,
- Anglais : très bonne maîtrise à l'écrit et à l'oral,
- Italien : connaissances basiques.



# Annexe B

## Liste des publications

### Articles dans des revues internationales avec comité de lecture

1. Chiraz Houaidia, Hanen Idoudi, Adrien van den Bossche, Leila Azouz Saidane, Thierry Val. Inter-flow and intra-flow Interference Mitigation Routing in Wireless Mesh networks. *Computer Networks (COMNET)*, Elsevier. Vol 120, June 2017, pp 141-156.
2. Hanen Idoudi, Ons Mabrouk, Pascale Minet, Leila Azouz Saidane. Cluster-based Scheduling for Cognitive Radio Sensor Networks. *Journal of Ambient Intelligence & Humanized Computing*, Springer. Accepted.
3. Jihen Bennaceur, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Trust Management in Cognitive Radio Networks : A Survey. *International Journal of Network Management*, Wiley. Accepted (in production).
4. Sabri Khssibi, Adrien Van Den Bossche, Thierry Val, Hanen Idoudi and Leila Azouz Saidane. Optimization of IEEE 802.15.4 : Overview, Theoretical Study and Simulation. *International Journal of Information and Communication Technology*. Inderscience Publishers. Vol 10, No 2, 2017, pp 119-135.
5. Cherifa Boucetta, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Tree based Modeling of Redundancy and Paths in Wireless Sensor Networks. *International Journal of Information and Communication Technology*. Inderscience Publishers. Vol 8, No 2/3, 2016, pp 212-234.
6. Hend Fourati, Hanen Idoudi and Leila Saidane. Overview of 4 Emerging Mechanisms for E-health Communications. *International Journal of Systems, Control and Communications (IJSCC)*, Inderscience Publishers. Vol 7, No 4, 2016, pp 337-359.
7. Hanen Idoudi. Efficient Forwarding with Power Saving and Load Balancing in Wireless Sensor Networks. *International Journal of Business Data Communications and Networking (IJBDCN)*, IGI Global, Vol.9, No 2, 2013, pp 45-60.
8. Chiraz Houaidia, Hanen Idoudi, Adrien van den Bossche, Thierry Val, Leila Azouz Saidane. Towards an Optimised Traffic-aware Routing in Wireless Mesh Networks. *International Journal of Space-Based and Situated Computing*. Inderscience Publishers. Vol. 4, No. 3/4, 2014, pp 217-232.
9. Ons Mabrouk, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Opportunistic Communications in Cognitive Radio Networks : an Overview. *African Journal of Information and Communication Technology*, Vol.7, No2, 2013, pp 1-7.
10. Sabri Khssibi, Hanen Idoudi, Adrien Van Den Bossche, Thierry Val and Leila Azouz Saidane. Presentation and analysis of a new technology for low-power wireless sensor network. *International Journal of Digital Information and Wireless Communications (IJDIIWC)*, Vol. 3, No 1. pp 75-86.
11. Hanen Idoudi, Chiraz Houaidia, Leila Azouz Saidane, Pascale Minet. Robots-Assisted Redeployment in Wireless Sensor Networks. *Journal of Networking Technology, Dline*, Vol. 3, No. 1, pp 1-12.

---

## Communications avec actes dans des congrès internationaux

1. Jihen Bennaceur, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Game-based Secure Sensing for the CRN. 13th IEEE International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC), Spain, June 2017.
2. Mouna Elloumi, Riadh Dhaou, Benoit Escrig, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Designing an energy efficient UAV tracking algorithm. 5G-Workshop -13th IEEE International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC), Spain, June 2017.
3. Jihen Bennaceur, Sami Souihi, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane, Abdelhamid Mellouk. Game-based Secure Sensing for the Mobile Cognitive Radio Network. IEEE 28th Annual International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications (PIMRC 2017), Montreal, Canada, October, 2017.
4. Hanen Idoudi, Jihen Bennaceur. Fault Tolerant Placement Strategy for WSN. IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), Doha, Qatar, April 2016.
5. Hanen Idoudi, Oumaima Ben Abderrahim, Khalil Mabrouk. Generic Links and Paths Stability Model for Mobile Ad Hoc Networks. 12th IEEE IWCMC, Cyprus, September 2016.
6. Hend Fourati, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Modeling and Enhancement of IEEE 802.15.6. 12th IEEE IWCMC, Paphos, Cyprus, September 2016.
7. Cherifa Boucetta, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Hierarchical Cuckoo Search-based Routing in Wireless Sensor Networks. 21st IEEE Symposium on Computers and Communication (ISCC 2016), Italy, June 2016.
8. Hend Fourati, Hanen Idoudi and Leila Azouz Saidane. A novel IEEE 802.15.6 CSMA/CA Service Differentiation. 13th ACS/IEEE International Conference on Computer Systems and Applications (AICCSA), Agadir, Morocco, 2016.
9. Jihen Bennaceur, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. A trust game model for the cognitive radio networks. The IFIP International conference on Performance Evaluation and Modeling in Wired and Wireless Networks (PEMWN), Paris, France, November 2016.
10. Cherifa Boucetta, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Adaptive Scheduling with Fault Tolerance for Wireless Sensor Networks. IEEE 81st Vehicular Technology Conference (VTC Spring), May 2015, Scotland.
11. Cherifa Boucetta, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Ant Colony Optimization Based Hierarchical Data Dissemination in WSN. 11th IEEE IWCMC 2015, August 2015, Dubrovnik, Croatia.
12. Ons Mabrouk, Pascale Minet, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Intra-Cluster Multichannel Scheduling Algorithm for Cognitive Radio Sensor Networks. 11th IEEE IWCMC 2015, August 2015, Dubrovnik, Croatia.
13. Hend Fourati, Hanen Idoudi, Thierry Val, Adrien Van Den Bossche and Leila Saidane. Performance evaluation of IEEE 802.15.6 CSMA/CA-based CANet WBAN. 12th ACS/IEEE International Conference on Computer Systems and Applications (AICCSA), Morocco, November 2015.
14. Hend FOURATI, Sabri KHSSIBI, Thierry Val, Hanen Idoudi, Adrien Van Den Bossche and Leila Saidane, Comparative study of IEEE 802.15.4 and IEEE 802.15.6 for WBAN-based CANet, The international conference on Performance Evaluation and Modeling in Wired and Wireless Networks (PEMWN), Tunisia, November 2015
15. Mouna Elloumi, Hanen Idoudi, Riadh Dhaou and Benoit Escrig. Unmanned Aerial Systems : Overview and Open Challenges, The international conference on Performance Evaluation and Modeling in Wired and Wireless Networks (PEMWN), Tunisia, November 2015.
16. Ons Mabrouk, Hanen Idoudi, Ichral Amdouni, Ridha Soua, Pascale Minet, Leila Azouz Saidane. OTICOR : Opportunistic Time Slot Assignment in Cognitive Radio Sensor Networks. The 28th IEEE International Conference on Advanced Information Networking and Applications (AINA-2014), Canada, May 2014.

- 
17. Hanen Idoudi. Lightweight Balanced Power Saving MAC Protocol for Wireless Sensor Networks. IFIP International Conference on New Technologies, Mobility and Security (NTMS'2014), Dubai, UAE, March 2014.
  18. Ons Mabrouk, Pascale Minet, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Conflict-free Opportunistic Centralized Time Slot Assignment in Cognitive Radio Sensor Networks. 16th IEEE International Conference on High Performance and Communications (HPCC'2014), Paris, France, August 2014.
  19. Cherifa Boucetta, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. PASC : Power Aware Scheduled Clustering in Wireless Sensor Networks. International Symposium on Wireless Communication Systems (ISWCS), Spain, September 2014.
  20. Hanen Idoudi and Kevin Daimi. Security Challenges in Cognitive Radio Networks. International Conference of Information Security and Internet Engineering (ICISIE) - World Congress on Engineering, London, U.K., July, 2014.
  21. Hanen Idoudi, Mustafa Saed. Security Considerations in WSN-Based Smart Grids. WORLDCOMP-International Conference on Security and Management (SAM), Las Vegas, USA, July 2014.
  22. Rihab Ben Aicha and Hanen Idoudi. Security of Online Social Networks. WORLDCOMP - International Conference on Security and Management (SAM'14), Las Vegas, USA, July 2014.
  23. Chiraz Houaidia, Adrien van den Bossche, Hanen Idoudi, Thierry Val, Leila Azouz Saidane. Novel Link Availability Aware Metrics for Routing in Wireless Mesh Networks. IEEE International Global Information Infrastructure Symposium (GIIS 2013), Trento, Italy, October 2013.
  24. Chiraz Houaidia, Adrien van den Bossche, Hanen Idoudi, Thierry Val, Leila Azouz Saidane. Experimental Performance Analysis of Routing Metrics in Wireless Mesh Networks. IEEE IWCMC 2013 : the 9th International Wireless Communications and Mobile Computing Conference, Italy, July 2013.
  25. Hanen Idoudi, Fatma Somaa, Leila Azouz Saidane. Alarms Management in Wireless Body Area Networks. 10th ACS/IEEE International Conference on Computer Systems and Applications (AICCSA), Morocco, May 2013.
  26. Chiraz Houaidia, Adrien van den Bossche, Hanen Idoudi, Thierry Val, Leila Azouz Saidane. Link Availability Aware Routing Metric For Wireless Mesh Networks. 10th ACS/IEEE International Conference on Computer Systems and Applications (AICCSA), Morocco, May 2013.
  27. Chiraz Houaidia, Hanen Idoudi, Adrien van den Bossche, Thierry Val, Leila Azouz Saidane. Impact of IEEE 802.11 PHY/MAC Strategies on Routing Performance in Wireless Mesh Networks. AINA-International Symposium on Frontiers of Information Systems and Network Applications, FINA 2013, Spain, March 2013.
  28. Ichrak Amdouni, Ridha Soua, Ons Mabrouk, Pascale Minet, Hanen Idoudi, Leila Saidane. OTI-COR : Throughput-Aware Time Slot Assignment in Cognitive Radio Sensor Networks. International Workshop on RFID and Adaptive Wireless Sensor Networks, Marrakech, Morocco, May 2013.
  29. Cherifa Boucetta, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Hierarchical Modeling of Redundancy and Paths in Wireless Sensor Networks. International Conference on Communications and Information Technology (ICCIT), Tunisia, June 2012.
  30. Ons Mabrouk, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Overview on the Opportunistic Communications in Cognitive Radio Networks. International Workshop on Performance Evaluation and Modelling in Wireless Networks (PEMWN), Tunisia, November 2012.
  31. Chiraz Houaidia, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane. Improving Connectivity and Coverage of Wireless Sensor Networks Using Mobile Robots. IEEE Symposium on Computer and Informatics (IEEE ISCI 2011), Kuala Lumpur, Malaysia, Mars 2011. pp 454-459.
  32. Hanen Idoudi, Nahla Hmili and Leila Azouz Saidane. Energy Efficient Cross-Layer Architecture for Wireless Sensor Networks. 11th Mediterranean Microwave Symposium (MMS'2011), Hammamet, Tunisia, September 2011. pp 126-129.
  33. Hanen Idoudi, Abdelfettah Belghith, Miklos Molnar. Trade-offs between Optimality and Validity in Probabilistic Routing for Mobile Multi-Hop Networks. International Conference on Communications In Computing (CIC 2008). Las Vegas, USA. 2008.

- 
34. Abdelfettah Belghith, Hanen Idoudi, and Miklos Molnar. Proactive Probabilistic Routing in Mobile Ad Hoc Networks. International Conference on Wireless Networks (ICWN'08). Las Vegas, USA. 2008.
  35. Abdelfettah Belghith, Adel Ben Mnaouer, Hanen Idoudi, Polymorphic Routing using Proactive and Probabilistic Approaches for MANETs. Proceedings of the 5th International ICST Conference on Heterogeneous Networking for Quality, Reliability, Security and Robustness (QSHINE'08). Hong Kong, China. 2008.
  36. Raymond Marie, Miklos Molnar, Hanen Idoudi. A Simple Automata Based Model for Stable Routing in Dynamic Ad-Hoc Networks. ACM International Workshop on Performance Monitoring, Measurement, and Evaluation of Heterogeneous Wireless and Wired Networks (PM2HW2N 2007). Chania, Greece. 2007.
  37. Hanen Idoudi, Miklos Molnar, Abdelfatteh Belghith, Bernard Cousin. Modeling Uncertainties in Proactive Routing Protocols for Ad Hoc Networks. IEEE International Conference on Information and Communication Technology (ICICT'07). Cairo, Egypt. 2007.
  38. Hanen Idoudi, Wafa Akkari, Abdelfatteh Belghith, Miklos Molnar. Alternance synchrone pour la conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc. Colloque International sur l'Informatique et ses Applications (IA'2006), Oujda, Morocco. 2006.
  39. Hanen Idoudi, Miklos Molnar, Abdelfatteh Belghith. Power Aware Alternation protocol : a novel power saving mechanism for ad hoc networks. International Conference on Performance Modelling and Evaluation of Heterogeneous Networks (Het-Net'05), U.K., 2005.

## Communications avec actes dans des congrès nationaux

1. Sabri Khssibi, Adrien Van den Bossche, Hanen Idoudi, Leila Azouz Saidane, Thierry Val. Transmission de la voix sur des liens sans fil IEEE 802.15.4. Journées Nationales des Communications Terrestres (JNCT 2014), ISBN 978-3-8417-3468-6, Toulouse-Blagnac, France, Mai 2014.
2. Chiraz Houaidia, Adrien Van den Bossche, Hanen Idoudi, Thierry Val, Leila Azouz Saidane. Impact des interférences dans un réseau sans fil multi-sauts. JNCT 2014 : Journées Nationales des Communications Terrestres, ISBN 978-3-8417-3468-6, Toulouse-Blagnac, France, Mai 2014.
3. Sabri Khssibi, Hanen Idoudi, Thierry Val, Adrien Van den Bossche. Classification des techniques d'allocation de GTS de la norme IEEE 802.15.4 et Proposition de Nouvelles Méthodes. Journées Doctorales en Informatique et Réseaux (JDIR'11), Belfort-Montbéliard, France, 2011.
4. Hanen Idoudi, Miklos Molnar, Abdelfatteh Belghith. Coopération synchronisée pour la conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc. Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles (CFIP'05), France. 2005.

## Résumé

Nos travaux se sont intéressés en premier lieu au problème de collecte de données sous contrainte d'économie d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil large échelle. Nous avons d'abord proposé diverses stratégies de déploiement et de re-déploiement tolérant aux pannes qui visent à assurer une connectivité totale et une couverture optimale et assurer une dissémination efficace des données. Nous nous sommes penchés ensuite sur la proposition de méthodes d'organisation hiérarchique des communications et nous avons montré l'intérêt d'une gestion efficace de la redondance spatiale des capteurs dans le cadre d'un mécanisme de clustering. Nous avons finalement proposé des stratégies de routage économes en énergie en combinant les approches d'organisation hiérarchique avec des méthodes de routage intelligentes.

Dans un second volet, nous avons considéré l'adoption de la radio cognitive dans les réseaux de capteurs sans fil. Afin de gérer efficacement l'accès opportuniste au spectre, nous avons formalisé d'abord le problème d'ordonnancement spatio-temporel des communications dans les réseaux de capteurs sans fil radio cognitifs. Ensuite, nous avons proposé des mécanismes d'ordonnancement spatio-temporels, centralisés puis hiérarchiques, permettant de réduire la durée totale d'ordonnancement des capteurs tout en réduisant leur consommation énergétique. Nos propositions tiennent compte des retours imprévus des utilisateurs primaires et de la mobilité des capteurs sans fil.

Dans un troisième volet, nous avons considéré le problème de routage orienté qualité de service dans les réseaux sans fil Mesh métropolitains. Dans le cadre du standard IEEE 802.11n, nous nous intéressons au déploiement d'un réseau Mesh et à la proposition de nouvelles approches de routage maximisant la bande passante offerte aux utilisateurs. Nous avons proposé, dans cet axe, de nouvelles métriques de routage orientées qualité de service. Notre contribution majeure a été la proposition d'une métrique qui tient compte des interférences inter et intra flux ainsi qu'un protocole de routage proactif qui tient compte de cette métrique pour la recherche des meilleurs chemins en terme de bande passante disponible.

**Mots clés :** réseaux de capteurs sans fil, réseaux sans fil radio cognitifs, réseaux sans fil Mesh, routage de données, organisation hiérarchique, stratégies de déploiement.

## Abstract

We first focused on the problem of power-aware data collection in large-scale wireless sensor networks. We proposed various fault tolerant deployment and redeployment strategies to ensure full connectivity and optimal coverage and to ensure efficient data dissemination. Next, we investigated hierarchical methods and we assessed the interest of efficient spatial redundancy management of the sensors within the framework of a clustering mechanism. We have therefore studied and proposed energy-efficient routing strategies by combining clustering with intelligent routing methods based on meta-heuristic approaches.

Afterwards, we considered the use of cognitive radio within wireless sensor networks. We first modeled the joint time slot and frequency assignment scheduling problem of communications in cognitive radio wireless sensors networks. Next, we proposed various spatial and temporal scheduling mechanisms, which operate either in centralized or hierarchical manner, reducing the total duration of scheduling of the cognitive sensors while reducing their energy consumption. Our proposals take into account the unexpected returns of primary users and the mobility of wireless sensors.

In a third part, we considered the problem of quality of service oriented routing in metropolitan Mesh wireless networks. Within the IEEE 802.11n standard, we are interested in deploying a Mesh network and proposing new routing approaches that maximize the bandwidth offered to users. We proposed new routing metrics that capture the links availability. Our major contribution in this direction was the proposition of a novel metric that takes into account the inter and intra flow interferences and the proposal of a proactive routing protocol that uses this metric to select the optimal paths in terms of available bandwidth.

**Keywords :** Wireless sensor networks, cognitive radio networks, wireless Mesh networks, routing, clustering, deployment strategies.