



AVERTISSEMENT

Ce document est le fruit d'un long travail approuvé par le jury de soutenance et mis à disposition de l'ensemble de la communauté universitaire élargie.

Il est soumis à la propriété intellectuelle de l'auteur. Ceci implique une obligation de citation et de référencement lors de l'utilisation de ce document.

D'autre part, toute contrefaçon, plagiat, reproduction illicite encourt une poursuite pénale.

Contact : ddoc-theses-contact@univ-lorraine.fr

LIENS

Code de la Propriété Intellectuelle. articles L 122. 4

Code de la Propriété Intellectuelle. articles L 335.2- L 335.10

http://www.cfcopies.com/V2/leg/leg_droi.php

<http://www.culture.gouv.fr/culture/infos-pratiques/droits/protection.htm>

THESE Préparée par
BEN SLIMANE JAMILA

**POUR OBTENIR LE TITRE DOCTEUR DE
L'ÉCOLE SUPÉRIEURE DES COMMUNICATIONS DE TUNIS
ET
L'UNIVERSITÉ DE LORRAINE**

**Spécialité « TECHNOLOGIE DE L'INFORMATION ET DE LA COMMUNICATION »
et « INFORMATIQUE »**

**ALLOCATION CONJOINTE DES CANAUX DE FREQUENCE
ET DES CRENEAUX DE TEMPS ET ROUTAGE AVEC QoS
DANS LES RESEAUX DE CAPTEURS SANS FIL DENSES ET
ETENDUS**

Soutenue publiquement le 12 Mars 2013 devant le jury composé de:

Président :	Noureddine BOUDRIGA	Professeur, Ecole Supérieure des Communications de Tunis
Rapporteurs :	Hervé GUYENNET	Professeur, Université de Franche- Comté
	Abdelfettah BELGHITH	Professeur, Ecole Nationale des Sciences de l'Informatique
Examineur :	Thomas NOEL	Professeur, Université de Strasbourg - Pole API
Directeurs de thèse :	Mounir FRIKHA	Maître de conférences, Ecole Supérieure des Communications de Tunis
	Ye-Qiong SONG	Professeur, Université de Lorraine

Remerciements

Je remercie en premier lieu mes deux directeurs de thèse Monsieur le Professeur Ye-Qiong Song (côté français) et Monsieur le directeur de Sup'Com Mounir Frikha (côté tunisien) d'avoir accepté de prendre la direction de ma thèse, de m'avoir assuré de leur confiance pendant ces années de thèse et de m'avoir permis de conclure cette belle expérience.

Monsieur Song m'a dispensé des précieuses conseils techniques et a mis gracieusement à ma disposition tout moyen nécessaire que ce soit matériel ou autre, sans oublier sa patience et ses encouragements. Monsieur Mounir qui m'a aidé gentiment sur les plans scientifiques et personnels. Je le remercie également pour sa patience et son suivi.

J'exprime mon infinie gratitude à Monsieur Anis Koubâa, Maître de Conférences à l'Université du Prince Soultan, pour m'avoir insufflé le goût de la recherche et m'avoir donné les outils pour réussir dans ce domaine. Je le remercie également pour sa patience, la qualité de son encadrement et les conseils qu'il m'a prodigués depuis notre première réunion à Sup'Com jusqu'à la fin de thèse. Je tiens ici à lui témoigner de mon profond respect.

Je remercie les rapporteurs de cette thèse. Merci également aux autres membres du jury qui ont accepté de juger ce travail.

Je remercie également tous ceux qui ont contribué à cette thèse :

Françoise Simonot, directrice de l'équipe TRIO qui m'a accueilli chaleureusement plusieurs fois au sein de son équipe de recherche. Najet Boughanmi, Bilel Nefzi, Hugo Cruz Sanchez, Shahram Nourizadeh, René Shott et Stacey Staples qui m'ont aidé sur les plans scientifiques et personnels par les nombreux échanges que nous avons eu. Je remercie tout autant les chercheurs et l'assistante Laurence Benini de l'équipe TRIO du laboratoire LORIA. Je remercie aussi tous les membres de l'unité de recherche MEDIATRON à Sup'Com en particulier Monsieur Mohammed Siala directeur de l'unité.

Je remercie affectueusement ma famille : ma mère, mon père, mes frères, mon mari et ma petite ainsi que mes amies Noura ghali, Sihem Trabelsi et Asma cherif Berregba pour l'aide qu'ils m'ont apporté, mais aussi leur soutien et leur patience pendant ces années de thèse.

Table des matières

Introduction générale	7
1 Contexte de la thèse	7
2 Problématique scientifique et choix technologique	8
3 Contributions	9
4 Plan du rapport de thèse	9

Chapitre 1 : Les Normes IEEE 802.15.4 et IEEE 802.15.4a : un aperçu
--

1 Introduction	11
2 Description générale de la norme IEEE 802.15.4	12
2.1 Les dispositifs du réseau	13
2.2 Les topologies du réseau	14
2.3 Couches physiques de la norme IEEE 802.15.4-2006	15
2.4 Couche MAC de la norme IEEE 802.15.4-2006	17
2.4.1 Les modes d'accès au support	17
2.4.2 Structure d'une super-trame IEEE 802.15.4-2006	18
3 Description générale de la norme IEEE 802.15.4a	19
3.1 Les dispositifs du réseau	19
3.2 Les topologies du réseau	20
4 Couches physiques de la norme IEEE 802.15.4a	20
4.1 Couche physique ULB, UWB PHY	20
4.1.1 Définition de l'ULB et évolution historique	20
4.1.2 Cadre réglementaire de la technologie ULB	21
4.1.3 Spécifications de la Couche Physique ULB	22
4.1.4 Les ressources spectrales de la technologie ULB	26
4.2 Couche physique Chirp Spread Spectrum, CSS PHY	27
4.2.1 Spécifications de la Couche Physique CSS	27

4.2.2	Les ressources spectrales de la couche CSS	28
4.3	Couche physique ULB vs CSS	29
5	Applications cibles pour les réseaux de capteurs sans fil	30
6	Conclusion	30

Chapitre 2 : Architecture en trois couches pour un réseau de capteurs sans fil dense et étendu	32
---	-----------

1	Introduction	32
2	Architecture d'un noeud capteur	32
3	Les différents facteurs de conception des réseaux de capteurs sans fil	33
4	Architectures des réseaux de capteurs sans fil	34
4.1	Architectures à un seul niveau	34
4.1.1	Topologie en étoile	34
4.1.2	Topologie maillée	35
4.2	Architectures multi-niveaux	36
4.2.1	Topologie en arbre ou en clusters	36
4.2.2	Topologie à deux niveaux pour les applications médicales	36
4.2.3	Topologie à trois niveaux pour les applications médicales	36
5	Architecture en trois niveaux pour un réseau de capteurs déployé en hôpital	37
5.1	La technologie Ultra Large Bande ULB	39
5.2	Réseau d'un patient (BSN)	40
5.2.1	Topologie du réseau BSN	41
5.2.2	Mode opérationnel	43
5.2.3	Classification des mesures physiologiques	45
5.3	Réseau individuel sans fil (PAN)	46
5.3.1	Topologie	46
5.3.2	Classification des données au sein d'un PAN	47
5.3.3	Mode opérationnel du réseau PAN	49
5.3.4	Routage des données au sein du réseau PAN	50
5.4	Réseau hospitalier sans fil (WHSN)	51
6	Conclusion	52

Chapitre 3 : Allocation des canaux de fréquence dans les réseaux de capteurs sans fil	53
--	-----------

1	Introduction	53
---	------------------------	----

2	État de l'art sur les méthodes d'allocation des canaux de fréquence dans les réseaux de capteurs sans fil	53
3	Configuration du réseau	55
4	Allocation statique des canaux de contrôle	56
4.1	Cas d'un réseau de 12 cellules	57
4.2	Cas général	61
4.3	Exemple de déploiement d'un réseau WHSN	67
5	Allocation des canaux de communication	67
5.1	Cas d'un réseau de 12 cellules	68
5.2	Cas général	72
5.3	Allocation dynamique des canaux de communication	76
6	L'implémentation du modèle UWBCAS et l'évaluation de ses performances . .	79
6.1	Scénario de simulation	79
6.2	Etude comparative des performances	81
6.2.1	Taux d'utilisation des ressources spectrales	81
6.2.2	Taux de transfert	83
6.2.3	Délai	83
6.2.4	UWBCAS vs MMSN	84
7	Conclusion	85

Chapitre 4 : Accès multi-canal multi-créneau de temps pour les réseaux de capteurs sans fil	86
--	-----------

1	Introduction	86
2	État de l'art sur les protocoles MAC à accès multi-canal dans les réseaux de capteurs sans fil	86
3	Le protocole PMCMTP, Prioritized Multi-Channel Multi-Time slots MAC Protocol	89
3.1	Le principe du protocole PMCMTP	89
3.1.1	Phase de synchronisation et demande des créneaux de temps .	89
3.1.2	Phase d'allocation des créneaux de temps par canaux de fréquence disponibles	91
3.1.3	Phase de transmission des données	94
3.2	Evaluation des performances du protocole PMCMTP	94
3.2.1	Scénario de base	95
3.2.2	Allocation des canaux par cycle élémentaire actif	96

3.2.3	Évaluation des métriques temporelles	97
3.2.3.a	Créneaux de temps nécessaires vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles et de la charge supportée	97
3.2.3.b	Délai moyen de bout en bout vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles	98
3.2.3.c	Délai moyen de bout en bout vs la variation du débit de transfert	99
3.2.3.d	Délai maximal de bout en bout vs la variation de la densité des noeuds	99
3.2.4	Évaluation du taux de transfert des données	99
3.2.4.a	Taux de transfert vs temps de simulation et variation de nombre de canaux de fréquence	99
3.2.4.b	Taux de transfert vs variation de la densité des noeuds	100
3.2.5	Évaluation de l'aspect énergétique	101
3.2.5.a	Énergie consommée	101
3.2.5.b	Durée du vie du réseau	103
3.2.5.c	Efficacité énergétique	103
3.2.5.d	Énergie consommée vs temps de simulation	104
3.2.5.e	Énergie consommée vs variation du nombre de ca- naux de communication alloués	105
3.2.5.f	Énergie consommée vs variation de la charge de don- nées supportée	106
3.2.5.g	Énergie consommée vs variation du nombre des noeuds	107
3.2.5.h	Énergie consommée vs variation du débit de transfert des données	108
3.2.6	Étude comparative de performance	109
3.2.7	Durée de vie du réseau	111
3.2.8	Efficacité énergétique	112
3.3	Implémentation du protocole PMCMTP et tests de validation	113
3.3.1	Environnement d'implémentation du protocole PMCMTP . .	113
3.3.2	Organisation de l'implémentation	113
3.3.2.a	Composant CoordinatorC	115
3.3.2.b	Composant DeviceC	115

3.3.2.c	Interface PMCMTP	115
3.3.3	Tests de validation du bon fonctionnement du protocole PMCMTP	116
3.3.3.a	Test de faisabilité d'accès multi-canal pour un réseau PAN de 5 dispositifs	116
3.3.3.b	Test de faisabilité d'accès multi-canal pour deux réseaux PANs de 5 dispositifs chacun	119
4	Conclusion	122

Chapitre 5 : Optimisation inter-couche des réseaux de capteurs sans fil maillés WM-SNs	124
---	------------

1	Introduction	124
2	État de l'art sur les solutions d'optimisation inter-couche pour les WMSNs . . .	124
3	Le modèle réseau et les notations adoptés	125
4	Le protocole PMCMTP avec le JSAR	129
5	Modèle d'optimisation inter-couche	131
5.1	Politique d'ordonnancement des cycles d'activité	133
5.2	Stratégie d'allocation des ressources	134
5.3	Mécanisme de routage multi-critère	135
5.3.1	Définition du paramètre X	137
5.3.2	Évaluation d'un chemin	137
5.3.3	Évaluation et sélection des X meilleurs chemins non-dominés	138
5.3.4	Sélection du meilleur chemin	138
5.4	Le principe de l'algorithme JSAR	138
6	Implémentation et évaluation du JSAR	141
6.1	Évaluation de l'algorithme JSAR	141
6.2	Évaluation des performances du réseau	143
6.2.1	Évaluation de la note de satisfaction SN	144
6.2.1.a	La note de satisfaction SN vs X	144
6.2.1.b	La note de satisfaction SN vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles	145
6.2.1.c	La note de satisfaction SN vs la variation du nombre des créneaux de temps disponibles	146

6.2.1.d	La note de satisfaction SN vs la variation du nombre des noeuds	146
6.2.1.e	JSAR vs PMCMTP et Dijkstra	147
6.2.2	Évaluation des métriques temporelles	148
6.2.2.a	Créneaux de temps vs X	148
6.2.2.b	Créneaux de temps vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles	148
6.2.2.c	Créneaux de temps vs la variation du nombre des noeuds	150
6.2.2.d	Créneaux de temps vs Cas de contraintes : JSAR vs PMCMTP et Dijkstra	150
6.2.3	Évaluation des métriques énergétiques	151
6.2.3.a	Consommation d'énergie vs X	151
6.2.3.b	Consommation d'énergie vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles	152
6.2.3.c	Consommation d'énergie vs la variation du nombre des créneaux de temps disponibles	154
6.2.3.d	Consommation d'énergie vs la variation du nombre des noeuds	154
6.2.3.e	JSAR vs PMCMTP et Dijkstra	154
7	Approche de calcul par opérateur pour le problème de routage multi-contrainte	156
8	Conclusion	158
Conclusion générale		159
Annexe A : Technologie Ultra Large Bande ULB		163
Annexe B : Simulateur réseau		164
Liste des publications		166
Table des figures		168
Liste des tableaux		172
Bibliographie		173

Introduction générale

1 Contexte de la thèse

Les réseaux de capteurs sans fil représentent une technologie émergente, rencontrés dans de nombreuses applications potentielles comme : les applications militaires (télésurveillance de champs de bataille, détection d'ennemis, etc.), les applications de surveillance de l'environnement (détection de feux dans de grandes zones forestières, observation d'environnements naturels, suivi d'écosystèmes), les applications d'analyses biomédicales et surveillance médicale (détection de cancer [New, 2011], rétine artificielle [Ret,], taux de glucose, diabète, etc.), les applications d'immotique et domotique, les applications de transports (automatisations diverses, prévention des accidents, etc), les applications de contrôle industriel et les applications de sécurité.

Sans perte de généralité, nous avons choisi le domaine des applications de réseaux de capteurs sans fil dans les hôpitaux, qui soulèvent les défis suivants :

- le support de la qualité de service QoS pour offrir les meilleurs services et répondre aux différentes exigences,
- l'optimisation de la consommation d'énergie au sein du réseau pour étendre sa durée de vie, tout en maintenant les meilleures performances du réseau,
- la gestion de la mobilité afin de garantir les mêmes performances du réseau même avec la mobilité des patients,
- la protection nécessaire contre les champs électromagnétiques produits (contrainte sur les puissances d'émission).

Ce domaine assez général que nous avons choisi pour motiver nos travaux de recherche nous mène à résoudre les défis scientifiques précédemment énumérés.

Parmi les facteurs affectant la performance d'un tel réseau, nous nous intéressons en premier lieu à la configuration du réseau qui dépend de l'application supportée, puis aux méthodes de gestion et de partage de ressources et enfin à la façon de relayer les données captées jusqu'à un ou plusieurs noeud(s).

Pour le premier facteur, il est nécessaire de définir l'architecture réseau la plus adéquate aux applications de télé-suivi des patients en hôpital ainsi que les différentes interactions entre les membres du réseau. Le second et le troisième facteurs doivent être efficacement et conjointement traités afin d'assurer les meilleures performances du réseau.

C'est dans ce contexte que s'inscrit le thème du présent travail qui a pour objectif l'allocation conjointe des canaux de fréquence et des créneaux de temps et le routage avec QoS à critères multiples dans les réseaux de capteurs sans fil denses et étendus basés sur la couche physique ultra large bande (ULB) [Rousselot, 2010, Berthe *et al.*, 2009, Zhang *et al.*, 2009] de la norme

2 Problématique scientifique et choix technologique

La mise en place d'un réseau de suivi des patients en hôpital (hôpital intelligent) doit assurer la surveillance continue des paramètres physiologiques des patients et l'envoi en temps réel de leurs états et des alertes en cas d'urgence. Cela veut dire qu'il faut concevoir un réseau dense et à déploiement à grande échelle afin d'interconnecter les différents capteurs (biocapteurs et capteurs de communication) et d'assurer la couverture de l'hôpital. Cependant, la conception d'un tel réseau de capteurs se heurte à un certain nombre de difficultés techniques, provenant des contraintes imposées par les capacités réduites des capteurs individuels (basse puissance, énergie limitée et faible capacité de traitement et de stockage). Dans ce contexte, les réseaux de capteurs soulèvent de nouveaux problèmes qui s'ajoutent aux problèmes classiques rencontrés dans les réseaux de capteurs et qui portent sur la gestion des ressources (spectrale, temporelle et énergétique) du réseau et le support de la qualité de services à critères multiples. Nous reformulons ces problèmes à travers les questions suivantes :

- quelle sera l'architecture réseau la plus convenable à ce type d'application de suivi des patients en hôpital ?
- comment allouer efficacement les ressources du réseau en termes de canaux de fréquence et de créneaux de temps ?
- comment optimiser la consommation d'énergie des capteurs sans dégradation des performances du réseau ?
- quelle sera la méthode de routage de données la plus adéquate à ce type de réseau permettant le support de la QoS à critères multiples, l'équilibrage de la charge et l'optimisation de la consommation d'énergie ?

Pour répondre à ces questions, il faut proposer des solutions innovantes, évolutives et adaptées à l'application visée (surveillance médicale). Pour ce faire, notre démarche consiste consécutivement en les étapes suivantes :

- En première étape, à l'étude des normes IEEE 802.15.4 et IEEE 802.15.4a, l'identification des avantages et des inconvénients de différentes couches physiques définies et par conséquent le choix de la couche physique la plus convenable, puis l'exploitation de ses avantages pour assurer une communication efficace entre les membres du réseau. Vu les nombreux avantages de la technologie Ultra Large Bande (ULB, UWB) et afin de fournir une vision futuriste et novatrice dans cette thèse, nous avons opté pour le choix de la couche ULB de la norme IEEE 802.15.4a malgré le manque de ces cartes sur le marché actuel.
- En deuxième étape, à la définition du scénario réseau répondant aux exigences et contraintes auxquelles les réseaux de capteurs classiques ne peuvent pas répondre. Après l'identification des avantages et des inconvénients de différentes architectures réseau dans le contexte d'application médicale, nous avons opté pour le choix d'une architecture en trois niveaux adaptée au déploiement d'un réseau de capteurs sans fil en hôpital intelligent.
- En troisième étape, à la proposition des mécanismes efficaces de partage et d'allocation conjointe des ressources spectrales et temporelles en se basant sur les ressources disponibles, les informations relatives aux cycles d'activité et les contraintes applicatives à

satisfaire.

- En quatrième étape, à la conception d’une solution d’optimisation en inter-couche qui traite conjointement les problèmes d’ordonnancement des cycles d’activité des membres du réseau, de routage multi-critère et aussi de gestion efficace des ressources spectrales et temporelles pour assurer un meilleur compromis entre l’efficacité énergétique, le support de QoS (garanties temps réel, taux de transfert...) et la bonne gestion des ressources (spectrale en termes des canaux de fréquences et temporelle en termes des créneaux de temps par canal de fréquence) et l’amélioration de leurs utilisation.

Enfin, nous nous sommes appuyés sur la simulation et l’expérimentation réelle, moyennant des bancs d’essai réalistes, pour la validation, le test et l’évaluation des différents mécanismes proposés dans ce travail. Pour ce faire, nous avons proposé un nouveau simulateur de réseau personnalisé à temps discret programmé avec le langage JAVA qui se base sur quelques fonctionnalités de base du simulateur réseau Prowler [Pro, 2005] (Voir Annexe B). En ce qui concerne les tests en bancs d’essai nous avons utilisé des dispositifs MICAZ [Mic,] vu l’indisponibilité des dispositifs munis des cartes ULB, cependant cette contrainte technique n’influe pas sur les résultats des tests.

3 Contributions

Dans cette thèse nous nous intéressons précisément à proposer des solutions protocolaires permettant d’un côté de répondre au besoin de qualité de service (QoS) à critères multiples dans des réseaux de capteurs sans fil déployés en hôpitaux intelligents et d’un autre côté d’optimiser les ressources disponibles spectrales et temporelles ainsi que la consommation d’énergie dans ces réseaux. Tout d’abord, nous proposons une nouvelle architecture réseau en trois niveaux adaptée au déploiement d’un réseau de capteurs sans fil pour un hôpital avec des chambres hospitalières intelligentes [Ben Slimane *et al.*, 2009c, Ben Slimane, 2007]. Nous contribuons à l’amélioration de la gestion des ressources par la mise en place d’un mécanisme de partage des canaux de fréquence, UWBCAS [Ben Slimane *et al.*, 2012, Ben Slimane *et al.*, 2009a, Ben Slimane *et al.*, 2008], entre les sous réseaux actifs du réseau global et d’un nouveau protocole MAC, PMCMTP [Ben Slimane *et al.*, 2009b, Ben Slimane, 2011b, Ben Slimane *et al.*, 2010], au sein de chaque réseau actif pour assurer une allocation conjointe et efficace des canaux de fréquence et des créneaux de temps afin d’améliorer les performances du réseau. Nous proposons en plus une nouvelle solution d’optimisation en inter-couche qui traite conjointement les problèmes d’ordonnancement des cycles d’activité des membres du réseau, de routage multi-critère et aussi de gestion efficace des ressources spectrales et temporelles [Ben Slimane *et al.*, Ben Slimane, 2011a].

4 Plan du rapport de thèse

Le présent manuscrit est organisé en cinq chapitres :

Le premier chapitre introduit les standards IEEE 802.15.4 et IEEE 802.15.4a avec une description plus détaillée du second standard. Une telle étude nous mènera à choisir la couche ULB PHY pour les futurs réseaux de capteurs sans fil vu les multiples avantages qu’elle pré-

sente, permettant la conception d'un réseau de capteurs sans fil robuste à un très faible coût, une très faible consommation d'énergie, et dont les performances restent les plus élevées.

Le deuxième chapitre est consacré à la présentation de la nouvelle architecture réseau en trois niveaux pour un déploiement à grande échelle au sein d'un hôpital. Il détaille les différentes caractéristiques de chaque niveau de l'architecture réseau et les interactions possibles entre les différents niveaux.

Le troisième chapitre présente une nouvelle méthode d'allocation des canaux de fréquence ULB pour assurer le bon fonctionnement d'un réseau de capteurs sans fil (WSN) dense et étendu. Cette politique d'allocation des canaux ULB, nommée UWBCAS (Ultra Wide Band Channel Allocation Scheme), est destinée à la fois au trafic de communication et celui de contrôle.

Le quatrième chapitre détaille la conception, l'implémentation et l'évaluation d'un nouveau protocole MAC, PMCMTP (Prioritized Multi-channel Multi-time slot MAC Protocol), assurant un accès multi-canal multi-créneau de temps avec support de qualité de service au sein d'un réseau PAN (Personal Area Network).

Le dernier chapitre propose un algorithme qui traite simultanément les problèmes d'ordonancement des cycles d'activités des membres du réseau dans le but d'optimiser la consommation d'énergie, d'allocation efficace des canaux de fréquence et des créneaux de temps afin d'améliorer le taux d'utilisation des ressources et les performances du réseau et de routage avec support de QoS à critères multiples.

Les perspectives envisagées pour ces solutions innovantes sont nombreuses et font l'objet de la conclusion générale.

Chapitre 1 : Les Normes IEEE 802.15.4 et IEEE 802.15.4a : un aperçu

1 Introduction

L'utilisation à grande échelle de la technologie de transmission radio-fréquence (GSM, UMTS, WIMAX, ect.) a rendu le spectre RF très chargé. La plupart des systèmes RF actuels exploitent une transmission en bande étroite. Les traitements du signal très sophistiqués rendus possibles par l'électronique moderne permettent une utilisation efficace de cette bande passante. Malgré cela, le nombre croissant des terminaux épuise déjà presque toutes ces ressources communes en fréquence.

Face à une telle situation, la technologie ULB Ultra Large Bande (Ultra Wide Band, (UWB)), qui fut d'abord utilisée par la défense américaine pour les applications radars [Fontana, 2004], puis transportée aux applications de télécommunications, apparaît comme une solution prometteuse pour de nouveaux types de réseaux sans fil. Cette technologie est basée sur l'idée d'utilisation d'un signal de très faible densité spectrale comme vecteur de transmission, de façon que la transmission ULB puisse coexister dans un environnement chargé des signaux en bande étroite sans perturbation. Cet étalement à l'extrême de la bande passante conduit à utiliser des impulsions mono-cycle dans un système ULB. C'est pour cette raison qu'un système ULB est appelé souvent système de radio à impulsion. Cette technologie est susceptible d'être utilisée aussi bien pour les réseaux à haut débit que pour les réseaux à bas débit et à capacité de localisation précise due à la précision temporelle du signal ULB assurant une bonne finesse spatiale.

Suite à la réglementation de la commission fédérale des communications FCC (Federal Communications Commission), la société savante IEEE a créé deux groupes de travail pour définir de nouveaux standards utilisant la technologie ULB en définissant des nouvelles couches physiques alternatives aux standards IEEE 802.15.3 [Sta, 2003a] et IEEE 802.15.4-2006 [Sta, 2006] dédiés aux réseaux personnels sans fil (Wireless Personal Area Network (WPAN)) [Aubert and Zein, 2005].

Pour une faible complexité, un très faible coût et une très faible consommation d'énergie, la norme IEEE 802.15.4a a été conçue en proposant deux nouvelles couches alternatives au standard IEEE 802.15.4. Ce chapitre détaille les caractéristiques techniques des couches physiques et les mécanismes de la sous couche MAC définis par les standards IEEE 802.15.4-2006 et IEEE 802.15.4a [Sta, 2007], adaptés aux applications des réseaux de capteurs sans fil. Nous discutons aussi la capacité de localisation du protocole IEEE 802.15.4a lui permettant d'accomplir les exigences des applications des réseaux de capteurs sans fil. L'étude de la norme IEEE 802.15.4a

est dans le but de tirer profit des avantages de la couche physique ULB permettant la conception d'un réseau de capteurs robuste.

2 Description générale de la norme IEEE 802.15.4

Les travaux sur la norme IEEE 802.15.4 ont donné lieu à la création de plusieurs groupes de travail (TGs) à savoir :

- IEEE 802.15 TG4 : a défini les spécifications techniques du standard IEEE 802.15.4 publié en 2003 et rectifié en 2006 en proposant une couche MAC et quatre couches PHYs. La dernière révision du standard IEEE 802.15.4 est le standard IEEE 802.15.4-2011 publié en 2011, qui renforce l'intégration du standard IEEE 802.15.4 au marché, élimine toutes ambiguïtés et inclue les améliorations apprises suite aux implémentations du standard IEEE 802.15.4-2006.
- IEEE 802.15 TG4a : il définit les spécifications techniques du standard IEEE 802.15.4a publié en 2007 en proposant deux nouvelles couches PHYs alternatives, l'une utilise la technique ultra large bande et l'autre une technique d'étalement de spectre (Chirp Spread Spectrum CSS).
- IEEE 802.15 TG4b : il a pour tâche de proposer des améliorations et des clarifications spécifiques au standard IEEE 802.15.4-2003, telles que la résolution des problèmes d'ambiguïté, la réduction du niveau de complexité, l'augmentation de la flexibilité en matière de sécurité d'utilisation des clés, etc.
- IEEE 802.15 TG4c : il définit les spécifications techniques d'une nouvelle couche PHY alternative aux standards IEEE 802.15.4-2006 et IEEE 802.15.4a pour une utilisation dans les bandes (314MHz-316MHz), (430MHz-434MHz), et (779MHz-787MHz) en Chine. Le standard IEEE 802.15.4c est publié en 2009.
- IEEE 802.15 TG4d : il définit les spécifications techniques d'une nouvelle couche PHY alternative et les rectifications nécessaires de la couche MAC au standard IEEE 802.15.4-2006 pour une utilisation dans la bande (950MHz -956MHz) au Japon. Le standard IEEE 802.15.4d est publié en 2009.
- IEEE 802.15 TG4e : il a pour tâche de définir des améliorations et ajouter des nouvelles fonctionnalités à la couche MAC du standard IEEE 802.15.4-2006 afin de mieux soutenir les marchés industriels (comme le support des applications ISA SP100.11a) et d'assurer la compatibilité avec les modifications proposées pour les WPANs en Chine.
- IEEE 802.15 TG4f : il a pour tâche de définir deux nouvelles couches PHYs pour les systèmes à RFID actif dans les bandes 2.4 GHz, 433 MHz (Minimum Shift Keying (MSK) Physical Layer) et ULB (Low Rate Pulse Repetition Frequency (LRP-UWB) Physical Layer).
- IEEE 802.15 TG4g : il a pour tâche de définir des nouvelles couches PHYs pour les réseaux à voisinages intelligents. Il propose de fournir une norme mondiale qui facilite les applications, à très grande échelle, de contrôle des processus tels que les réseaux intelligents qui sont capables d'assurer une couverture géographique étendue incluant divers réseaux composés de millions de terminaux fixes avec une infrastructure minimale.
- IEEE 802.15 TG4j : il a pour tâche de définir une nouvelle couche PHY, pour la bande (2360MHz-2400MHz), au standard IEEE 802.15.4 et qui sera conforme aux règles MBAN

(Medical Body Area Networks) de la commission fédérale des communications (FCC). Pour soutenir cette nouvelle couche PHY, il peut également définir des modifications nécessaires à la couche MAC.

- IEEE 802.15 TG4k : il a pour tâche de définir une nouvelle couche PHY facilitant les communications point aux multi-milliers points pour le cas des infrastructures critiques de dispositifs de surveillance.

Nous nous intéressons dans la présente thèse seulement aux travaux réalisés par les groupes de travail TG4 et TG4a.

Le standard IEEE 802.15.4 [Sta, 2003b], publié en 2003 puis rectifié en 2006 [Sta, 2006], définit la couche physique (PHY) et la sous-couche de contrôle d'accès au médium (MAC) pour les réseaux locaux personnels à bas débit (LR-PANs). Il spécifie un réseau de communication qui assure la connectivité sans fil des applications à faible consommation d'énergie, à faible portée et à faible coût. Parmi les protocoles de haut niveau, basés sur la norme IEEE 802.15.4, il y a :

- ZigBee [Zig, 2004] : un standard industriel, de haut niveau et à faible coût et faible consommation d'énergie, pour les réseaux de capteurs sans fil. Basé sur la norme IEEE 802.15.4, ce standard propose en plus deux couches qui sont la couche réseau et la couche application.
- WirelessHART [Har, 2007] : WirelessHART, développé par la Fondation des communications HART, est un standard libre pour les réseaux sans fil opérant dans la bande ISM 2.4 GHz. Basé sur le protocole HART (Highway Addressable Remote Transducer Protocol), ce standard utilise les couches inférieures de la norme IEEE 802.15.4 et assure la synchronisation, l'auto-organisation et l'auto-configuration de l'architecture maillée.
- ISA 100.11a [ISA, 2007] : il a été approuvé le 12 août 2011 par le Comité 65C de la CEI en tant que PAS (Publicly Available Specification). L'ISA 100.11a vise les applications non critiques (surveillance, diagnostics, alarmes).

2.1 Les dispositifs du réseau

Un réseau conforme à la norme IEEE 802.15.4-2006 est appelé PAN (Personal Area Network). Le standard IEEE 802.15.4-2006 définit deux classes de dispositifs :

- Entité complète ou Full Function Device (FFD) : un FFD est un dispositif qui implémente la totalité de la spécification de la norme IEEE 802.15.4-2006 et qui peut soutenir trois modes d'opération, servant de :
 - * Coordinateur PAN : c'est le contrôleur principal du PAN. Ce dispositif identifie son propre réseau, auquel d'autres dispositifs peuvent être associés.
 - * Coordinateur : qui fournit des services de synchronisation par la transmission des trames beacons. Chaque coordinateur doit être associé à un coordinateur PAN, il n'a pas la possibilité de créer son propre réseau.
 - * Un simple dispositif : qui ne possède pas les fonctionnalités précédentes. Il représente un simple noeud associé à un coordinateur ou à un coordinateur PAN.
- Entité réduite ou Reduced Function Device (RFD) : le RFD est un dispositif opérant avec l'implémentation minimale du protocole IEEE 802.15.4-2006. Un RFD est prévu pour les applications extrêmement simples, comme un commutateur de courant ou un capteur infrarouge passif. Les RFDs peuvent s'associer à un seul FFD et ils ne sont pas obligés d'envoyer de grandes quantités d'informations.

2.2 Les topologies du réseau

Selon les besoins de l'application, la norme IEEE 802.15.4-2006 prévoit deux topologies : étoile (star) ou point à point (peer to peer).

– Topologie en étoile :

Dans la topologie étoile, les entités RFD sont connectées à un noeud FFD central appelé coordinateur du PAN (Voir Figure.1).

Chaque réseau PAN doit contenir un seul coordinateur PAN qui choisit un unique identificateur PAN qui ne peut pas être utilisé par un autre réseau ou au sein de la sphère de son influence. Les communications directes entre entités RFD sont impossibles et les messages sont forcement relayés par le coordinateur PAN, ce qui épuise vite sa batterie et réduit sa durée de vie. Une telle topologie est utilisée pour certaines applications telles que les périphériques PC exigeant un délai faible.

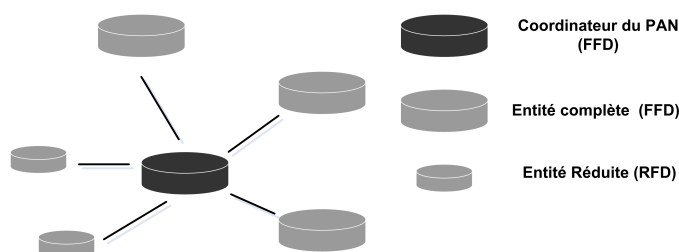


Figure 1 – Topologie étoile

– Topologie point à point :

Contrairement à la topologie en étoile, la topologie point à point est décentralisée et chaque noeud peut communiquer directement avec les autres noeuds de sa zone de couverture radio (Voir Figure.2).

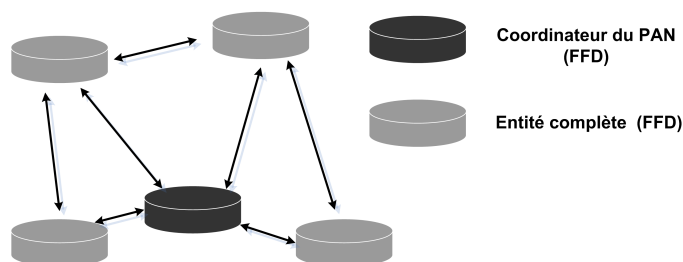


Figure 2 – Topologie point à point

– Topologies plus complexes :

A l'aide d'une couche réseau et d'un protocole de routage des paquets de données, il est possible d'élaborer des topologies plus complexes.

- * Topologie grappe d'arbres ou en arborescence : Le réseau grappe d'arbres ou réseau hiérarchisé est un cas particulier des réseaux point à point dans lequel la majorité des dispositifs sont des FFDs qui peuvent agir comme des coordinateurs et assurer la synchronisation aux autres dispositifs et coordinateurs mais un seul de ces coordinateurs peut être le coordinateur global du PAN. Un RFD se connecte à un réseau grappe

d'arbres en tant que feuille à la fin d'une branche vu que les RFDs ne sont pas capables d'associer d'autres dispositifs.

- * Topologie maillée : Avec la topologie maillée, ou mesh, tous les FFDs à portée radio les uns des autres peuvent dialoguer entre eux, sans structure hiérarchique, comme l'illustre la Figure.3.

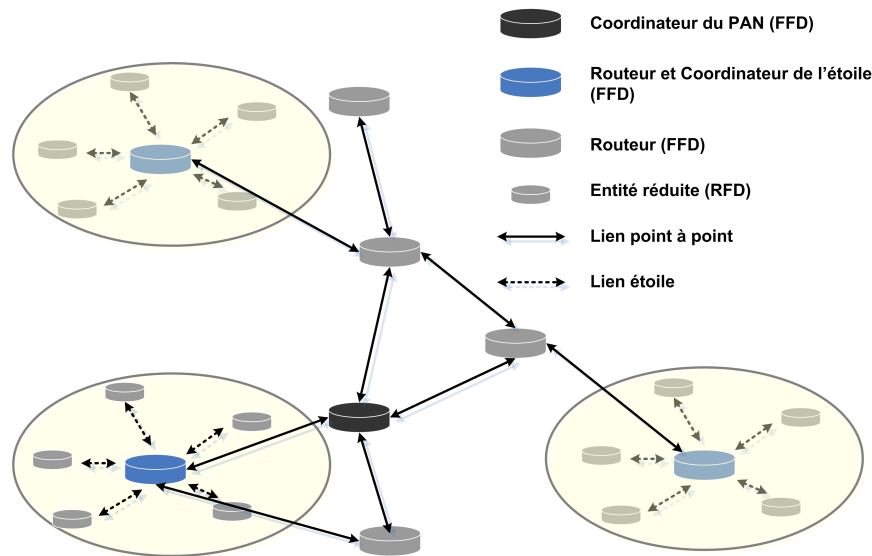


Figure 3 – Topologie maillée

2.3 Couches physiques de la norme IEEE 802.15.4-2006

Le standard IEEE 802.15.4-2006 spécifie quatre couches physiques dont deux sont optionnelles :

- La première couche PHY opérant dans la bande ISM 2.4 GHz : basée sur la technique d'étalement du spectre à séquence directe DSSS (Direct Sequence Spread Spectrum) et qui utilise la modulation O-QPSK (Offset Quadrature PSK). Elle offre les meilleures performances,
- La deuxième couche PHY opérant dans les bandes 868/915 : la bande 868 MHz pour une utilisation en Europe et la bande 915 MHz pour une utilisation en États-Unis. Cette couche PHY est basée sur la technique d'étalement de spectre à séquence directe DSSS et utilise la modulation binaire par déplacement de phase (BPSK, Binary Phase-Shift Keying),
- La troisième couche PHY opérant dans les bandes 868/915 (optionnelle) : basée sur la technique d'étalement de spectre à séquence directe DSSS et qui utilise la modulation d'offset en quadrature par déplacement de phase O-QPSK,
- La quatrième couche PHY opérant dans les bandes 868/915 (optionnelle) : basée sur la technique d'étalement de spectre à séquence parallèle (PSSS, Parallel Sequence Spread Spectrum) et qui utilise la modulation BPSK et celle en amplitude (ASK, Amplitude Shift Keying).

Le Tableau. 1 résume les caractéristiques de chaque couche PHY.

Tableau 1 – Caractéristiques des couches PHYs

Couche physique	Bande de fréquence [MHz]	Numéro du canal	Modulation	Débit binaire [kb/s]	Débit symbole[kb/s]
1	2400 - 2483.5	11,12,... 26	O-QPSK	250	62.5
2	868 - 868.6	0	BPSK	20	20
	902 - 928	1,2,... 10	BPSK	40	40
3	868 - 868.6	0	ASK	250	12.5
	902 - 928	1,2,... 10	ASK	250	50
4	868 - 868.6	0	O-QPSK	100	25
	902 - 928	1,2,... 10	O-QPSK	250	62.5

La norme IEEE 802.15.4-2006 a défini 27 différents canaux repartis en trois bandes de fréquence comme suit (Voir Figure.4) :

- 16 canaux de fréquence pour la bande de 2.4 à 2.4835 GHz,
- 10 canaux de fréquence pour la bande 902 à 928 MHz,
- un canal de fréquence pour la bande 868 à 868.6 MHz.

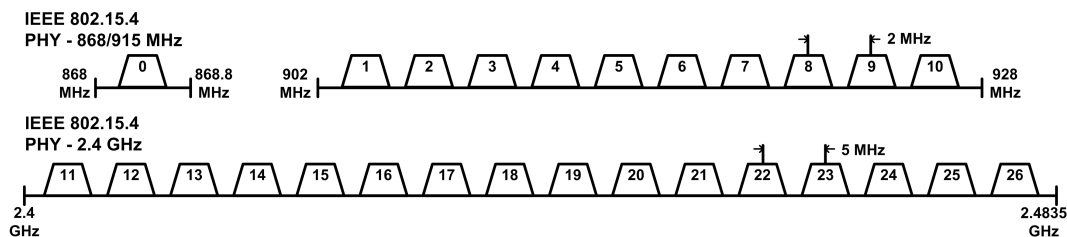


Figure 4 – Bandes de fréquence du standard IEEE 802.15.4-2006

Parmi les fonctions assurées par la couche PHY du standard IEEE 802.15.4-2006, il y a :

- Activation et désactivation de la transmission radio : cette fonctionnalité permet à l'émetteur d'avoir trois modes opérationnels : ON (en activité), OFF (en repos) et SLEEP (en sommeil) et de changer périodiquement d'un état à un autre suite à une demande de la couche MAC. Le but de cette fonction est de minimiser la consommation d'énergie.
- Détection d'énergie à la réception : cette fonction consiste à écouter le support pendant une période de temps et détecter s'il y a une transmission en cours sans l'identifier ou la décoder. Si l'énergie est importante dans le canal, cela signifie qu'il est fortement utilisé ou interféré. Le résultat de cette mesure est envoyé à la couche MAC ou utilisé dans la procédure CCA (Clear Channel Assessment).
- Commutation des canaux : en recevant une demande spécifique depuis la couche supérieure, la couche physique doit être capable d'accorder à l'émetteur le canal approprié par une sélection de fréquence.
- Évaluation de la qualité du canal : cette fonction est assurée par la définition d'un indicateur de la qualité du lien LQI (Link Quality Indication). Le résultat de cette mesure sera envoyé à la sous couche MAC qui va l'utiliser et le stocker.

- Transmission et réception de données : suite à une demande d'émission de la sous couche MAC, la couche physique active l'émission et la réception de données en utilisant les paramètres radio adéquats (modulation, étalement, bande de fréquence, etc.)
- Estimation de la disponibilité du canal (Clear Channel Assessment, CCA) : cette procédure vérifie si le support est occupé ou libre. Elle peut être réalisée selon trois modes :
 1. Mode 1 "Seuil d'énergie" : détermine si le support est occupé ou libre par la détection d'énergie et comparaison de son niveau par rapport au seuil.
 2. Mode 2 "Détection de l'onde porteuse" (Carrier Sense) : si un signal relatif à la modulation et l'étalement de spectre de la norme 802.15.4-2006 est détecté.
 3. Mode 3 "Détection de l'onde porteuse avec détection d'énergie" : similaire au mode 1 mais en introduisant une limite inférieure d'énergie afin de décider si les conditions de transmission sont favorables.

Un paquet PPDU (PHY Protocol Data Unit) est composé de trois champs (Voir Figure.5) :

- Un préambule de synchronisation SHR (Synchronization Header),
- Un entête physique PHR (PHY Header) contenant la longueur de la trame,
- Un champs de données PSDU (PHY Service Data Unit), de longueur variable, pour les données utiles incluant la trame de la sous-couche MAC.

SHR		PHR		PSDU
Préambule (4 octets)	SFD (1 octet)	Longueur de trame (7 bits)	Réservé (1 bit)	Données utiles variable

Figure 5 – Structure d'un paquet PPDU

2.4 Couche MAC de la norme IEEE 802.15.4-2006

Le rôle de la sous couche MAC du standard IEEE 802.15.4-2006 est d'assurer l'interfaçage avec la couche physique des réseaux LR-WPAN. Cette sous couche MAC assure :

- La génération des trames balises (beacons) dans le cas d'un dispositif en fonction de coordinateur,
- La synchronisation du réseau : le coordinateur PAN envoie périodiquement des trames balises pour synchroniser les membres de son réseau,
- Le support de sécurité,
- L'association et la dissociation du PAN,
- La garantie d'intégrité des données,
- L'utilisation du mécanisme CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) pour l'accès au support,
- La gestion des GTS (Guaranteed Time Slot),
- La garantie d'un lien fiable entre deux entités MAC.

2.4.1 Les modes d'accès au support

Le standard IEEE 802.15.4-2006 propose deux modes pour l'accès au support (Voir Figure.6) :

- Le mode avec synchronisation ou balisé "beacon enabled" : Ce mode est utilisé pour les réseaux à contrainte de synchronisation et à faible délai de latence. Selon ce mode, le coordinateur envoie périodiquement des trames balises pour synchroniser les noeuds du réseau. Tout membre du réseau qui entend cette balise peut ainsi se synchroniser et se servir de ce coordinateur comme relais. L'espace temporel entre deux trames balises consécutives est appelé super-trame. Le choix de ce mode impose l'utilisation de la super-trame pour la gestion de la communication entre les dispositifs au sein d'un même PAN.
- Le mode sans synchronisation ou non balisé "non-beacon enabled" : Ce mode n'utilise ni de trames balises ni de super-trames. A l'exception des trames d'acquittement et certaines trames de données transmises immédiatement après un acquittement, tous les messages sont transmis selon le mécanisme CSMA/CA non discrétisé (slotté).

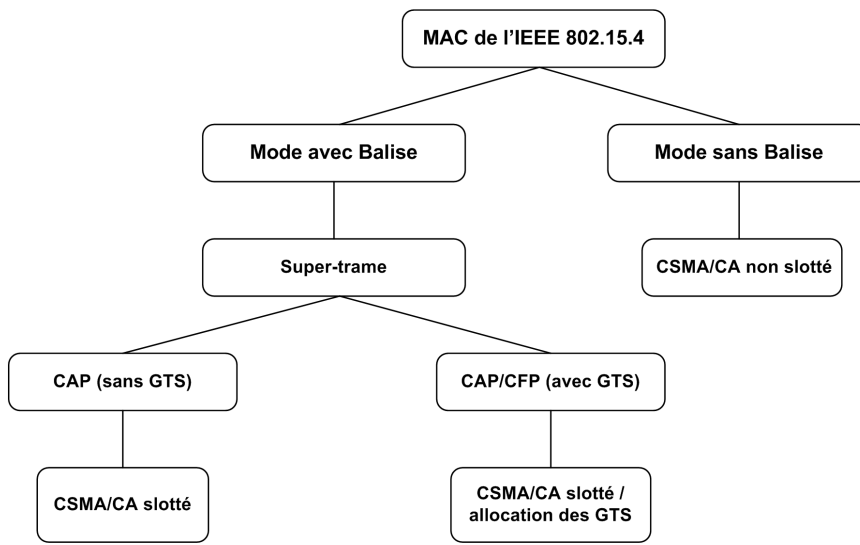


Figure 6 – Modes d'exécution de la sous couche MAC de la norme IEEE 802.15.4

2.4.2 Structure d'une super-trame IEEE 802.15.4-2006

Une super-trame est composée d'une partie active où les noeuds peuvent communiquer entre eux et optionnellement suivie d'une autre partie inactive où les noeuds se mettent en mode veille. Le paramètre, désigné par le terme BI intervalle (Beacon Interval), permet de fixer la durée des intervalles des balises. Le paramètre désigné par le terme SD (Superframe Duration) définit la longueur de la portion active de la super-trame. Les durées de l'intervalle inter-balise BI et de la super-trame SD sont déterminées respectivement par l'ordre de balise BO (Beacon Order) (Equation.1) et l'ordre de la super-trame SO (Superframe Order) (Equation.2).

$$BI = aBaseSuperframeDuration * 2^{BO} [symboles] \quad (1)$$

$0 \leq BO \leq 14$

$$SD = aBaseSuperframeDuration * 2^{SO} [symboles] \quad (2)$$

$0 \leq SO \leq BO \leq 14$

Comme illustrée par la Figure.7, la partie active de la super-trame est divisée en 16 créneaux de temps de durées égales où le premier créneau de temps est occupé par la trame balise servant à

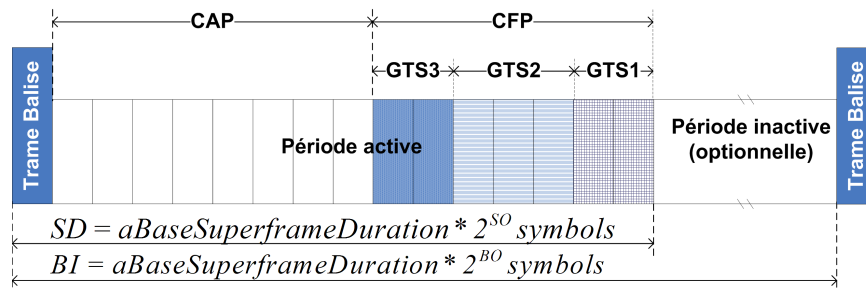


Figure 7 – Structure de la super-trame IEEE 802.15.4

la synchronisation du réseau. Cette partie active est composée de trois sous parties : la balise, la période d'accès par contention CAP (Contention Access Period) et la période de libre collision CFP (Contention Free Period). L'accès au médium durant la période CAP se fait selon le protocole CSMA/CA slotté. Dans le cas où la super-trame inclut une période CFP, le coordinateur garantit l'accès au médium à certains noeuds. Pour cela, la période CFP est divisée en plusieurs parties composées de créneaux de temps garantis ou GTS (Guaranteed time slots). Notons que les demandes de réservation des GTS ainsi que les demandes d'association au réseau ne peuvent se faire que durant la période CAP. Chaque GTS consiste en un multiple entier de créneaux de temps CFP et il peut y avoir jusqu'à 7 GTS dans une CFP.

3 Description générale de la norme IEEE 802.15.4a

Le standard IEEE 802.15.4a est conçu dans le but d'introduire des améliorations aux applications LR-WPANs par la proposition de deux nouvelles couches physiques alternatives, au standard IEEE 802.15.4-2006, qui se combinent avec la sous couche MAC pour permettre une large gamme d'applications réseau :

- Une couche physique basée sur la technologie ultra large bande ULB (UWB, Ultra Wide Band) opérant dans les bandes 3-5 GHz, 6-10GHz et moins qu'un GHz avec une option de localisation.
- Une couche physique basée sur la technique d'étalement du spectre CSS (Chirp Spread Spectrum) opérant dans la bande 2450 MHz.

La couche physique du standard IEEE 802.15.4a est chargée de l'activation et la désactivation des émetteurs-récepteurs (TRX, TRANSmitter-reCEIVER) radio, détection d'énergie (ED), indication de qualité du lien (LQI), choix du canal, évaluation du canal libre (CCA), transmission et réception des paquets à travers le support physique et également assurer en option la fonction de localisation précise et c'est pour le cas d'une couche ULB.

3.1 Les dispositifs du réseau

D'après le standard IEEE 802.15.4a , un LR-WPAN à capacité de localisation précise doit supporter trois types de dispositifs :

- Full Function Device (FFD) : comme défini dans la norme IEEE 802.15.4.
- Reduced Function Device (RFD) : comme défini dans la norme IEEE 802.15.4.

- Ranging-capable DEvice (RDEV) : un RDEV est un dispositif opérant avec une implémentation supportant la fonction de localisation. En d’autres termes, le dispositif disposant d’une couche PHY ULB doit supporter le compteur de localisation (ranging counter). Un RDEV peut être un FDD ou un RFD.

3.2 Les topologies du réseau

Vu que le standard IEEE 802.15.4a hérite du standard IEEE 802.15.4-2006, les topologies du réseau déjà définies pour l’IEEE 802.15.4-2006 seront pour l’IEEE 802.15.4a. Mais, pour l’accès au support, le standard l’IEEE 802.15.4a propose, en plus du protocole CSMA/CA, la possibilité d’utiliser le protocole d’accès ALOHA, seulement pour la couche physique ULB.

4 Couches physiques de la norme IEEE 802.15.4a

4.1 Couche physique ULB, UWB PHY

4.1.1 Définition de l’ULB et évolution historique

L’Ultra Large Bande ULB constitue une technologie très prometteuse pour les futures communications sans fil à courte distance, à débits très importants et avec besoin des fonctionnalités de localisation.

La transmission ULB est définie comme étant un signal possédant une largeur fractionnée à 20% et donc une largeur de bande passante supérieure à 500 MHz [S. and L., 2006]. D’après le premier rapport de la FCC (Federal Communications Commission) [FCC, 2002], adopté en février 2002, la largeur de bande fractionnée est définie par l’expression :

$$\frac{2(f_H - f_L)}{100 \times (f_H + f_L)} \quad (3)$$

où f_H et f_L désignent respectivement les fréquences de coupure haute et basse du signal à -10 dB.

Les activités de recherche autour de la technique ULB remontent au milieu du 20^{ième} siècle. En effet, au début des années 1960, les systèmes radio-fréquences reposant sur l’émission de signaux autres que des signaux sinusoïdaux ont commencé à être réellement exploités et c’est essentiellement pour des applications radar et pour des systèmes de communications sécurisées. Ensuite au cours des années 1970, de nombreux travaux concernant des systèmes de communication et de radar furent publiés, notamment par Harmuth qui a étudié la théorie électromagnétique des ondes non sinusoïdales [Harmuth, 1972, Harmuth, 1975, Harmuth, 1978] et Gerald F. Ross qui a déposé le premier brevet sur un système de communications utilisant des impulsions en bande de base d’une durée inférieure à la nanoseconde [G.F., 1973]. Les années d’après sont caractérisées par la publication d’un ensemble d’articles scientifiques [R.A., 2000, M.Z. et al., 2000, A. and et all, 620 625, K., 2001, M.Z. and R.A., 2002, Win, 2002, Staderini, 2002] étudiant et traitant la technologie ULB pour les systèmes de communication. Et en février 2002, la FCC a autorisé l’utilisation de la technologie ULB aux États-Unis moyennant une réglementation précise mais libre de licence. Et depuis, de très nombreux travaux de recherche sur cette technologie ont vu le jour tant dans le domaine industriel qu’académique.

4.1.2 Cadre réglementaire de la technologie ULB

Jusqu'en 2002, aucun texte de réglementation n'a traité le cas de la technologie ULB. Ce n'est qu'en février 2002, que la FCC a statué sur l'utilisation de la technologie ULB, en publiant son rapport intitulé First Report and Order [FCC, 2002]. D'après la FCC, la technologie ULB désigne tout système occupant une bande de fréquence B supérieure à 500 MHz dont la largeur de bande fractionnée B/f_c est supérieure à 20%, f_c étant la fréquence centrale du système.

La FCC définit la bande ULB entre 3.1 et 10.6 GHz, avec une puissance moyenne limitée à -41.3dBm dans une bande de 1MHz. Les bandes alentours sont protégées par une marge de 10dB pour les systèmes de type intérieur (indoor), et de 20dB pour les systèmes portatifs (hand-held). La réglementation de l'utilisation de la technologie ULB varie d'une région à une autre.

- Aux États-Unis : Le régulateur des télécommunications la FCC a publié en février 2002 les règles générales d'utilisation de la technologie ULB en fixant les limitations sur le rayonnement en ULB et, aussi en autorisant la commercialisation de cette technologie. Les limitations sur les niveaux de la puissance isotrope rayonnée équivalente en émission (PIRE), mises en place par la FCC pour les applications de transmission de données en intérieur et en extérieur, sont présentées par la Figure.8.

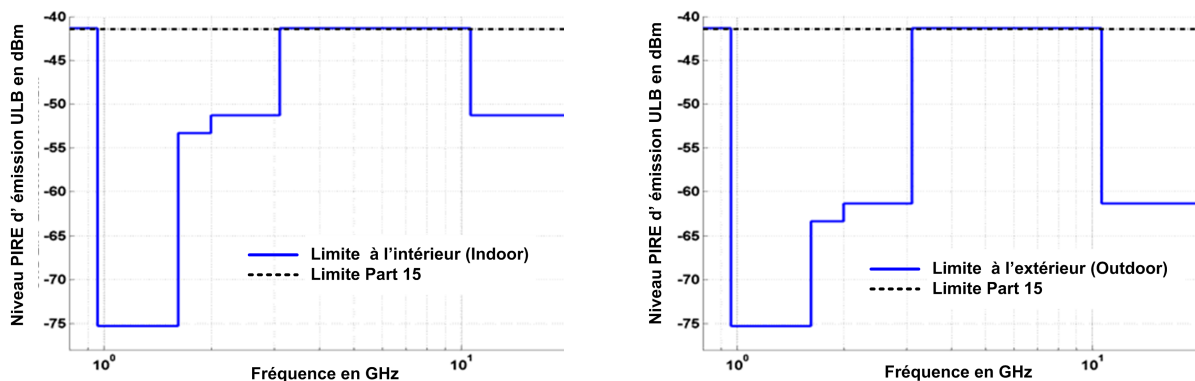


Figure 8 – Limites FCC pour l'utilisation de l'ULB

- En Europe : L'organisme de normalisation européen du domaine des télécommunications ETSI (European Telecommunications Standards Institute) en collaboration avec le CEPT (European Conference of Postal and Telecommunications Administration) est responsable de l'étude des conditions de la cohabitation des systèmes ultra large bande avec les systèmes déjà existants et de la prise de décision sur les réglementations du spectre radio [ETSI,]. Par rapport à la réglementation définie par la FCC, une proposition plus contraignante a été adoptée par le CEPT en mars 2006 [Comitee, 2006]. Le Masque d'émission décidé par l'ECC (Electronic Communication Committee) a été présenté sur la Figure.9. Cependant, une note dans la proposition adoucissait les restrictions pour la bande [3.1 - 4.8] GHz qui serait autorisée à -41.3dBm/MHz si des mécanismes d'atténuation efficaces, de type détection et évitement (DAA) ou faible rapport cyclique (LDC) sont mis en oeuvre afin d'assurer la compatibilité avec les autres services opérant dans cette bande.

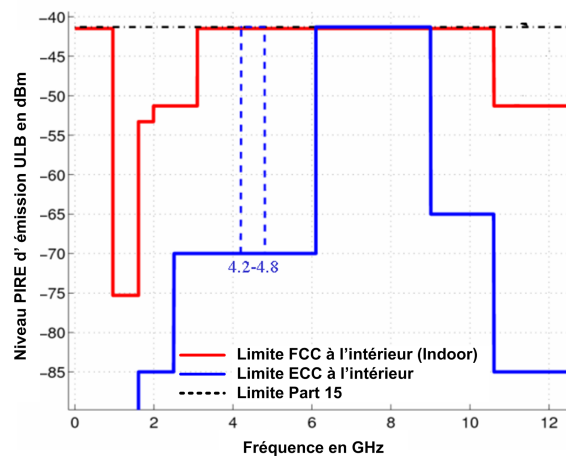


Figure 9 – Limites Européennes pour l'utilisation de l'ULB à l'intérieur

- Ailleurs dans le monde : L'organisme de normalisation japonais du domaine des télécommunications, le MIC (Ministry of international affairs and communications) a proposé en 2006 l'émission de signaux ULB sans licence. Tout comme la FCC, une réglementation autorisant l'émission à -41.3 dBm/MHz pour les équipements ULB est imposée. Le Masque d'émission décidé par le MIC, pour les communications en intérieur, a été présenté sur la Figure.10.

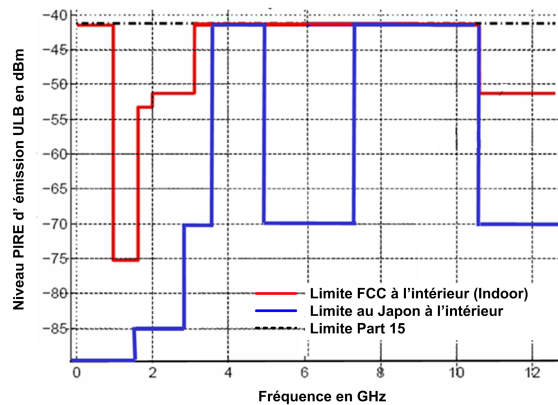


Figure 10 – Limites au Japon pour l'utilisation de l'ULB à l'intérieur

4.1.3 Spécifications de la Couche Physique ULB

Les WPANs à bas débit (LR-WPANs) peuvent fonctionner d'une façon indépendante en multiples bandes. Pour les dispositifs LR-WPANs ULB, il y a trois bandes indépendantes : la bande de sous-gigahertz (250 - 750 MHz), la bande inférieure (3.1 - 4.8 GHz), et la bande supérieure (6 - 10.6 GHz). Comme l'illustre le Tableau.2, pour chaque bande ULB, il existe un canal obligatoire. Les dispositifs dans les trois bandes ULB emploient les mêmes largeurs de bande et les mêmes débits chips afin de simplifier la conception et l'implémentation, cependant l'utilisation de chaque bande suivra les contraintes de normalisation relatives à chaque région du

monde. Les trois bandes ULB offrent aux dispositifs la flexibilité de fonctionner dans différentes régions en attendant la normalisation des bandes ULB.

Tableau 2 – L’attribution des canaux physiques ULB dans les régions USA, Europe et Japon

Groupe de bande	Numéro de canal	Fréquence centrale (MHz)	Largeur de bande (MHz)	Obligatoire ou Optionnel	Attribution par région*
0	0	499.2	499.2	Obligatoire	USA
1	1	3494.4	499.2	Optionnel	USA, Europe
	2	3993.6	499.2	Optionnel	USA, Europe, Japon
	3	4492.8	499.2	Obligatoire	USA, Europe, Japon
	4	3993.6	1331.2	Optionnel	USA, Europe, Japon
3	5	6489.6	499.2	Optionnel	USA, Europe
	6	6988.8	499.2	Optionnel	USA, Europe
	7	6489.6	1081.6	Optionnel	USA, Europe
	8	7488.0	499.2	Optionnel	USA, Europe, Japon
	9	7987.2	499.2	Obligatoire	USA, Europe, Japon
	10	8486.4	499.2	Optionnel	USA, Japon
	11	7987.2	1331.2	Optionnel	USA, Japon
	12	8985.6	499.2	Optionnel	USA, Japon
	13	9484.8	499.2	Optionnel	USA, Japon
	14	9984.0	499.2	Optionnel	USA, Japon
	15	9484.8	1354.97	Optionnel	USA, Japon

* : [Molisch *et al.*, 2006, Sta, 2006]

- Structure d’un symbole ULB PHY : Un symbole ULB PHY permet de transporter deux bits d’information, un pour déterminer la position d’un burst d’impulsions et l’autre pour moduler sa phase (sa polarité). La durée d’un symbole est T_{dsym} ou encore $2xT_{BPM}$, chaque symbole est composé de N_C chips d’une durée T_C égale à $\frac{1}{picPRF} \approx 2ns$ [Dom, 2007]. La durée d’un burst est T_{burst} , chaque burst est formé de N_{cpb} chips. Afin de limiter les interférences inter-symbole causées par les trajets multiples, seule la première moitié du chaque T_{BMP} peut contenir des bursts. La Figure.11 illustre la structure d’un symbole ULB PHY.

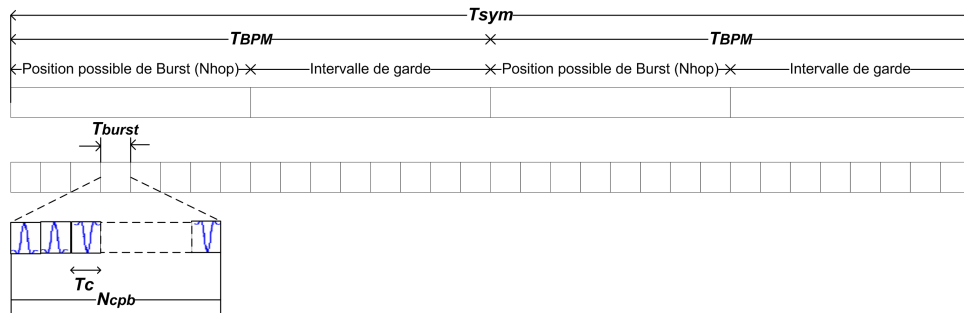


Figure 11 – Structure d’un symbole ULB PHY

- Format d'une trame ULB : La Figure.12 illustre le format d'une trame ULB, formée de trois champs principaux :
 - * Le préambule SHR (Synchronization Header) : Selon la longueur du champs SYNC, quatre différents préambules sont définis (default preamble, short preamble, medium preamble et long preamble). La Figure.13 présente la structure du préambule SHR. Chaque PAN, opérant dans l'un des canaux ULB PHY, est identifié par son code du préambule. La couche ULB PHY supporte deux longueurs pour le code du préambule : 31 et 127 (optionnelle). Le champs SHR SFD permet d'indiquer le début d'une trame.

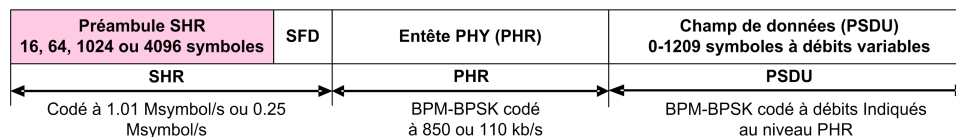


Figure 12 – Format d'une trame ULB

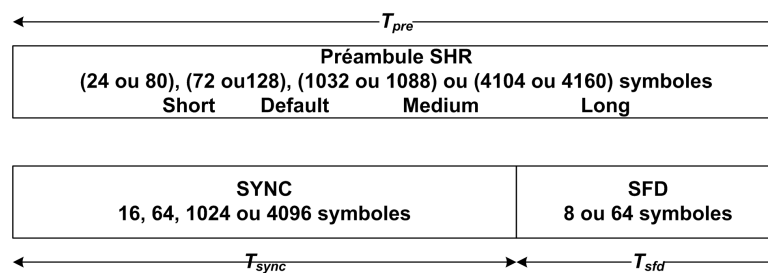


Figure 13 – Format du Préambule SHR

- * L'entête physique PHR (PHY Header) : Comme le montre la Figure.14, l'entête PHY ou PHR est composé de 19 bits relatifs aux : débit de données, longueur de trame, paquet de localisation, durée du préambule et champs pour la protection du PHR.

0-1	2-8	9	10	11-12	13-18
débit de données	Longueur de trame	Paquet de localisation	Extension d'entête	Durée préambule	SECDED Check bits : protection PHR

Figure 14 – Format du PHR

- * Le champs des données PSDU (Physical layer Service Data Unit) : Le débit du transfert du PSDU dépend de l'ensemble des paramètres suivants :
 - *Numéro du canal* : Conformément au Tableau.2 , il existe 16 canaux numérotés de 0 à 15.
 - *Pic PRF MHz* : Le pic PRF représente la fréquence, en mégahertz, la plus élevée à laquelle un émetteur émet les impulsions.
 - *Largeur de bande MHz* : La largeur de bande est égale à la largeur à 3 dB d'une impulsion ULB.

- *Longueur du code du préambule* : C'est la longueur du code du préambule SHR de la trame de données. La longueur du code et le numéro du canal définissent le canal complexe. Pour chaque canal un code est défini (de longueur 31 ou 127).
- *Taux de codage Viterbi* : Cette valeur détermine le taux de codage convolutionnel appliqué aux bits d'information PSDU : 1 indique qu'aucun codage convolutionnel n'est appliqué tandis qu'une valeur de 0.5 indique un taux de codage $\frac{1}{2}$.
- *Taux de codage RS* : Le taux de codage Reed-Solomon appliqué aux bits de données PSDU est approximativement 0.87.
- *Taux global FEC* : Le taux global FEC est déterminé par le produit des taux de Viterbi et de Reed-Solomon, donc les valeurs possibles sont 0.44 ou 0.87. En effet, le champs de données peut passer par un processus de codage à trois étapes :
 1. Encodage moyennant le code symétrique Reed-Solomon,
 2. Encodage moyennant le code convolutionnel symétrique,
 3. Étalement et modulation moyennant la modulation BPM-BPSK.
- *Positions du burst par symbole* : C'est le nombre possible de bursts pour une durée d'un symbole de données.
- *Saut burst* : C'est le nombre de positions qui peuvent contenir un burst actif (renfermant des impulsions ULB). Cette valeur est donnée par $N_{hop} = \frac{N_{burst}}{4}$.
- *Nombre de Chips par Burst* : C'est le nombre des durées chip T_c par période burst T_{burst} . Un burst est composé d'un ensemble de chips consécutifs. En effet, le nombre de chips par burst varie en fonction du débit de transmission du PSDU (ce nombre est plus important en bas débit qu'en haut débit). La valeur N_{cpb} est choisie de sorte que la valeur retournée par cette équation : $\frac{(2 \times OverallFECrate)}{(N_{cpb} \times N_{burst} \times T_c)}$ sera égale à une des valeurs valides du débit.
- *Durée Burst* : C'est la durée burst calculée comme suit : $T_{burst} = N_{cpb} \times T_c$.
- *Durée Symbole* : C'est la durée d'un symbole PSDU modulé et codé. Elle est calculée comme suit : $T_{dsym} = N_{burst} \times T_{burst}$.
- *Débit Symbole* : C'est l'inverse de la durée symbole $\frac{1}{T_{dsym}}$.
- *Débit Bit* : C'est le débit des données utilisateurs (avec FEC). Il est calculé comme suit : $Débit\ bit = \frac{2 \times (TauxglobalFEC)}{T_{dsym}}$
- *Mean PRF* : C'est la moyenne des PRFs pour la durée PSDU d'une trame PHY. Elle est calculée comme suit : $Mean\ PRF = \frac{N_{cpb}}{T_{dsym}}$

En fonction des différentes valeurs attribuées aux paramètres PSDU, précédemment énumérés, que le débit bit est déterminé. Quatre débits de données sont offerts par la couche ULB PHY : 0.110 Mb/s, 0.850 Mb/s, 6.81 Mb/s et 27.24 Mb/s (Voir le tableau de l'annexe A).

- *Avantages de la couche ULB PHY* : L'avantage de la couche physique ULB pour les LR-WPANs se résume dont le fait que les spécifications des LR-WPANs ULB sont conçues pour fournir des performances assez robustes aux applications LR-WPANs grâce à la capacité de localisation précise entre les dispositifs. La conception de la couche PHY ULB est prévue pour rendre l'utilisation de larges bandes du spectre possible pour des applications ULB dans différentes régions du monde. Avec un tel spectre et une évolution technologique peu coûteuse, l'implémentation des dispositifs LR-WPAN, à faible

puissance de transmission, améliorera la résistance aux effets des trajets multiples.

- ★ Conservation additionnelle de l'énergie : L'ULB PHY supporte, en plus des caractéristiques de conservation de l'énergie des systèmes LR-WPAN, une modulation hybride permettant de simplifier l'architecture des récepteurs non-cohérents et de réduire davantage la consommation de l'énergie et la complexité de l'implémentation.
- ★ Amélioration de la robustesse de la couche ULB PHY : La conception de la couche ULB PHY était dont le but d'améliorer la robustesse des applications LR-WPAN grâce aux caractéristiques suivantes :
 - Large largeur de bande ULB permettant de limiter les problèmes des trajets multiples et des interférences.
 - Concaténation du FEC afin de lutter contre les problèmes des trajets multiples.
 - Mise en oeuvre d'une impulsion ULB de contrôle (optionnelle) pour l'amélioration de la performance de certains canaux supportant des communications fiables et des capacités de localisation précise.
- Options de la couche ULB PHY : La couche physique ULB supporte plusieurs possibilités d'utilisation (plusieurs services) selon le choix des variables suivantes :
 - ★ Fréquences centrales,
 - ★ Largeurs de bandes occupées,
 - ★ Fréquences de répétition d'impulsion (PRFs),
 - ★ Débits chips,
 - ★ Débits,
 - ★ Codes du préambule,
 - ★ Options de FEC (aucun FEC, ou Reed-Solomon seulement, ou convolutionnel seulement, ou Reed-Solomon et convolutionnel),
 - ★ Formes d'onde,
 - ★ CCA,
 - ★ Longueurs du préambule,
 - ★ Localisation,
 - ★ Localisation privée.

Bien que cette couche permette une large gamme de services, les buts principaux de la norme restent de maintenir un faible coût des dispositifs tout en assurant leur interopérabilité. Donc, il faut avoir un compromis entre cette richesse en services et la réalisation de deux buts de la norme.

4.1.4 Les ressources spectrales de la technologie ULB

Comme le montre le Tableau.3, la norme 802.15.4a définit 8 séquences de codification. En fait, l'attribution et le partage des séquences de codification sont faits d'une façon très soignée afin d'éviter les problèmes d'interférence co-canal et canal adjacent. Chaque canal physique possède au moins deux séquences de codification. Dans ce cas, nous disposons en total de 32 canaux logiques. D'après le Tableau.3 et la Figure.15 aucune paire de canaux adjacents ni de canaux en chevauchement partage la même séquence de codification. Par conséquent, les canaux logiques en chevauchement ne sont pas considérés comme co-canaux vu qu'ils utilisent des séquences de codification différentes. Dans ce cas, l'utilisation simultanée de deux canaux logiques en chevauchement physique ne produit pas d'interférence co-canal. De même, les ca-

naux logiques adjacents n'interfèrent pas vu qu'ils ne partagent pas les mêmes séquences de codification.

Soit N_{tch} représente l'ensemble de tous les canaux logiques disponibles. Selon la réglementation des utilisations des bandes de fréquence ULB, $Card(N_{tch})$ est égale à 32, 18 et 22 pour respectivement les régions USA, Europe et Japon. Selon les caractéristiques du module radio (transceiver, émetteur-récepteur), le délai du basculement d'un canal de fréquence à un autre ne dépasse pas 200 μs .

Tableau 3 – L'attribution des 8 séquences de codification ternaires

Index du code	Séquences de codification	Numéro du canal physique	Numéro du canal logique
1	-0000+0-0+++0+-000+-++++00-+0-00	0, 1, 8, 12	0,2,16,24
2	0+0+-0+0+000-++0-+---00+00++000	0, 1, 8, 12	1,3,17,25
3	-+0++000-+-++00++0+00-0000-0+0-	2, 5, 9, 13	4,10,18,26
4	0000+-00-00-++++0+-+000+0-0++0-	2, 5, 9, 13	5,11,19,27
5	-0+-00+++++000-+0+++0-0+0000-00	3, 6, 10, 14	6,12,20,28
6	++00+00---+0+-000+0+0-+0+0000	3, 6, 10, 14	7,13,21,29
7	+0000+-0+0+00+000+0++---0-+00-+	4, 7, 11, 15	8,14,22,30
8	0+00-0-0++0000---+00-+0++-++0+00	4, 7, 11, 15	9,15,23,31

Les séquences de codification de 1 à 6 peuvent être réutilisées par les canaux physiques 4, 7, 11 et 15 vu qu'ils présentent de plus 500 Mhz de largeur

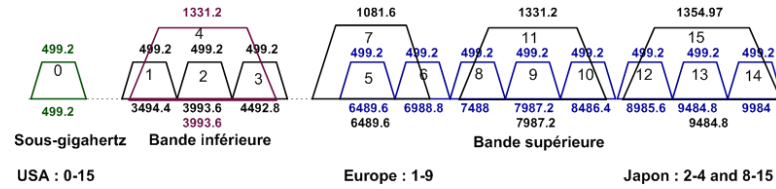


Figure 15 – Plan du spectre ULB

4.2 Couche physique Chirp Spread Spectrum, CSS PHY

La deuxième couche alternative proposée pour le standard IEEE 802.15.4a est la couche Chirp Spread Spectrum (CSS) opérant dans la bande 2450 MHz avec un débit de 1Mb/s et de 250 Kb/s en option.

4.2.1 Spécifications de la Couche Physique CSS

Cette couche physique emploie les techniques CSS en combinaison avec la modulation DQPSK (Differential Quadrature Phase Shift Keying) et le codage bi-orthogonal 8-ary pour le débit de 1Mb/s ou 64-ary pour le débit de 250 kb/s. Par l'utilisation du temps d'alternance graps en combinaison avec les séquences chirp (subchirps) pour les différentes sous bandes et avec les différentes directions chirp que cette couche assurera la division aussi bien des séquences

subchirps que des fréquences.

Comme l'illustre la Figure.16, une trame CSS est composée de quatre champs : Préambule, SFD, PHR et PSDU.

- Préambule : Pour le débit de 1 Mb/s, le préambule est composé de 8 symboles chirps et pour le débit optionnel de 250Kb/s le préambule est composé de 20 symboles chirps.
- Champs SFD : Le SFD est composé de quatre symboles chirps.
- Entête physique PHR : L'entête PHY ou le PHR peut être composé de 4 symboles chirps et de 8 symboles chirps pour assurer respectivement un débit de 1 Mb/s et 250Kb/s.

Débit de données	SHR		PHR	PSDU
	Préambule	SFD		
1 Mb/s	8 symboles	4 symboles	4 symboles	Variable
250Kb/s (optionnel)	20 symboles	4 symboles	8 symboles	Variable

Figure 16 – Structure d'une trame CSS

La couche PHY CSS est prévue pour tirer profit des avantages du déploiement de la bande de 2450 MHz, grâce aux régulations favorables, aussi bien pour le cas intérieur (indoor) qu'intérieur (outdoor), ainsi que pour l'amélioration des performances du réseau en ce qui concerne la portée et la mobilité. Cette couche offre aux dispositifs LR-WPAN une résistance aux trajets multiples, comme elle permet, avec une très faible puissance d'émission, d'augmenter la portée tout en assurant un bon niveau de performance. Selon le type d'applications, cette couche offre deux débits :

- Le bas débit est approprié dans le cas de présence du bruit gaussien blanc additif (AWGN) et avec les environnements à trajets multiples élevés.
- Le haut débit est approprié pour une faible consommation d'énergie et avec les environnements à problème d'interférence burst.

4.2.2 Les ressources spectrales de la couche CSS

Un total de 14 canaux de fréquence (de 0 à 13) , sont disponibles à travers la bande de 2.4 GHz (voir le Tableau.4). Dans chaque région du monde, différents sous-ensembles de ces canaux de fréquence sont disponibles conformément à la réglementation en vigueur. Par exemple en Amérique du Nord et en Europe, trois canaux de fréquence peuvent être choisis de sorte qu'ils ne se chevauchent pas. Chaque canal définit la fréquence centrale (F_c) de chaque canal CSS est définie comme suit :

$$\begin{aligned} F_c &= 2412 + 5(k - 1) \text{ en mégahertz, pour } k = 1, 2, \dots, 13 \\ F_c &= 2484 \text{ en mégahertz, pour } k = 14 \end{aligned} \quad (4)$$

Avec, k est le nombre des canaux physiques. Donc, la combinaison de quatorze différents canaux de fréquence avec quatre séquences de subchirps donne lieu à un ensemble de cinquante six canaux complexes ($14 * 4 = 56$).

4.3 Couche physique ULB vs CSS

Chacune des couches physiques définies par la norme IEEE 802.15.4a permet l'amélioration de la performance des réseaux LR-WPAN grâce à leurs spécifications techniques. Cependant, la couche physique ULB présente plus d'avantages par rapport à la couche physique CSS (Voir Tableau.5). En fait la couche physique CSS est prévue pour l'amélioration de l'exploitation des réseaux LR-WPAN déjà déployés, alors que la couche physique ULB présente une nouvelle solution pour les futures réseaux de capteurs sans fil.

Tableau 4 – L'attribution des canaux CSS PHY

Numéro du canal	Fréquence(MHz)
0	2412
1	2417
2	2422
3	2427
4	2432
5	2437
6	2442
7	2447
8	2452
9	2457
10	2462
11	2467
12	2472
13	2484

Tableau 5 – Couche physique ULB vs CSS

Caractéristiques	ULB	CSS
Fonction de localisation	+	-
Large spectre	+	-
Large bande passante	+	-
Résistance aux problèmes des trajets multiples	+	+
Mise en oeuvre d'une impulsion ULB de contrôle	+	-
Conservation additionnelle de l'énergie	+	-
Débits	+	-
Amélioration de la portée	+	+
Amélioration de la mobilité		+
Compatibilité avec l'ancien réseau	+	+

5 Applications cibles pour les réseaux de capteurs sans fil

Les réseaux de capteurs sans fil partagent avec les MANETs (Mobile Ad hoc NETworks) plusieurs propriétés en commun comme l'absence d'infrastructure et les communications sans fil. Mais l'une des différences clés entre les deux architectures est le domaine d'application. Contrairement aux réseaux MANETs, qui n'ont pas pu connaître un vrai succès, les réseaux de capteurs sans fil ont su attirer un nombre croissant d'industriels, vu leur réalisme et leur apport concret. Les réseaux de capteurs sans fil sont utilisés dans divers domaines :

- Militaire : Sur les champs des batailles, les capteurs sans fil sont largement utilisés pour des raisons de surveillance de zones tactiques, commande à distance, espionnage et communication.
- Environnement : Parmi les applications dans ce domaine, il y a la surveillance de l'écosystème, la prévention des risques sismiques, les découvertes de catastrophes naturelles (feux de forêts, tempêtes ou inondations), etc. Ceci permet une intervention beaucoup plus rapide et efficace des secours.
- Contrôle de la pollution : On pourrait disperser des capteurs au-dessus d'un emplacement industriel pour détecter et contrôler des fuites de gaz ou de produits chimiques. Ces applications permettraient de donner l'alerte en un temps record et de pouvoir suivre l'évolution de la catastrophe.
- Agriculture : Les noeuds peuvent être incorporés dans la terre. On peut ensuite questionner le réseau de capteurs sur l'état du champs (déterminer par exemple les secteurs les plus secs afin de les arroser en priorité). On peut aussi imaginer équiper des troupeaux de bétail de capteurs pour connaître en tout temps, leur position ce qui éviterait aux éleveurs d'avoir recours à des chiens de berger.
- Commerce : Les réseaux de capteurs sans fil peuvent être exploités pour la gestion de stocks, l'identification des colis, etc.
- Médical : Parmi les applications dans ce domaine, il y a l'assistance aux personnes, la surveillance de la progression d'une maladie, etc.
- Sécurité : Les réseaux de capteurs sans fil peuvent être utilisés pour la détection d'intrusions. En plaçant, à différents points stratégiques, des capteurs, on peut assurer la surveillance des banques sans avoir à recourir à de coûteux dispositifs de vidéo surveillance.
- Contrôle des structures : La surveillance des infrastructures comme les ponts, les structures géantes, etc.
- Transport : Il y a l'identification des bagages, etc.

6 Conclusion

Ce premier chapitre très général a permis de donner un aperçu sur les standards IEEE 802.15.4-2006 et IEEE 802.15.4a adaptés aux applications de réseaux de capteurs sans fil, domaine en pleine expansion en raison de la multiplicité des applications auxquelles il peut conduire. Nous avons vu que les caractéristiques définies par la couche ULB PHY de la norme IEEE 802.15.4a présentent plusieurs avantages permettant la conception d'un réseau de capteurs sans fil robuste à un très faible coût, une très faible consommation d'énergie, et dont les performances restent les plus élevées. D'où, nous optons pour le choix de la couche ULB PHY pour

les futurs réseaux de capteurs sans fil. L'objectif de ce travail de recherche est de proposer des nouvelles solutions d'optimisation en inter-couche pour les réseaux de capteurs sans fil étendus et denses, précisément utilisés en domaine médical, tout en tirant profit de la nouvelle couche physique ULB de la norme IEEE 802.15.4a. Nous sommes maintenant en mesure d'aborder la première partie de l'étude d'optimisation : le choix de l'architecture du réseau dédiée aux applications médicales.

Chapitre 2 : Architecture en trois couches pour un réseau de capteurs sans fil dense et étendu

1 Introduction

Avec l'essor technologique dans le domaine informatique et de la communication, depuis une dizaine d'années, la recherche s'est intensifiée dans le domaine de la télé-médecine et la télésurveillance médicale. En effet, le concept général de "chambres hospitalières intelligentes", utilisées pour le télé-suivi des patients en chambre hospitalière, est en fort développement. Dans le contexte des applications et services médicaux, le choix de l'architecture du système et la définition des interactions entre les différents membres du réseau jouent un rôle important au niveau de la conception des réseaux des patients (*WBSNs*, *Wireless Body Sensor Networks*) assurant un suivi efficace des paramètres vitaux les plus critiques, l'amélioration des performances du réseau et aussi la gestion de mobilité des patients. Nous nous intéressons, au niveau de ce chapitre, à la définition d'une architecture réseau adéquate au déploiement d'un réseau de capteurs sans fil pour un hôpital avec des chambres hospitalières intelligentes.

2 Architecture d'un noeud capteur

Comme illustré dans la Figure.1, un noeud-capteur sans fil est composé de plusieurs éléments ou modules assurant chacun une tâche spécifique : d'acquisition, de traitement, de transmission et/ou de réception de données plus une source d'énergie ou d'alimentation.

- Module d'acquisition des données : chargé de capter des grandeurs physiques (chaleur, humidité, vibrations, rayonnement...) et de les transformer en grandeurs numériques. Ce module est généralement composé de deux sous-modules :
 - Les détecteurs ou capteurs obtiennent des mesures sur les paramètres environnementaux et les transforment en signaux analogiques,
 - Les convertisseurs analogique-numérique (ADCs) convertissent ces signaux analogiques en signaux numériques.
- Module de traitement des données : est un micro-contrôleur assurant le traitement des données et son stockage ainsi que la commande de toutes les autres unités notamment le système de transmission. Il contrôle les procédures permettant au noeud de collaborer avec les autres noeuds pour réaliser les tâches d'acquisition.

- Module de communication : est une interface radio principalement responsable de l’envoi et la réception des données via le support de communication radio.
- Module d’alimentation : représente la source d’énergie qui alimente les différents modules précédemment cités.

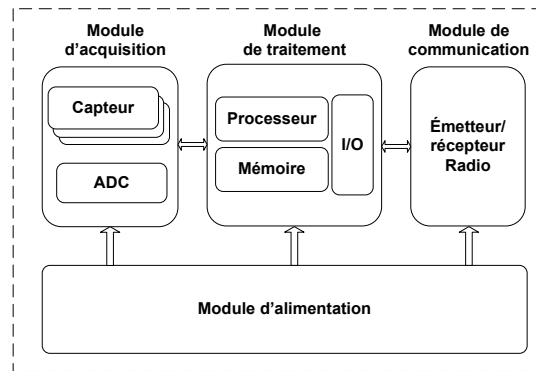


Figure 1 – Le schéma bloc d’un noeud capteur

3 Les différents facteurs de conception des réseaux de capteurs sans fil

Parmi les nombreux facteurs influençant la conception des réseaux de capteurs, nous citons :

- Tolérance aux pannes : La défaillance d’un noeud capteur peut être due à l’épuisement de sa batterie ou son dysfonctionnement suite à un dommage physique ou d’un défaut de fabrication. La défaillance des noeuds capteurs ne devrait pas avoir un impacte sur le fonctionnement du réseau en entier. La tolérance aux pannes est la capacité de soutenir le bon fonctionnement d’un réseau de capteurs sans causer d’interruption lorsqu’un capteur cesse de fonctionner [Koushanfar *et al.*, 2002].
- Coût de fabrication : Afin de pouvoir justifier son intérêt, il faut que le coût global d’un réseau de capteurs soit inférieur ou de même ordre de grandeur que le coût d’un réseau classique.
- Consommation d’énergie : L’optimisation de la consommation d’énergie représente une des problématiques majeures dans les réseaux de capteurs. Vu la difficulté et, dans des cas, l’impossibilité de changement des batteries, les noeuds capteurs sont en mesure d’économiser au maximum leur énergie afin assurer une plus longue vie du réseau.
- Topologie du réseau : Dans le cas général, les réseaux de capteurs sans fil sont déployés à grande échelle avec une forte densité. Le choix de la topologie du réseau ou la méthode d’organisation des noeuds capteurs a une grande influence sur les performances du réseau (sa durée de vie, sa tolérance aux pannes, qualité de service offerte) ainsi que son coût. D’où, selon le type d’application à supporter, l’étendue et la densité du réseau que son organisation est définie.
- Technologie de communication : Actuellement, plusieurs technologies sont mises à disposition pour assurer la communication au sein d’un réseau de capteurs, nous distinguons :

la technologie bande étroite utilisant la bande ISM avec une modulation d'étalement de spectre à séquence directe (DSSS, direct sequence spread spectrum) ou une modulation d'étalement de spectre par modulation linéaire de fréquence (CSS, Chirp Spread Spectrum), la technologie Ultra Large Bande ULB impulsionnelle avec modulation de type BPM-BPSK (Bi-Phase Modulation-Binary phase-shift keying) et en utilisant trois sous bandes (inférieure à 1 GHz, entre 3 et 5 GHz, et entre 6 et 10 GHz). Donc parmi les critères à prendre en considération pour le choix de la technologie à utiliser, nous citons la coexistence avec les autres technologies déjà déployées en voisinage, les apports de la technologie en réponse aux besoins des réseaux de capteurs (consommation d'énergie, complexité, coût...) et aux exigences applicatives supportées (en termes de délai, débit,...)

4 Architectures des réseaux de capteurs sans fil

Les architectures dans les réseaux de capteurs dépendent essentiellement des applications envisagées et des techniques utilisées pour faire acheminer l'information depuis les noeuds capteurs jusqu'à le(s) noeud-puits. La Figure.2 illustre l'organisation générale des réseaux de capteurs sans fil et son interaction avec le milieu extérieur.

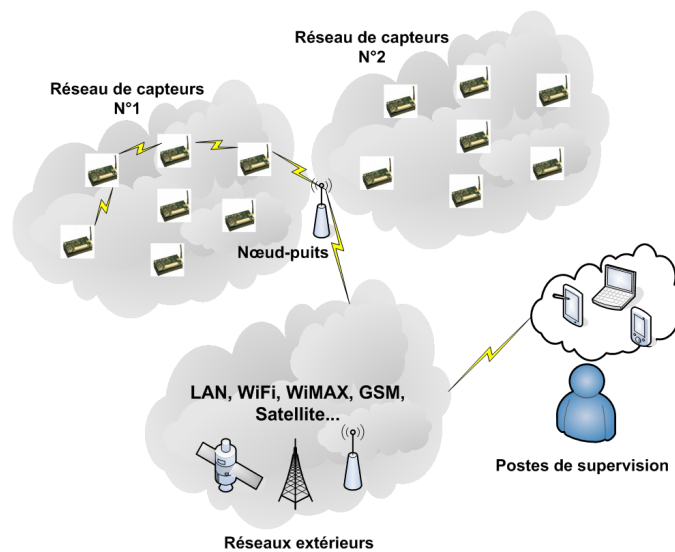


Figure 2 – Réseau de capteurs

D'après la littérature, nous distinguons pour les réseaux de capteurs sans fil deux types d'architecture réseau : à un seul niveau ou plat et à multi-niveaux ou hiérarchisées.

4.1 Architectures à un seul niveau

4.1.1 Topologie en étoile

La topologie de base des réseaux de capteurs sans fil est l'organisation en étoile. Dans cette topologie, les noeuds peuvent échanger des messages qu'avec l'unique station de base ou

le coordinateur du réseau (Voir Figure.3.a). Cette topologie est caractérisée par sa simplicité, comme elle assure une faible consommation d'énergie des noeuds ainsi qu'une faible latence de communication avec le coordinateur. Cependant, le coordinateur doit être assez puissant (en termes de capacité de traitement et source énergétique) afin d'assurer la gestion du réseau. D'après la littérature, la majorité des travaux dans le domaine des réseaux de capteurs sans fil dédiés aux applications médicales [Kottapalli *et al.*, 2003, Gyselinckx *et al.*, 2005, Ren *et al.*, 2005, Jin *et al.*, 2005, Ren *et al.*, 2006, Otto *et al.*, 2006, Milenković *et al.*, 2006, Ohmura *et al.*, 2006, Chandra-Sekaran *et al.*, 2006, Dom, 2007, B. Zhen and Kohno, 2007, Yun *et al.*, 2007, Wolf and Saadaoui, 2007, She *et al.*, 2007, Hu *et al.*, 2008, Chen *et al.*, 2008, Natarajan *et al.*, 2009, Chen *et al.*, 2009, Domingo, 2011] considèrent la topologie en étoile le choix naturel ou la meilleure topologie pour un réseau de patient (BSN, Body Sensor Network). Les auteurs dans [Jin *et al.*, 2005, Ohmura *et al.*, 2006, Chandra-Sekaran *et al.*, 2006, Chen *et al.*, 2008] proposent d'assurer une gestion centralisée au sein d'un réseau en étoile qui inclura les différents réseaux BSNs. Dans ce cas, un point d'accès central contrôle et gère les communications depuis et vers les réseaux BSNs.

4.1.2 Topologie maillée

Contrairement à la topologie en étoile, la topologie maillée est décentralisée et chaque noeud peut communiquer directement avec les autres noeuds de sa zone de couverture. En fait, une topologie maillée est une évolution de la topologie en étoile, elle correspond à plusieurs liaisons point à point. Un noeud peut avoir (I, N) liaisons point à point vers plusieurs autres noeuds du réseau (Voir Figure.3.b). L'information peut parcourir le réseau suivant des itinéraires divers, sous le contrôle de puissants coordinateurs de réseau, ou grâce à des méthodes de routage réparties. Seul [Natarajan *et al.*, 2009] propose une topologie maillée pour l'organisation au sein d'un réseau de patient BSN qui assure un niveau élevé du taux des paquets délivrés avec succès (PDR, Packet Delivery Ratio) avec une minimisation de l'énergie consommée par paquet et une maximisation de la durée de vie du réseau. Cependant dans [Ren *et al.*, 2005, Ren *et al.*, 2006] la topologie maillée a été proposée pour l'organisation d'un ensemble des réseaux de patient BSNs au sein d'un réseau de capteurs supérieur assurant le contrôle et la gestion des différentes communications depuis et vers ses réseaux BSNs.

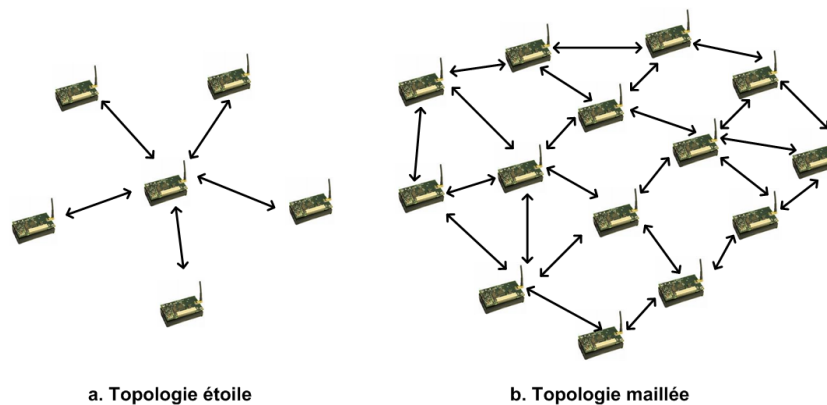


Figure 3 – Topologies à un seul niveau

4.2 Architectures multi-niveaux

4.2.1 Topologie en arbre ou en clusters

Cette topologie est connue sous le nom de topologie hiérarchisée, le réseau est divisé en niveaux. Le sommet (cluster-header), est connecté à plusieurs noeuds de niveau inférieur, dans l'hérarchie. Ces noeuds peuvent être eux-mêmes connectés à plusieurs noeuds de niveau inférieur en formant ainsi une arborescence logique liant les différents noeuds du réseau.

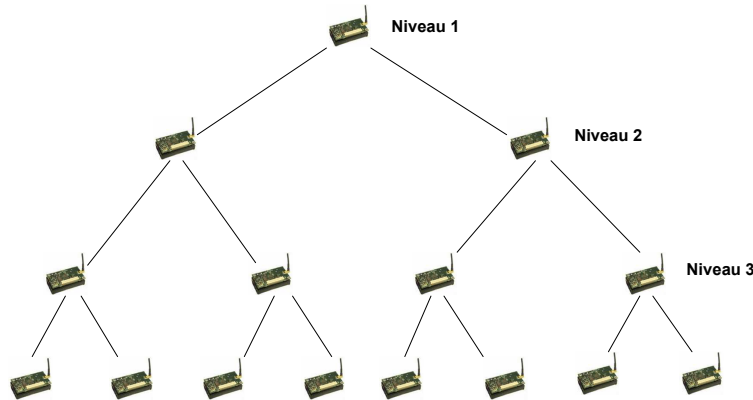


Figure 4 – Topologie en arbre

4.2.2 Topologie à deux niveaux pour les applications médicales

L'approche proposée dans [Jin *et al.*, 2005, Ohmura *et al.*, 2006, Chandra-Sekaran *et al.*, 2006, Chen *et al.*, 2008] consiste en un réseau de capteurs à deux niveaux utilisant une topologie en étoile pour le premier niveau (cluster) et une topologie en étoile ou en arbre pour le deuxième niveau. Donc, le premier niveau représente généralement le réseau du patient BSN et le second niveau représente le réseau assurant le contrôle et la gestion des différents réseaux BSNs. Aussi, l'approche proposée dans [Ren *et al.*, 2005, Ren *et al.*, 2006] consiste en un réseau de capteurs à deux niveaux utilisant une topologie en étoile pour les réseaux BSNs et une topologie maillée pour le deuxième niveau. En effet, les données des réseaux BSNs seront acheminées, d'une manière coopérative, vers le(s) noeud-puits moyennant un routage multi-saut assurant l'équilibrage de la charge et de la consommation d'énergie.

4.2.3 Topologie à trois niveaux pour les applications médicales

[Otto *et al.*, 2006, Milenković *et al.*, 2006, Chen *et al.*, 2009] proposent une architecture réseau en trois couches pour des réseaux de capteurs sans fil pour des applications en domaine du suivi médical. [Otto *et al.*, 2006, Milenković *et al.*, 2006] proposent, en première couche, le réseau de patient BSN organisé en étoile, en deuxième couche, un réseau WLAN ou WWAN pour l'acheminement des données des patients vers des passerelles assurant le lien avec la troisième couche représentée par le coeur du réseau (backbone) qui peut être internet ou une autre technologie de communication. Au niveau du [Chen *et al.*, 2009], l'architecture réseau proposée se base sur une première couche représentant le réseau du patient organisé en étoile, une deuxième couche représentant le réseau qui lie les différents réseaux de patient d'un même étage et en

fin les différents étages sont liés moyennant une troisième couche assurant l'acheminement des données des différents patients jusqu'au noeud-puits.

5 Architecture en trois niveaux pour un réseau de capteurs déployé en hôpital

Un réseau de capteurs sans fil déployé au sein d'un hôpital (WHSN, Wireless Hospital Sensor Network) [Ben Slimane *et al.*, 2009c] représente en réalité l'ensemble des chambres hospitalières intelligentes du l'hôpital (Voir Figure.5). Les chambres hospitalières intelligentes diffèrent des chambres hospitalières ordinaires par le déploiement des réseaux de capteurs sans fil pour le télé-suivi des patients hospitalisés. Les données, permettant d'évaluer l'état de santé d'un patient, sont évidemment ses données physiologiques, les données relatives à la détection de ses activités et postures, en même temps que les données de monitoring de son environnement. Dans un environnement hospitalier nous distinguons trois types de capteurs :

1. Capteurs pour des mesures physiologiques : ils captent les signes vitaux essentiels d'un patient comme la tension artérielle, la saturation en oxygène du sang, le pouls, le taux de glycémie, la capacité respiratoire, son poids, sa température,...
2. Capteurs d'activité : ils assurent l'enregistrement de mouvements d'un patient dans l'environnement (référentiel externe) et la détection de ses postures corporelles (référentiel interne) et ses mouvements y compris la chute.
3. Capteurs de mesure des conditions environnementales : ils assurent le monitoring des grandeurs environnementales d'une chambre hospitalière : la température moyennant un thermomètre, la pression atmosphérique moyennant un baromètre, l'humidité relative moyennant un hygromètre, la luminosité moyennant un luxmètre, le niveau de bruits moyennant un sonomètre et aussi le détecteur d'incendie.



Figure 5 – Réseau de capteurs sans fil en hôpital, WHSN

Dans le cas général un réseau de capteurs sans fil dense et à déploiement à grande échelle, la gestion du réseau en entier, l'exploitation et le partage des différents ressources disponibles représentent une tâche assez complexe et difficile à l'assurer. Cela explique la nécessité de :

- proposer une architecture réseau adéquate qui assure la simplification du contrôle du réseau et la réduction de la complexité de gestion et de partage des ressources,
- concevoir des méthodes et des mécanismes évolutifs et optimaux permettant l'amélioration des performances du réseau et la maximisation de l'utilité des ressources disponibles (énergétique, spectrale et temporelle),
- investir les avantages offerts par la nouvelle technologie ULB (Ultra-Large Bande) pour assurer une communication efficace entre les membres du réseau.

Vu le besoin d'un télé-suivi fiable et garanti des patients en hôpitaux, nous proposons, dans cette partie, une nouvelle architecture à trois niveaux pour les réseaux de capteurs sans fil dense et étendu à être déployer en hôpitaux (WHSN, Wireless Hospital Sensor Network) :

- Le premier niveau est un réseau de patient (BSN, Body Sensor Network), composé d'un ensemble de bio-capteurs et un coordinateur central. Un BSN est organisé en topologie en étoile et utilisant la technologie ULB pour la communication entre ses membres et leur coordinateur.
- Le deuxième niveau est un réseau individuel sans fil ou réseau domestique sans fil (PAN, Personal Area Network), représenté par une cellule composée de quelques coordinateurs des réseaux BSN (representant les patients), d'un ensemble de routeurs et d'un seul coordinateur. Un PAN est organisé en une topologie complètement maillée (full mesh) et utilisant la technologie ULB pour la communication entre ses membres.
- Le troisième niveau est un réseau WiFi organisé en une topologie complètement maillée.

Les Figures .6 et .7 illustrent respectivement les trois niveaux d'un réseau WHSN et les topologies réseau proposées pour chaque niveau du réseau.

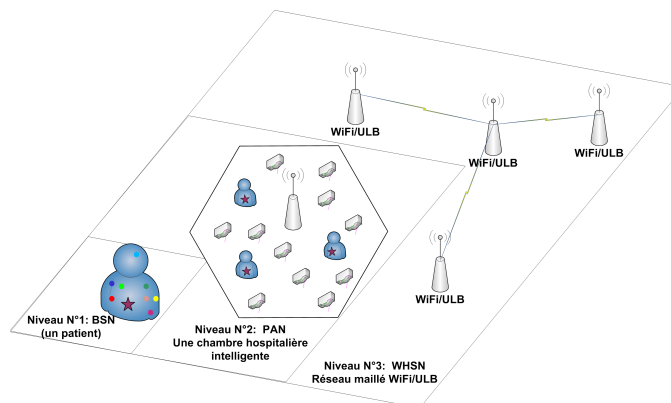


Figure 6 – Les différents niveaux du WHSN

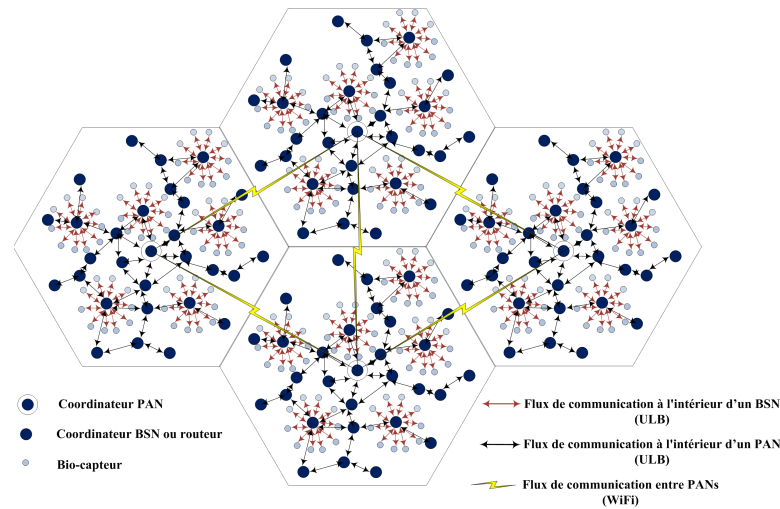


Figure 7 – Topologies proposées pour les différents niveaux du WHSN

5.1 La technologie Ultra Large Bande ULB

Parmi les avantages offerts par la technologie ULB satisfaisant un ensemble de besoins des réseaux de capteurs sans fil précisément dédiés aux applications médicales, nous citons :

- Efficacité énergétique : Du fait de l'étalement de l'énergie totale du signal ULB sur une très large bande fréquentielle que la technologie de transmission sans fil ULB se caractérise par un très faible niveau de densité spectrale de puissance. Cette propriété assure :
 - une très faible puissance de transmission et donc une faible consommation d'énergie et une durée de vie du réseau plus importante,
 - une minimisation de l'effet d'interférence qui assure la coexistence avec d'autres technologies et/ou équipements médicaux utilisant les mêmes bandes spectrales,
 - une maximisation de l'utilité spectrale moyennant la possibilité de réutilisation spatiale des ressources spectrales.
- Une forte immunité aux trajets multiples : Grâce au caractère implusif de la technologie ULB qu'elle présente une résistance au problème d'évanouissements par trajets multiples permettant de maintenir un niveau élevé de performances même dans les environnements très encombrés. Ce caractère est intéressant aussi bien pour assurer un bon niveau de qualité de service QoS(QoS, quality of service) des communications que pour une bonne précision des mesures de localisation.
- Des débits très élevés : En raison de la courte durée des impulsions ULB et la large bande passante utilisée, il est plus facile de concevoir des débits extrêmement élevés remplissant les besoins des applications haut débits et/ou temps réel.
- Une bonne capacité de pénétration dans les murs et les obstacles : Cette caractéristique probablement due à la grande largeur de bande du signal ULB. Il peut ainsi traverser des surfaces, tels des murs, des tissus biologiques, contrairement à d'autres technologies.
- Une haute précision de localisation et de positionnement : La précision temporelle du signal ULB permet une excellente finesse spatiale. Pas besoin de référence fixe, c'est grâce à trois capteurs avec des émetteurs-récepteurs (transceivers) ULB que la localisation d'un patient sera calculée par triangulation. Comparé aux autres technologies (ultrason,

WiFi, Bluetooth), la technologie ULB offre de meilleures performances de mesure de distance.

- Un niveau de confidentialité des données : Les communications, moyennant la technologie ULB, sont extrêmement difficiles à détecter du fait que les signaux ULB sont étalés sur une large bande de fréquence et qu'ils présentent un très faible niveau de densité spectrale de puissance qui est assimilable au bruit des récepteurs classiques.
- Un faible coût : Les systèmes ULB conçus pour les réseaux de capteurs à base de CMOS intégrés sont relativement simples permettant d'envisager des faibles coûts de production et des faibles consommations. Un autre avantage d'ordre économique réside dans la possibilité de conserver une architecture commune pour des applications de communication, de localisation et de radar.

5.2 Réseau d'un patient (BSN)

La surveillance des fonctions vitales d'un organisme vivant peut être facilitée par des micro-capteurs avalés ou implantés sous la peau (Voir Figure.8). Il existe des gélules multi-capteurs ou des micro-caméras pouvant être avalées, pouvant sans recours à la chirurgie, transmettre des images de l'intérieur d'un corps humain. Plusieurs projets comme Gluconet [Glu, 2003], Téléport [Dautzenberg *et al.*, 1997], Diatelic [Dia, 2002] sont créés et qui travaillent sur des applications médicales moyennant l'utilisation des technologies sans fil avancées notamment les réseaux de capteurs sans fil. Parmi les applications biomédicales déjà existantes, nous trouvons :

- le télé-monitorage de : la glycémie, la tension, la température, le poids...
- la télé-surveillance des organes vitaux,
- la détection précoce de cancers ou d'autres pathologies.
- etc

Dans ce contexte, les réseaux de capteurs sont prévus pour assurer une surveillance permanente des patients et une possibilité de collecter des informations physiologiques de meilleure qualité, facilitant ainsi le diagnostic de quelques maladies. Le premier niveau du réseau représente le réseau de patient BSN.

Comme illustré par la Figure.9, nous présentons un réseau BSN élémentaire par un réseau en étoile assurant une couverture de $2 \times 2 \text{ m}^2$. Selon l'état du patient, une douzaine de bio-capteurs y compris le coordinateur réseau peuvent être placés aux positions les plus adéquates afin d'assurer les mesures physiologiques nécessaires pour un efficace télé-suivi du patient. Le coordinateur du réseau assurant la gestion de tout le réseau (synchronisation, communications..) est localisé au centre du réseau. Par rapport à son environnement externe, composé d'autres réseaux BSNs, des routeurs et le coordinateur de son PAN, un BSN est relativement mobile. Le choix de l'emplacement d'un bio-capteur au niveau du corps du patient, est défini selon le type du bio-capteur à déployer. Le nombre et le type des bio-capteurs déployés varient d'un patient à un autre selon l'état médical du patient. Les types de bio-capteurs les plus connus sont :

- ECG (*Électrocardiographie*) : enregistre l'activité électrique du cœur au cours du temps. Cet'examen indolore et non-invasif permet d'étudier le fonctionnement du cœur.
- EEG (*Électroencéphalographie*) : enregistre l'activité électrique du cerveau. Cet'examen indolore et non-invasif qui renseigne sur l'activité neuro-physiologique du cerveau au cours du temps et en particulier du cortex cérébral soit dans un but diagnostique en neurologie, soit dans la recherche en neurosciences cognitives. Les capteurs sont placés sur

le cuir chevelu.

- EMG (*Électromyographie*) : enregistre la réponse musculaire ou l'activité électrique des muscles. Cet'examen évalue l'état des muscles et les nerfs qui les contrôlent.
- PCG (*Phonocardiographie*) : enregistre avec haute précision tous les sons produits par le coeur pendant un cycle cardiaque.
- PPG (*Photo-pléthysmographie*) : mesure l'augmentation du volume sanguin, lors de l'occlusion du retour veineux aussi peut être utilisé pour mesurer les volumes gazeux pulmonaires non mobilisables.
- SpO2 Oxymètre : assure le contrôle de l'oxygénation de l'hémoglobine d'un patient. Le capteur est généralement fixé sur un bout du doigt ou un lobe d'oreille d'un patient.
- Capteur de glycémie *Glucomètre* : assure pas à pas l'évolution du taux de glucose dans le tissu sous-cutané chez les patients diabétiques.
- Tensiomètre ou sphygmomanomètre : mesure la tension artérielle.
- Débitmètre de pointe (*PEF, Peak Expiratory Flow meter*) : mesure la capacité respiratoire chez les asthmatiques.
- Thermomètre : mesure de niveau de la température du patient.

Les bio-capteurs sont portés ou insérés dans le tissu sous-cutané de la région abdominale pendant la durée du temps nécessaire. Les capteurs effectuent les différentes mesures physiologiques puis ils les mémorisent, puis ces données peuvent être transférées vers le coordinateur du réseau BSN. La durée des mesures et leurs périodicités dépendent du type de mesure et de l'état du patient.

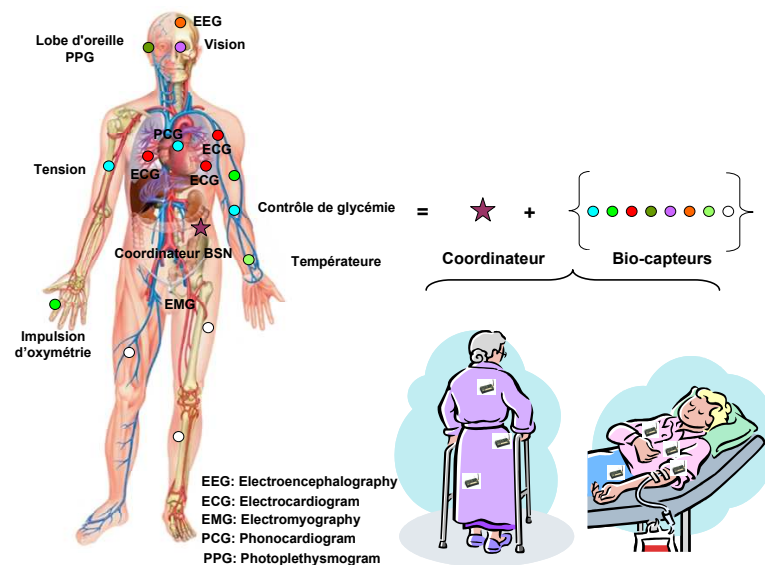


Figure 8 – Organisation d'un réseau de patient, BSN

5.2.1 Topologie du réseau BSN

D'après [Kottapalli *et al.*, 2003, Gyselinckx *et al.*, 2005, Ren *et al.*, 2005, Jin *et al.*, 2005, Ren *et al.*, 2006, Otto *et al.*, 2006, Milenković *et al.*, 2006, Ohmura *et al.*, 2006, Chandra-Sekaran *et*

al., 2006, Dom, 2007, B. Zhen and Kohno, 2007, Yun *et al.*, 2007, Wolf and Saadaoui, 2007, She *et al.*, 2007, Hu *et al.*, 2008, Chen *et al.*, 2008, Natarajan *et al.*, 2009, Chen *et al.*, 2009, Domingo, 2011], parmi des topologies candidates à être utilisées pour les réseaux des patients BSNs, nous citons les topologies étoile et maillée. Cependant, pour notre architecture réseau, nous avons trouvé que la topologie en étoile représente le bon choix pour l'organisation interne des réseaux BSNs (Voir Figure. 9). Ce choix est expliqué par deux raisons majeures. D'une part, pour un réseau centralisé de quelque mètres carrés (maximum $4m^2$), une topologie en étoile est largement suffisante. D'autre part, la topologie en étoile présente plusieurs avantages très appropriés à un réseau BSN tels que :

- Simplicité de deployment et de gestion,
- Faible consommation d'énergie d'où une partie importante de l'énergie sera économisée,
- Faible latence,
- Faible besoin de bande passante, un seul canal de fréquence est nécessaire pour assurer le bon fonctionnement du réseau.

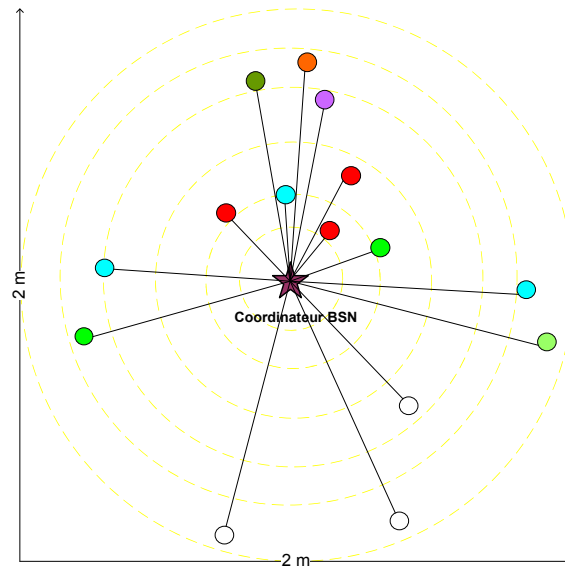


Figure 9 – Topologie d'un réseau BSN

En plus, avec une telle topologie, nous n'avons pas besoin d'implémenter un protocole de routage ce qui réduit la complexité du réseau. Les bio-capteurs ne peuvent communiquer qu'avec leur coordinateur qui doit avoir une capacité d'énergie plus importante comparée à celles des bio-capteurs. Nous admettons que le coordinateur présente moins de contraintes énergétiques comparé aux bio-capteurs.

Pour éviter le problème du point individuel de défaillance, nous proposons pour le réseau BSN un second coordinateur mais seulement un seul coordinateur qui sera fonctionnel. Pour le basculement vers le second coordinateur, nous proposons deux méthodes :

- Suite au défaillance du premier,
- Si l'énergie résiduelle du coordinateur courant décroît jusqu'à sa moitié.

Comme présenté par la Figure.9, au sein d'un réseau BSN nous distinguons deux entités :

- Le coordinateur BSN : représente le coordinateur ou le maître du réseau équipé d'un émetteur-récepteur conforme aux spécifications de la couche physique ULB définie par la norme IEEE 802.15.4a [Sta, 2007]. Chaque patient sera identifié par un identificateur unique dans le réseau des patients (par rapport aux autres réseaux BSNs). Un coordinateur BSN doit assurer les fonctions suivantes :
 1. La synchronisation de son réseau BSN et sa synchronisation avec son coordinateur PAN,
 2. La gestion et la réservation des créneaux de temps garantis (*GTS, Guaranteed Time Slot*) selon le type d'applications et l'état du patient.
 3. La gestion du cycle d'activité (duty cycle) de son propre réseau, compte tenu de la densité des bio-capteurs par application, le type d'applications supportées et l'état du patient,
 4. Le routage des mesures physiologiques de son réseau vers le(s) noeud(s)-puits du réseau PAN.
 5. Les mesures de localisation : le coordinateur BSN effectue périodiquement des mesures de localisation en coopération avec les routeurs voisins de son PAN,
 6. La mise à jour des canaux de fréquence utilisés pour la communication au sein du son réseau BSN et pour le routage des données relatives aux mesures physiologiques au sein du son réseau PAN,
 7. Le classification des données et la définition de leurs niveaux de priorités selon leur type d'applications et l'état du patient.
- Les bio-capteurs : représentent les noeuds esclaves équipés des émetteurs-récepteurs conformes aux spécifications de la couche physique ULB définie par la norme IEEE 802.15.4a. Ils doivent effectuer les mesures physiologiques nécessaires et le contrôle contenu de l'application supportée, par exemple la mesure du niveau de glucose dans le sang pour le cas d'un patient diabétique et l'envoi d'un rapport d'alarmes une fois le niveau excède les limites inférieures ou supérieures.

5.2.2 Mode opérationnel

Vu les avantages offerts par la technologie ULB et qui répondent aux plusieurs besoins des réseaux BSNs, nous proposons le déploiement des capteurs conformes aux spécifications définies par la norme IEEE 802.15.4a avec une couche physique ULB. Dans le but d'assurer le support des applications temps réel, nous proposons le mode opérationnel, avec support de la synchronisation du réseau (beacon-enabled mode), défini par la norme IEEE 802.15.4 [Sta, 2006] avec possibilité d'allocation des créneaux de temps garantis. Selon ce mode opérationnel, le coordinateur BSN périodiquement diffuse des trames balises ou phares (beacons) en utilisant le débit obligatoire (850 kps). Les paquets balises doivent contenir les informations nécessaires pour l'identification du réseau BSN et la synchronisation de ses membres avec leur coordinateur. Le mode opérationnel avec support de la synchronisation du réseau se base sur l'utilisation de la super-trame. Une super-trame est délimitée par deux trames balises. La partie active de la super-trame est toujours constituée de 16 créneaux de temps de durées égales. Cette partie active est généralement divisée en deux, une période sans réservation avec accès directe moyennant le

protocole ALOHA discrétisé ou Aloha encoché (Slotted ALOHA) et une période avec réservation des créneaux de temps garantis (GTS). La période des créneaux de temps garantis ne doit pas dépasser sept créneaux de temps. La super-trame peut également contenir une partie inactive optionnelle qui permet aux membres du réseau BSN d'entrer dans un mode de sommeil caractérisé par une faible consommation d'énergie. La structure générale d'une super-trame, moyennant l'utilisation du protocole ALOHA discrétisé pour l'accès au support, est donnée par la Figure.10. La durée totale d'une super-trame (trame balise + période active + période inactive) correspond à l'intervalle entre deux trames balises (BI) est donnée par l'Equation.1.

$$BI = aBaseSuperframeDuration * 2^{BO} [symboles] \quad (1)$$

$0 \leq BO \leq 14$

La durée de la partie active (trame balise + période active) appelée la durée de la super-trame (SD, superframe duration) est donnée par l'Equation.2. Comme la partie active de la super-trame est composée toujours de 16 créneaux de temps, la durée d'un créneau de temps est directement liée à la valeur d'ordre de super-trame (SO, Superframe Order).

$$SD = aBaseSuperframeDuration * 2^{SO} [symboles] \quad (2)$$

$0 \leq SO \leq BO \leq 14$

Durant une super-trame, deux modes de transfert de données sont permis :

- Transfert depuis le bio-capteur vers le coordinateur BSN : un dispositif qui désire l'envoi des mesures physiologiques ou des alarmes à son coordinateur doit utiliser le protocole ALOHA discrétisé avec possibilité d'allocation des créneaux de temps garantis (derniers créneaux de la super-trame) pour les données les plus critiques ou extrêmement prioritaires. Le coordinateur BSN peut confirmer la bonne réception des données moyennant un paquet d'acquittement durant le même créneau de temps.
- Transfert depuis le coordinateur BSN vers les bio-capteurs : lorsque le coordinateur dispose des trames de données en attente pour un membre de son réseau, il annonce cette information moyennant les trames balises. Dans ce cas, le dispositif concerné par ces trames de données sélectionne un créneau de temps et envoie une requête de données (data request) au coordinateur BSN, lui indiquant qu'il est prêt à recevoir ces trames de données.

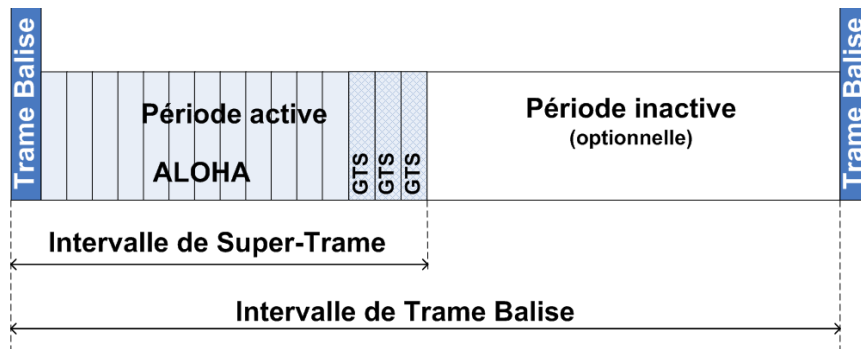


Figure 10 – Structure de la super-trame utilisée par d'un BSN

Selon le protocole ALOHA discrétisé, un dispositif ne peut envoyer qu'au début d'un créneau de temps mais sans besoin de vérifier la disponibilité du support de transmission. Nous optons

pour le protocole ALOHA discrétisé pour assurer l'accès au medium au sein d'un réseau BSN. Ce choix est fait afin d'éviter le délai supplémentaire dû à la phase d'évitement de collision, adoptée par le mécanisme CSMA/CA, surtout qu'un réseau BSN généralement est prévu pour supporter une charge de trafic faible ou moyenne (une très faible probabilité de collision). Le mécanisme ALOHA est approprié aux petits réseaux supportant une légère charge comme le cas des réseaux BSNs. En plus, selon les spécifications de la norme 802.15.4a, la couche physique ULB peut garantir moyennant un traitement efficace, dans le cas d'une collision entre deux transmissions simultanées, un transfert réussi des paquets de deux transmissions.

5.2.3 Classification des mesures physiologiques

En première étape, chaque bio-capteur doit effectuer les mesures physiologiques et/ou le contrôle nécessaires pour le télé-suivi du patient. Puis, en deuxième étape, il doit envoyer ses mesures et si nécessaire ses rapports d'alarmes à son coordinateur BSN. Comme illustré dans le Tableau.1, selon les caractéristiques des mesures physiologiques ou les contraintes en qualité de service exigées par les applications supportées, nous classifions, en premier temps, le trafic de données en quatre classes respectivement *TR-HD* (Temps Réel, Haut Débit), *TR-BD* (Temps Réel, Bas Débit), *non TR-HD* (non Temps Réel, Haut Débit), *non TR-BD* (non Temps Réel, Bas Débit).

Durant la super-trame, les bio-capteurs transmettent leurs trames de données en utilisant le canal de fréquence alloué pour la communication et moyennant les débits optionnels 6.81 ou 27.24 Mbps (définis par la norme IEEE 802.15.4a) afin de réduire les délais de communication. Dans le cas où, un noeud dispose des données critiques très urgentes exigeant un faible délai et un haut niveau de fiabilité (en se basant sur les caractéristiques du trafic supporté), il envoie une requête de demande d'allocation d'un ou plusieurs créneau(x) de temps garanti(s) (GTS). Cette demande pourrait être explicite en demandant un nombre fixe de créneaux de temps, comme défini dans le standard IEEE 802.15.4, ou implicitement [Koubâ *et al.*, 2006] par l'envoi au coordinateur les données nécessaires spécifiant le trafic supporté et c'est au coordinateur d'en déduire le nombre de créneaux de temps nécessaires à un tel trafic. Dans le cas où les données ne présentent pas des fortes contraintes, selon le protocole ALOHA discrétisé, le noeud peut, après une durée d'un nombre aléatoire de créneaux de temps, envoyer ses trames de données sans même vérifier la disponibilité du support de transmission.

Tableau 1 – Classification des mesures physiologiques

Type de mesures physiologiques	Débit de données	Délai	Classe des mesures
ECG	Haut	Bas	TR-HD
EEG, EOG, EMG	Bas	Bas	TR-BD
Rythme cardiaque, Tension, Température du corps, contrôle de glycémie	Bas	Haut	Non TR-BD
Image médicale	Haut	Haut	Non TR-HD

L'allocation des créneaux de temps garantis est principalement dédiée aux données les plus

urgentes. En effet, le coordinateur BSN alloue ces créneaux de temps par ordre de préférence en se basant sur son ordonnancement d'allocation de ressource. Suite à la réception des données relatives aux mesures physiologiques et selon leur classification, le coordinateur BSN doit être en mesure d'ordonnancer sa file d'attente afin de faciliter la transmission des données les plus urgentes en premier lieu et ainsi de suite. C'est grâce à un algorithme d'ordonnancement optimal que nous pouvons garantir la réduction des délais pour les informations les plus urgentes et satisfaire ses différentes contraintes de qualité de service.

5.3 Réseau individuel sans fil (PAN)

Pour améliorer les performances des réseaux de patients BSNs au sein d'un environnement hospitalier dense, nous proposons de consolider les réseaux de patients BSNs par un réseau supérieur représentant le second niveau du réseau global. Pour simplifier le contrôle du réseau global et réduire la complexité de la gestion de ses ressources, nous proposons de découper le réseau global en cellules hexagonales de mêmes dimensions centrées sur leurs coordinateurs (coordinateur par PAN). En effet, la cellule hexagonale représente la couverture théorique du second niveau du réseau ou PAN. Le cas idéal d'un modèle hexagonal est choisi pour assurer la couverture de la totalité du réseau WHSN. Bien qu'en pratique la zone de couverture d'un dispositif ne soit ni hexagonale, ni parfaitement circulaire, mais il y a des procédures et des mécanismes [Jemai *et al.*, 2005] qui assurent le calibrage et l'ajustement du modèle pendant la phase du déploiement du réseau moyennant des mesures de test expérimentales. Comme illustré par la Figure.11, chaque réseau PAN est représenté par une cellule de capteurs, organisés en une topologie complètement maillée, et composé d'un coordinateur PAN, d'un ensemble de coordinateurs de réseaux BSNs (un seul coordinateur actif par BSN) et d'un ensemble de routeurs assurant le routage des données de captage vers leur coordinateur PAN.

5.3.1 Topologie

Pour un traitement distribué, une extensibilité rapide et facile, une large couverture, une complexité réduite et un équilibrage de la charge et de la consommation d'énergie, nous proposons la topologie maillée pour l'organisation des réseaux PANs ou du second niveau du réseau global. Avec une telle topologie, la conception d'un protocole de routage multi-saut peut significativement améliorer la conservation de l'énergie et par la suite maximiser la durée de vie du réseau moyennant l'équilibrage de la charge et la consommation de l'énergie entre les différents membres du réseau. Comme illustré par la Figure. 11, le réseau est composé de trois entités :

- Coordinateur PAN : représente le maître du réseau PAN, il dispose de deux interfaces. La première interface équipée d'un ou plusieurs émetteur(s)-récepteur(s) conforme(s) à la norme IEEE 802.15.4a avec une couche physique ULB et l'autre interface équipée d'un émetteur-récepteur WiFi. Le cas le plus simple d'un réseau PAN est où le coordinateur est en même temps le noeud-puits du réseau. Cette entité doit assurer les fonctions suivantes :
 1. La synchronisation avec ses membres,
 2. La gestion du cycle d'activité de son réseau en fonction de la densité de son réseau et l'état des patients de son réseau,

3. La gestion des ressources spectrale et temporelle au sein de sa cellule selon la disponibilité des ressources et les niveaux de priorité des requêtes de demande de ressources.
 4. L'association et dissociation des réseaux BSNs,
 5. Le routage des données de sa cellule et des cellules voisines,
 6. L'ordonnancement des données en fonction de l'état des patients et le type des services supportés,
 7. La sécurité des données.
- Les routeurs du réseau PAN : représentent des capteurs statiques avec des émetteurs-récepteurs conformes aux spécifications de la couche physique ULB définie par la norme IEEE 802.15.4a. Ces capteurs remplissent essentiellement les fonctions suivantes :
 1. Routage des données et la gestion de la mobilité des patients moyennant la participation au processus de localisation,
 2. Exécution de quelques mesures physiologiques comme mesure du poids d'un patient (moyennant des capteurs déployés au niveau du lit ou au niveau de la cuvette du toilette) ou monitoring des postures et mouvements corporels d'un patient (moyennant des capteurs déployés au niveau du lit).
 3. Exécution des mesures des grandeurs environnementales (humidité, température,...) relatives à la zone de couverture du PAN auquel ils appartiennent.
 - Les noeuds patients du réseau PAN : représentent les coordinateurs des réseaux BSNs présents au sein de la cellule du réseau PAN.

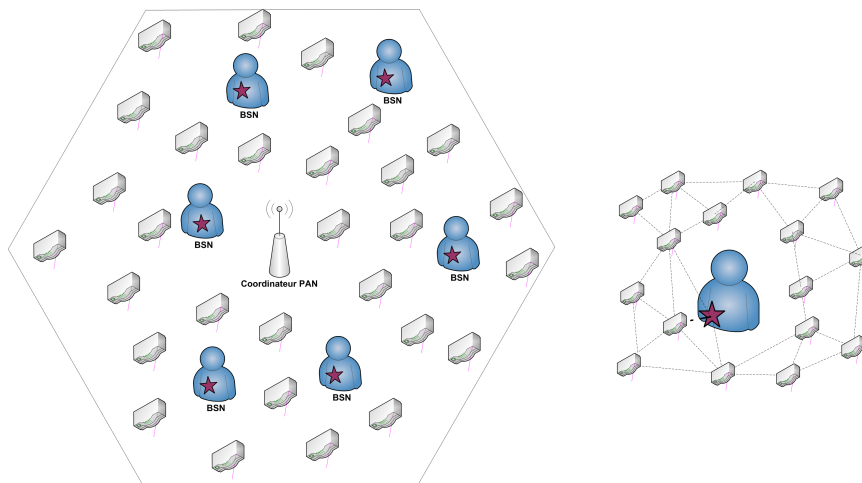


Figure 11 – Topologie d'un réseau PAN

5.3.2 Classification des données au sein d'un PAN

Selon l'état du patient, représenté par un réseau BSN, ou le type de données physiologiques ou environnementales captées, nous distinguons cinq niveaux d'urgence des flux de données au sein d'un PAN (Haut, Moyen, Bas et Très Bas), comme indiqué dans le Tableau 2.

Tableau 2 – Classification de niveaux d’urgence des données captées au sein d’un PAN

État du patient	Niveau d’urgence de données
Patient en état très critique	H (Haut)
Patient en état moyennement critique	M (Moyen)
Patient en état non critique	B (Bas)
Information de la chambre avec contrainte TR	B (Bas)
Information de la chambre sans contrainte TR	TB (Très Bas)

Le niveau de priorité attribué à chaque flux de données au sein d’un PAN est calculé moyennant sa classe de service et son niveau d’urgence. Nous proposons dans ce qui suit, un classificateur qui prend en entrée les trois paramètres le débit de données et le délai exigés et le niveau d’urgence et qui produit en sortie un indice de priorité. Le Tableau.3 resume les règles conditionnelles utilisées par le classificateur pour en déduire les indices de priorités TB, B, M, H TH référant respectivement à Très Bas, Bas, Moyen, Haut et Très Haut.

Tableau 3 – Règles de base

Débit de données	Délai	Niveau d’urgence	Indice de priorité
H	H	TB	TB
H	H	B	B
H	H	M	M
H	H	H	H
H	B	TB	M
H	B	B	M
H	B	M	H
H	B	H	TH
L	H	TB	B
L	H	B	B
L	H	M	M
L	H	H	H
L	B	TB	B
L	B	B	M
L	B	M	H
L	B	H	TH

TH: Très Haut, H: Haut, M: Moyen, B: Bas, TB: Très Bas.

Prenons l’exemple donné par la première règle du Tableau.3 et qui prend comme entrée un niveau Haut pour le paramètre délai, un niveau Haut pour le paramètre débit et un niveau Très Bas pour le paramètre urgence et qui produit un indice de priorité Très Bas. L’index de priorité Très Bas indique que les paquets sont attachés à une priorité très faible et seraient transmis après la transmission de tous les paquets les plus prioritaires. Et si l’indice de priorité

est Très Haut, il indique que les paquets sont attachés à une priorité très élevée et devraient être immédiatement transmis (si la priorité d'un flux de données est très élevée les ressources doivent lui être réservées en premier lieu). Comme indiqué dans le Tableau.3, les trois variables d'entrée produisent en sortie 16 combinaisons ($2 \times 2 \times 4$). Le Tableau.4 illustre la conversion des sorties du classificateur en des priorités.

Tableau 4 – Table de mappage

Indice de priorité	Valeur de priorité attribuée
TH	P_1
H	P_2
M	P_3
B	P_4
TB	P_5

La Figure.12 et le Tableau.4 résument le processus de classification des données ainsi que l'attribution des priorités aux différents flux de données.

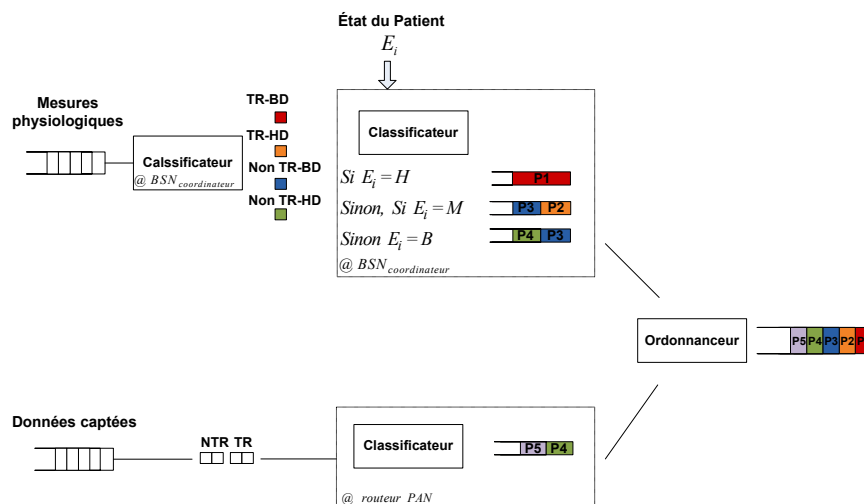


Figure 12 – Processus de classification des données au sein un réseau PAN

5.3.3 Mode opérationnel du réseau PAN

Dans ce paragraphe, nous donnons un résumé sur le principe du protocole MAC multi-canal multi-créneau de temps proposé pour le réseau PAN. Sa description détaillée fera l'objet du quatrième et cinquième chapitres du présent mémoire.

Dans le but d'assurer le support des applications temps réel, nous proposons un mode opérationnel basé sur la synchronisation du réseau moyennant la diffusion périodique des trames balises. Selon le mode opérationnel proposé, nous distinguons deux types de super-trames :

- Super-trame de contrôle : pour la synchronisation du réseau et aussi l'envoi des requêtes de demande de reservation des ressources,

- Super-trame de transfert de données utiles : pour la diffusion du résultat de réservation de ressources et la transmission des données utiles.

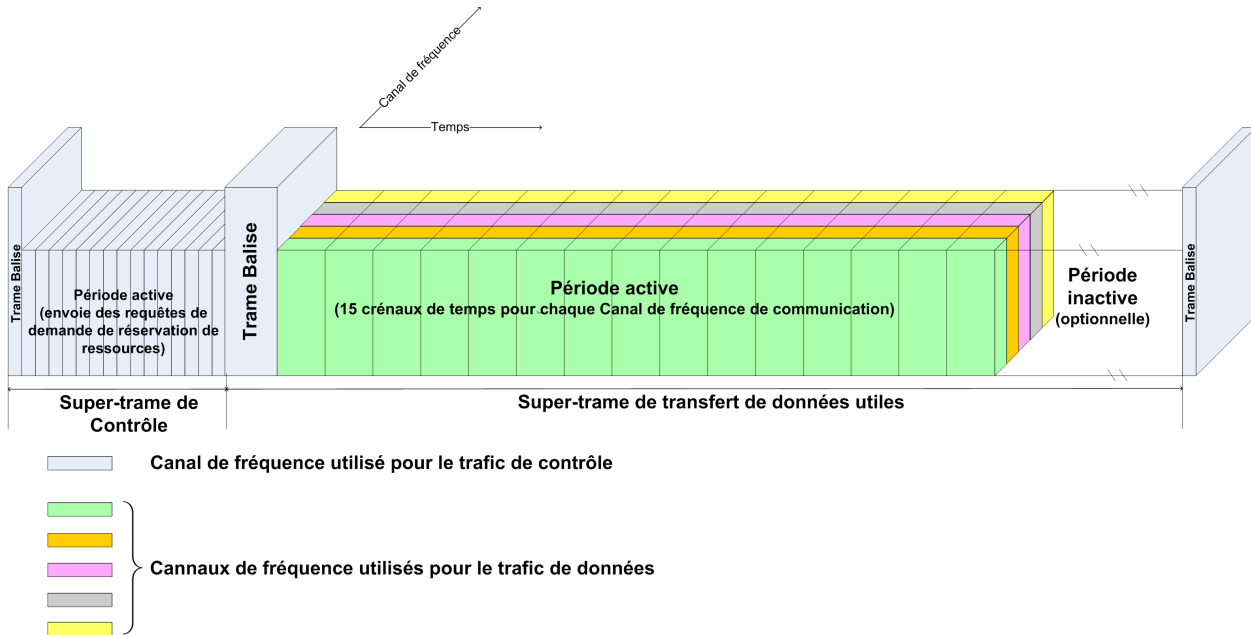


Figure 13 – Super-trames utilisées au sein d'un réseau PAN

Selon ce mode opérationnel, durant la première super-trame, le coordinateur PAN diffuse sa trame balise en utilisant le débit obligatoire (850 Kbps) et le canal de fréquence alloué pour le contrôle. A la réception de cette trame balise, les membres du PAN ajustent leurs horloges. Puis, en utilisant le débit obligatoire et le canal de contrôle, les noeuds sources, s'ils veulent envoyer des données aux noeuds-puits, envoient des requêtes de demande de réservation des ressources, aussi les coordinateurs BSNs peuvent aussi envoyer des requêtes de demande de ressources pour assurer la communication au sein de leurs BSNs. Selon son identification PAN, un noeud (source et/ou coordinateur BSN) attend son créneau de temps pour l'envoi de sa requête si elle existe. Suite au traitement de toutes les requêtes de demande de réservation de ressources, le coordinateur PAN diffuse sa deuxième trame balise, incluant les informations nécessaires sur la réservation des ressources. A la réception de cette trame balise, tous les membres du réseau seront au courant du résultat de la réservation des ressources et les noeuds concernés durant les créneaux de temps qui lui sont alloués et moyennant le canal de fréquence de données qui lui sont assignés, commencent leurs communications (entre membres du PAN ou au sein même d'un réseau BSN du réseau PAN).

5.3.4 Routage des données au sein du réseau PAN

Afin d'assurer un compromis entre la minimisation de la consommation d'énergie pour maximiser la durée de vie du réseau, le support de la qualité de service pour répondre aux différentes contraintes des applications supportées et la gestion des ressources spectrale et temporelle pour maximiser leur utilisation, nous proposons, dans le cinquième chapitre du présent mémoire, un protocole de routage multi-saut et multi-critère assurant à la fois l'équilibrage de

la charge, l'équilibrage de la consommation d'énergie, le support de qualité de service selon une bonne gestion de ressources dans un environnement supportant plusieurs communications en parallèles.

5.4 Réseau hospitalier sans fil (WHSN)

Pour des solutions efficaces d'optimisation de la consommation d'énergie, de gestion et partage de ressource, de gestion de mobilité et pour le support QoS au sein d'un réseau de capteurs sans fil dense, l'architecture cellulaire, basée sur les technologies ULB et WiFi est choisie pour le troisième niveau du réseau WHSN formant un réseau cellulaire hiérarchisé de trois niveaux. Comme illustré par la Figure.14, le troisième niveau du réseau est composé des entités suivantes :

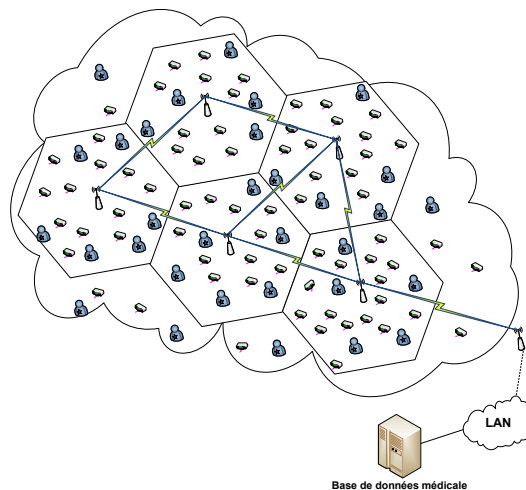


Figure 14 – Le réseau WHSN

- Le puits : il représente une station centrale qui assure la collection, l'analyse et le traitement de différentes données captées. Nous pouvons proposer plus qu'un puits mais le nombre des puits dépendra du nombre de centres d'analyse médicale.
- Les coordinateurs PAN : ils représentent les points d'accès ULB/WiFi qui assurent la synchronisation et la gestion de leurs réseaux PANs, la collection des données des patients ou d'environnement et le routage inter-cellules (ou inter-PANs).
- Les routeurs des PANs : ils représentent les nœuds ULB assurant le routage des données, les mesures de captage de quelques grandeurs physiques et l'assistance au processus de localisation (en cas de besoin).
- Les coordinateurs BSNs et leurs membres de réseau : Ils représentent des nœuds ULB ou les bio-capteurs assurant les mesures physiologiques. Les coordinateurs assurent la synchronisation et la gestion de leur réseaux et la collection des données captées puis leur envoi vers les puits de leurs réseaux PANs.

Pour le routage inter-PANs, nous proposons le routage multi-saut avec équilibrage de la charge à travers le réseau WiFi. Dans la littérature, plusieurs protocoles de routages multi-saut pour

les réseaux WiFi maillés sont proposés [WiFi,]. Le problème de routage inter-PANs ne fait pas l'objet d'étude au niveau du présent mémoire.

6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons proposé une nouvelle architecture pour les réseaux de capteurs sans fil dédiés aux applications de contrôle et suivi des patients en hôpital. Pour faciliter le contrôle des patients, assurer une gestion efficace des ressources (spectrale, temporelle et énergétique) et des bonnes performances du réseau, nous avons décomposé le réseau hospitalier global WHSN en un ensemble de cellules identiques considérées comme des chambres hospitalières intelligentes. La communication entre les cellules est basée sur la technologie WiFi, et elle s'effectue moyennant un routage multi-saut. Pour assurer le support de QoS, l'équilibrage de la charge et de la consommation d'énergie, le réseau d'une chambre intelligente est organisé en une topologie totalement maillée et les communications au sein d'une cellule sont basées sur un protocole MAC multi-canal et multi-créneau de temps qui sera détaillé dans les chapitres 3 et 4 et un protocole de routage multi-saut et multi-critère (avec une prise en considération du support de QoS et la conservation de l'énergie) qui fera le sujet du cinquième chapitre. Pour une simplicité de déploiement, réduction de délai et de consommation d'énergie, nous avons opté pour une topologie en étoile pour l'organisation du réseau de patient BSN.

Il convient de noter que cette architecture en trois niveaux bien que motivée par le contexte d'applications hospitalières pourrait aussi trouver son application dans le domaine du maintien à domicile des personnes handicapées ou âgées. Par exemple, dans des maisons des seniors Vill'Âge [Nourizadeh and Deroussent, 2011, MED,], où chaque maison/appartement constitue une cellule, est appelée un(e) maison/appartement intelligent(e). Nous citons l'exemple de l'appartement intelligent pour l'assistance à la personne proposé par le laboratoire de recherche le LORIA [Pla,].

Chapitre 3 : Allocation des canaux de fréquence dans les réseaux de capteurs sans fil

1 Introduction

La gestion et le partage des ressources, en particulier les ressources spectrales, représentent une des tâches critiques dans les réseaux de capteurs sans fil denses et étendus. Pour traiter le problème d'assignation des canaux de fréquence ULB dans des tels réseaux, nous avons décomposé ledit problème en deux sous-problèmes :

- Allocation statique des canaux de fréquence ULB dédiés au trafic de contrôle,
- Allocation dynamique des canaux de fréquence ULB dédiés au trafic de communication.

Pour répondre à un tel besoin, nous proposons, dans ce chapitre, le premier modèle d'allocation des canaux de fréquence ULB (*UWBCAS*, Ultra Wide Band Channel Allocation Scheme) [Ben Slimane *et al.*, 2009a] assurant une gestion efficace du spectre ULB. Le but du modèle *UWBCAS* est d'éviter le problème de congestion du trafic de contrôle et de maximiser les communications simultanées sans souffrir de l'interférence afin d'améliorer les performances du réseau en termes d'augmentation du taux de transfert (throughput), diminution du délai et minimisation de la consommation d'énergie.

2 État de l'art sur les méthodes d'allocation des canaux de fréquence dans les réseaux de capteurs sans fil

Depuis quelques années, les protocoles de contrôle d'accès au médium (MAC) multi-canal ont représenté un des sujets de recherche les plus critiques dans le domaine des réseaux de capteurs sans fil, assurant des communications simultanées au sein d'un même réseau qui peuvent améliorer significativement les performances du réseau. Les deux normes IEEE 802.15.4 et IEEE 802.15.4a permettent l'allocation dynamique des canaux de fréquence ainsi que l'utilisation de multiple canaux définis à leurs couches physiques. Mais le problème est que la majorité des protocoles MAC sont conçus pour assurer un accès mono-canal et cela dans le but d'être opérationnel dans différentes architectures réseaux. Les émetteurs-récepteurs comme CC2420 [CC2,] équipant les modules de transmission les plus connus comme MICAz [Mic,], TelosB [Tel,] permettent l'accès multi-canal. D'après [CC2, , Wang and Berger, 2008], pour l'émetteur-récepteur CC2420 la durée nécessaire pour le basculement d'un canal de fréquence

à un autre est très courte de l'ordre de $200\mu s$. Mais, dans le cas général d'un réseau de capteurs sans fil dense et totalement maillé, l'exploitation de l'accès multi-canal est complexe. En effet, dans le chapitre 2, nous avons proposé une architecture réseau en trois niveaux afin de réduire la complexité de gestion du réseau et de partage des ressources permettant la conception d'un protocole MAC multi-canal multi-créneau de temps à la fois optimal et évolutif. Dans ce chapitre, nous proposons d'exploiter les avantages offerts par la couche physique définie par la norme IEEE 802.15.4a et basée sur la technologie ULB, par la conception d'un modèle efficace nommé *UWBCAS* (Ultra Wide Band Channel Allocation Scheme) [Ben Slimane et al., 2009a] pour assurer le bon partage des canaux ULB au sein d'un réseau de capteurs dense et étendu. La majorité des réseaux de capteurs sans fil, actuellement déployés, utilisent un seul et même canal de fréquence pour communiquer des informations entre les noeuds capteurs que ce soit pour le trafic de contrôle et pour le trafic de données. Ce qui induit un problème complexe de partage des ressources, particulièrement dans des réseaux denses et à déploiement à grande échelle. Bien que les protocoles d'accès multi-canal pour les réseaux WSNs ne soient pas nouveaux et aient été un sujet de recherche dans de tels réseaux. Cependant, les protocoles multi-canal, déjà proposés pour les réseaux WSNs, ne sont pas nombreux. Le principe d'allocation des canaux de fréquence est initialement utilisé pour les réseaux cellulaires comme la seconde génération de téléphonie mobile (Global System for Mobile Communications, GSM) [Lagrange et al., 1999]. Pour les réseaux GSM, l'assignation des canaux de fréquence est une fonction du dimensionnement du réseau (tenant en compte le modèle du trafic et le modèle d'abonné) et la planification cellulaire, donc la distance minimale de réutilisation des canaux de fréquence $D = \sqrt{3K} \times R$ où R représente le rayon de cellule et K représente la taille du cluster élémentaire. Cependant, pour les réseaux WSNs, la réutilisation des canaux de fréquence est une fonction de la couverture de capteur, du cycle d'activité des membres du réseau et de la topologie du réseau. Dans la littérature, un ensemble de protocoles MAC à accès multi-canal pour les réseaux WSNs [Zhou et al., 2006, Cagley et al., 2006, So et al., 2007, Chen et al., 2006, Rangnekar and Sivalingam, 2004] sont proposés. Chaque protocole MAC à accès multi-canal se base sur une politique d'allocation des canaux de fréquence. Le premier protocole MAC multi-canal, appelé MMSN (Multi-frequency Media access control for wireless Sensor Networks) [Zhou et al., 2006], présente quatre méthodes d'allocation des canaux de fréquence pour les réseaux WSNs : *Exclusive frequency assignment*, *Even selection*, *Eavesdropping* et *Implicit-consensus*. Le premier modèle est utilisé lorsque le nombre de canaux de fréquence disponibles est supérieur ou égale au nombre des noeuds à deux sauts. En effet, il alloue les canaux de fréquence disponibles de façon que tous les noeuds à deux sauts bénéficient des canaux de fréquence différents. A cause du nombre élevé des diffusions, la congestion, pour le cas de ce modèle d'allocation des canaux de fréquence, est relativement élevée. Le deuxième modèle d'allocation des canaux de fréquence assure moins de congestion mais il exige un nombre plus important de canaux de fréquence (c'est-à-dire il suppose que la ressource spectrale est abondante). Étant donné que les deux autres modèles d'allocation des canaux de fréquence ne garantissent pas l'attribution des canaux de fréquence différents aux différents voisins à deux sauts, les conflits potentiels ne peuvent pas être évités. De plus, nous notons que les modèles définis par le protocole MMSN allouent les canaux de fréquence d'une façon statique ce qui limite le taux d'utilisation des ressources spectrales, étant donné qu'un noeud n'utilise pas de manière permanente le canal de fréquence qui lui est attribué.

Dans [Cagley et al., 2006, So et al., 2007], les auteurs ont proposé des modèles d'allocation dy-

namique des canaux de fréquence basés sur l'accord établi entre chaque noeud source et noeud destinataire. Une telle approche peut être appropriée aux réseaux peu denses mais pour le cas des réseaux denses les messages de négociation durant le processus d'allocation des canaux de fréquence peuvent provoquer des cas considérables de congestion inutile (par exemple due aux retransmissions des messages de négociation après l'échec de leur réception). L'avantage de ces modèles d'allocation des canaux de fréquence est qu'ils permettent l'utilisation de plusieurs canaux de fréquence pour assurer le trafic de contrôle ce qui peut éviter le problème de congestion pour ce type de trafic.

Nous remarquons que tous les modèles d'allocation des canaux de fréquence précédemment présentés sont pour des réseaux WSNs classiques opérant dans la bande de fréquence 2.4 Ghz et cela sans aucun support de QoS. Cependant les auteurs dans [Chen *et al.*, 2006] ont proposé le premier protocole MAC multi-canal (MCMAC) qui tient compte de la notion de priorité durant le processus d'allocation des canaux de fréquence au sein d'un groupe des noeuds (cluster). Dans [Rangnekar and Sivalingam, 2004], les auteurs ont proposé le premier protocole MAC multi-canal conçu pour les réseaux basés sur la technologie ULB définie par la norme IEEE 802.15.3. Le mécanisme proposé emploie un algorithme dynamique et distribué d'allocation des canaux de fréquence, DCA [Prakash *et al.*, 1995] (Dynamic Channel Allocation) utilisé pour partager les canaux de fréquence disponibles entre les piconets voisins. Compte tenu du nombre élevé des diffusions (entre les contrôleurs des piconets), le niveau de congestion de ce mécanisme est relativement élevé.

Pour une gestion et un partage efficaces des ressources spectrales disponibles au sein d'un réseau de capteurs dense et étendu basé sur la technologie ULB, nous proposons dans ce qui suit, le premier modèle d'allocation des canaux de fréquence ULB basé sur la réutilisation spatiale des canaux de fréquence et l'information sur le cycle d'activité des différents réseaux PANs du réseau global. Ce modèle permet d'assurer :

- L'allocation statique d'un seul canal de fréquence par cellule pour supporter le trafic de contrôle en évitant tout problème de congestion pour le trafic de contrôle,
- La maximisation des canaux de fréquence alloués par cellule active afin d'améliorer la performance du réseau global et assurer le support de QoS.

3 Configuration du réseau

Dans le but de déployer un réseau dense supportant un nombre considérable de noeuds, nous avons proposé dans le deuxième chapitre une nouvelle architecture réseau à trois niveaux pour des applications de télésurveillance des patients en hôpital. Le premier et deuxième niveau du réseau se basent sur la technologie ULB. Dans ce chapitre, nous nous intéressons au problème de partage des canaux de fréquence entre les PANs du réseau global. Traitant le cas général d'un réseau WHSN formé de N_c PANs ou cellules hexagonales uniformément distribués comme illustré par la Figure.1.

Soit un repère cartésien H donné par : un centre $C_{0,0}$, la cellule de coordonnées (x_0, y_0) et de rayon R , un axe d'abscisses X et un axe de coordonnées Y . Nous représentons le centre d'une cellule donnée $C_{i,j}$ par ses coordonnées (x_i, y_j) , donnés par :

$$x_i = x_0 + i \times \left(\frac{3R}{2}\right), i \in [-N; N] \quad (1)$$

$$y_j = y_0 + j \times \left(\frac{\sqrt{3}R}{2}\right), j \in [-N; N] \quad (2)$$

$$(i + j) \bmod 2 = 0 \quad (3)$$

$$\text{Card}\{(x_i, y_j) / (i, j) \in [-N; N]^2\} = N_c \quad (4)$$

Soit C l'ensemble des $C_{i,j}$ de coordonnées (x_i, y_j) vérifiant les équations (1) à (4) comme illustré dans la Figure.1.

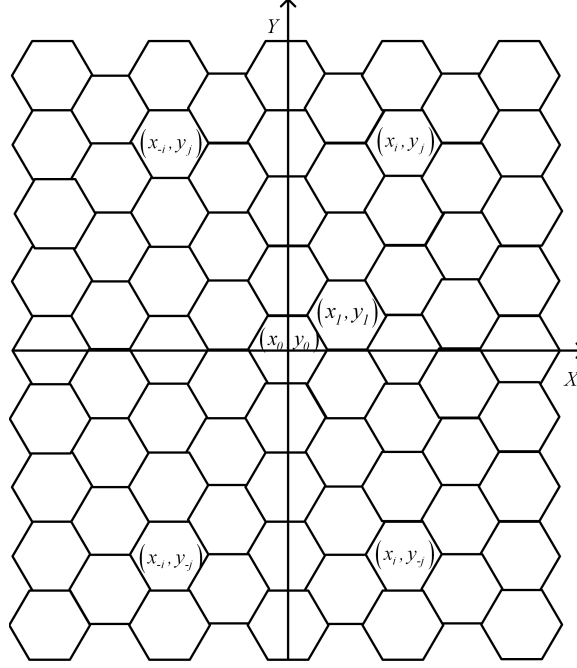


Figure 1 – Cas général d'un réseau de N_c PANs

4 Allocation statique des canaux de contrôle

Tout d'abord, nous présentons le principe d'allocation des canaux de contrôle pour un exemple de 12 PANs, puis nous généralisons le principe pour un exemple de N_c PANs.

Notations.

- N_c : Nombre total des cellules, $N_c = \text{Card}(C)$,
- R : Rayon d'une cellule,
- $D_{N_c \times N_c}$: Matrice des distances, la distance séparant les centres de chaque couple de cellules du réseau,
- N_{tch} : Ensemble de tous les canaux de contrôle, $N_{tch} = \{(Numcc_i, SC_j)\}$, où
 - * $Numcc_i$: Numéro du $i^{ème}$ canal physique de contrôle,
 - * SC_j : Séquence de codification relatif au $j^{ème}$ canal physique de contrôle.
 - * $(Numcc_i, SC_j)$: Canal logique de contrôle relatif au $i^{ème}$ canal physique de contrôle (D'après la norme IEEE 802.15.4a à chaque canal physique correspond deux séquences de codification donc deux canaux logiques).

Selon le Tableau.3 relatif au chapitre 1 :

$$N_{tch} = \{(4, SC_7), (7, SC_7), (11, SC_7), (15, SC_7), (4, SC_8), (7, SC_8), (11, SC_8), (15, SC_8)\},$$

- N_{cch} : Sous ensemble des canaux logiques de contrôle disponibles, $N_{cch} \subseteq N_{tch}$.

Selon les réglementations des canaux ULB, le sous ensemble N_{tch} sera comme suit :

- * La réglementation aux USA : $N_{cch} = N_{tch}$, $Card(N_{cch}) = Card(N_{tch}) = 8$,

- * La réglementation en Europe : $N_{cch} \subset N_{tch}$, $Card(N_{cch}) = 4$,

$$N_{cch} = \{(4, SC_7), (7, SC_7), (11, SC_7), (4, SC_8), (7, SC_8)\},$$

- * La réglementation au Japon : $N_{cch} \subset N_{tch}$, $Card(N_{cch}) = 6$,

$$N_{cch} = \{(4, SC_7), (11, SC_7), (15, SC_7), (4, SC_8), (11, SC_8), (15, SC_8)\}$$

- CCH_i : Modélise le $i^{ème}$ canal logique de contrôle appartenant à l'ensemble N_{cch} .

$$N_{cch} = \{CCH_i, 1 \leq i \leq Card(N_{cch})\}$$

4.1 Cas d'un réseau de 12 cellules

Pour éviter le problème de congestion du trafic de contrôle [So et al., 2007], nous proposons d'allouer d'une façon statique le nombre optimal des canaux de fréquence pour assurer le trafic de contrôle. Nous appelons ces canaux de fréquence "canaux de contrôle" et tout au long de ce chapitre nous référons à ces canaux par ce nom. Nous proposons d'allouer à chaque PAN un seul canal de contrôle permanent afin d'assurer une couverture continue de sa cellule en trafic de contrôle. Nous notons que les canaux de fréquence ULB en chevauchement (4, 7, 11 et 15) sont les plus appropriés pour assurer la couverture d'un tel trafic puisqu'ils présentent des larges bandes passantes (1331.2 Mhz, 1081.6 Mhz, 1331.2 Mhz, 1354.97 Mhz respectivement pour les canaux de fréquence 4, 7, 11 et 15). D'après le premier rapport de la FCC :part 15.209 [FCC, 2002] la puissance des émissions non-intentionnelles des systèmes commerciaux fonctionnant en l'absence de licence est limitée à $500 \mu V/m$ dans une bande de 1 MHz à 3 mètres de l'antenne d'émission, soit une DSP limite de -41.3 dBm/MHz. Donc plus la bande passante du canal de fréquence est large plus la puissance d'émission est importante et donc une couverture radio plus étendue. Nous admettons que les rayons de différentes cellules sont égaux à R . Pour le trafic de contrôle, la zone de couverture de n'importe quel membre d'une même cellule est circulaire et de rayon R . Donc, nous admettons que tous les membres d'une même cellule émet avec une même puissance $P_0(f)$ pour avoir une couverture de rayon R . Basé sur les équations (5), (Eq.6) et (7), le niveau de puissance d'émission $P_0(f)$ est fixé.

$$P_{Rx} = P_0(f) + Pl(R) \quad (5)$$

$$P_{Rx} - Link_{margin} = Rx_{sensitivity} \quad (6)$$

$$P_0(f) = Rx_{sensitivity} + Link_{margin} - Pl(R) \quad (7)$$

Avec, P_{Rx} , $P_0(f)$, $Pl(R)$, $Link_{margin}$ et $Rx_{sensitivity}$ représentent respectivement : la puissance de réception, la puissance d'émission, la perte de propagation (Pathloss), la marge de liaison et la sensibilité du récepteur. L'expression du paramètre perte de propagation est définie par la norme IEEE 802.15.4a. Dans ce cas, tous les membres du réseau PAN, en particulier ceux localisés proche ou à la frontière de la cellule peuvent recevoir le trafic de contrôle (les trames balises) depuis leur coordinateur, comme ils peuvent être entendu par leur coordinateur. Nous formulons ce problème en un problème de coloriage à deux sauts, où chaque canal de contrôle

sera représenté par une couleur. En effet, une couleur ou un canal de contrôle ne peut être réutilisé(e)s par une autre cellule que si et seulement si la distance séparant les deux cellules est supérieure à deux sauts. Par conséquent, d'après la Figure.2, la distance minimale de réutilisation d'un même canal de fréquence doit être strictement supérieure à deux sauts ou à la distance R_c pour le pire cas.

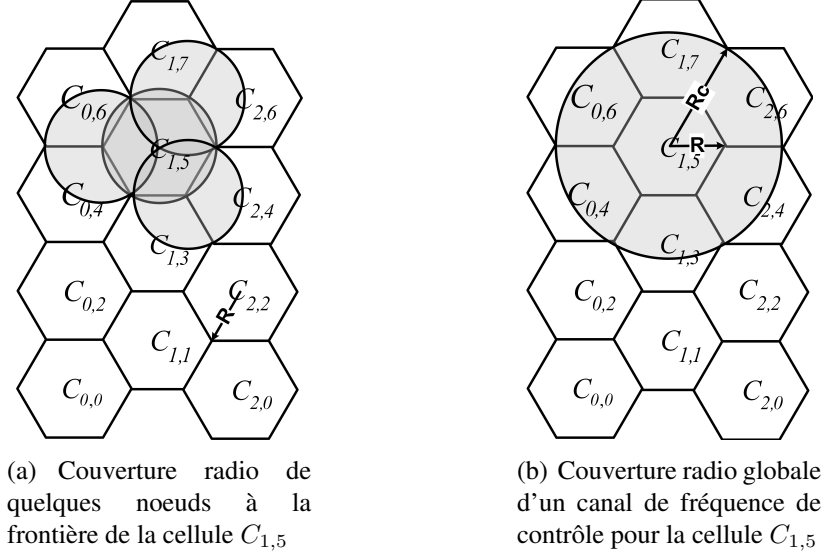


Figure 2 – Limite de couverture radio d'un canal de fréquence de contrôle pour la cellule $C_{1,5}$

Soit D_{min} représentant la distance minimale, séparant les centres d'un couple de cellules, à partir de laquelle la réutilisation d'un même canal de fréquence est possible :

$$D_{min} > R_c \quad (8)$$

Avec R_c donné par :

$$R_c = 2 \times R \quad (9)$$

D'après les équations (8) et (9) et conformément à la représentation en cellules hexagonales du réseau, la distance minimale de réutilisation d'un canal de fréquence au niveau des centres des cellules est calculée comme suit :

$$D_{min} = 4 \times [R(\sqrt{3}/2)] = (2\sqrt{3})R \quad (10)$$

A ce niveau, nous nous intéressons à trouver le nombre minimal ou optimal $N_{cch-opt}$ des canaux de contrôle assurant une couverture complète du réseau avec la possibilité de réutilisation des canaux de fréquence. Nous devons allouer à chaque cellule un canal de contrôle tout en minimisant le nombre total des canaux alloués et évitant le problème d'interférence co-canal. Comme l'illustre la Figure.3(a), nous modélisons notre réseau en un graphe $G(V,E)$ où :

- V : L'ensemble des noeuds ou sommets (Vertices) qui représente l'ensemble des cellules C ,
- E : L'ensemble des liens (Edges) qui représente l'ensemble des couples de cellules $(C_{i,j}, C_{m,n})$ dont la distance $d(C_{i,j}, C_{m,n})$ séparant les centres des deux cellules est inférieure à D_{min} .

Le problème d'assignation des canaux de contrôle peut être traduit en un problème de coloriage des vertices du graphe $G(V, E)$ tel que deux vertices adjacents ne partagent pas une même couleur. D'après la Figure.2 aucun couple de cellules séparées d'une distance inférieure à D_{min} partage le même canal de contrôle. Pour résoudre ce problème, nous pouvons faire appel à un des algorithmes optimaux de coloriage de graphe comme l'algorithme de Zykov, l'algorithme de séparation et d'évaluation (Branch and bound), etc. D'une façon générale, ces méthodes permettent la résolution de ce problème en un temps polynomial déterministe. L'algorithme de Zykov essaye de parcourir le graphe, puis il fusionne à chaque étape deux sommets non-adjacents du graphe. Les sommets fusionnés partageront la même couleur. Ensuite, il ajoute les arêtes nécessaires entre les sommets, qui avaient une arête avec l'un des sommets récemment fusionnés, et le nouveau sommet (qui représente les deux sommets récemment fusionnés). Il répète la procédure de fusion des noeuds et d'ajout des liens nécessaires jusqu'à obtenir un graphe complet où tous les sommets sont reliés entre eux.

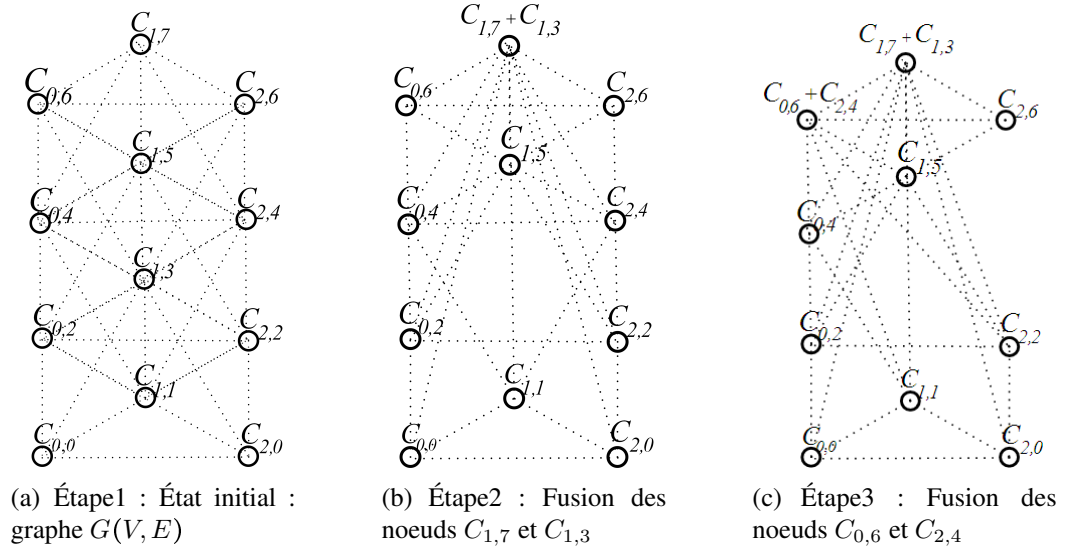


Figure 3 – Les sous graphes après la 1^{ère} et 2^{ème} itérations

L'application de l'algorithme de Zykov sur le graphe initial (Voir Figure.3(a)) produit en neuf itérations les sous graphes illustrés par les figures Figure.3, Figure.4 et Figure.5. En 9^{ème} étape, le sous graphe généré est un graphe complet. En effet, d'après [Kathryn, 2005] un graphe complet de n noeuds a besoin de n couleurs. La solution optimale est celle donnée par un graphe complet de 4 noeuds où :

- les noeuds $C_{1,7}$ et $C_{1,3}$ partagent une même couleur. Donc nous pouvons allouer le premier canal de contrôle CCH_1 pour les cellules $C_{1,7}$ et $C_{1,3}$,
- les noeuds $C_{0,6}$, $C_{2,4}$, $C_{0,2}$ et $C_{2,0}$ partagent une même deuxième couleur. Donc nous pouvons allouer le deuxième canal de contrôle CCH_2 pour les cellules $C_{0,6}$, $C_{2,4}$, $C_{0,2}$ et $C_{2,0}$,
- les noeuds $C_{1,5}$ et $C_{1,1}$ partagent une même troisième couleur. Donc nous pouvons allouer le troisième canal de contrôle CCH_3 pour les cellules $C_{1,5}$ et $C_{1,1}$,
- les noeuds $C_{2,6}$, $C_{0,4}$, $C_{2,2}$ et $C_{0,0}$ partagent une même quatrième couleur. Donc nous

pouvons allouer le quatrième canal de contrôle CCH_4 pour les cellules $C_{2,6}$, $C_{0,4}$, $C_{2,2}$ et $C_{0,0}$.

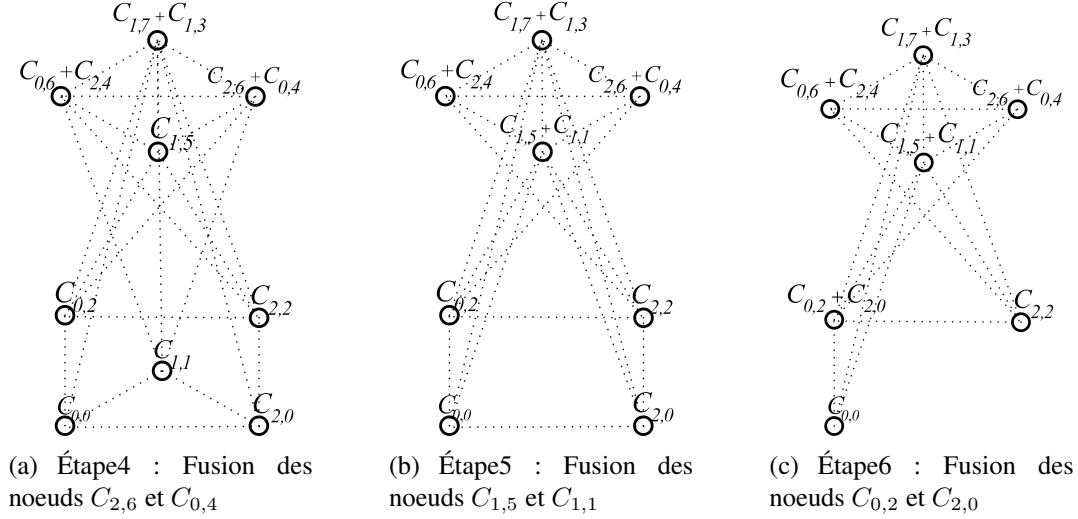


Figure 4 – Les sous graphes après la 3^{ème}, 4^{ème} et 5^{ème} itérations

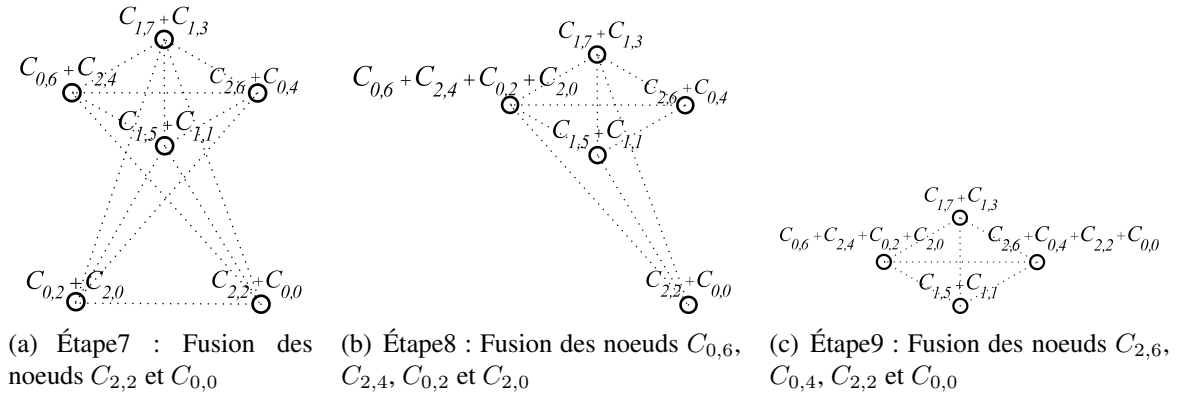


Figure 5 – Les sous graphes après la 6^{ème}, 7^{ème} et 8^{ème} itérations

Nous notons que pour couvrir la totalité du réseau par le trafic de contrôle, sans souffrir d'interférence co-canal, nous avons besoin juste de quatre différents canaux de fréquence. La Figure.6 illustre la façon avec laquelle les canaux de contrôle sont assignés au différentes cellules du réseau. La Figure.6(b) prouve que le problème d'interférence co-canal est évité. La Figure.6(c) représente le modèle élémentaire d'allocation des canaux de contrôle qui se reproduit pour assurer l'allocation des canaux de contrôle pour toutes les cellules du réseau.

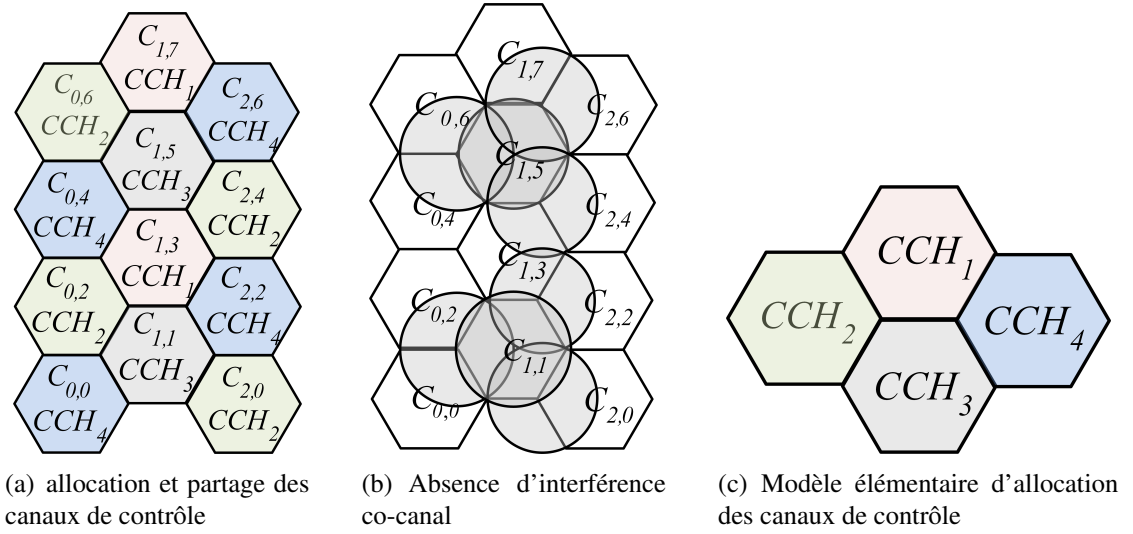


Figure 6 – L'allocation des canaux de contrôle pour un réseau de 12 cellules

4.2 Cas général

Théorème 1 Étant donné un réseau de capteurs sans fil de N_c cellules de rayon R , pour assurer une couverture totale du réseau en trafic de contrôle par l'allocation d'un canal de fréquence par cellule sans souffrir d'interférence co-canal, nous avons besoin au maximum de quatre différents canaux de fréquence.

Preuve 1 Nous distinguons les cas suivants :

– Cas où $N_c = 1$:

Le nombre nécessaire de canaux de fréquence pour le contrôle est égal à 1.

– Cas où le nombre des cellules adjacentes = 2 :

Soient $C_{i,j}$ et $C_{m,n}$ deux cellules adjacentes (c.a.d $d|C_{i,j}, C_{m,n}| < D_{min}$) $\Rightarrow$ Le nombre de canaux de contrôle nécessaires est égal à 2,

Soient $C_{i,j}$, $C_{m,n}$ et $C_{k,l}$ trois cellules deux à deux adjacentes (c.a.d $d|C_{i,j}, C_{m,n}| = d|C_{m,n}, C_{k,l}| < D_{min}$ et $d|C_{i,j}, C_{k,l}| > D_{min}$) $\Rightarrow$ Le nombre de canaux de contrôle nécessaires est égal à 3.

– Cas où le nombre des cellules adjacentes = 3 :

Soient $C_{i,j}$, $C_{m,n}$ et $C_{k,l}$ trois cellules adjacentes (c.a.d $d|C_{i,j}, C_{m,n}| = d|C_{i,j}, C_{k,l}| = d|C_{k,l}, C_{m,n}| < D_{min}$) $\Rightarrow$ Le nombre de canaux de contrôle nécessaires est égal à 3.

– Cas où le nombre des cellules adjacentes = 4 :

Selon l'exemple du réseau de 12 cellules, la distance minimale D_{min} de réutilisation des canaux de fréquence de contrôle est égale à $(2\sqrt{3})R$. Donc, pour l'utilisation d'un même canal de fréquence de contrôle pour le couple de cellules $(C_{i,j}, C_{m,n}) \in C$, la distance séparant deux cellules doit être supérieure ou égale à D_{min} .

$$d|C_{i,j}, C_{m,n}| \geq D_{min} \quad (11)$$

$$\sqrt{(x_i - x_m)^2 + (y_j - y_n)^2} \geq (2\sqrt{3})R$$

$$\begin{aligned}
 (x_i - x_m)^2 + (y_j - y_n)^2 &\geq 12R^2 \\
 ([x_0 + i \times (\frac{3R}{2})] - [x_0 + m \times (\frac{3R}{2})])^2 + \\
 ([y_0 + j \times (\frac{\sqrt{3}R}{2})] - [y_0 + n \times (\frac{\sqrt{3}R}{2})])^2 &\geq 12R^2 \\
 [(i - m) \times (\frac{3R}{2})]^2 + [(j - n) \times (\frac{\sqrt{3}R}{2})]^2 &\geq 12R^2 \\
 3 \times (i - m)^2 + (j - n)^2 &\geq 16
 \end{aligned}$$

Soient les sous ensembles E_{ij} , F_{ij} et G_{ij} donnés comme suit :

$$\begin{aligned}
 E_{ij} &= \left\{ \begin{array}{l} C_{m,n} \in C \text{ tel que} \\ \text{pour une cellule fixe } C_{i,j} \in C \\ 3 \times (i - m)^2 + (j - n)^2 > 16 \end{array} \right\} \\
 F_{ij} &= \left\{ \begin{array}{l} C_{m,n} \in C \text{ tel que} \\ \text{pour une cellule fixe } C_{i,j} \in C \\ 3 \times (i - m)^2 + (j - n)^2 = 16 \end{array} \right\} \\
 G_{ij} &= C - \{E_{ij} \cup F_{ij}\}
 \end{aligned}$$

Nous pouvons réécrire F_{ij} comme suit :

$$\begin{aligned}
 3 \times (i - m)^2 + (j - n)^2 &= 16 \quad (12) \\
 \Rightarrow \left\{ \begin{array}{l} (i - m)^2 = 4, (j - n)^2 = 4 \Rightarrow |i - m| = |j - n| = 2; \\ (i - m)^2 = 0, (j - n)^2 = 16 \Rightarrow i = m, |j - n| = 4. \end{array} \right.
 \end{aligned}$$

Sans perdre de généralité, nous pouvons résoudre l'équation (12) en considérant le cas simple de F_{00} , ensuite nous en déduisons la solution générale pour $\forall F_{ij} \subseteq C$.
Selon la définition de F_{ij} , $C_{m,n} \in F_{00}$

$$\Rightarrow C_{m,n} \in \left\{ \begin{array}{ccc} C_{0,4}, & C_{2,2}, & C_{2,-2} \\ C_{0,-4}, & C_{-2,-2}, & C_{-2,2} \end{array} \right\}$$

Donc comme illustré par la Figure.7, nous pouvons en déduire G_{00} à partir de F_{00} .

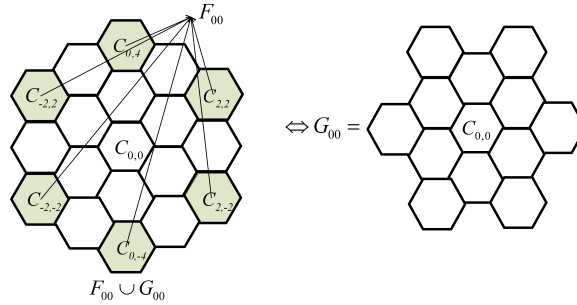


Figure 7 – Représentation graphique des ensembles F_{00} et G_{00}

Par conséquent, $\forall (i, j)$ tel que $C_{i,j} \in C, C_{m,n} \in F_{ij}$

$$\Rightarrow C_{m,n} \in \left\{ \begin{array}{ccc} C_{i,j+4}, & C_{i+2,j+2}, & C_{i+2,j-2} \\ C_{i,j-4}, & C_{i-2,j-2}, & C_{i-2,j+2} \end{array} \right\}.$$

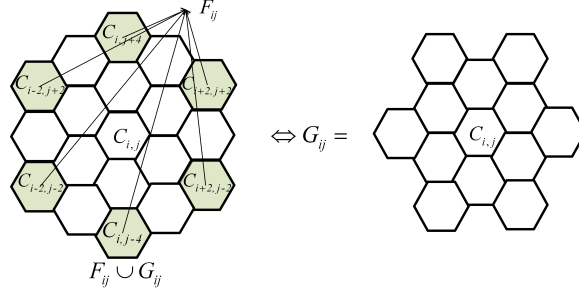


Figure 8 – Représentation graphique des ensembles F_{ij} et G_{ij}

Donc,

$$\begin{aligned} \forall C_{i,j} \in C, \forall C_{m,n} \in G_{ij} \text{ tel que } (i, j) \neq (m, n) \\ \Rightarrow CCH_{i,j} \neq CCH_{m,n} \end{aligned} \quad (13)$$

$$\begin{aligned} \exists (C_{i,j}, C_{m,n}) \in C \text{ tel que } C_{m,n} \in C - G_{ij} \\ \Rightarrow CCH_{i,j} = CCH_{m,n} \end{aligned} \quad (14)$$

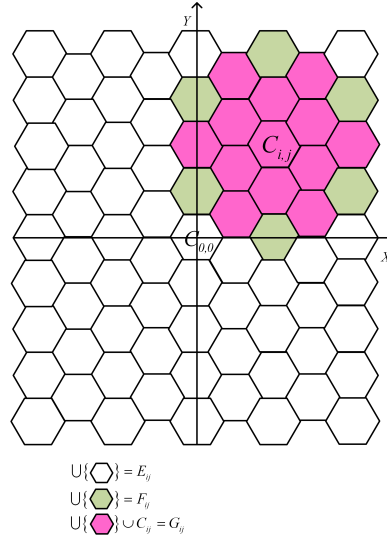


Figure 9 – Représentation graphique des ensembles E_{ij} , F_{ij} et G_{ij}

D'après les équations (12), (13) et la Figure.9, nous considérons, en première étape, un ensemble G_{ij} fixe puis nous généralisons le résultat pour tout le réseau C .

Prenant l'exemple de sous réseau G_{24} . Soit le canal de fréquence de contrôle CCH_1 est alloué

à la cellule $C_{2,4}$, dans ce cas, toutes les cellules $C_{m,n} \in G_{24}$ tel que $(m,n) \neq (2,4)$ ne doivent pas réutiliser le canal de fréquence de contrôle CCH_1 (c'est à dire $CCH_{m,n} \neq CCH_{2,4}$).

Soit $G_{24}(V, E)$ représente le graphe du sous réseau G_{24} . L'application de l'algorithme de Zykov au graphe $G_{24}(V, E)$ produit neuf sous graphes.

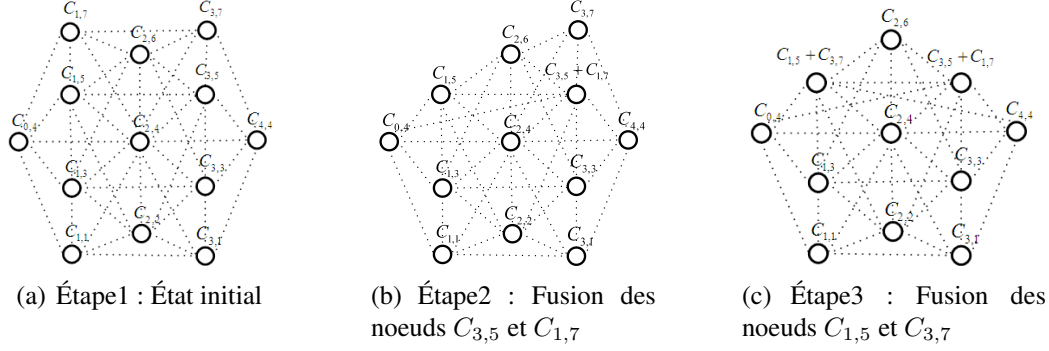


Figure 10 – Les sous graphes après la 1^{ère} et 2^{ème} itérations

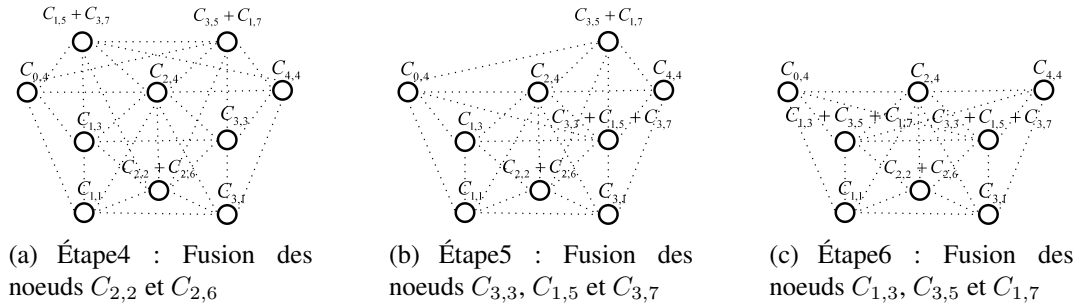


Figure 11 – Les sous graphes après la 3^{ème}, 4^{ème} et 5^{ème} itérations

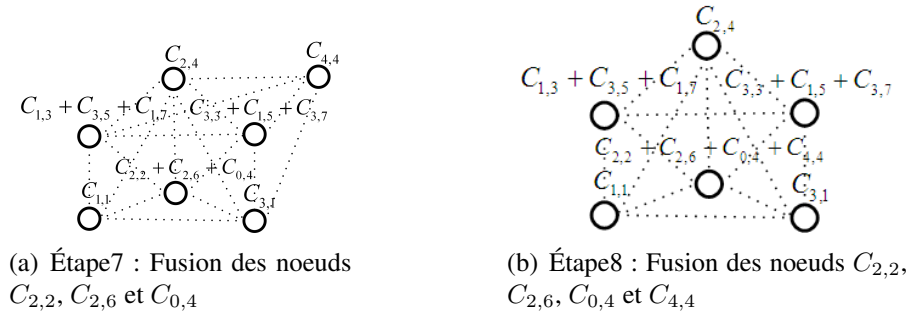
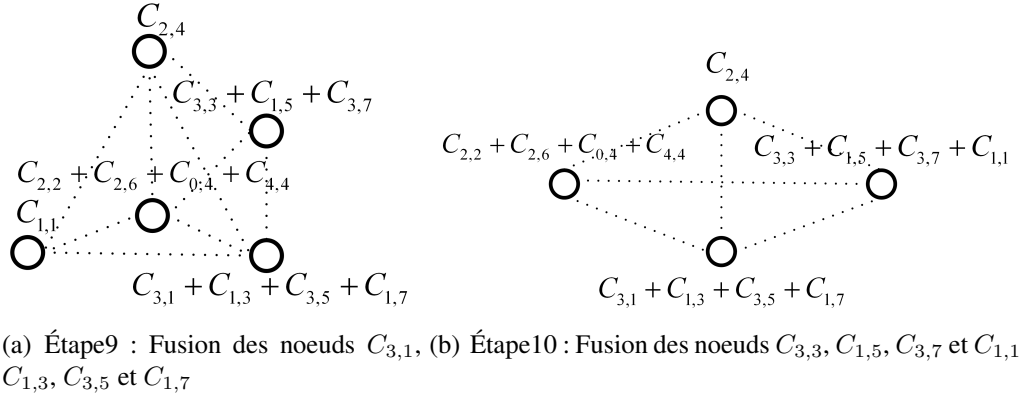


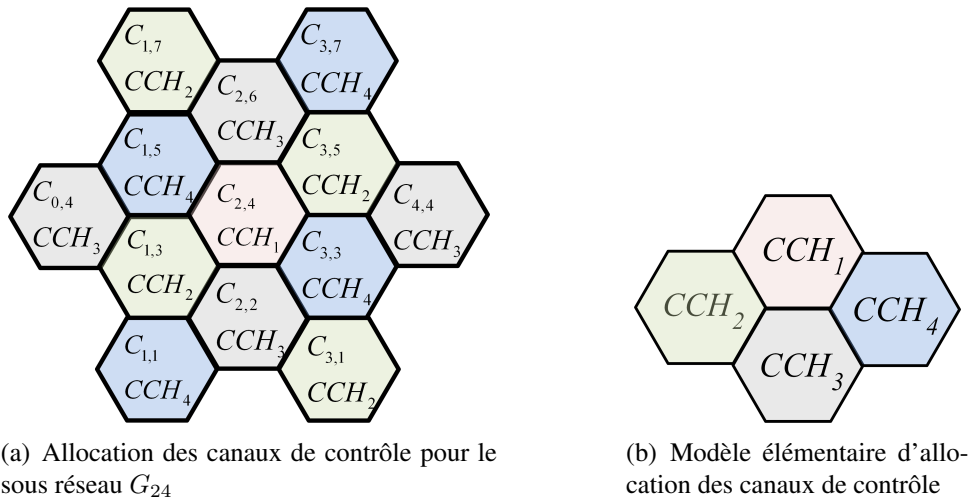
Figure 12 – Les sous graphes après la 6^{ème} et 7^{ème} itérations


 Figure 13 – Les sous graphes après la 8^{ème} et 9^{ème} itérations

D'après la Figure.13(b), en 10^{ème} étape, le sous graphe généré est un graphe complet (comme dans le cas d'un réseau à 12 cellules). La solution optimale est donnée par le graphe complet où :

- Nous allouons le premier canal de contrôle CCH_1 à la cellule $C_{2,4}$, donc $CCH_1 = CCH_{2,4}$,
- Nous allouons le deuxième canal de contrôle CCH_2 aux cellules $C_{1,1}$, $C_{1,5}$, $C_{3,3}$ et $C_{3,7}$, donc $CCH_2 = CCH_{1,1} = CCH_{1,5} = CCH_{3,3} = CCH_{3,7}$,
- Nous allouons le troisième canal de contrôle CCH_3 aux cellules $C_{1,3}$, $C_{1,7}$, $C_{3,1}$ et $C_{3,5}$, donc $CCH_3 = CCH_{1,3} = CCH_{1,7} = CCH_{3,1} = CCH_{3,5}$,
- Nous allouons le quatrième canal de contrôle CCH_4 aux cellules $C_{2,2}$, $C_{2,6}$, $C_{0,4}$ et $C_{4,4}$, donc $CCH_4 = CCH_{2,2} = CCH_{2,6} = CCH_{0,4} = CCH_{4,4}$.

Pour généraliser ce résultat, nous appliquons la même procédure pour tous les sous réseaux $G_{ij} \subset C$.


 Figure 14 – Allocation des canaux de contrôle au sein du sous réseau G_{24}

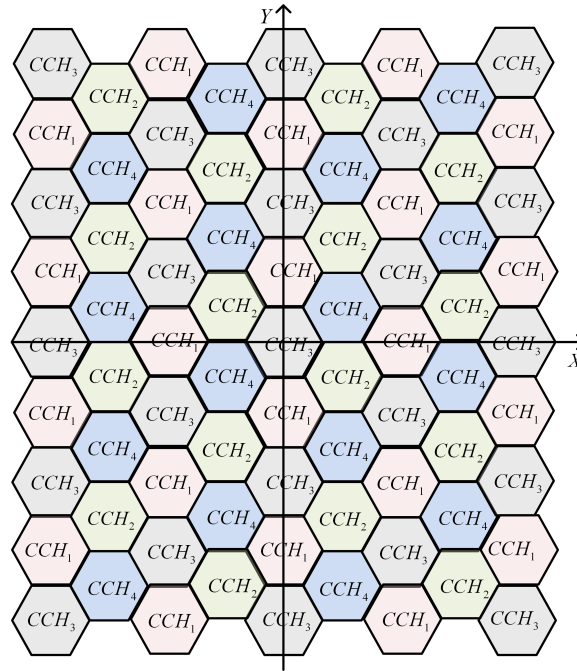


Figure 15 – Allocation des canaux de contrôle au sein du réseau entier C

Le diagramme donné par la Figure.16 traduit la procedure d'allocation des canaux de fréquence dédiés au trafic de contrôle au sein d'un réseau de capteurs sans fil.

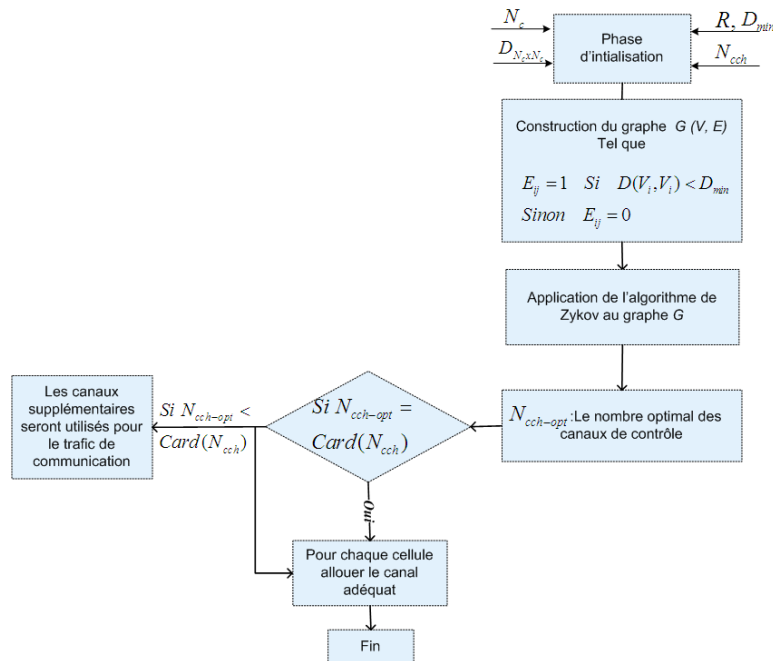


Figure 16 – Algorithme d'allocation des canaux de contrôle

4.3 Exemple de déploiement d'un réseau WHSN

Pour avoir une idée générale sur le déploiement d'un réseau WHSN, nous proposons le Tableau.1 illustrant la variation du nombre de cellules nécessaires pour couvrir le réseau entier en fonction de la variation de puissance de transmission et de sensibilité des récepteurs. Nous admettons que la surface du réseau est de 3000 m^2 et que la marge de liaison est de l'ordre de 3 dB . Selon la norme IEEE 802.15.4a, la puissance de transmission P_0 ne peut pas dépasser le niveau $96.3 \text{ } \mu\text{W}$. Nous notons que le nombre de cellules assurant la couverture de la totalité du réseau est supérieur ou égal à quatre.

Tableau 1 – Une idée sur le dimensionnement du réseau

$P_0(\mu W)$	$Rx_{sensitivity}(dB)$	$R(m)$	N_c
96.3	-85	16	4
40	-85	13	6
20	-85	10	10
96.3	-80	12	7
40	-80	9	12

5 Allocation des canaux de communication

Pour le trafic de communication, nous proposons l'utilisation des canaux de fréquence qui ne sont pas en chevauchement (0, 1, 2, 3, 5, 6, 8, 9, 10, 12, 13 et 14) plus les canaux en chevauchement supplémentaires avec les séquences de codifications adéquates comme définies dans la norme IEEE 802.15.4a. Basé sur les informations sur le cycle d'activité d'un réseau PAN ou cellule et la disponibilité des canaux de fréquence, le coordinateur du PAN peut bénéficier de multiple canaux de fréquence pour assurer plusieurs communications de données en parallèle. D'après la norme IEEE 802.15.4a, la puissance de transmission maximale autorisée pour les canaux qui ne sont pas en chevauchement ne doit pas dépasser le niveau $37 \text{ } \mu\text{W}$ (Densité de puissance $DSP \leq -41.3 \text{ dBm/MHz}$).

Notations.

- N_c : Nombre total des cellules de rayon R , $N_c = \text{Card}(C)$,
- $D_{N_c \times N_c}$: Matrice des distances,
- N_{tch} : Ensemble de tous les canaux de fréquence disponibles,
- N_{tdch} : Ensemble de tous les canaux de fréquence dédiés au trafic de communication, $N_{tdch} = N_{tch} - N_{cch}$,
- N_{dch} : Sous ensemble des canaux de communication disponibles. $N_{dch} \subseteq N_{tdch}$.

Selon les réglementations des canaux ULB, le sous ensemble N_{dch} sera comme suit :

- La réglementation aux USA : $N_{dch} = N_{tdch}$, $\text{Card}(N_{dch}) = \text{Card}(N_{tdch}) = 28$,
- La réglementation en Europe : $N_{dch} \subset N_{tdch}$, $\text{Card}(N_{dch}) = 14$,
- La réglementation au Japon : $N_{dch} \subset N_{tdch}$, $\text{Card}(N_{dch}) = 20$,
- DCH_i : Modélise un canal de communication appartenant à l'ensemble N_{dch} . $N_{dch} = \{DCH_i, 1 \leq i \leq \text{Card}(N_{dch})\}$

5.1 Cas d'un réseau de 12 cellules

Pour le trafic de communication, nous admettons que tous les membres d'un PAN ou cellule transmettent avec une puissance $P_1(f)$ assurant une couverture radio de rayon r .

$$r < R/2 \quad (15)$$

Dans le but d'assurer une gestion efficace de l'énergie, nous proposons un routage multi-saut (détaillé au chapitre 5) au sein de chaque cellule organisée en topologie complètement maillée. Un saut sera inférieur ou égal à r afin de :

- Réduire la puissance de transmission et par conséquent conserver les batteries des noeuds capteurs, maximiser la durée de vie du réseau et éviter le problème d'interférence,
- Équilibrer la consommation d'énergie et la charge en trafic de communication entre les différents membres d'un réseau PAN.

Le niveau de puissance d'émission $P_1(f)$ est choisi en se basant sur l'équation suivante :

$$P_{Rx} = P_1(f) + Pl_r / P_{Rx} - Link_{margin} = Rx_{sensitivity} \quad (16)$$

Avec, P_{Rx} , $P_1(f)$, $Pl(R)$, $Link_{margin}$ et $Rx_{sensitivity}$ représentent respectivement : la puissance de réception, la puissance d'émission, la perte de propagation, la marge de liaison et la sensibilité du récepteur. Comme l'illustre la Figure.17(a), prenant l'exemple de la cellule $C_{1,5}$, tous les membres du réseau PAN sauf le coordinateur peuvent être localisés proche ou à la frontière de la cellule. Dans ce cas, les noeuds capteurs localisés proche ou à la frontière de la cellule peuvent interférer avec les noeuds capteurs localisés proche ou à la frontière des cellules adjacentes.

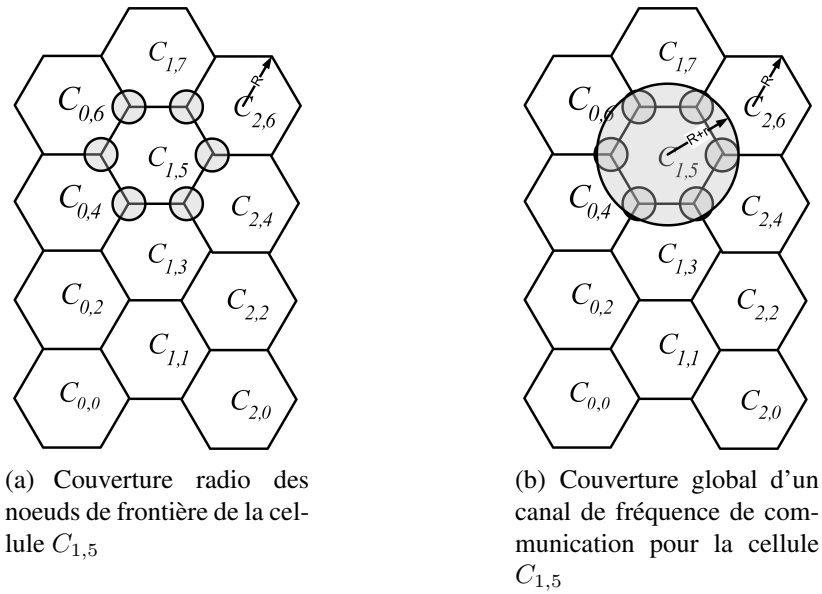


Figure 17 – Limite de couverture d'un canal de fréquence de communication pour la cellule $C_{1,5}$

Par conséquent, et comme le montre la Figure.17(b), la distance minimale de réutilisation d'un canal de fréquence dédié au trafic de communication doit être strictement supérieure à R_c .

Soit D'_{min} représente la distance minimale de réutilisation d'un canal de fréquence de communication par d'autres cellules voisines :

$$D'_{min} > R_c \quad (17)$$

Avec R_c donné par :

$$R_c = R + r \quad (18)$$

D'après les équations (17) et (18) et conformément à la représentation en cellules hexagonales du réseau, la distance minimale de réutilisation d'un canal de fréquence au niveau des centres des cellules est calculée comme suit :

$$D'_{min} = 3 \times R \quad (19)$$

A ce niveau, nous nous intéressons à trouver le nombre minimal ou optimal $N_{dch-opt}$ des canaux de communication assurant une couverture complète du réseau avec la possibilité de réutilisation des canaux de fréquence. Nous devons allouer à chaque cellule un canal de communication tout en minimisant le nombre total des canaux alloués et évitant le problème d'interférence co-canal. Comme l'illustre la Figure.18(a), nous modélisons notre réseau en un graphe $G'(V,E)$ où :

- V : L'ensemble des noeuds (Vertices) qui représente l'ensemble des cellules C ,
- E : L'ensemble des liens (Edges) qui représente l'ensemble des couples de cellules $(C_{i,j}, C_{m,n})$ dont la distance $d(C_{i,j}, C_{m,n})$ séparant les centres des deux cellules est inférieure à D'_{min} .

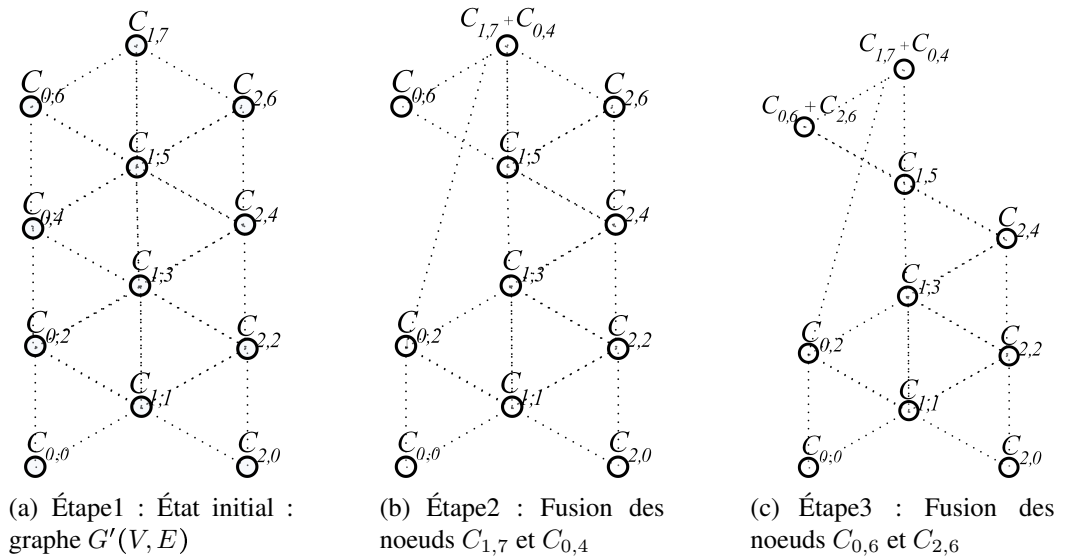


Figure 18 – Les sous graphes après la 1^{ère} et 2^{ème} itérations

Le problème d'assignation des canaux de communication peut être traduit en un problème de coloriage des vertices du graphe $G'(V, E)$ tel que deux vertices adjacents ne peuvent pas partager une même couleur. D'après la Figure.18(a) aucun couple de cellules séparées d'une distance inférieure à D'_{min} partage le même canal de communication. Comme dans le cas d'assignation

des canaux de fréquence de contrôle, nous proposons d'utiliser l'algorithme de Zykov pour résoudre le problème d'allocation des canaux de fréquence de communication. L'application de l'algorithme de Zykov sur le graphe initial (Voir Figure.18(a)) produit en neuf itérations les sous graphes illustrés par les figures Figure.18, Figure.19, Figure.20 et Figure.21.

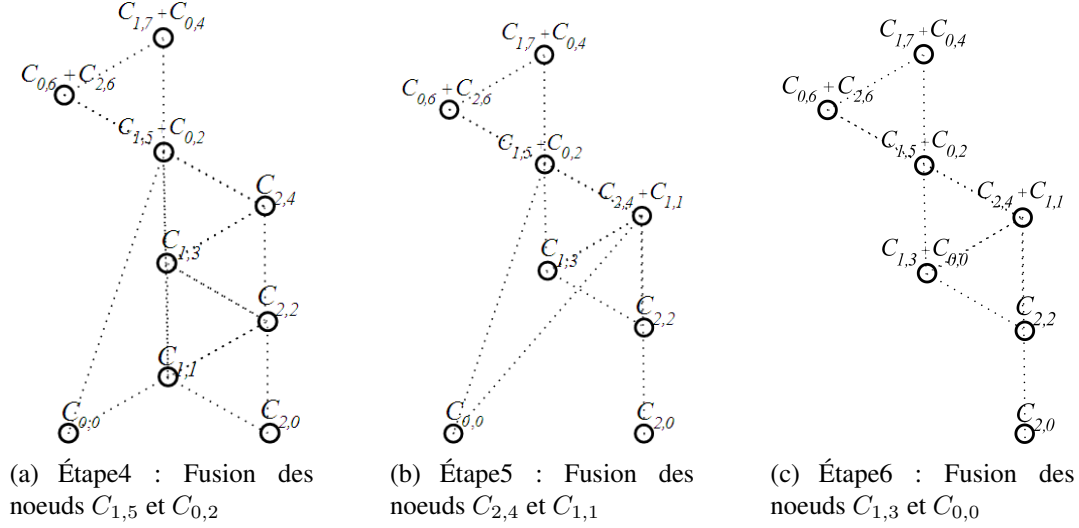


Figure 19 – Les sous graphes après la 3^{ème}, 4^{ème} et 5^{ème} itérations

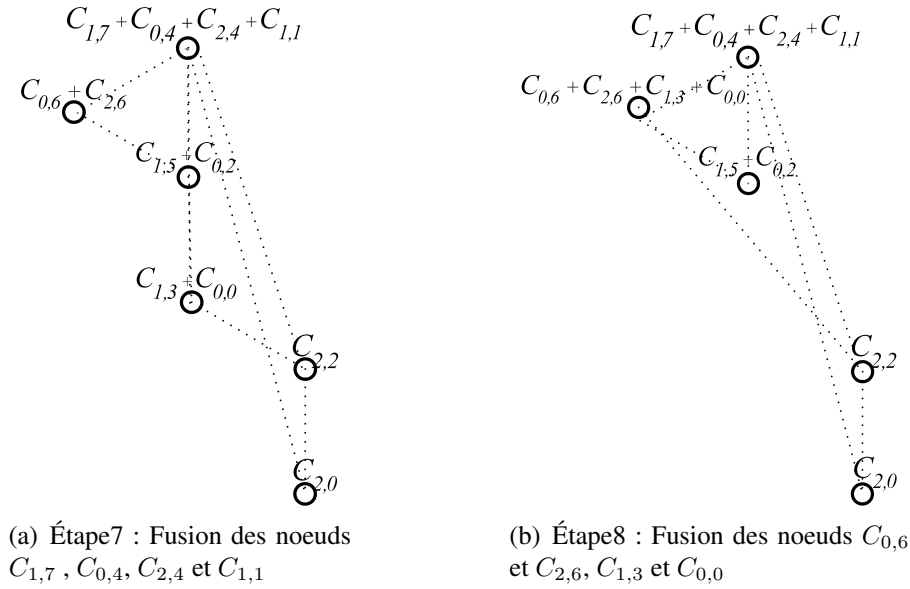


Figure 20 – Les sous graphes après la 6^{ème} et 7^{ème} itérations

En 10^{ème} étape, le sous graphe généré est un graphe complet. La solution optimale est celle donnée par un graphe complet de 3 noeuds où :

- les noeuds $C_{1,5}$, $C_{0,2}$ et $C_{2,2}$ partagent une même couleur. Donc nous pouvons allouer le premier canal de communication DCH_1 pour les cellules $C_{1,5}$, $C_{0,2}$ et $C_{2,2}$,

- les noeuds $C_{0,6}$ et $C_{2,6}$, $C_{1,3}$, $C_{0,0}$ et $C_{2,0}$ partagent une même deuxième couleur. Donc nous pouvons allouer le deuxième canal de communication DCH_2 pour les cellules $C_{0,6}$ et $C_{2,6}$, $C_{1,3}$, $C_{0,0}$ et $C_{2,0}$,
- les noeuds $C_{1,7}$, $C_{0,4}$, $C_{2,4}$ et $C_{1,1}$ partagent une même troisième couleur. Donc nous pouvons allouer le troisième canal de communication DCH_3 pour les cellules $C_{1,7}$, $C_{0,4}$, $C_{2,4}$ et $C_{1,1}$.

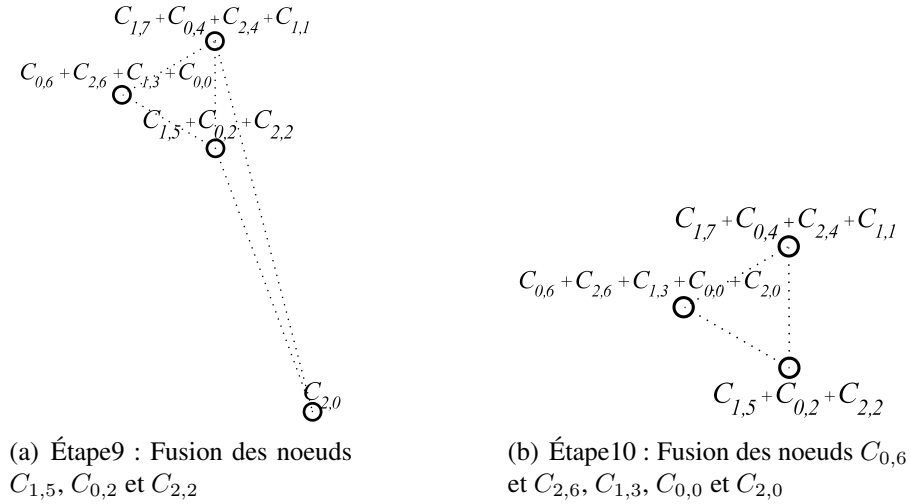
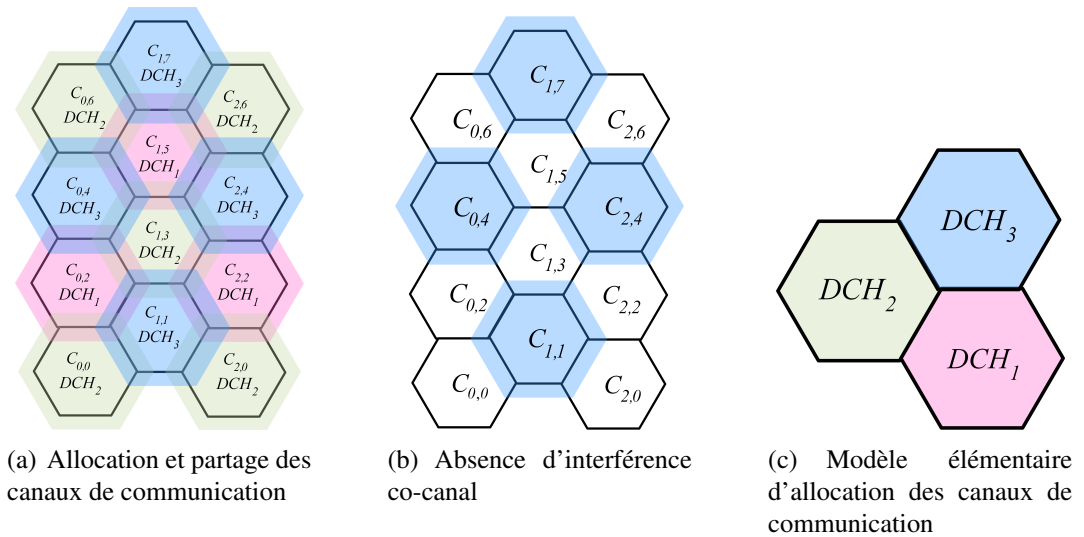

 Figure 21 – Les sous graphes après la 8^{ème} et 9^{ème} itérations


Figure 22 – L'allocation des canaux de communication pour un réseau de 12 cellules

Nous notons que pour couvrir la totalité du réseau en trafic de communication, sans souffrir d'interférence co-canal, nous avons besoin juste de trois différents canaux de fréquence. La Figure.22 illustre la façon avec laquelle les canaux de communication sont assignés aux différentes cellules du réseau. La Figure.22(b) prouve que le problème d'interférence co-canal est

évit . La Figure.22(c) repr sente le mod le  l mentaire d'allocation des canaux de communication qui se reproduit pour assurer l'allocation d'un canal de communication pour chaque cellule du r seau.

5.2 Cas g n ral

Th or me 2  tant donn  un r seau de capteurs sans fil de N_c cellules de rayon R o  chaque cellule est compos e d'un ensemble des noeuds organis s en topologie compl tement maill e o  la couverture d'un noeud en trafic de communication est de rayon r , pour assurer une couverture totale du r seau entier en trafic de communication par l'allocation d'un canal de fr quence par cellule sans souffrir d'interf rence co-canal, nous avons besoin au maximum de trois diff rents canaux de fr quence.

Preuve 2 Nous distinguons les cas suivants :

– Cas o  $N_c = 1$:

Le nombre n cessaire de canaux de fr quence de communication est  gal   1.

– Cas o  le nombre des cellules adjacentes = 2 :

Soient $C_{i,j}$ et $C_{m,n}$ deux cellules adjacentes (c.a.d $d|C_{i,j}, C_{m,n}| < D'_{min}$) $\Rightarrow$ Le nombre de canaux de communication n cessaires est  gal   2,

Soient $C_{i,j}$, $C_{m,n}$ et $C_{k,l}$ trois cellules deux   deux adjacentes avec $d|C_{i,j}, C_{m,n}| = d|C_{m,n}, C_{k,l}| < D'_{min}$ et $d|C_{i,j}, C_{k,l}| > D'_{min} \Rightarrow$ Le nombre de canaux de communication n cessaires est  gal   2.

– Cas o  le nombre des cellules adjacentes = 3 :

Soient $C_{i,j}$, $C_{m,n}$ et $C_{k,l}$ trois cellules adjacentes (c.a.d $d|C_{i,j}, C_{m,n}| = d|C_{i,j}, C_{k,l}| = d|C_{k,l}, C_{m,n}| < D'_{min}$) $\Rightarrow$ Le nombre de canaux de communication n cessaires est  gal   3.

– Cas o  le nombre des cellules adjacentes = 4 :

Selon l'exemple du r seau de 12 cellules, la distance minimale D'_{min} de r utilisation des canaux de fr quence de communication est  gale   $3 \times R$. Donc, pour l'utilisation d'un m me canal de fr quence de communication pour le couple de cellules $(C_{i,j}, C_{m,n}) \in C$, la distance s parant deux cellules doit  tre sup rieure ou  gale   D'_{min} .

$$d|C_{i,j}, C_{m,n}| \geq D'_{min} \quad (20)$$

$$\sqrt{(x_i - x_m)^2 + (y_j - y_n)^2} \geq 3R$$

$$(x_i - x_m)^2 + (y_j - y_n)^2 \geq 9R^2$$

$$([x_0 + i \times (\frac{3R}{2})] - [x_0 + m \times (\frac{3R}{2})])^2 +$$

$$([y_0 + j \times (\frac{\sqrt{3}R}{2})] - [y_0 + n \times (\frac{\sqrt{3}R}{2})])^2 \geq 9R^2$$

$$[(\frac{3R}{2}) \times (i - m)]^2 + [(\frac{\sqrt{3}R}{2}) \times (j - n)]^2 \geq 9R^2$$

$$3 \times (i - m)^2 + (j - n)^2 \geq 12$$

Soient les ensembles E'_{ij} , F'_{ij} et G'_{ij} donnés comme suivant :

$$E'_{ij} = \left\{ \begin{array}{l} C_{m,n} \in C \text{ tel que} \\ \text{pour une cellule fixe } C_{i,j} \in C \\ 3 \times (i-m)^2 + (j-n)^2 > 12 \end{array} \right\},$$

$$F'_{ij} = \left\{ \begin{array}{l} C_{m,n} \in C \text{ tel que} \\ \text{pour une cellule fixe } C_{i,j} \in C \\ 3 \times (i-m)^2 + (j-n)^2 = 12 \end{array} \right\},$$

$$G'_{ij} = C - E'_{ij} \cup F'_{ij}.$$

Nous pouvons réécrire F'_{ij} comme suit :

$$3 \times (i-m)^2 + (j-n)^2 = 12 \Rightarrow \left\{ \begin{array}{l} \left\{ \begin{array}{l} (i-m)^2 = 1, (j-n)^2 = 9 \Rightarrow |i-m| = 1, |j-n| = 3, \\ (i-m)^2 = 4, (j-n)^2 = 0 \Rightarrow |i-m| = 2, |j-n| = 0, \end{array} \right. \\ \Rightarrow \left\{ \begin{array}{l} i = m+1, j = n+3, \\ i = m-1, j = n+3, \\ i = m+1, j = n-3, \\ i = m-1, j = n-3, \\ i = m+2, j = n=0, \\ i = m-2, j = n=0, \end{array} \right. \end{array} \right. \quad (21)$$

Nous concluons que $\forall (i,j) / C_{i,j} \in C$ F'_{ij} et G'_{ij} peuvent être écrits comme suit :

$$F'_{ij} = \left\{ \begin{array}{ccc} C_{i-1,j-3}, & C_{i+1,j-3}, & C_{i-1,j+3} \\ C_{i+1,j+3}, & C_{i-2,j}, & C_{i+2,j} \end{array} \right\}.$$

$$G'_{ij} = \left\{ \begin{array}{ccc} C_{i,j}, & C_{i,j+2}, & C_{i,j-2}, & C_{i+1,j+1}, \\ C_{i-1,j-1}, & C_{i+1,j-1}, & C_{i-1,j+1} \end{array} \right\}.$$

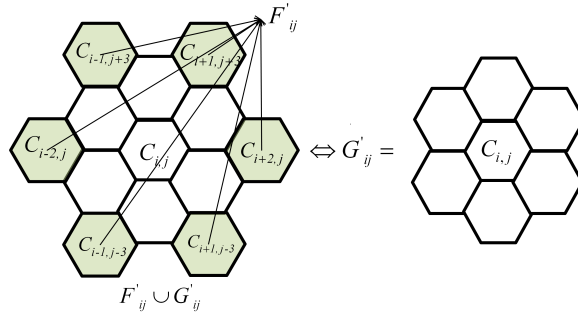


Figure 23 – Représentation graphique des ensembles F'_{ij} et G'_{ij}

D'où,

$$\forall C_{i,j} \in C, \forall C_{m,n} \in G'_{ij} / (i,j) \neq (m,n) \quad (22)$$

$$\Rightarrow DCH_{i,j} \neq DCH_{m,n}$$

$$\exists (C_{i,j}, C_{m,n}) \in C / C_{m,n} \in C - G'_{ij} \quad (23)$$

$$\Rightarrow DCH_{i,j} = DCH_{m,n}$$

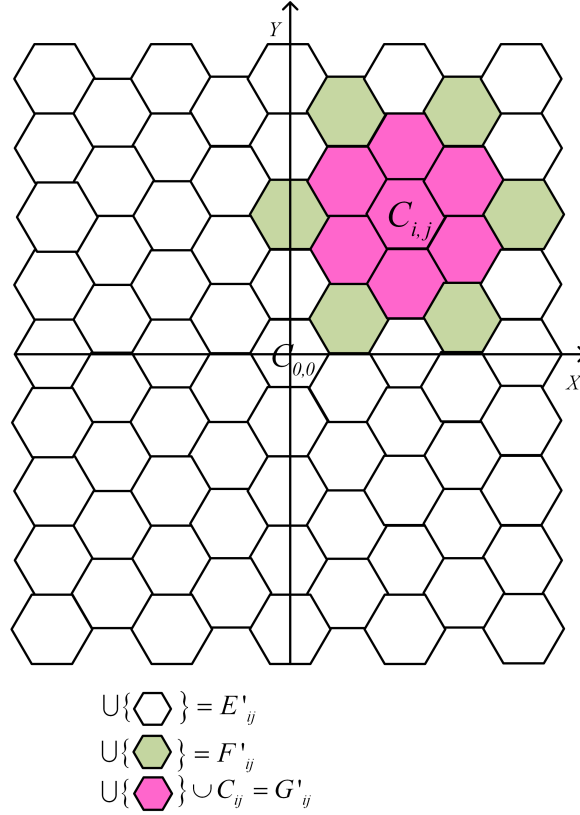
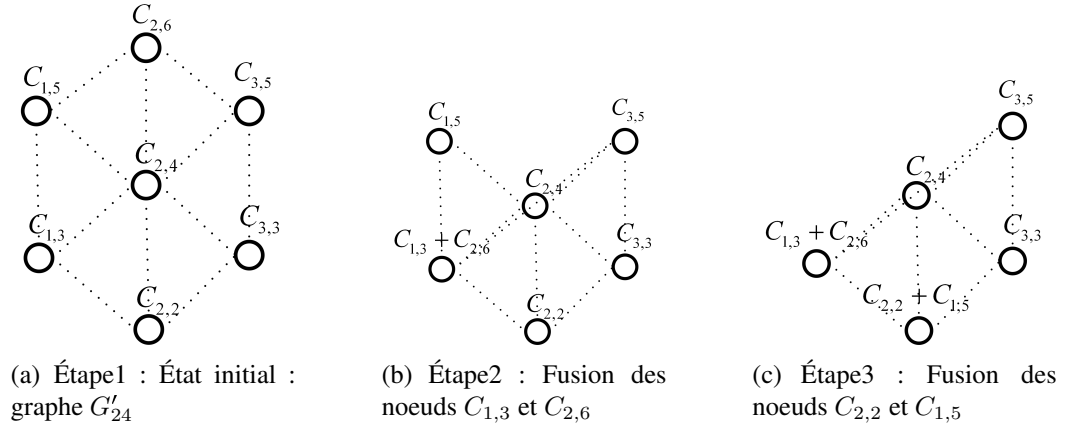
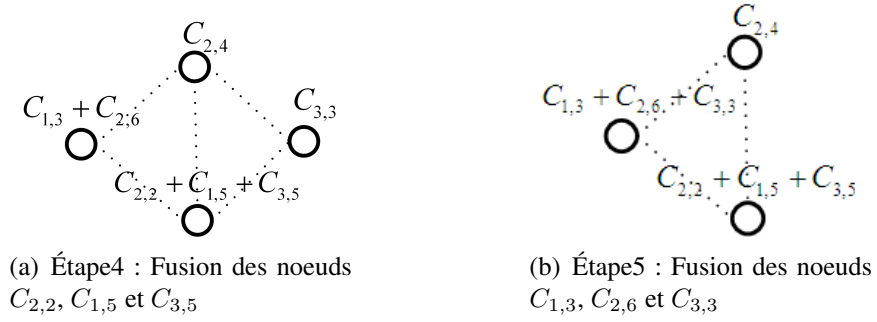
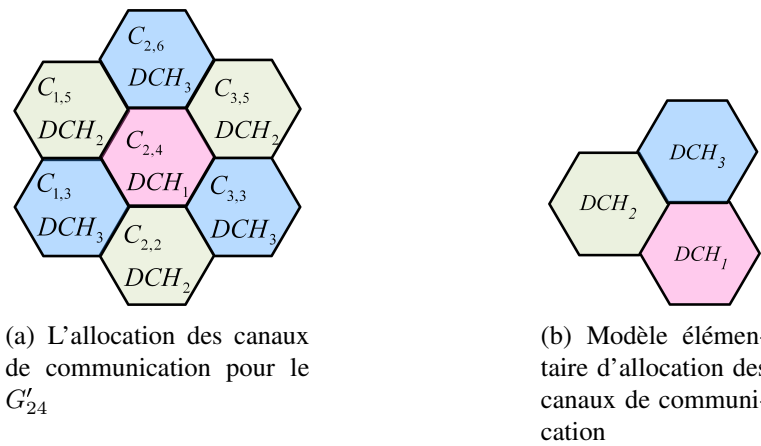


Figure 24 – Représentation graphique des ensembles E'_{ij} , F'_{ij} et G'_{ij}

Conformément aux équations (22) et (23), nous pouvons considérer un sous ensemble donné G'_{ij} , puis nous généralisons le résultat pour le réseau entier C . Prenant l'exemple du sous ensemble G'_{24} , soit DCH_1 est alloué à la cellule $C_{2,4}$, dans ce cas toutes les cellules $C_{m,n} \in G'_{24}$ tel que $(m,n) \neq (2,4)$ ne doivent pas utiliser DCH_1 . Soit $G'_{24}(V, E)$ le graphe de sous ensemble G'_{24} . L'application de l'algorithme de Zykov au graphe $G'_{24}(V, E)$ produit cinq sous graphes.

En phase finale (5^{ème} Étape), le sous graphe généré est un graphe complet (comme dans le cas d'un réseau à 12 cellules). La solution optimale est donnée par le graphe complet où :

- Nous allouons le premier canal de communication DCH_1 à la cellule $C_{2,4}$, donc $DCH_1 = DCH_{2,4}$,
- Nous allouons le deuxième canal de communication DCH_2 aux cellules $C_{1,3}$, $C_{2,6}$ et $C_{3,3}$, donc $DCH_2 = DCH_{1,3} = DCH_{2,6} = DCH_{3,3}$,
- Nous allouons le troisième canal de communication DCH_3 aux cellules $C_{2,2}$, $C_{1,5}$ et $C_{3,5}$, donc $DCH_3 = DCH_{2,2} = DCH_{1,5} = DCH_{3,5}$.


 Figure 25 – Les sous graphes après la 1^{ère} et 2^{ème} itérations

 Figure 26 – Les sous graphes après la 3^{ème} et 4^{ème} itérations

 Figure 27 – Allocation des canaux de communication au sein du sous réseau G'_{24}

Pour généraliser ce résultat, nous appliquons la même procédure pour tous les sous réseaux $G'_{ij} \subset C$.

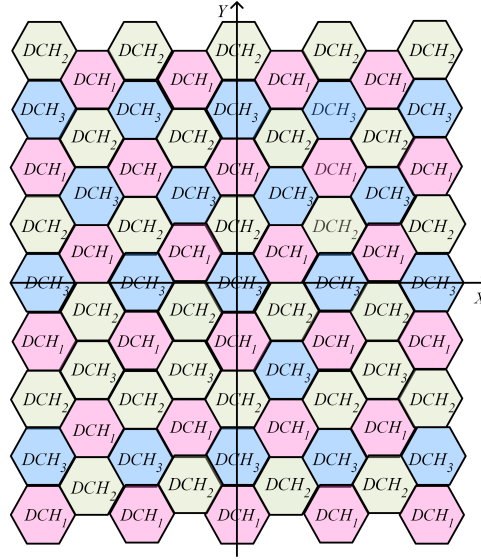


Figure 28 – Allocation des canaux de communication au sein du réseau entier C

5.3 Allocation dynamique des canaux de communication

Basé sur les informations sur le cycle d'activité d'un réseau PAN et la disponibilité des canaux de fréquence de communication (N_{dch}), le coordinateur du PAN peut bénéficier de multiple canaux de fréquence pour assurer plusieurs communications de données en parallèle. Nous définissons K comme :

$$K = \text{ceil}[\text{Card}(N_{dch}) \text{Div} N_{dch-opt}] \quad (24)$$

Le paramètre K représente le nombre de canaux de fréquence de communication qu'un PAN actif peut simultanément en bénéficier. Selon la réglementation des bandes ULB, d'une région à une autre, le paramètre K peut varier. Par exemple pour l'USA, l'Europe et le Japon K est égal respectivement à 8, 4 et 6. Mais comme mentionné au niveau du deuxième chapitre, chaque réseau PAN est caractérisé par son cycle d'activité (ou la durée de super-trame)(Voir Figure.29).

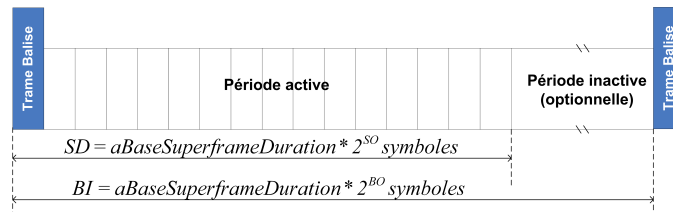


Figure 29 – Super-trame d'un réseau PAN

Donc, selon les informations sur les cycles d'activité des différents PANs, le paramètre K peut aussi varier durant les périodes d'activité du réseau global. Soit, le cas général d'un réseau composé de N_c cellules ou PANs où chaque PAN_i est caractérisé par la durée de sa super-trame $\{PAN_i = (SD_i, BI_i)\}_{1 \leq i \leq N_c}$. Nous définissons les paramètres $\overline{BI}_{maj}$, $\overline{SD}_{min}$ et U respectivement comme le cycle majeur, le cycle actif élémentaire (i.e. unité de temps élémentaire) et le

nombre des cycles actifs élémentaires par cycle majeur.

$$\overline{BI_{maj}} = PPCM(BI_1, BI_2, \dots, BI_{N_c})$$

$$\overline{BI_{maj}} = PPCM(2^{BO_1}, 2^{BO_2}, \dots, 2^{BO_{N_c}}) * aBaseSuperframeDuration \quad (25)$$

$$\overline{BI_{maj}} = \max_{1 \leq i \leq N_c} (2^{BO_i}) * aBaseSuperframeDuration$$

$$\overline{SD_{min}} = PGCD(SD_1, SD_2, \dots, SD_{N_c})$$

$$\overline{SD_{min}} = PGCD(2^{SO_1}, 2^{SO_2}, \dots, 2^{SO_{N_c}}) * aBaseSuperframeDuration \quad (26)$$

$$\overline{SD_{min}} = \min_{1 \leq i \leq N_c} (2^{SO_i}) * aBaseSuperframeDuration$$

$$U = \frac{\overline{BI_{maj}}}{\overline{SD_{min}}} \quad (27)$$

Soient $DC_{N_c \times U}$ et N_U^{active} représentent respectivement la matrice du cycle d'activité de différents PANs et le nombre des PANs actifs par cycle actif élémentaire.

$$DC_{N_c \times U} = \begin{pmatrix} DC_{11} & \dots & \dots & DC_{1U} \\ DC_{21} & \dots & \dots & \dots \\ \dots & \dots & \dots & DC_{N_c-1U} \\ DC_{N_c1} & \dots & \dots & DC_{N_cU} \end{pmatrix}$$

$$N_U^{active} = [N_1^{active} \dots N_i^{active} \dots N_j^{active} \dots N_U^{active}]$$

Soit $D_{N_c \times N_c}$ représente la matrice des distances séparant les centres de chaque couple de cellules du réseau.

$$D_{N_c \times N_c} = \begin{pmatrix} 0 & \dots & \dots & D_{1N_c} \\ D_{21} & 0 & \dots & \dots \\ \dots & \dots & 0 & D_{N_c-1N_c-1} \\ D_{N_c1} & \dots & \dots & 0 \end{pmatrix}$$

Donc, étant donné $DC_{N_c \times U}$, D'_{min} et $D_{N_c \times N_c}$, nous pouvons déterminer le graphe $G'(V, E)_i$ par cycle actif élémentaire et puis calculer le nombre optimal des canaux de fréquence de communication nécessaires pour couvrir la totalité du réseau de la même façon présentée au niveau de la section précédente (le cas extrême où tous les réseaux PANs sont actifs). En dernière étape, nous déterminons le nombre K_i des canaux de fréquence de communication à utilisation simultanée par PAN actif pour le cycle actif élémentaire en cours.

$$K_i = \text{ceil}[\text{Card}(N_{dch}) \text{Div} N_{dch-opt_i}] \quad (28)$$

En conclusion, selon le nombre de canaux de fréquence de communication disponibles N_{dch} , la matrice de cycle d'activité du réseau global $DC_{N_c \times U}$, la distance minimale de réutilisation des canaux de fréquence de communication D'_{min} et la matrice des distances $D_{N_c \times N_c}$, nous pouvons déterminer la matrice de sous ensembles de canaux de fréquence de communication alloués à chaque PANs par cycle actif élémentaire. Par exemple $N_{dch_{11}}$ représente l'ensemble des canaux

de fréquence de communication alloués au premier PAN (PAN_1 , son identifiant égale à un) durant le premier cycle actif élémentaire, où $Card[N_{dch_{11}}] = K_1$.

$$N_{dch_{N_c \times U}} = \begin{pmatrix} N_{dch_{11}} & \dots & \dots & N_{dch_{1U}} \\ N_{dch_{21}} & \dots & \dots & \dots \\ \dots & \dots & \dots & N_{dch_{N_c-1U}} \\ N_{dch_{N_c1}} & \dots & \dots & N_{dch_{N_cU}} \end{pmatrix}$$

Le diagramme donné par la Figure.30 traduit la procédure d'allocation des canaux de fréquence de communication au sein d'un réseau de capteurs sans fil.

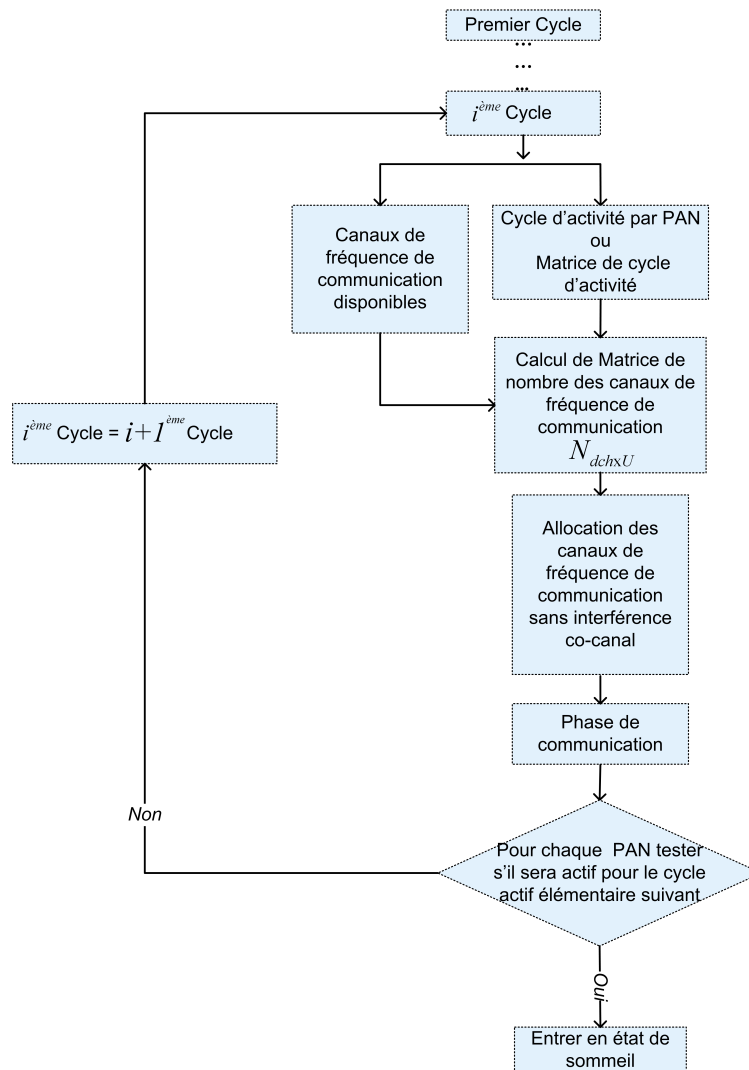


Figure 30 – Algorithme d'allocation des canaux de communication

6 L'implémentation du modèle UWBCAS et l'évaluation de ses performances

Nous avons implémenté le modèle d'allocation des canaux de fréquence au sein d'un simulateur de réseau personnalisé à temps discret programmé avec le langage JAVA. Notre simulateur réseau se base sur quelques fonctionnalités de base du simulateur réseau Prowler [Pro, 2005], comme il intègre l'architecture réseau en trois couches que nous avons proposé au niveau du deuxième chapitre. Pour l'allocation statique des canaux de fréquence de contrôle la complexité de notre algorithme est de l'ordre de $O(N_c)$, et elle est de l'ordre de $O(N_c^2)$ pour l'allocation dynamique des canaux de fréquence de communication. Pour le reste du mémoire, nous nous référons au modèle d'allocation des canaux de fréquence par *UWBCAS* (Ultra Wide Band Channel Allocation Scheme).

6.1 Scénario de simulation

Nous considérons un réseau de capteurs sans fil basé sur la technologie ULB et composé de neuf PANs synchronisés. Chaque PAN est composé de 35 noeuds (Un coordinateur PAN, 30 routeurs et 4 coordinateurs BSNs) uniformément distribués au sein d'une cellule de rayon 5 m. Prenons l'exemple du cas extrême donné par la Figure.31 où tous les PANs commencent leur première période d'activité en même instant. Admettons l'application de la réglementation européenne (i.e. les canaux physiques 4 et 7 sont utilisés pour le trafic de contrôle et le reste pour le trafic de communication). Pour chaque PAN active, nous admettons que six noeuds initialisent des flux de type périodique vers les noeuds puits où chaque noeud source génère un paquet de donnée par créneau de temps.

Chaque PAN_i est caractérisé par la durée de sa super-trame (SD_i, BI_i) comme illustrée par la Figure.31. Donc, $\overline{BI}_{maj} = 32, \overline{SD}_{min} = 1, U = 32$.

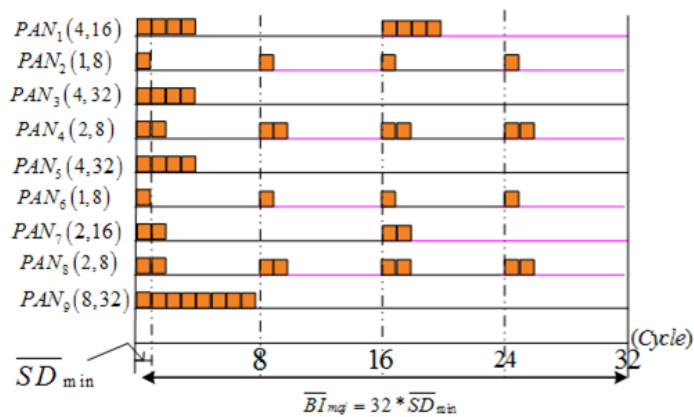


Figure 31 – Exemple de configuration des PANs

Le Tableau.2 présente les valeurs par défaut de différents paramètres de simulation. Nous avons réalisé les simulations avec la configuration réseau donnée par le Tableau.2. La

Figure.32 présente la distribution des canaux de fréquence de communication où :

- Durant le 1^{er}, 2^{ème} et 17^{ème} cycles élémentaires, chaque PAN actif bénéficie simultanément de 4 canaux de fréquence de communication.
- Durant le 3^{ème}, 4^{ème}, 9^{ème}, 18^{ème} et 25^{ème} cycles élémentaires, chaque PAN actif bénéficie simultanément de 7 canaux de fréquence de communication (le graphe complet est composé de deux vertices).
- Durant le 5^{ème}, 6^{ème}, 7^{ème}, 8^{ème}, 19^{ème} et 20^{ème} cycles élémentaires, seulement un seul PAN (1^{er} ou 9^{ème}) est actif et qui bénéficie simultanément de tous les canaux disponibles.
- Durant le 10^{ème} et 26^{ème} cycles élémentaires, seulement deux PANs (4^{ème} et 8^{ème}) sont simultanément actifs, chacun bénéficie simultanément de tous les canaux disponibles car la distance séparant les deux PANs est supérieure à D'_{min} .

Tableau 2 – Paramètres de simulation

Paramètre	Valeur par défaut
Nombre de PANs	9
Rayon d'un PAN	5m
Nombre des noeuds par PAN	35 : (1 coordinateur PAN, 4 BSNs, 30 routeurs)
Distribution spatiale des noeuds	Uniforme
Débit de communication	850 Kbps
Couverture radio de contrôle	5m
Couverture radio de communication	2m
Taille d'un paquet de données	127 Bytes
Charge de données	6 paquets par PAN par créneau de temps
Durée d'un créneau de temps	0.985 ms
SO_{min}	4, (Ordre d'une super-trame d'un PAN)
Cycle d'activité du réseau	Voir Figure.31

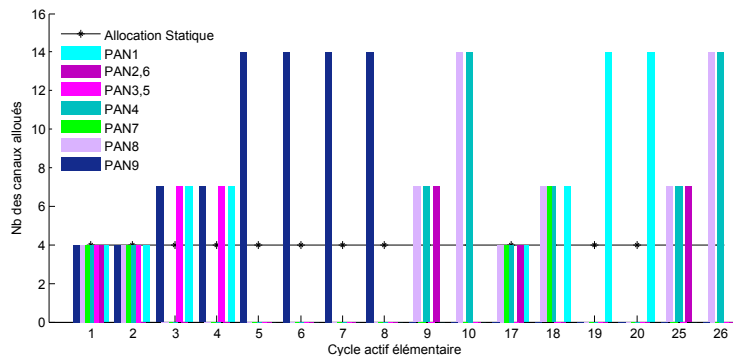


Figure 32 – Allocation des canaux de fréquence de communication durant les cycles actifs élémentaires

La Figure.33 illustre les résultats obtenus avec l'allocation statique et dynamique des canaux

de fréquence de communication. La simulation est réalisée avec les différentes réglementations du spectre ULB (aux USA, en Europe et au Japon). Nous remarquons qu'avec une allocation statique des canaux de fréquence, le nombre maximal des canaux de fréquence alloués par PAN, est de 8, 6 et 4 respectivement pour les réglementations aux USA, en Europe et au Japon. Alors qu'avec une allocation dynamique des canaux de fréquence de communication, durant certains cycles élémentaires, les PANs actifs peuvent bénéficier d'autres canaux supplémentaires qui ont été initialement alloués à d'autres PANs.

Durant le 5^{ème}, 6^{ème}, 7^{ème}, 8^{ème}, 10^{ème}, 19^{ème}, 20^{ème} et 26^{ème} cycles élémentaires, les PANs actifs bénéficient de 28, 18 et 14 canaux de fréquence de communication selon respectivement les réglementations du spectre ULB aux USA, au Japon et en Europe.

6.2 Etude comparative des performances

Dans cette partie, nous réalisons des simulations pour comparer le modèle *UWBCAS*, d'une part avec le modèle *MCMAC* [Chen et al., 2006], caractérisé par une complexité de l'ordre de $O(n)$, en terme de taux d'utilisation des ressources spectrales, taux de transfert et délai de bout en bout et d'autre part avec le modèle *MMSN* [Zhou et al., 2006], caractérisé par une complexité de l'ordre de $O(n^2)$, en termes de nombre de canaux minimal nécessaire au bon fonctionnement du réseau.

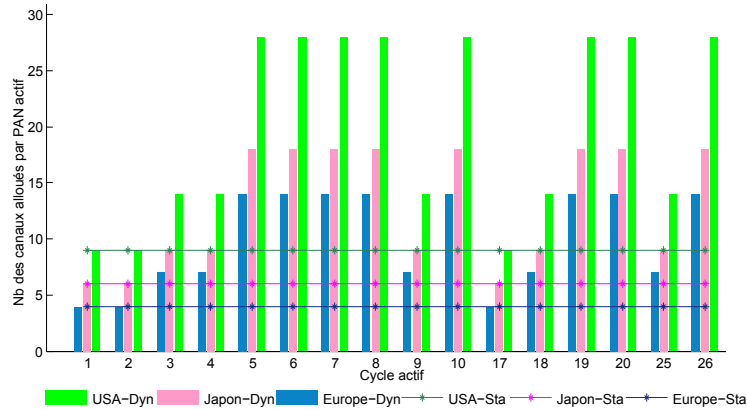


Figure 33 – Allocation des canaux Statique vs Dynamique

6.2.1 Taux d'utilisation des ressources spectrales

Nous définissons le paramètre taux d'utilisation $Channel\ Utility_j$ comme le rapport de la somme des canaux de fréquence utilisés par chaque PAN actif par le nombre total des canaux disponibles durant le $j^{\text{ème}}$ cycle élémentaire.

$$Channel\ Utility_j = \frac{\sum_{i=0}^{N_{active_j}} N_{dch_{ij}}}{N_{dch}} \quad (29)$$

Où N_{active_j} représente le nombre des PANs actifs durant le $j^{\text{ème}}$ cycle élémentaire, avec $N_{active_j} \leq N_c$.

À ce niveau, nous comparons le comportement de chaque modèle en termes de taux d'utilisation spectrale pour la même charge de données. Comme le montre la Figure.34, le modèle *MCMAC* présente un taux d'utilisation spectrale constant vu qu'il alloue, d'une façon statique, à un seul PAN actif tous les canaux de fréquence. Il est clairement remarquable que le modèle *UWBCAS* offre des résultats meilleurs que ceux du modèle *MCMAC* parce qu'il permet simultanément à plusieurs PANs d'assurer leurs communications internes. Cela assure une bonne utilisation des ressources disponibles.

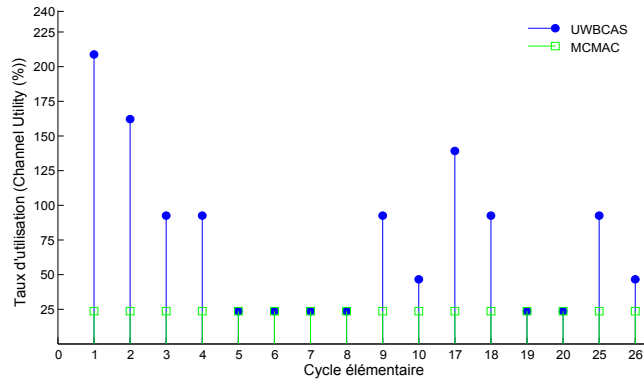


Figure 34 – Taux d'utilisation spectrale vs temps de simulation

La Figure.35 met en évidence le comportement du modèle *UWBCAS* en termes de taux d'utilisation spectrale du réseau entier en variant la charge supportée. Nous notons que le taux d'utilisation spectrale augmente avec l'augmentation de la charge du réseau, comme il augmente avec l'augmentation du nombre des PANs actifs. Presque dans chaque PAN, nous découvrons que le taux d'utilisation spectrale du modèle *UWBCAS* est meilleur que celui du modèle *MCMAC*. La Figure.35 montre qu'avec les différents niveaux de charge supportée, notre modèle assure plus d'efficacité spectrale quand le nombre des PANs actifs est important. Cela prouve le résultat présenté précédemment.

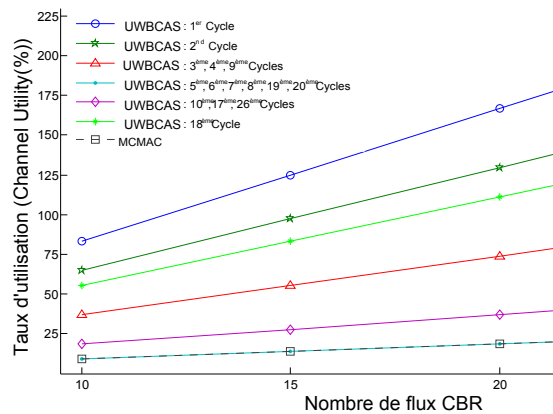


Figure 35 – Taux d'utilisation spectrale vs Variation du niveau de charge supportée

6.2.2 Taux de transfert

Nous prenons le taux de transfert global comme métrique de performance des modèles d'allocation des canaux de fréquence. La Figure.36 montre que, le modèle *MCMAC* présente presque un comportement statique et que le modèle *UWBCAS* offre les meilleurs résultats. Une autre fois, le modèle *UWBCAS* fait ses preuves à garantir le meilleur niveau de taux de transfert du réseau global. Cette garantie est due à l'exploitation de la politique d'allocation dynamique des canaux de fréquence de communication, basée sur les informations relatives aux cycles d'activité de différents PANs du réseau global, qui évite la sous-utilisation des ressources spectrales et maximise le nombre de canaux de fréquence de communication alloués par PAN actif. Bien que globalement, notre modèle offre le meilleur résultat, mais si nous ana-

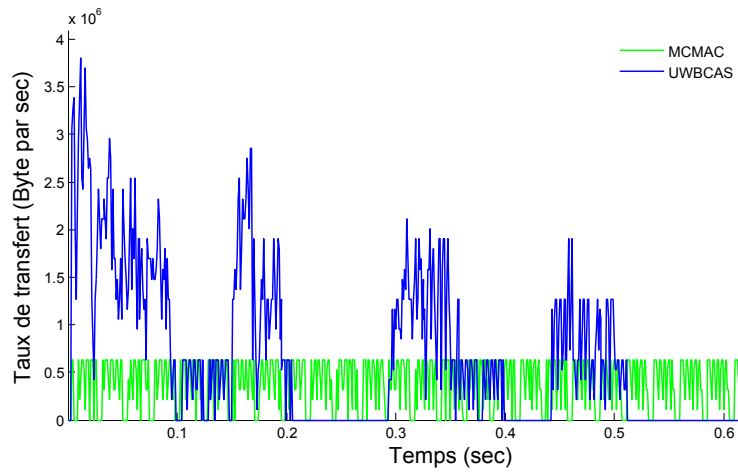


Figure 36 – Taux de transfert vs Temps de simulation

lysons le comportement d'un seul PAN par créneau de temps nous constatons que le modèle *MCMAC* présente un résultat légèrement meilleur comme indiqué par la Figure.37. Avec le modèle *MCMAC*, étant donné qu'il y a seulement un seul PAN actif par cycle, tous les canaux de fréquence disponibles lui seront alloués. Cela peut localement améliorer la performance du PAN pendant des créneaux de temps donnés, mais ne sera pas le cas pour le réseau entier.

6.2.3 Délai

Nous définissons le délai moyen de bout en bout par paquet comme le rapport de la somme des délais (δ_i) d'acheminement de chaque paquet composant un flux de données par le nombre total des paquets (N).

$$AVG(End2End\ Delay\ per\ packet) = \frac{\sum_{i=0}^N \delta_i}{N} \quad (30)$$

Nous proposons d'évaluer le comportement des deux modèles en termes de délai moyen de bout en bout par paquet. La Figure.38 montre que le modèle *UWBCAS* présente toujours une performance meilleure que celle du modèle *MCMAC*. Avec le modèle *UWBCAS*, la

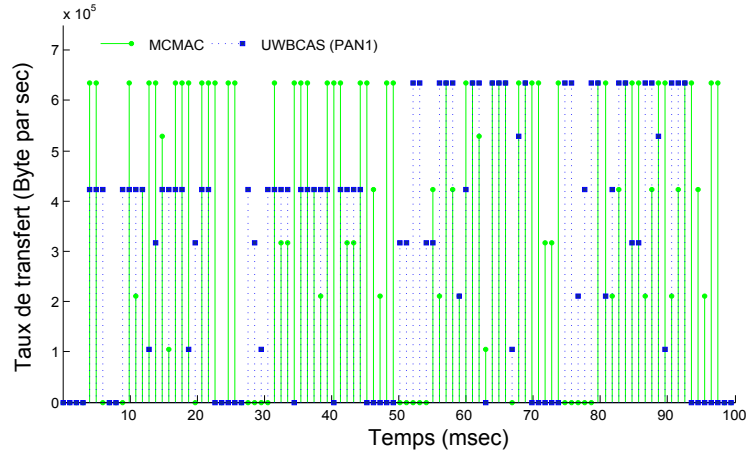


Figure 37 – Taux de transfert vs temps pour le cas du premier PAN

diminution du délai est principalement due, d'une part, à l'augmentation du nombre de communications simultanées et, d'autre part, à l'évitement des phénomènes de congestion (pour le trafic de données et de contrôle).

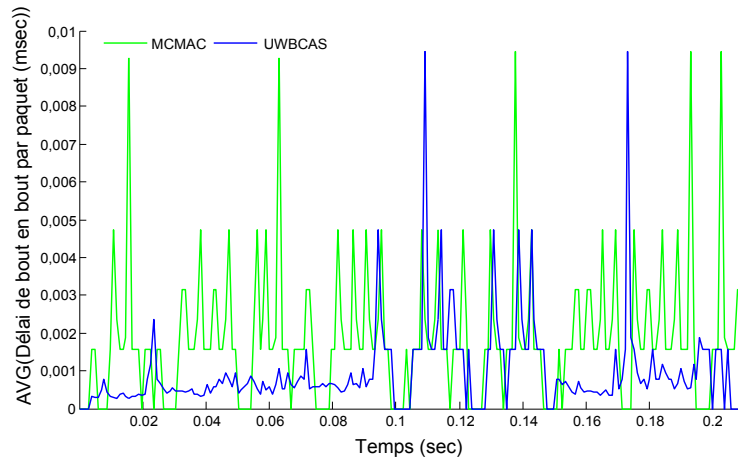


Figure 38 – Délai vs Temps de simulation

6.2.4 UWBCAS vs MMSN

Prenant le cas du premier modèle proposé par *MMSN* (Exclusive frequency assignment scheme) et le modèle *UWBCAS*, nous proposons de donner une idée sur le nombre de canaux de fréquence minimal nécessaire pour assurer le bon fonctionnement du réseau, pour différentes densités des noeuds. La densité des noeuds est augmentée de 6 à 21 en variant la couverture radio (de 1.5 à 3.5 m).

La Figure.39 mentionne que le comportement du modèle *Exclusive frequency assignment scheme* est considérablement sensible au facteur densité des noeuds. Le nombre de canaux de fréquence nécessaire augmente avec l'augmentation de la densité des noeuds. Contrairement au

modèle *MMSN*, avec le modèle *UWBCAS* le bon fonctionnement du réseau ne dépend pas du facteur densité des noeuds. Nous avons besoin juste de sept canaux de fréquence (4 dédiés au trafic de contrôle et 3 dédiés au trafic de communication) pour faire fonctionner le réseau ensuite pour améliorer sa performance l'utilisation des canaux de fréquence supplémentaires est encouragée afin d'augmenter le nombre des communications parallèles. Comparé au modèle *UWBCAS*, le modèle *Exclusive frequency assignment scheme* ne peut pas assurer une utilisation efficace des ressources de spectrales étant donné qu'il alloue les canaux de fréquence d'une façon statique ce qui limite l'utilité des canaux de fréquence (un noeud n'est pas sensé d'utiliser de manière permanente son canal de fréquence).

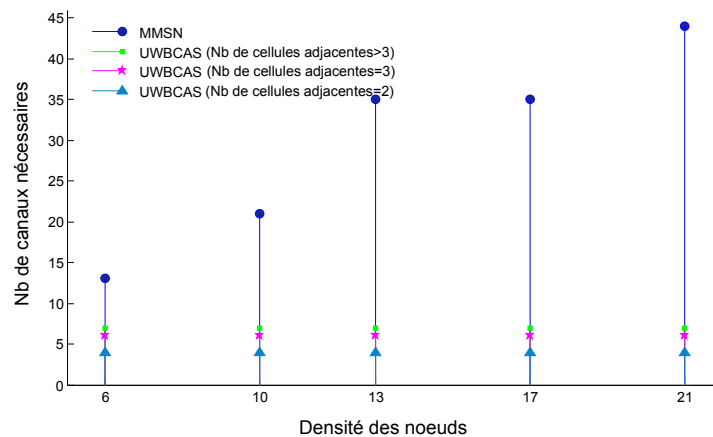


Figure 39 – Le nombre de canaux de fréquence nécessaire pour UWBCAS et MMSN en fonction de la densité des noeuds

7 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté le modèle *UWBCAS* d'allocation des canaux de fréquence assurant une gestion efficace du spectre ULB au sein d'un réseau de capteurs sans fil dense et étendu (le cas du réseau WHSN). Pour traiter le problème de partage des ressources spectrales au sein du réseau WHSN, nous avons décomposé ce problème complexe en deux sous-problèmes : l'allocation statique des canaux de contrôle afin d'assurer un canal de contrôle permanent par PAN évitant le problème de congestion en trafic de contrôle et l'allocation dynamique des canaux de communication basée sur les informations relatives aux cycles d'activité des PANs et la réutilisation spatiale des canaux de fréquence pour éviter la sous-utilisation des ressources spectrales et l'amélioration des performances du réseau global. Nous avons implémenté le modèle *UWBCAS* au sein d'un simulateur réseau à temps discret que nous avons développé en JAVA. Les résultats d'évaluation du modèle *UWBCAS* montrent que ce modèle est en mesure de réaliser nos buts en termes d'efficacité spectrale et d'amélioration des performances du réseau global. Cependant la conception d'un protocole MAC adéquat assurant l'accès multi-canal pour une gestion optimale des ressources spectrales et temporelles au sein de chaque réseau PAN pour le support de la QoS et l'optimisation de la gestion d'énergie est nécessaire, c'est l'objectif du chapitre suivant.

Chapitre 4 : Accès multi-canal multi-créneau de temps pour les réseaux de capteurs sans fil

1 Introduction

La conception d'un protocole MAC performant représente un des défis majeurs dans le domaine des réseaux de capteurs sans fil dans le but d'assurer un fonctionnement efficace et une amélioration des performances du réseau. La majorité des réseaux de capteurs sans fil utilisent un seul canal de fréquence pour le trafic de contrôle (synchronisation du réseau) ainsi que pour le transfert des données pourtant de multiples canaux sont disponibles. Nous proposons, dans ce chapitre, un protocole MAC, *PMCMTP* (Prioritized Multi-channel Multi-time slot MAC Protocol), assurant un accès multi-canal multi-créneau de temps avec support de qualité de service.

2 État de l'art sur les protocoles MAC à accès multi-canal dans les réseaux de capteurs sans fil

Dans la littérature, les protocoles MAC fréquemment déployés dans les réseaux de capteurs sans fil, sont basés sur l'utilisation d'un seul canal de fréquence que ce soit pour le trafic de contrôle ou pour le transfert des données utiles. Cependant, nous pouvons dire qu'il existe quelques protocoles MAC multi-canal adaptés aux réseaux de capteurs sans fil [[Zhou et al., 2006](#), [Kim et al., 2008](#), [Özlem Durmaz Incel et al., 2006](#), [Cagley et al., 2006](#), [So et al., 2007](#), [Pister and Doherty, 2008](#), [Networks, 2006](#), [Chen et al., 2006](#), [Rangnekar and Sivalingam, 2004](#)].

Le premier protocole MAC multi-canal est le MMSN [[Zhou et al., 2006](#)] qui propose quatre méthodes d'allocation des canaux de fréquence pour les réseaux de capteurs sans fil que nous avons déjà présenté au niveau du chapitre précédent : *Exclusive frequency assignment*, *Even selection*, *Eavesdropping* et *Implicit-consensus*. Bien que le protocole MMSN réalise un taux de transfert considérable, l'allocation statique des canaux de fréquence sur laquelle se base ce protocole limite le taux d'utilisation des canaux de fréquence disponibles. De plus, dues aux nombreuses diffusions (broadcasts) et collisions, ce protocole gaspille énormément d'énergie. Pour remédier aux inconvénients de ce protocole, nous proposons : (i) un modèle dynamique d'allocation des canaux de fréquence basé sur les informations relatives au cycle d'activité du réseau et aussi la réutilisation spatiale des canaux de fréquence, dans le but de maximiser le

taux d'utilisation des ressources spectrales et (ii) un protocole MAC multi-canal multi-créneau de temps centralisé avec support de qualité de service assurant l'amélioration de la performance du réseau en termes taux de transfert, délai.. et l'optimisation des ressources que ce soient spectrale, temporelle et énergétique.

Le protocole Y-MAC [Kim *et al.*, 2008] est un protocole MAC multi-canal pour les réseaux de capteurs sans fil, basé sur l'accès multiple à répartition dans le temps (TDMA). Le protocole Y-MAC, basé sur l'accès prévu, alloue les créneaux de temps aux noeuds destinataires au lieu de l'allouer aux noeuds sources. Au début de chaque créneau de temps, les noeuds sources ou expéditeurs potentiels pour un même noeud destinataire ou récepteur lancent le processus de contention du support d'accès. La durée d'un créneau de temps est définie pour être largement suffisante pour recevoir un paquet de données. Si plusieurs paquets doivent être transmis simultanément, donc les noeuds expéditeur et récepteur doivent sélectionner un nouveau canal de fréquence en se basant sur la séquence prédéterminé. Les autres expéditeurs potentiels doivent suivre aussi la séquence de saut entre canaux de fréquence (hopping sequence) du récepteur. Nous notons qu'avec l'augmentation de la contention du support, particulièrement autour du noeud puits et surtout avec des débits de transfert élevés, l'apparition du problème de goulot d'étranglement au niveau du noeud puits. Dans cette situation, plusieurs paquets peuvent excéder la limite du délai exigé par l'application supportée et par la suite ils seront rejetés. Ainsi, ni les contraintes de QoS seront respectées ni l'énergie ne sera économisée. Pour éviter une telle situation, nous proposons de décomposer notre réseau en un ensemble des réseaux PANs organisés en cellules dans le but d'équilibrer la charge et la consommation d'énergie afin d'assurer le support de QoS et la maximisation de durée de vie du réseau. Pour remédier à l'inefficacité du protocole mono-canal LMAC (Lightweight Medium Access Control) [L.F.W. and P.J.M., 2004], le protocole multi-canal MLMAC (Multi-channel Lightweight Medium Access Control) [Özlem Durmaz Incel *et al.*, 2006] a été conçu pour s'adapter au besoin des réseaux de capteurs sans fil plus denses. Pour le cas du protocole LMAC, le nombre des transmissions est limité au nombre des créneaux de temps composant la trame de données. Cependant, avec le protocole MC-LMAC les créneaux de temps sont choisis parmi les créneaux de temps disponibles par canal de fréquence, ce qui assure la possibilité des communications en parallèle et par la suite l'augmentation du nombre global des transmissions. Chaque noeud bénéficie périodiquement d'un créneau de temps pendant lequel il peut contrôler la disponibilité du support de transmission sans fil et, si ce dernier est libre, il transmet ses données. Pour éviter le problème d'interférence, le protocole MLMAC inclut une table de correspondance (bitmap) pour tous les créneaux temps par canaux de fréquence disponibles assignés aux noeuds voisins du noeud racine. En combinant les tables de correspondance (bitmaps) de tous les voisins, un noeud peut déterminer les créneaux de temps par canal de fréquence libres dans son voisinage à deux sauts. Comme pour le cas du protocole mono-canal LMAC, cette méthode garantit qu'aucun couple de créneau de temps et de son canal de fréquence est réutilisé dans un voisinage à deux sauts. Bien que, le protocole MC-LMAC présente de meilleures performances que celles offertes par le protocole LMAC en termes de taux de transfert grâce aux transmissions parallèles, en revanche l'énergie n'est pas optimisée. Aussi, les cas de collision sont possibles durant le changement de topologie de réseau (dus aux variations de la qualité de liaison et à la mobilité des noeuds) ce qui cause le gaspillage d'énergie. Pour cela, nous proposons un protocole MAC multi-canal centralisé insensible au changement de topologie de réseau.

Les auteurs dans [Cagley *et al.*, 2006, So *et al.*, 2007] ont proposé deux protocoles MAC multi-

canal basés sur l'accord établi entre chaque noeud source et noeud destinataire. Une telle approche peut être appropriée aux réseaux peu denses mais pour le cas des réseaux denses les messages de négociation durant le processus d'allocation des canaux de fréquence peuvent provoquer des problèmes graves de congestion. L'avantage de ces deux protocoles est qu'ils permettent l'utilisation de plusieurs canaux de fréquence pour supporter le trafic de contrôle ce qui évite le problème de congestion pour ce type de trafic.

On trouve également des efforts dans le domaine de l'industrie à mettre en place des solutions basées sur l'accès multi-canal. Parmi les solutions récemment proposée, nous citons le protocole TSMP (Time Synchronized Mesh Protocol) [Networks, 2006, Pister and Doherty, 2008], un protocole MAC multi-canal basé sur l'accès multiple à répartition dans le temps TDMA adapté aux réseaux de capteurs sans fil maillés (WMSNs). Le protocole TSMP assure la synchronisation des noeuds du réseau. Pour supporter des communications en parallèle sans conflit et interférence, les noeuds emploient le principe du saut des fréquences conformément à la liste commune pseudo-aléatoire.

Nous remarquons que tous les protocoles MAC multi-canal précédemment détaillés sont pour des réseaux WSNs classiques opérant dans la bande de fréquence 2.4 Ghz et dépourvus du support de qualité-de-service (QoS). Cependant les auteurs dans [Chen *et al.*, 2006] ont proposé le premier protocole MAC multi-canal (MCMAC) qui tient compte de la notion de priorité durant le processus d'allocation des canaux de fréquence au sein d'un groupe des noeuds (cluster). Ce protocole est basé sur quatre phases données comme suit : la synchronisation par diffusion de trame balise (beacon), l'envoi des demandes de transmission, l'allocation des canaux de fréquence disponible et la transmission des données utiles. Bien que le protocole MCMAC assure l'accès multi-canal pour des réseaux WSNs organisés en arbre, il ne supporte pas les communications simultanées de plusieurs groupes de noeuds (clusters). De plus, le noeud tête du groupe (cluster header) alloue les canaux de fréquence à ses membres pour une durée fixe ce qui engendre le gaspillage des ressources dans le cas où cette durée est plus grande que la durée nécessaire et/ou l'aggravation du problème de congestion dans le cas où cette durée est plus courte que la durée nécessaire.

Dans [Rangnekar and Sivalingam, 2004], les auteurs ont proposé le premier protocole MAC multi-canal conçu pour les réseaux basés sur la technologie ULB définie par la norme IEEE 802.15.3.

Similaire à [Rangnekar and Sivalingam, 2004], nous proposons d'organiser le réseau global en un ensemble de réseaux PANs dans le but de réduire la complexité de partage des ressources. Mais, pour l'allocation des créneaux de temps par canal de fréquence disponible au sein des réseaux capteurs sans fil basés sur la technologie ULB, nous proposons les mécanismes nécessaires pour répondre simultanément aux besoins des réseaux de capteurs sans fil et aux exigences d'applications supportées par de tels réseaux.

Pour prolonger la durée de vie du réseau et assurer le support de QoS, nous proposons d'améliorer l'efficacité énergétique et les performances du réseau (taux de transfert, délai de bout en bout et le support de QoS) en exploitant les idées clés suivantes :

1. Les avantages offerts par la technologie ULB : une faible puissance de transmission, une immunité à la propagation multi-chemin, des taux de transfert élevés et une haute précision de localisation,
2. Une architecture réseau adéquate permettant de réduire la complexité de partage des res-

sources au sein d'un réseau dense et étendu et d'équilibrer la charge et la consommation d'énergie.

3. Un protocole MAC multi-canal multi-créneau de temps assurant des transmissions parallèles et l'évitement du problème de congestion afin de :
 - Réduire la période active (prolonger au maximum la période de sommeil) qui assure l'économie de l'énergie et la maximisation de la durée de vie du réseau,
 - Augmenter le taux de transfert et réduire les délais.
4. La différenciation des services pour assurer le support de la QoS.

3 Le protocole *PMCMTP*, *Prioritized Multi-Channel Multi-Time slots MAC Protocol*

3.1 Le principe du protocole *PMCMTP*

Dans cette partie, nous proposons un protocole MAC, *Prioritized Multi-Channel Multi-Time slots MAC Protocol (PMCMTP)*, assurant un accès multi-canal multi-créneau de temps avec support de la qualité de service. Ce protocole assure, au sein de chaque PAN, une allocation efficace des créneaux de temps par canaux de fréquence de communication disponibles pour supporter multiples flux de données parallèles tout en tenant en compte la différenciation des services afin de favoriser les flux les plus prioritaires (les services temps réel ou les données prioritaires). Pour chaque cycle élémentaire actif, le coordinateur PAN collecte toutes les requêtes de demande d'allocation des ressources de la part des noeuds qui lui sont associés. Ensuite, selon le modèle d'allocation des ressources spectrales, *UWBCAS*, le coordinateur PAN peut savoir le nombre de canaux de fréquence de communication disponibles qu'il bénéficie durant le cycle actif courant. Puis, il essaye d'allouer les créneaux de temps disponibles par canaux de fréquence de communication disponibles en réponse aux requêtes de demande de ressources collectées. Finalement, les noeuds concernés commencent leurs communications internes.

Le principe du protocole proposé est basé sur les trois phases suivantes :

1. Phase de synchronisation et de demande des créneaux de temps,
2. Phase d'allocation des créneaux de temps par canaux de fréquence disponibles,
3. Phase de transmission des données.

3.1.1 Phase de synchronisation et demande des créneaux de temps

Comparé au protocole *MCMAC*, le protocole *PMCMTP* commence par une phase de transmission des requêtes de demande de ressources mais il prend en considération non seulement la tâche d'allocation des canaux de fréquence mais aussi la tâche d'assignation des créneaux de temps. Au niveau du protocole *PMCMTP*, le nombre de créneaux de temps demandés peut varier d'une requête à une autre selon les besoins des applications et des services supportés. Nous distinguons deux types de requêtes de demande de ressources, il existe les requêtes (Rq^0) pour assurer les communications au sein de chaque réseau *BSN* (premier niveau) appartenant au réseau PAN (deuxième niveau) et les requêtes (Rq^1) pour assurer le routage des

données au sein du réseau PAN. La phase de transmission des requêtes de demande de ressources doit précéder chaque période active du réseau PAN. Selon la Figure.1, cette phase est divisée en deux étapes, afin de synchroniser le réseau en première étape et de collecter les différentes requêtes de demande de ressources des membres du réseau PAN en seconde étape. Durant cette phase, le canal de fréquence utilisé est le canal de contrôle. Durant la première étape, en écoutant le canal de contrôle, les membres du réseau PAN vérifient le contenu de la trame balise et ajustent leurs périodes d'activité (leurs instants de réveil). La deuxième étape représente un ensemble de créneaux de temps courts et égaux, durant lesquels, le coordinateur du PAN s'occupe de la réception des requêtes de demande de ressources envoyées par ses membres. En effet, au sein de chaque PAN, selon le nombre des noeuds sources, le coordinateur du PAN attribue à chaque noeud source un créneau de temps spécifique en fonction de son numéro d'identification (*id*). Les premiers créneaux de temps sont assignés aux noeuds selon l'ordre croissant des numéros d'identification attribués. Selon la Figure.1, juste après la réception de la première trame balise, et en cas de besoin, un noeud source du réseau PAN attend le créneau de temps qui lui est accordé puis il envoie sa requête de demande de ressources. Le paquet d'une requête de demande de ressources est composé de sept champs (Voir Figure.2) :

- Type : Type du paquet,
- Rq_{id} : Identificateur de la requête de demande de ressources,
- Rq_{type} : Type de la requête de demande de ressources :
 - Rq^0 : pour la communication au sein d'un réseau BSN,
 - Rq^1 : pour le routage des données au sein d'un réseau PAN.
- P : Niveau de priorité de la requête,
- TS : Nombre des créneaux de temps demandés,
- @Source : adresse source du paquet de requête,
- @Destination : adresse destination du flux de données pour lequel la source demande de ressources.

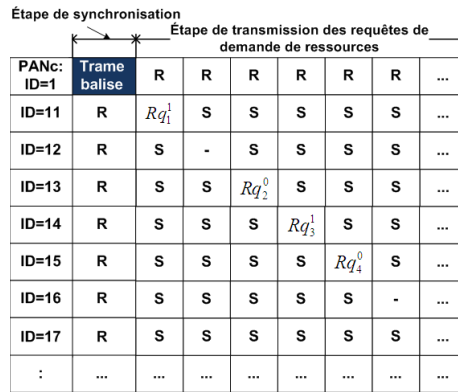


Figure 1 – Phase de synchronisation et demande de ressources

Type	Rq_{id}	Rq_{type}	P	TS	@Source	@Destination
------	-----------	-------------	---	----	---------	--------------

Figure 2 – Structure d'un paquet d'une requête de demande de ressources

3.1.2 Phase d'allocation des créneaux de temps par canaux de fréquence disponibles

Cette phase est transparente aux membres du réseau PAN sauf son coordinateur qui est le seul responsable de l'exécution des différentes procédures en relation. Nous avons conçu un algorithme d'ordonnancement (trie) des requêtes, RSA (Request Scheduling Algorithm, 1). Après la réception de toutes les requêtes de demande de ressources, le coordinateur du PAN les ordonne en fonction de leurs niveaux de priorité. Une fois que la liste des différentes requêtes est ordonnancée, il lance la procédure d'allocation des créneaux de temps disponibles par canal de fréquence de communication. Pour chaque requête de demande de ressources, il essaye de trouver les premiers créneaux de temps disponibles par canal de fréquence à être assigner à l'adéquate requête. Nous notons que dans le cas d'une requête de demande de ressources pour routage de données au sein du PAN, le coordinateur doit allouer les ressources nécessaires (allocation des créneaux de temps exigés pour chaque saut de la route) pour la route complete de la source à la destination tout en tenant en compte l'état d'activité des noeuds (occupé, libre) et les ressources disponibles (créneaux de temps par canal de fréquence de communication). Durant cette phase d'allocation des créneaux de temps par canal de fréquence disponible, le coordinateur essaye de répondre aux différents besoins tout en minimisant le nombre de changements (basculements) d'un canal de fréquence à un autre. A la fin de la procédure d'allocation des créneaux de temps par canaux de fréquence, le coordinateur du PAN enregistre une trace sur les requêtes de demande de ressources qui ne sont pas traitées, au niveau de sa file d'attente pour les analyser durant le prochain cycle. Ensuite, il insert au sein du champ "payload" de la deuxième trame balise les informations nécessaires relatives aux requêtes de demande de ressources traitées (Voir la Figure.3).

- Rq_{id} : Identificateur de la requête de demande de ressources,
- ACH : Numéro identifiant le canal de fréquence alloué,
- FTS : Numéro identifiant le premier créneau de temps alloué,
- ATS : Nombre des créneaux de temps alloués.

Rq_{id}	ACH	FTS	ATS	@Source	@Destination
-----------	-----	-----	-----	---------	--------------

Figure 3 – Informations nécessaires ajoutées au champ "payload"

Notation

RQ : ensemble des requêtes de demande de ressources,
 Rq_{First} : ensemble temporaire des requêtes de demande de ressources,
 Rq_{Served} : ensemble des requêtes déjà traitées par le coordinateur,
 $Rq_{inqueue}$: ensemble des requêtes non traitées en file d'attente du coordinateur,
 Rq_i^k : une requête de demande de ressources $k \in \{0, 1\}$,
 P_i : niveau de priorité d'une requête de demande de ressources FTS_i : premier créneau de temps,
 LTS_i : dernier créneau de temps,
 TS_i : créneau de temps,
 ID_i : numéro identifiant le noeud demandeur de ressources,
 $@S_i$: adresse du noeud demandeur de ressources,
 $@D_i$: adresse du noeud destination d'un flux de données,
 ATS_i : premier créneau de temps alloué,
 ACH_i : canal de fréquence alloué,
 N_i : nombre des sauts d'une route,
 TS/CH : créneaux de temps par canal de fréquence.

Algorithme 1 Request Scheduling Algorithm (RSA)

1. Collecte des requêtes de demande de ressources Rq_i^k
 $RQ = \{Rq_i^k, k \in \{0, 1\}\} \cup Rq_{inqueue}$
 $\forall Rq_i^k \in RQ$ Set $FTS_i = 0$ and $LTS_i = TS_i$
 2. Décomposition de chaque requête de demande de ressources pour routage Rq_i^1
en un ensemble de N_i requêtes de demande de ressources pour routage d'un seul saut avec :
Mettre $FTS_i^1 = FTS_i$ et $LTS_i^1 = LTS_i$
Mettre $FTS_i^j = LTS_i^{j-1}$ et $LTS_i^j = FTS_i^j + TS_i, j \in [2, N_i]$
 j correspond au $j^{ème}$ saut dans une route
 3. Sélection des requêtes de demande de ressources pour routage les plus prioritaires : Rq_{First}
 - 2.a. Mettre $Rq_{First} = \{Rq_i^k \in RQ \text{ où } P_i = \min(P_j), \forall Rq_j^k \in RQ\}$
 - 2.b. Mettre $RQ = RQ - Rq_{First}$
 4. Éliminer les conflits entre les Rq_i^k avec même niveau de priorité
Si $\exists (Rq_i^k, Rq_j^k) \in Rq_{First}$ avec :
 $[(@S_i = @D_j) \text{ or } (@D_i = @D_j)]$ et
 $[FTS_i, LTS_i] \cap [FTS_j, LTS_j] \neq \emptyset$ alors
Si $(TS_i < TS_j)$ or $((TS_i = TS_j) \text{ and } (ID_i < ID_j))$ alors
Mettre $FTS_j = LTS_i, LTS_j = FTS_j + TS_j$
 5. Éliminer les conflits entre les Rq_i^k avec différents niveaux de priorité
Si $\exists (Rq_i^k, Rq_j^k) \in Rq_{First} \cup RQ$ avec :
 $[(@S_i = @D_j) \text{ or } (@D_i = @D_j)]$ et
 $[FTS_i, LTS_i] \cap [FTS_j, LTS_j] \neq \emptyset$ alors
Si $(P_i < P_j)$ alors
Mettre $FTS_j = LTS_i, LTS_j = FTS_j + TS_j$
 6. Trier Rq_{First} avec :
Si $(FTS_i < FTS_j)$ alors Mettre Rq_j^k après Rq_i^k
Sinon Si $(FTS_i > FTS_j)$ alors Mettre Rq_i^k après Rq_j^k
Sinon Si $(TS_i < TS_j)$ ou $(TS_i = TS_j \text{ et } ID_i < ID_j)$ alors
Mettre Rq_j^k après Rq_i^k
 7. Allocation des créneaux de temps par canaux de fréquence disponibles
Tant que $(RQ \neq \emptyset \text{ et } TS/CH \text{ sont disponibles})\{$
 - 7.a Tant que $(Rq_{First} \neq \emptyset \text{ et } TS/CH \text{ sont disponibles})\{$
 $\forall Rq_i^k \in Rq_{First}$
 $ATS_i =$ les plus proches créneaux de temps $\geq FTS_i$,
 $ACH_i =$ index du canal courant
 $Rq_{First} = Rq_{First} - Rq_i^k$
 $Rq_{Served} = Rq_{Served} \cup Rq_i^k$ } Fin Tant que
 - 7.b Répéter 2, 3, 4, 5 et 6 } Fin Tant que
 8. Si $RQ \neq \emptyset$ alors $Rq_{inqueue} = RQ$
-

3.1.3 Phase de transmission des données

Suite à l'écoute au canal de fréquence de contrôle et après l'analyse du contenu de la deuxième trame balise, les membres du réseau PAN peuvent avoir une idée sur les ressources allouées en réponse à leurs requêtes de demande de ressources. Chaque noeud concerné par une ou plusieurs requête(s) déjà servie(s) doit, à partir du premier créneau de temps assigné se caler sur le canal de fréquence qui lui est alloué, puis il commence l'envoi ou la réception des trames de données durant la période de temps qui lui est attribuée.

Selon la Figure.4, durant l'étape de synchronisation, le coordinateur du PAN diffuse sa trame balise avec le débit obligatoire de 850 Kbps, comme défini par la norme 802.15.4a, et moyennant le canal de fréquence de contrôle. Durant la phase de transmission des données, les noeuds communiquent entre eux moyennant les canaux de fréquence de communication qui lui sont alloués. Nous distinguons trois types de communications au sein d'un réseau PAN : transmission (T), réception (R) des trames de données ou communications au sein d'un réseau de patient (BSN). L'algorithme *RSA* peut être expliqué par l'exemple suivant. Considérant le cas de quatre requêtes de demande de ressources (Voir Tableau.1) et trois canaux de fréquence que nous identifions par canal 0, canal 1 et canal 2 (représentés respectivement par les couleurs blue, vert et violet), après le traitement de toutes les requêtes de demande de ressources, l'algorithme *RSA* alloue les créneaux de temps demandés par canal de fréquence de communication disponibles à chaque requête comme illustré par le Tableau.2. La Figure.4 illustre les phases de synchronisation et de transmission.

Tableau 1 – Exemple de quatre requêtes de demande de ressources

Rq_{id}	Rq_{type}	P	TS	Source	Destination	Route
1	1	1	2	11	13	11 → 12 → 13
2	1	2	1	14	11	14 → 11
3	0	4	4	15	15	—
4	0	3	2	13	13	—

Tableau 2 – Allocation des ressources pour le précédent exemple

Rq_{ID}	ACH	FTS	ATS	Source	Destination
1	0	0	2	11	12
1	0	2	2	12	13
2	1	2	1	14	11
3	1	0	2	13	13
4	2	0	4	15	15

3.2 Evaluation des performances du protocole PMCMTP

Nous avons implémenté le protocole *PMCMTP* au sein d'un simulateur réseau à temps discret personnalisé que nous l'avons utilisé pour l'évaluation du modèle d'allocation des canaux de fréquence, *UWBCAS* présenté au chapitre 3. Le simulateur implémente, déjà, l'archi-

teature réseau à trois couches définie au chapitre 2 et le modèle *UWBCAS*. Dans cette partie, nous proposons d'évaluer les performances du protocole *PMCMTP*.

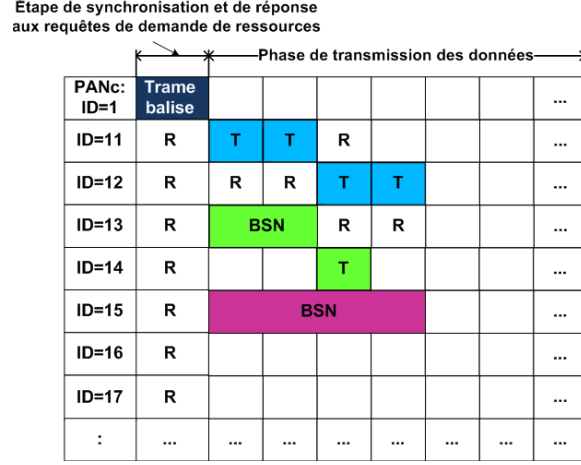


Figure 4 – Réception de la trame balise et début de la phase de transmission des données

3.2.1 Scénario de base

Nous représentons le même scénario présenté dans le chapitre 3, section 6.1. Nous considérons un réseau de capteurs sans fil basé sur la technologie ULB et composé de neuf réseaux PANs synchronisés. Chaque PAN est composé de 35 noeuds (Un coordinateur PAN, 30 routeurs et 4 coordinateurs BSNs) uniformément distribués au sein d'une cellule de rayon 5 m. Chaque réseau PAN_i est caractérisé par la durée de sa super-trame (SD_i, BI_i) comme illustrée par la Figure.5. Nous définissons $\overline{BI}_{maj}$, $\overline{SD}_{min}$ et U respectivement comme le cycle majeur, le cycle actif élémentaire et le nombre des cycles élémentaires par cycle majeur. Donc, $\overline{BI}_{maj} = 32, \overline{SD}_{min} = 1, U = 32$.

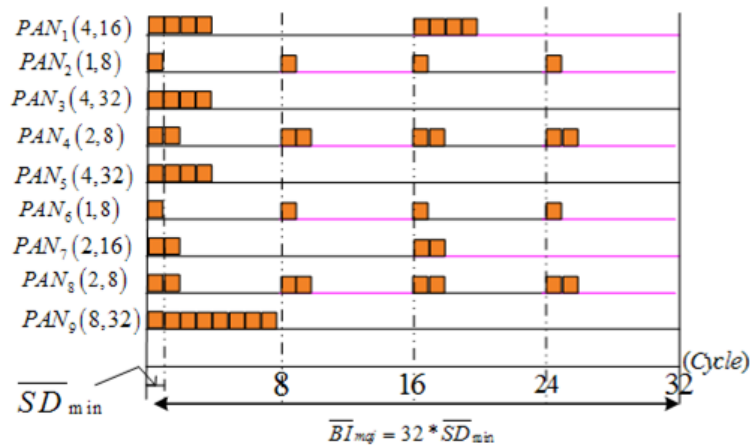


Figure 5 – Configuration du cycle d'activité du réseau

Prenons l'exemple où tous les réseaux PANs commencent leur première période d'activité au même instant. Le Tableau.3 présente les valeurs par défaut des différents paramètres de simulation. Nous admettons qu'il existe plusieurs noeuds puits au sein de chaque réseau PAN.

Tableau 3 – Paramètres de simulation

Paramètre	Valeur par défaut
<i>Nombre des PANs</i>	9
<i>Nombre des noeuds par PAN</i>	35
<i>Débit de communication</i>	850Kbps
<i>Couverture radio pour le contrôle</i>	5m
<i>Couverture radio pour le transfert de données</i>	2m
<i>Taille d'un paquet de données</i>	127Bytes
<i>Charge de données supportée par cycle élémentaire</i>	Variable en fonction du nombre et de caractéristiques des requêtes de demande de ressources
<i>Priorités d'une requête de demande de ressources</i>	$P \in \{1 - 5\}$
<i>Créneaux de temps demandés</i>	$TS \in \{1 - 4\}$
<i>Durée d'un créneau de temps de données</i>	0.985ms
<i>Durée d'un créneau de temps pour la demande de ressources</i>	0.246ms
SO_{min}	4
<i>Protocole de routage</i>	Routage géographique basé sur le plus court chemin
<i>Modèle de trafic</i>	Flux CBR

3.2.2 Allocation des canaux par cycle élémentaire actif

Selon la configuration du réseau donnée par la Figure.5 et le modèle d'allocation des canaux de fréquence *UWBCAS*, chaque réseau PAN actif durant un cycle élémentaire, peut bénéficier de multiples canaux de fréquence de communication. Comme illustrée par la Figure.6, durant le 1^{er}, 2^{ème} et 17^{ème} cycles élémentaires, chaque PAN actif autorise respectivement à 4, 6 et 9 communications simultanées pour les réglementations en spectre ULB en Europe, Japon et USA. Et durant le 3^{ème}, 4^{ème}, 9^{ème}, 18^{ème} et 25^{ème} cycles élémentaires, chaque PAN actif bénéficie respectivement de 7, 9 et 14 canaux de fréquence de communication pour les réglementations en spectre ULB respectivement en Europe, Japon et USA. Pour une charge de 10 flux de données CBR par cycle élémentaire par PAN actif, nous notons que chaque PAN actif est capable de supporter simultanément tous les flux de données dans le cas des réglementation en spectre ULB en Japon et USA, vu que le nombre de canaux de fréquence alloués dépasse le nombre des flux de données supportés. Durant le 5^{ème}, 6^{ème}, 7^{ème}, 8^{ème}, 10^{ème}, 19^{ème}, 20^{ème} et 26^{ème} cycles élémentaires, les PANs actifs bénéficient de tous les canaux de fréquence disponibles et toutes les communications indépendantes ont lieu simultanément.

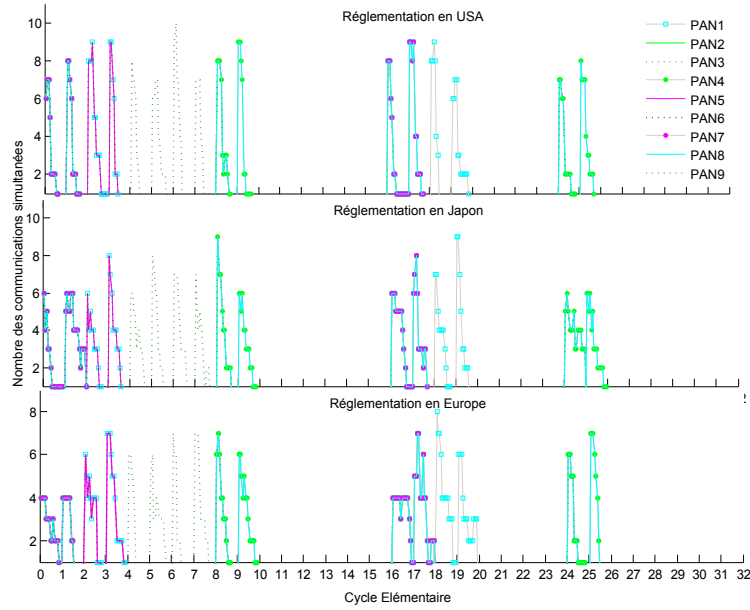


Figure 6 – Allocation des canaux de fréquence de communication par cycle élémentaire actif vs Réglementations du spectre ULB

3.2.3 Évaluation des métriques temporelles

3.2.3.a Créneaux de temps nécessaires vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles et de la charge supportée

Nous considérons le nombre des créneaux de temps nécessaires pour répondre aux besoins en termes de requêtes de demande de ressources (pour le cas de 5, 10 et 15 requêtes de demande de ressources par PAN actif) comme métrique d'évaluation de performance du protocole *PMCMTP*. Afin d'analyser le degré d'extensibilité (adaptabilité) du protocole proposé, nous avons réalisé la simulation avec différents nombres de canaux de fréquence. La Figure.7 montre que pour les différentes charges supportées, notre protocole devient plus efficace (en termes des garanties temps réel, réduction des délais) avec l'augmentation du nombre de canaux de fréquence utilisés. Pour cette raison, au niveau du réseau global nous avons imposé l'allocation dynamique des canaux de fréquence de communications basée sur des informations sur le cycle d'activité des réseaux PANs du réseau global et sur la possibilité de réutilisation spatiale des canaux de fréquence dans le but d'éviter la sous-utilisation des ressources spectrales et de maximiser le nombre de canaux de fréquence utilisés par PAN actif. Nous remarquons que le taux des créneaux de temps nécessaires respectivement pour le cas de 5, 10 et 15 requêtes de demande de ressources se réduit de 3.5, 8 et 12.25 fois lors que le nombre de canaux de fréquence de communication disponibles augmente de 1 à 15.

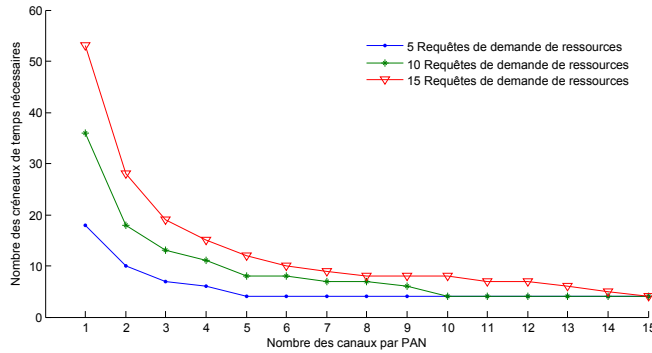


Figure 7 – Nombre des créneaux de temps nécessaires vs variation du nombre de canaux de fréquence

3.2.3.b Délai moyen de bout en bout vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles

Nous définissons le délai moyen de bout en bout par paquet comme le rapport de la somme des délais (δ_i) d'acheminement de différents paquets composants un flux de données par le nombre total des paquets (N).

$$AVG(End2End\ Delay\ per\ packet) = \frac{\sum_{i=0}^N \delta_i}{N} \quad (1)$$

La Figure.8 met en évidence le comportement du protocole *PMCMTP* en termes de délai moyen de bout en bout par paquet du réseau global suite à la variation du nombre de canaux de fréquence de communication utilisés. Pour le cas d'une charge de 15 requêtes de demande de ressources par PAN actif et avec un débit de 850 Kbps, nous remarquons que le *AVG End-to-End delay per packet* décroît avec l'augmentation du nombre de canaux de fréquence disponibles. Il diminue respectivement de 562% et de 100% lors que le nombre de canaux de fréquence disponibles augmente de 1 à 8 et de 8 à 15.

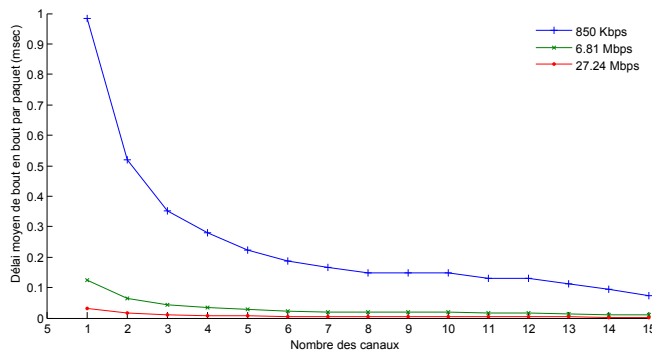


Figure 8 – Délai moyen de bout en bout par PAN vs la variation du nombre de canaux et de débits de transfert

3.2.3.c Délai moyen de bout en bout vs la variation du débit de transfert

Nous explorons la performance du protocole *PMCMTP* avec la variation du débit de transfert de données pour un même niveau de charge supportée. Comme illustré par la Figure.8, pour les différents débits de transfert, les meilleures performances sont obtenues avec l'utilisation du nombre maximal des canaux de fréquence, ce qui est en accord avec les résultats des expériences précédentes. Aussi, nous notons que le *AVG End-to-End delay per packet* décroît lentement avec l'augmentation du débit de transfert de données vu que la durée de transfert d'un paquet se réduit avec l'augmentation du débit de transfert.

3.2.3.d Délai maximal de bout en bout vs la variation de la densité des noeuds

Nous proposons d'évaluer l'impact de la variation de la densité des noeuds sur le comportement du *PMCMTP*. Pour faire varier la densité des noeuds sans changer le nombre total des noeuds nous proposons de faire varier le rayon des cellules du réseau global de 3 à 8 m. Toutes les expériences de cette simulation sont réalisées avec la même charge de données (10 requêtes aléatoires de demande de ressources par PAN). Nous avons aussi essayé d'explorer la performance du *PMCMTP* avec l'utilisation de différents nombres de canaux de fréquence de communication. La Figure.9 montre que le protocole *PMCMTP* présente toujours le meilleur résultat en termes de délai de bout en bout avec les plus petits rayons, c'est à dire avec une densité des noeuds élevée. L'augmentation du délai de bout en bout, suite à la diminution de la densité des noeuds, est due, d'une part, à l'augmentation du nombre des sauts par route et, d'autre part, à l'apparition des phénomènes de congestion au niveau de certains noeuds intermédiaires.

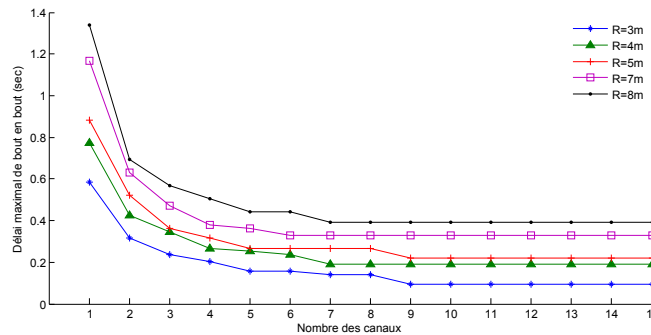


Figure 9 – Délai maximal de bout en bout vs variation de nombre de canaux de fréquence

3.2.4 Évaluation du taux de transfert des données

3.2.4.a Taux de transfert vs temps de simulation et variation de nombre de canaux de fréquence

En prenant le taux de transfert des données comme métrique d'évaluation, nous proposons d'analyser le comportement des protocoles *PMCMTP* et *MCMAC* en fonction du temps de simulation (Nombre des cycles élémentaires). Nous réalisons cette expérience avec 10 requêtes aléatoires de demande de ressources par PAN. Selon la configuration du réseau, le nombre des

réseaux PANs actifs et le nombre de canaux de fréquence de communication alloués par PAN peut varier d'un cycle élémentaire actif à un autre. La Figure.10 montre que le taux de transfert des données croît avec l'augmentation du nombre des PANs actifs (par conséquent l'augmentation du nombre des noeuds sources) et le nombre de canaux de fréquence de communication alloués par PAN actif (par conséquent l'augmentation du nombre des communications simultanées par PAN actif). Nous expliquons ce résultat par l'augmentation du nombre des noeuds impliqués dans les communications et aussi par l'augmentation du nombre des transmissions de données en parallèle.

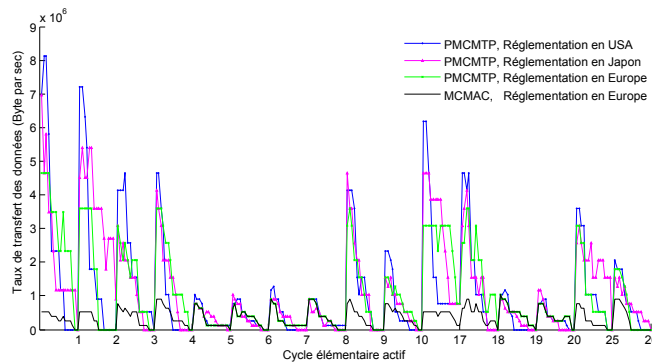


Figure 10 – Le taux de transfert des données vs Temps d'exécution

Nous notons que, quand le nombre de canaux décroît au-dessous d'une certaine valeur, les phénomènes de congestion commencent à apparaître et par conséquent un ralentissement de l'augmentation du taux de transfert des données. Comparé au protocole *MCMAC*, le protocole *PMCMTP* présente un résultat meilleur que celui de *MCMAC* vu que ce dernier ne permet qu'à un seul PAN d'être actif dans le réseau global, comme il alloue les canaux de fréquence de communication pour des durées fixes ce qui produit une surcharge de contrôle (overhead) relatif aux communications supplémentaires. La Figure.11 présente l'évolution du taux de transfert des données du réseau global en fonction du nombre de canaux de fréquence utilisés avec une charge de 15 requêtes aléatoires de demande de ressources par PAN actif. Nous notons que le taux de transfert des données croît avec l'augmentation du nombre de canaux de fréquence utilisés. Encore une fois, nos résultats confirment que le protocole *PMCMTP* réalise toujours les meilleures performances avec l'augmentation du nombre de canaux de fréquence disponibles.

3.2.4.b Taux de transfert vs variation de la densité des noeuds

La Figure.12 montre que le taux de transfert des données augmente avec la diminution de la densité des noeuds, particulièrement quand le nombre de canaux de fréquence est important. Nous expliquons ce comportement, d'une part, par l'augmentation du nombre des sauts par route et, d'autre part, par l'augmentation du nombre des transmissions parallèles. Pour un compromis entre le taux de transfert des données et le délai de bout en bout, nous devons raisonnablement choisir la valeur adéquate de la densité des noeuds.

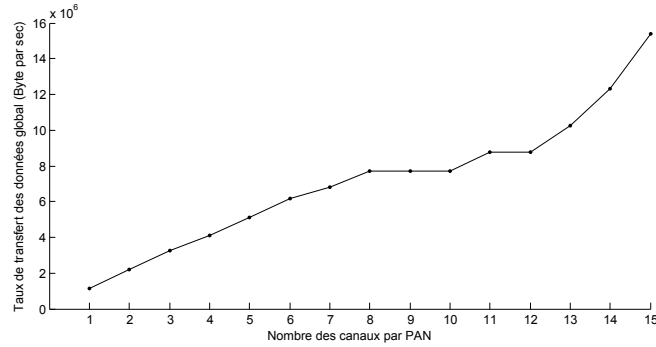


Figure 11 – Le taux de transfert des données vs variation du nombre de canaux de fréquence alloués

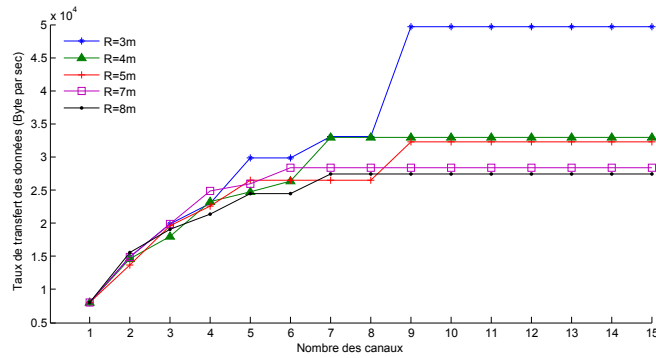


Figure 12 – Le taux de transfert des données vs variation de la densité des noeuds

3.2.5 Évaluation de l'aspect énergétique

Il est clair que la limitation énergétique représente la contrainte la plus forte dans les réseaux de capteurs sans fil. En fait, la consommation d'énergie des capteurs présente un grand impact sur la durée de vie du réseau qui est devenue le critère de performance prédominant dans ce domaine. Toutes les couches de la pile protocolaire des réseaux de capteurs (physique, MAC, Réseau, Application) consomment de l'énergie. Donc, pour optimiser la consommation de l'énergie, maximiser la durée de vie du réseau et améliorer l'efficacité énergétique du réseau global, toutes les couches de la pile protocolaire d'un réseau de capteurs doivent coopérer pour assurer une gestion efficace de l'énergie.

3.2.5.a Énergie consommée

Soit E_{Total} représente la somme de l'énergie consommée par tous les membres du réseau global. Pour chaque capteur, l'énergie consommée est la somme d'énergie consommée durant les différents états du capteur [Xin et al., 2004] :

- Énergie consommée en état de transmission des données, E_{TX} ;
- Énergie consommée en état de réception des données, E_{RX} ;

- Énergie consommée par le circuit interne du capteur en état d'écoute, E_{IDLE} ;
- Énergie consommée en état de sommeil, E_{SLEEP} ;

Soient les puissances de transmission, de réception, d'écoute et de sommeil données respectivement par P_{TX} , P_{RX} , P_{IDLE} et P_{SLEEP} . Soit E_i^j l'énergie consommée par le $i^{ème}$ noeud appartenant au $j^{ème}$ réseau PAN :

$$\begin{aligned} E_i^j &= E_{TX_i^j} + E_{RX_i^j} + E_{IDLE_i^j} + E_{SLEEP_i^j} \\ E_i^j &= P_{TX} \times T_{TX_i^j} + P_{RX} \times T_{RX_i^j} + \\ &\quad P_{IDLE} \times T_{IDLE_i^j} + P_{SLEEP} \times T_{SLEEP_i^j} \end{aligned} \quad (2)$$

Avec, $T_{TX_i^j}$, $T_{RX_i^j}$, $T_{IDLE_i^j}$ et $T_{SLEEP_i^j}$ représentent respectivement les durées durant lesquelles le $i^{ème}$ noeud du $j^{ème}$ PAN est en état de transmission, de réception, d'écoute et de sommeil. Nous admettons que les coordinateurs des réseaux PANs sont énergétiquement assez puissants et ne présentent pas des contraintes énergétiques comme le reste des noeuds. La consommation d'énergie respectivement du $j^{ème}$ PAN et du réseau global est donnée par E^j et E_{Total} . La consommation d'énergie moyenne $\overline{E_{node}}$ est obtenue en moyennant l'énergie totale consommée par le nombre total des noeuds.

$$E^j = \sum_{i=1}^{N_j} E_i^j, \quad E_{Total} = \sum_{j=1}^{N_c} E^j, \quad \overline{E_{node}} = \frac{E_{Total}}{\sum_{j=1}^{N_c} N_j} \quad (3)$$

Avec N_c et N_j représentent respectivement le nombre total des réseaux PANs et le nombre des membres du $j^{ème}$ PAN.

Dans la littérature, plusieurs émetteurs-récepteurs ULB sont proposés.

La puissance de transmission d'un émetteur ULB peut varier de $2mW$ à $15mW$ et la puissance de réception d'un récepteur ULB peut varier de $21.6mW$ à $50.1mW$. Le Tableau.4 présente les valeurs par défaut de la consommation d'énergie d'un dispositif ULB et d'un dispositif classique (conforme à la norme IEEE802.15.4) pour les différents états d'activité. Pour les états d'écoute et de sommeil, nous admettons pour un émetteur-récepteur ULB les mêmes valeurs de consommation d'énergie données pour un émetteur-récepteur CC2420 (il n'y a pas d'information sur la consommation d'énergie pour les états d'écoute et de sommeil d'un dispositif ULB).

Tableau 4 – Puissances de différents états d'un capteur

Paramètre	Valeur par défaut de puissance	
	émetteur-récepteur ULB [Zheng et al., 2005b]	émetteur-récepteur CC2420 [CC2,]
P_{IDLE}	–	$0.766mW$
P_{SLEEP}	–	$36\mu W$
$Max P_{TX}$	$12.6mW$	$31.32mW$
P_{RX}	$28.8mW$	$35.47mW$
Source d'énergie	1.8V	

mode IDLE: l'oscillateur et le régulateur de voltage ON

mode SLEEP : seulement le régulateur de voltage ON (i.e dispositif ne peut pas écouter les signaux radios),

Max P_{TX} : la puissance maximale de transmission.

Le Tableau.5 présente les valeurs par défaut des paramètres temporels relatifs aux différents champs d'une trame de données IEEE802.15.4a.

Tableau 5 – La durée d'une trame de données IEEE 802.15.4a

Paramètre	Value par défaut
preamble SHR	$71.5\mu s$
Champ PHR	$16.4\mu s$
Champ de données	$\frac{L_{données}}{Débit}$
SIFS/LIFS	$\frac{24}{Débit} / \frac{80}{Débit}$

$L_{données}$: taille des données en bits,

Débit: Débit varie de 110 Kbps à 27.24 Mbps

3.2.5.b Durée du vie du réseau

Au niveau d'évaluation énergétique, la principale métrique de performance est la durée de vie du réseau global. Cette métrique peut être définie de différentes manières :

- Temps d'échec du premier noeud [Chang and Tassiulas, 2000] (TFF , Time of the first node failure) : définie comme la durée écoulée juste avant la mort du premier noeud dans le réseau.
- Taux des noeuds survivants (opérationnels) dans le réseau [Wattenhofer et al., 2001] ($F_s(t)$, Fraction of surviving nodes in a network) : définie comme la somme des noeuds survivants à l'instant t ($N_s(t)$) par le nombre total des noeuds dans le réseau (N_{Total}) :

$$F_s(t) = \frac{N_s(t)}{N_{Total}} \quad (4)$$

3.2.5.c Efficacité énergétique

L'efficacité énergétique [Zheng et al., 2005a] (P_{eff} , Power efficiency) définie comme le rapport du taux de transfert des données par unité d'énergie consommée, avec le taux de transfert

qui représente le nombre des paquets reçus avec succès.

$$P_{eff} = \frac{Throughput(Packets)}{E_{Total}(Joules)} \quad (5)$$

3.2.5.d Énergie consommée vs temps de simulation

Cette simulation est réalisée pour avoir une idée sur le comportement énergétique en termes de l'évolution de la consommation d'énergie du protocole *PMCMTP* en fonction du progression du temps de fonctionnement du réseau. Comme présenté par la Figure.13, la courbe rouge présente l'énergie consommée par le premier PAN durant le premier cycle élémentaire, la courbe bleue donne une vision globale sur la consommation d'énergie du réseau global durant le premier cycle élémentaire où tous les réseaux PANs sont actifs. D'après la Figure.13, nous remarquons que l'énergie consommée durant la phase de synchronisation du réseau et de réception des requêtes de demande de ressources (y compris l'envoi et la réception de la première trame balise) est négligeable comparée à l'énergie consommée durant la phase de transmission des données. Cela est expliqué par le fait que les paquets (ou messages) de requêtes de demande de ressources sont assez courts. L'énergie consommée durant la phase de contrôle (synchronisation et réception des requêtes) est extrêmement faible, elle représente 6.5% de l'énergie consommée durant la phase de transmission des données utiles. En effet, c'est dû à la simplicité et le faible niveau de surcharge de contrôle (overhead) que présente le protocole *PMCMTP* qu'il a pu clairement améliorer l'efficacité énergétique des membres du PAN. La Figure.14 donne une vision globale sur la consommation d'énergie du premier PAN et du réseau global durant le premier cycle élémentaire. D'après la courbe rouge, nous remarquons que la consommation d'énergie durant la période inactive ou du sommeil est extrêmement faible (de l'ordre de quelques μJ) alors que l'énergie consommée durant la période active suit une courbe croissante à tendance presque linéaire. Nous pouvons expliquer la tendance linéaire par l'utilisation des flux de données de type CBR (Continuous Bit Rate).

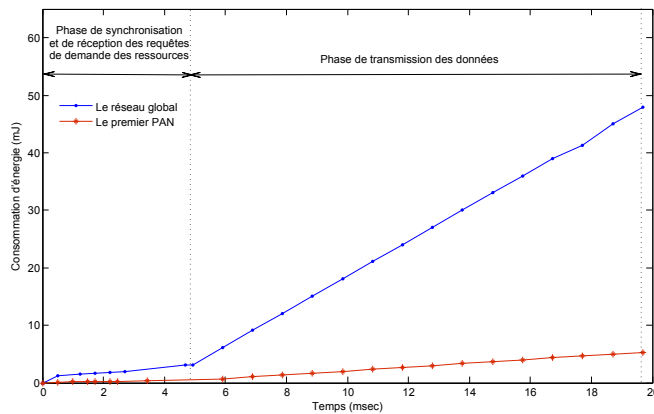


Figure 13 – La consommation d'énergie du réseau global et du premier réseau PAN durant le premier cycle élémentaire

Selon la courbe bleu, nous notons que l'énergie consommée dépend du nombre des PANs actifs. Plus le nombre des PANs actifs est élevé plus l'énergie consommée est importante.

3.2.5.e Énergie consommée vs variation du nombre de canaux de communication alloués

En variant le nombre de canaux de fréquence de communication assignés à chaque réseau PAN actif, nous considérons l'énergie totale consommée comme métrique de performance du protocole *PMCMTP*. Pour cette simulation, nous réalisons les expériences avec une charge de 135 (c'est-à-dire 9×15) paquets par PAN actif. La Figure.15 montre que l'efficacité énergétique de notre protocole augmente avec l'augmentation du nombre de canaux de fréquence de communication.

Nous observons que la consommation d'énergie diminue de 25.56% lorsque le nombre de canaux de fréquence de communication augmente de 1 à 9. Selon la Figure.15, la vitesse de diminution du niveau d'énergie consommée ralentit avec l'augmentation du nombre de canaux de fréquence utilisés. Nous pensons que la proportion d'énergie consommée par la surcharge de contrôle (control overhead) devient minime avec l'augmentation du nombre de canaux de fréquence utilisés (avec plus des canaux de fréquence utilisés, le nombre des périodes actives se réduit et leurs durées se raccourcissent d'où moins de trafic de contrôle et aussi moins d'énergie perdue).

Pour éviter des cycles supplémentaires (c'est-à-dire une surcharge supplémentaire (extra overhead)) et la perte d'énergie, il est encouragé de garantir le nombre nécessaire (optimal) des canaux de fréquence de communication assurant le traitement de la charge de données supportée par le réseau aux brefs délais possibles. Pour cette raison, nous avons proposé, dans le deuxième chapitre, un modèle d'allocation des canaux de fréquence assurant l'allocation statique des canaux de fréquence de contrôle et l'allocation dynamique des canaux de fréquence de communication (basé sur la réutilisation spatiale des canaux de fréquence et les informations relatives aux cycles d'activité des réseaux PANs) dans le but :

- d'augmenter le nombre des communications simultanées, et par conséquent la réduction des délais, l'augmentation du taux de transfert des données et l'optimisation de la consommation d'énergie,
- d'éviter les phénomènes de congestion (du trafic de données et du trafic de contrôle) et la perte d'énergie.

De cette façon, nous pouvons respecter les contraintes antagonistes d'énergie et de support de la QoS. Dès que le nombre de canaux de fréquence disponibles par PAN actif excède neuf, nous remarquons un comportement constant de la consommation d'énergie. Nous pouvons expliquer ce comportement par le fait que le nombre de canaux de fréquence de communication disponibles excède le nombre maximal des flux de données supportés (soient 9 flux de données parallèles), donc les canaux de fréquence de communication disponibles supplémentaires ne sont pas utilisés. Pour un compromis entre la maximisation du taux d'utilisation des ressources, en particulier la ressource spectrale, la garantie des contraintes de QoS et l'optimisation de la consommation d'énergie, nous devons raisonnablement définir le cycle d'activité de chaque réseau PAN en fonction de la charge de données supportée.

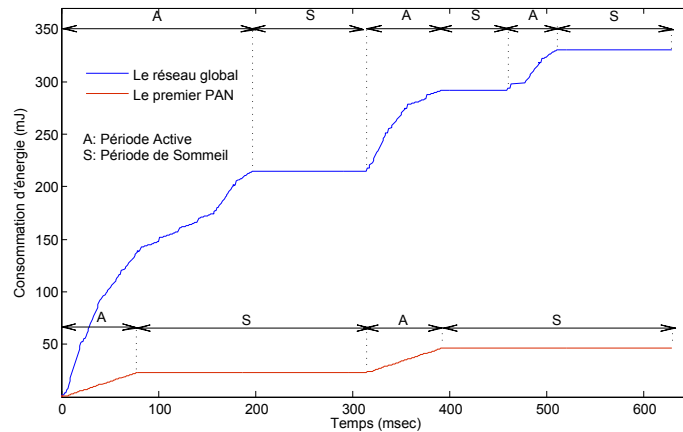


Figure 14 – Le comportement de consommation d'énergie du réseau global et du premier réseau PAN

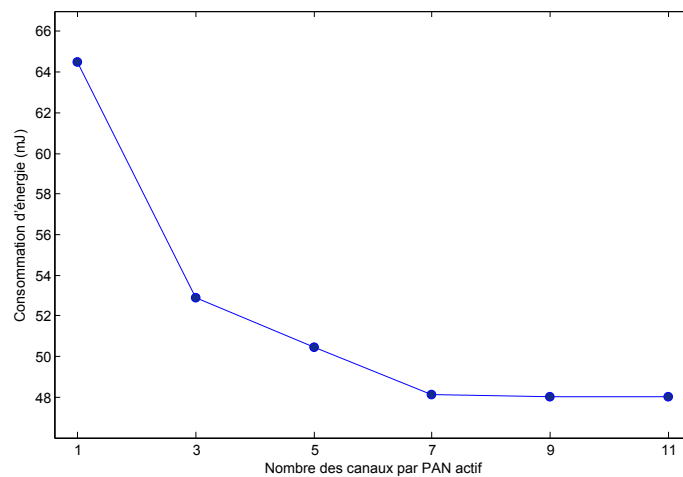


Figure 15 – Énergie consommée du réseau global vs variation du nombre de canaux de communications alloués

3.2.5.f Énergie consommée vs variation de la charge de données supportée

Dans cette partie, nous explorons la performance du protocole *PMCMTP* avec la variation de la charge de données supportée (c'est à dire la variation du nombre des flux de données CBR supportés par PAN actif). Pour analyser l'adaptabilité du protocole, nous réalisons les différentes expériences avec différentes tailles de paquet de données. Nous distinguons deux groupes d'expériences :

- Le premier groupe d'expériences est réalisé pour une durée fixe du cycle majeur (Figure 16.a),
- Le deuxième groupe d'expériences est réalisé pour une charge de données fixe de 135 paquets par PAN (Figure 16.b).

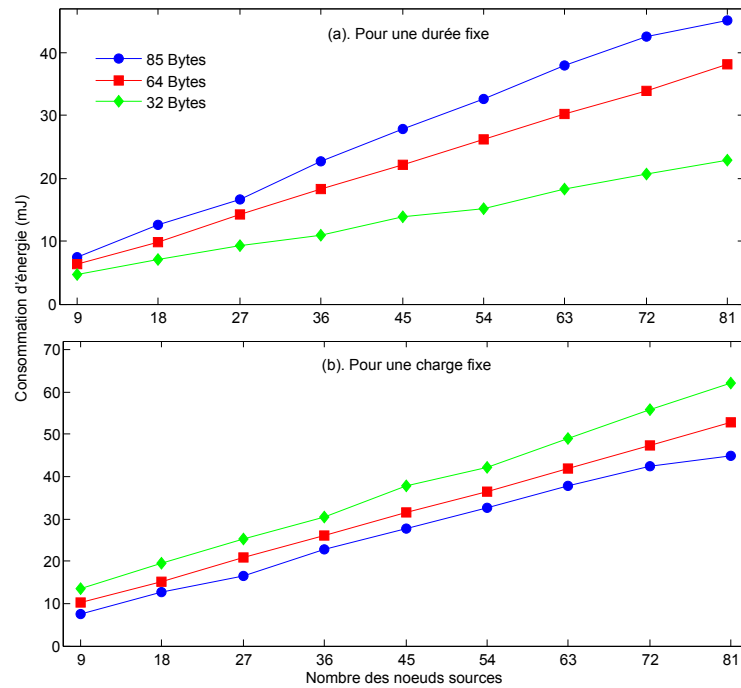


Figure 16 – Énergie consommée du réseau global vs variation de la densité des noeuds

Comme montre la Figure.16.a, pour tous les cas où la charge de données supportée varie de 9 flux CBR à 81 flux CBR (soit un flux CBR par PAN à 9 flux CBR par PAN), nous observons que le protocole *PMCMTP* présente toujours le meilleur résultat, en termes de consommation d'énergie, avec l'utilisation des plus courts paquets. Nous expliquons ce résultat par le fait que pour une durée fixe l'utilisation des paquets de données très courts induit une charge de données minimale et donc une consommation d'énergie minimale mais cela ne confirme pas une optimisation d'énergie à long terme. Selon la Figure.16.b, nous observons que le protocole *PMCMTP* présente toujours le meilleur résultat, en termes de consommation d'énergie, avec l'utilisation des plus longs paquets. Ce résultat est expliqué par le fait que pour une charge de donnée fixe, l'utilisation des paquets de données assez longs mène à réduire la période d'activité et par la suite la réduction de la consommation d'énergie. Selon les contraintes de QoS exigées par les applications supportées (garantie de délai de bout en bout, etc), la qualité du lien physique et le taux d'énergie résiduelle par noeud, que la taille appropriée d'un paquet de données peut être définie.

3.2.5.g Énergie consommée vs variation du nombre des noeuds

La Figure.17 met en évidence le comportement du protocole *PMCMTP* en termes de consommation d'énergie totale face à la variation du nombre des noeuds. Dans cette simulation, nous avons réalisé les différentes expériences pour une durée fixe d'un seul cycle élémentaire et avec une même charge de données de 9 flux de données CBR par PAN actif. Nous notons que le comportement du *PMCMTP* en termes de consommation d'énergie est presque invariable à la variation du nombre des noeuds.

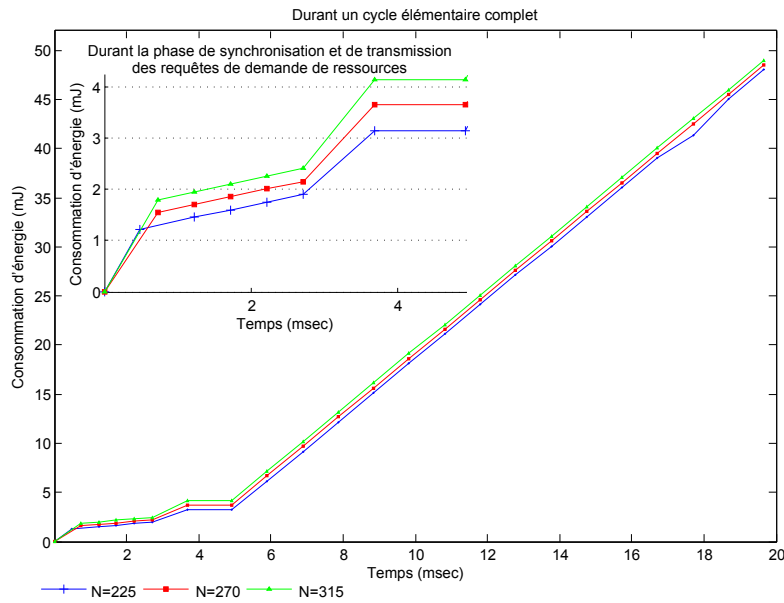


Figure 17 – Énergie consommée vs variation du nombre des noeuds

Grâce à la méthode d'allocation des créneaux de temps par canal de fréquence de communication disponible définie par le protocole *PMCMTP*, l'écoute inutile au canal de fréquence est évité et l'énergie est principalement consommée durant la phase de transmission des données utiles. La proportion d'énergie consommée durant la phase de transmission des requêtes de demande de ressources (sans considérer la phase de synchronisation) et la phase de transmission de données est presque constante pour les différents cas de nombre des noeuds.

Malgré le faible impact de la variation du nombre des noeuds sur le comportement de consommation d'énergie du protocole *PMCMTP*, nous proposons d'analyser le comportement de consommation d'énergie du *PMCMTP* durant la phase de synchronisation et de transmission des requêtes de demande de ressources suite à la variation du nombre des noeuds (Voir Figure.17). Nous remarquons que la consommation d'énergie augmente légèrement avec l'augmentation du nombre des noeuds. Cette augmentation d'énergie représente l'énergie consommée par les noeuds ajoutés pour recevoir les trames balises et en état de sommeil.

3.2.5.h Énergie consommée vs variation du débit de transfert des données

Pour analyser l'effet de la variation du débit de transfert des données sur la performance du notre protocole, nous avons réalisé la simulation avec les différents débits de données proposés par la norme IEEE 802.15.4a . La Figure.18 montre que, le protocole *PMCMTP* devient énergétiquement plus efficace avec l'augmentation du débit de données. En fonction de la qualité du lien physique du canal de fréquence à attribuer, nous proposons de mettre en oeuvre une politique de contrôle de débit de données assurant la sélection du débit de données adéquat, permettant d'optimiser davantage la consommation d'énergie, de réduire les délais et d'augmenter le taux de transfert.

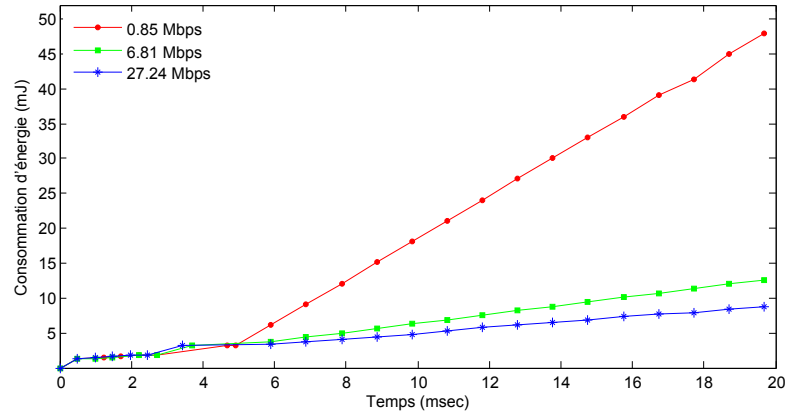


Figure 18 – Énergie consommée par le réseau entier vs variation de débit de transfert de données

3.2.6 Étude comparative de performance

Dans cette partie, nous comparons la consommation d'énergie du protocole *PMCMTP* avec les différentes couches physiques (Couche physique ULB définie par la norme IEEE 802.15.4a et la couche physique définie par la norme IEEE 802.15.4) et aussi avec le comportement du protocole *MCMAC*.

Prenant la consommation moyenne d'énergie par noeud et la consommation d'énergie totale du réseau entier comme métriques d'évaluation, nous proposons de comparer le comportement du protocole *PMCMTP* d'une part avec les couches physiques définies par les normes IEEE802.15.4a et IEEE802.15.4 et d'autre part avec le comportement du protocole *MCMAC*.

- **ULB IEEE 802.15.4a vs IEEE 802.15.4** : Au niveau de cette simulation, nous réalisons des expériences, d'une durée d'un cycle majeur, avec une charge de neuf flux de données CBR par PAN actif. Comme indiqué par la Figure.19, la différence de consommation d'énergie entre les deux cas (Couche physique ULB et couche physique classique de la bande 2.4) augmente rapidement durant les périodes actives pour atteindre un facteur de 3.71 à la fin de cycle. Nous pouvons expliquer ce résultat par le fait que les puissances d'émission et de réception d'un émetteur-récepteur, conforme à la norme ULB IEEE 802.15.4a, sont extrêmement faibles comparées à celles d'un émetteur-récepteur, conforme à la norme IEEE 802.15.4. De plus, les débits élevés offerts par la couche physique ULB permettent de réduire les délais (y compris les délais de transmission et de réception) et par conséquent la diminution de consommation d'énergie.
- **PMCMTP vs MCMAC** : Dans cette simulation, nous avons réalisé des expériences, d'une durée d'un cycle élémentaire, pour mettre en évidence et comparer les comportements de consommation d'énergie des protocoles *PMCMTP* et *MCMAC* en variant le nombre des noeuds, le nombre des flux de données CBR supportés par PAN actif, le nombre de canaux de fréquence de communication alloués par PAN actif. Pour les différentes expériences, comme l'indique dans la Figure.20, le protocole *PMCMTP* offre toujours les meilleurs résultats comparé au protocole *MCMAC*.

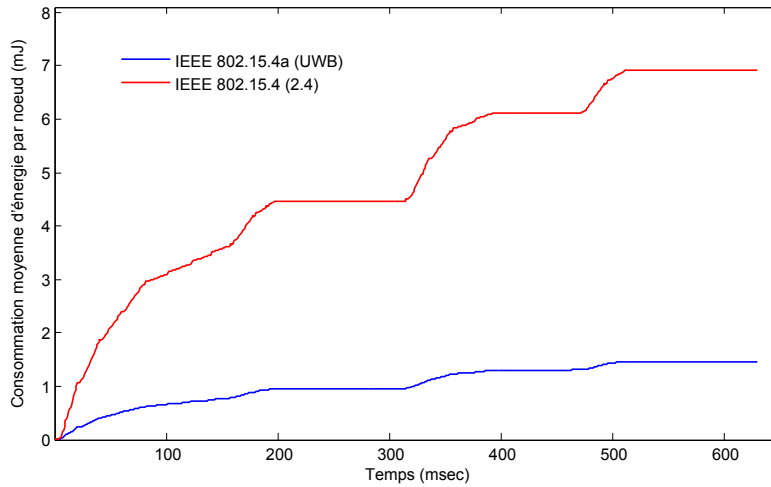


Figure 19 – Énergie consommée avec différentes couches physiques

Comme illustre la Figure.20.(a), la consommation d'énergie pour les deux protocoles augmente lentement avec l'augmentation du nombre des nœuds. Pour une charge de données fixe, nous expliquons ce phénomène par le fait que la majorité de l'énergie consommée est due essentiellement au transfert des données utiles et la quantité d'énergie consommée par les nœuds ajoutés est très faible (juste l'énergie que les nouveaux nœuds ont consommé pour recevoir les trames balises et en état de sommeil). Mais nous remarquons que la consommation d'énergie du protocole *MCMAC* représente 3.5 fois celle du protocole *PMCMTP* étant donné que le protocole *MCMAC* alloue les canaux de fréquence de données par durée fixe (c'est à dire par créneau de temps) qui entraîne des communications supplémentaires inutiles ou surcharge (des phases de demande de ressources supplémentaires).

En augmentant le nombre des flux de données CBR supportés de 3 à 9, la différence entre les deux protocoles *PMCMTP* et *MCMAC* s'est élevée à 186% (Voir Figure.20.(b)). Cette différence est due à l'augmentation de la surcharge (overhead) qui s'élève avec l'augmentation du nombre des flux de données pour le cas du protocole *MCMAC*.

La Figure.20.(c) montre que la différence de consommation d'énergie entre les deux protocoles diminue de 26.67% quand le nombre de canaux de fréquence alloués par PAN actif (ou cluster pour le cas du protocole *MCMAC*) augmente de 3 à 9. En effet, l'augmentation du nombre de canaux de fréquence alloués assure la réduction des périodes d'activité et l'évitement des surcharges ou communications supplémentaires inutiles ce qui assure l'optimisation de la consommation d'énergie pour les deux protocoles.

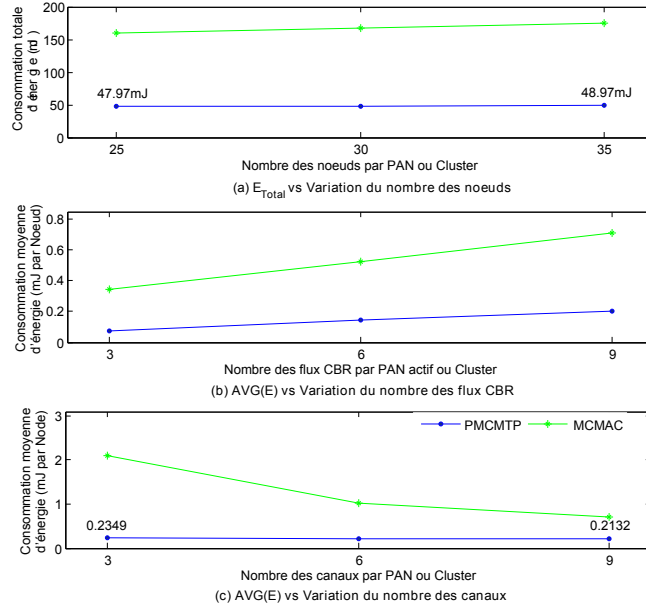


Figure 20 – PMCMTP vs MCMAC

3.2.7 Durée de vie du réseau

Dans cette partie, nous considérons la durée de vie du réseau comme métrique pour l'évaluation des performances du protocole *PMCMTP*. Soit (IE) représente le niveau d'énergie initial d'une batterie d'un noeud capteur. La relation entre la tension d'une batterie ($U[V]$) et sa capacité ($C[mAh]$) et son niveau d'énergie initial ($EI[Joule]$) est donnée par :

$$EI = U[V] \times C[mAh] = [Watt \times sec] = [Joule] \quad (6)$$

Nous proposons l'utilisation d'une batterie de type AA (1.8V, 2500mAh), donc l'énergie initiale sera d'environ 16200 joules. Nous admettons que le réseau présente un cycle d'activité périodique (la répétition dans le temps du cycle d'activité du réseau comme illustré par la Figure.5). Dans ce cas, nous pouvons estimer les métriques TFF et $F_s(TFF)$ par :

$$\widehat{TFF} = \frac{EI \times D_{simulation}}{\max(E_{noeud})}$$

$$F_s(\widehat{TFF}) = \frac{N_{Total} - |\{noeud, E_{noeud} = \max(E_{noeud})\}_{t=D_{simulation}}|}{N_{Total}}$$

$D_{simulation} = k \times D_{cycle\ majeur}$, $k \in \mathbb{N}^*$,

$D_{cycle\ majeur}$: Durée d'un cycle majeur.

E_{noeud} : énergie consommée par un noeud $\in$ réseau.

Suite à plusieurs transmissions simultanées, à l'instant $t = \widehat{TFF}$ plus qu'un noeud peuvent simultanément épuiser leurs batteries. Par conséquent, $F_s(\widehat{TFF})$ nous donne une idée sur le pourcentage de repartition ou d'équilibrage de l'énergie à cet instant.

Tableau 6 – Durée de vie du réseau

Protocole	$\overline{TFF}$ (a/m/j/h/m/sec)	$F_s(\overline{TFF})$
1 : <i>UWBPHY</i> 2 : <i>2.4PHY</i>		
<i>PMCMTP</i> ¹	-/1/2/7/53/26	64%
<i>PMCMTP</i> ²	-/-/17/-/20/9	64%

En fonction de la configuration du réseau (Voir Tableau.3), les résultats de simulation sont présentés par le Tableau.6. Il est clair que l'utilisation de la couche physique ULB a significativement étendu la durée de la vie du réseau, étant donné qu'un émetteur-récepteur ULB consomme moins d'énergie qu'un émetteur-récepteur classique comme indiqué dans le Tableau.4. Nous notons que pour les deux couches physiques, le pourcentage des noeuds survivants dans le réseau $F_s(\overline{TFF})$ est le même étant donné que cette métrique ne dépend pas des caractéristiques de la couche physique utilisée, mais plutôt des spécifications de la couche MAC (le cycle d'activité, la politique d'allocation de ressources, ...) et du protocole de routage utilisé.

3.2.8 Efficacité énergétique

Nous comparons l'efficacité énergétique du protocole *PMCMTP* avec celle du protocole *MCMAC*. Selon le résultat présenté par la Figure.21, nous découvrons que l'efficacité énergétique du protocole *PMCMTP* est largement meilleure que celle du protocole *MCMAC*.

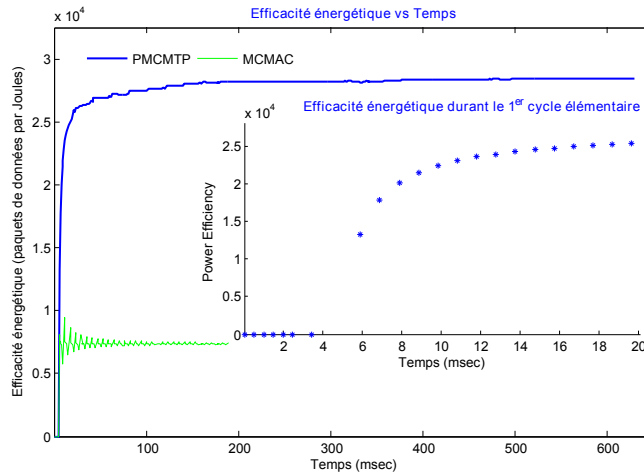


Figure 21 – Efficacité énergétique

D'une part, non seulement *PMCMTP* autorise les communications parallèles au sein d'un PAN actif mais il permet aussi à plusieurs PANs actifs de communiquer simultanément ce qui assure une augmentation considérable du taux de transfert global. D'autre part, étant donné que *PMCMTP* alloue, en fonction des besoins, un nombre variable des créneaux de temps

par requête de demande de ressources ce qui peut réduire la surcharge (overhead) et aussi la consommation d'énergie.

3.3 Implémentation du protocole *PMCMTP* et tests de validation

La majorité des protocoles et des techniques de communication sont souvent testés et évalués par simulation. Cependant, l'utilisation des expérimentations réelles moyennant des bancs d'essai réalistes pour le test et l'évaluation des réseaux sans fil, en particulier les réseaux de capteurs sans fil, est devenue une nécessité. Dans cette partie face au problème d'indisponibilité des composants en ULB (IEEE 802.15.4a), nous nous concentrons sur la présentation de l'implémentation du protocole *PMCMTP* en environnement TinyOS-2.x sur des dispositifs MICAZ [Mic,]. Nous proposons un banc d'essai réaliste pour confirmer le bon fonctionnement du protocole *PMCMTP* en environnement réel.

Notons que notre réalisation a pour objectif de démontrer l'implémentabilité du protocole *PMCMTP*, le fait d'utiliser des composants classiques conformes à la norme IEEE 802.15.4 et non basés sur la technologie ULB (conformes à la norme IEEE 802.15.4a) n'est pas gênant.

3.3.1 Environnement d'implémentation du protocole *PMCMTP*

Le protocole *PMCMTP* est implémenté en environnement TinyOS qui s'appuie sur le langage NesC (un langage de programmation dérivé du langage C, fait pour minimiser l'utilisation de mémoire et de puissance de calcul par les capteurs). L'environnement TinyOS définit une bibliothèque de composants, permettant de réduire considérablement la taille mémoire du système et de ses applications. Chaque composant correspond à un élément matériel (LEDs, timer, ADC ...) et peut être réutilisé dans différentes applications. Ces applications sont des ensembles de composants associés dans un but précis. Les composants peuvent être des concepts abstraits ou bien des interfaces logicielles aux entrées-sorties matérielles de la cible étudiée (carte ou dispositif électronique). L'implémentation de composants s'effectue en déclarant un ensemble de tâches, de commandes ou d'événements. Le matériel et le software utilisés pour l'implémentation du protocole et pour les tests d'expérimentation sont composés de :

- ensemble de dispositifs (capteurs) de type Crossbow MICAz, opérant dans la bande de fréquence 2.4 GHz (bande ISM),
- une base de programmation de type MIB510 [MIB, 2006], assurant l'écriture du programme proposé au niveau de la mémoire du capteur,
- un analyseur de réseaux de capteurs composé d'une partie hardware (capteur Jennic [Jen, 2007]) et d'une partie software (Logiciel SNA version 3.1.0.0 de l'entreprise Daintree Networks [Dai,]) assurant l'écoute et l'analyse du trafic (en capturant les paquets transmis) et le balayage des canaux de fréquence utilisés,
- une machine pour enregistrer les traces générées par l'analyseur de réseaux de capteurs.

3.3.2 Organisation de l'implémentation

L'implémentation du *PMCMTP* est composée de deux composants *CoordinatorC* et *DeviceC*, respectivement implémenté au sein du dispositif coordinateur du réseau et des dispositifs membres

du réseau, et d'une interface *PMCMTP*.

3.3.2.a Composant CoordinatorC

Le composant *CoordinatorC* implémente, au sein du dispositif coordonnateur, les fonctions assurées par la couche MAC qui peuvent être en interaction avec les couches supérieures et inférieures. Ce composant assure toutes les tâches supportées par le coordonnateur y compris la synchronisation, l'envoi et la réception des données, la réception des requêtes de demande de ressources et tout traitement concernant le protocole *PMCMTP*. La Figure.22 présente le graphe du composant *Coordinateur*. Ce composant est implémenté moyennant la réutilisation des composants de base de la bibliothèque de composants de l'environnement TinyOS. Ces composants sont connectés entre eux par des interfaces appropriées

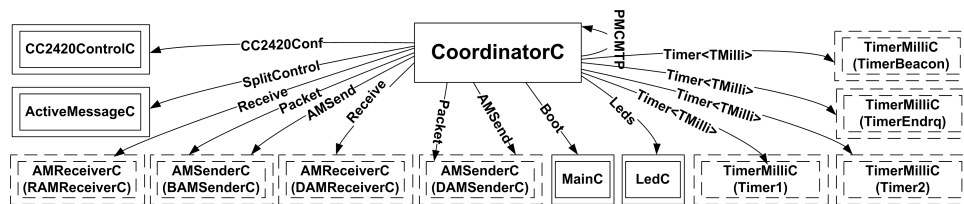


Figure 22 – Graphe du composant - Coordinateur (CoordinatorC)

3.3.2.b Composant DeviceC

Le composant *DeviceC* implémente, au sein des dispositifs membres, les fonctions assurées par la couche de MAC qui peuvent être en interaction avec les couches supérieures et inférieures. Ce composant assure toutes les tâches supportées par un dispositif membre y compris la synchronisation avec le coordonnateur du réseau, l'envoi et la réception des données et l'envoi des requêtes de demande de ressources. La Figure.23 présente le graphe du composant *DeviceC*. Ce composant est implémenté moyennant la réutilisation des composants de base de la bibliothèque de composants de l'environnement TinyOS. Ces composants sont connectés entre eux par des interfaces appropriées

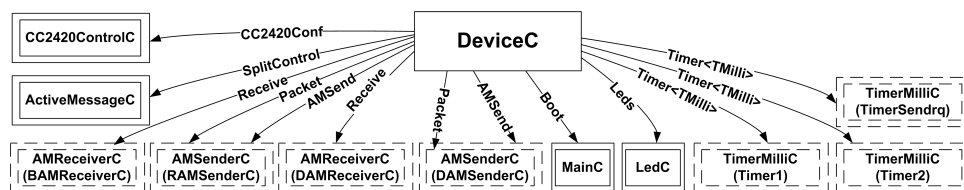


Figure 23 – Graphe du composant - Device (DeviceC)

3.3.2.c Interface PMCMTP

L'interface *PMCMTP* définit les commandes et les événements hardware nécessaires assurant la bonne exécution des différentes procédures de l'algorithme *RSA*. Vu que le composant *CoordinatorC* utilise et fournit l'interface *PMCMTP*, il doit implémenter les événements et les commandes de ladite interface.

3.3.3 Tests de validation du bon fonctionnement du protocole PMCMTP

Un banc d'essai pour les réseaux de capteurs consiste à un ensemble de noeuds capteurs déployés dans un environnement contrôlé. Il est conçu pour assurer les tests expérimentaux en environnement réel. Il fournit aux chercheurs une façon de tester leurs protocoles, algorithmes et toute proposition d'optimisation ou d'amélioration des solutions déjà existantes. Au niveau de notre banc d'essai, nous avons utilisé un analyseur de réseau de capteurs pour assurer le contrôle des utilisations des canaux de fréquence. L'analyseur de réseaux de capteurs peut être configuré pour balayer un seul canal de fréquence ou tout un ensemble de canaux de fréquence en introduisant la liste des canaux de fréquence à balayer et la durée de balayage. Nous proposons pour le présent banc d'essai deux scénarios pour tester le bon fonctionnement du protocole *PMCMTP*.

3.3.3.a Test de faisabilité d'accès multi-canal pour un réseau PAN de 5 dispositifs

Le scénario utilisé pour tester le bon fonctionnement du protocole *PMCMTP* est le suivant :

- Un réseau composé d'un coordinateur PAN et de quatre dispositifs membres, comme donné par la Figure.24.
- Le canal de fréquence N°26 est alloué pour assurer le support du trafic de contrôle (i.e., la synchronisation du réseau et l'envoi et la réception des requêtes de demande de ressources).
- Les canaux de fréquence N°11 et N°15 sont alloués pour supporter le trafic de communication.
- Durant la phase d'envoi des requêtes de demande de ressources :
 - Durant le premier créneau de temps et moyennant le canal de fréquence N°26, le dispositif (0x0001) envoie vers son coordinateur une requête de demande de ressources pour communiquer avec le dispositif (0x0002),
 - Durant le troisième créneau de temps et moyennant le canal de fréquence N°26, le dispositif (0x0003) envoie vers son coordinateur une requête de demande de ressources pour communiquer avec le dispositif (0x0004).

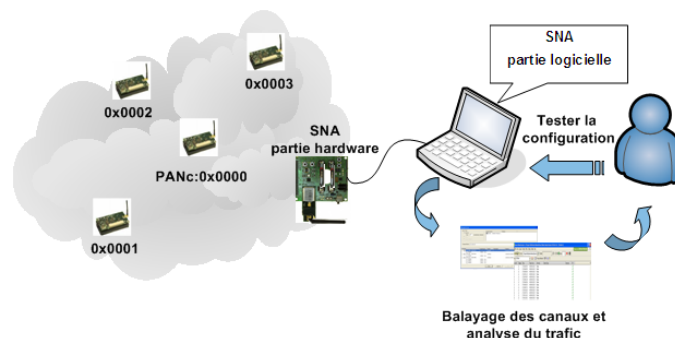


Figure 24 – Configuration du réseau pour le premier scénario

Résultat expérimental

- Balayage des canaux de fréquence : Nous avons lancé l'opération de balayage des canaux de fréquence pour la liste des trois canaux de fréquence (N°11, N°15 et N°26) pour une durée d'une seconde par canal de fréquence. D'après le Tableau.7 et la Figure.26, nous notons qu'effectivement :

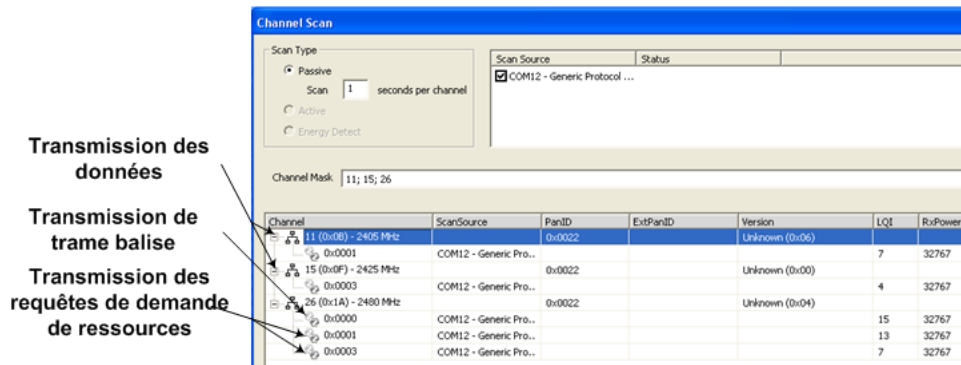


Figure 25 – Balayage des canaux de fréquence

Tableau 7 – Résumé du résultat de balayage des canaux de fréquence

Canal de fréquence balayé	PAN_{id}	id du dispositif source
26	0x0022	0x0000
		0x0001
		0x0003
11	0x0022	0x0001
15	0x0022	0x0003

Le canal de fréquence N°26 est utilisé par le coordinateur pour diffuser les trames balises et par les dispositifs (0x0001 et 0x0003) pour envoyer leurs requêtes de demande de ressources (Voir Figure.26(a)). Le canal de fréquence N°11 est utilisé par le dispositif (0x0001) pour envoyer ses paquets de données (Voir Figure.26(b)). Le canal de fréquence N°15 est utilisé par le dispositif (0x0003) pour envoyer ses paquets de données (Voir Figure.26(c)).

- L'analyse temporelle (Packet timeline) : l'analyse de l'utilisation du canal de contrôle (i.e., channel N°26) dans le temps prouve la conformité entre le résultat expérimental et la description de la partie de contrôle définie par le protocole PMCMTP. D'après la Figure.27, nous observons que, moyennant le canal de fréquence, périodiquement :
 - * Le coordinateur PAN envoie la première trame balise pour synchroniser son réseau,
 - * Les capteurs sources en fonction de leurs identificateurs id , et en cas de besoin, envoient à leur coordinateur une requête de demande de ressources lui demandant de leur réserver les ressources nécessaires (en termes de créneaux de temps et de canaux de fréquence),
 - * Juste avant la fin de la phase de transmission des requêtes de demande de ressources,

le coordinateur PAN lance la procédure d'allocation des ressources nécessaires en réponse aux requêtes collectées,

- ★ Après l'analyse des différentes requêtes de demande de ressources, le coordinateur PAN diffuse sa deuxième trame balise incluant les informations nécessaires sur les requêtes de demande de ressources qu'il a traité.

Seq No	Channel	Time	Time Delta	MAC Src	MAC Dest	Protocol	FCS
1	26	14:20:59.375		0x0000	Broadcast (0xffff)	IEEE 802.15.4	✓
2	26	14:20:59.381	+00:00:00.006	0x0001	0x0000	IEEE 802.15.4	✓
3	26	14:20:59.412	+00:00:00.032	0x0003	0x0000	IEEE 802.15.4	✓
4	26	14:20:59.619	+00:00:00.207	0x0000	Broadcast (0xffff)	IEEE 802.15.4	✓
5	26	14:20:59.866	+00:00:00.247	0x0000	Broadcast (0xffff)	IEEE 802.15.4	✓
6	26	14:20:59.872	+00:00:00.006	0x0001	0x0000	IEEE 802.15.4	✓
7	26	14:20:59.903	+00:00:00.031	0x0003	0x0000	IEEE 802.15.4	✓
8	26	14:21:00.113	+00:00:00.210	0x0000	Broadcast (0xffff)	IEEE 802.15.4	✓

(a) Balayage du canal de contrôle N° 26

Seq No	Channel	Time	Time Delta	MAC Src	MAC Dest	Protocol	FCS
1	11	15:38:38.170		0x0001	0x0002	IEEE 802.15.4	✓
2	11	15:38:38.171	+00:00:00.002	0x0001	0x0002	IEEE 802.15.4	✓
3	11	15:38:38.175	+00:00:00.004	0x0001	0x0002	IEEE 802.15.4	✓
4	11	15:38:38.178	+00:00:00.003	0x0001	0x0002	IEEE 802.15.4	✓
5	11	15:38:38.182	+00:00:00.004	0x0001	0x0002	IEEE 802.15.4	✓
6	11	15:38:38.185	+00:00:00.003	0x0001	0x0002	IEEE 802.15.4	✓

(b) Balayage du canal de communication N° 11

Seq No	Channel	Time	Time Delta	MAC Src	MAC Dest	Protocol	FCS
1	15	15:40:48.188		0x0003	0x0004	IEEE 802.15.4	✓
2	15	15:40:48.192	+00:00:00.004	0x0003	0x0004	IEEE 802.15.4	✓
3	15	15:40:48.195	+00:00:00.003	0x0003	0x0004	IEEE 802.15.4	✓
4	15	15:40:48.198	+00:00:00.003	0x0003	0x0004	IEEE 802.15.4	✓
5	15	15:40:48.201	+00:00:00.003	0x0003	0x0004	IEEE 802.15.4	✓
6	15	15:40:48.204	+00:00:00.003	0x0003	0x0004	IEEE 802.15.4	✓

(c) Balayage du canal de communication N° 15

Figure 26 – Balayage des canaux de fréquence N° 26 , 11 et 15

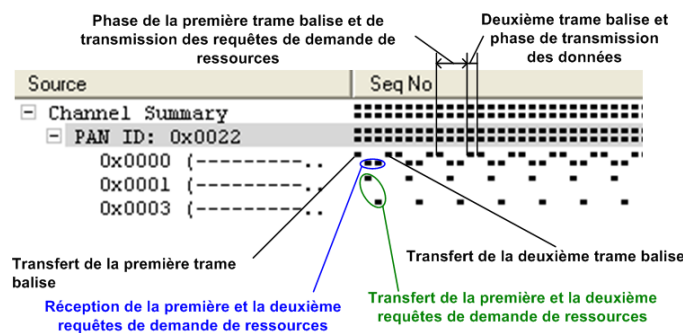


Figure 27 – Analyse temporelle du canal de fréquence N° 26

Comparée aux Figure.1 et Figure.4, illustrant le principe du protocole *PMCMTP*, ces résultats confirment le bon déroulement des phases de synchronisation, de transmission des requêtes de demande de ressources et de transmission des données utiles au sein d'un réseau PAN.

3.3.3.b Test de faisabilité d'accès multi-canal pour deux réseaux PANs de 5 dispositifs chacun

Pour généraliser la validation du bon fonctionnement du protocole *PMCMTP* pour un ensemble de réseaux PANs, nous proposons le scénario suivant :

- Le réseau global est formé de deux réseaux PANs et chaque PAN est composé d'un coordinateur et quatre dispositifs membres (Voir Figure.28).
- Les canaux de fréquence N°23 et N°26 sont respectivement alloués au PAN_1 (id=0x11) et PAN_2 (id=0x22) pour assurer le trafic de contrôle.
- L'ensemble des canaux de fréquence N°11 et N°17 et l'ensemble de canaux de fréquence N°14 et 20 sont respectivement alloués au PAN_1 et PAN_2 pour assurer le trafic de communication.
- Durant la phase d'envoi des requêtes de demande de ressources :
 - * Durant le premier créneau de temps et moyennant le canal de fréquence N°23 (respectivement le canal de fréquence N°26), le dispositif (0x0001) du PAN_1 (respectivement du PAN_2) envoie vers son coordinateur une requête de demande de ressources pour communiquer avec le dispositif (0x0002) du PAN_1 (respectivement du PAN_2),
 - * Durant le troisième créneau de temps et moyennant le canal de fréquence N°23 (respectivement le canal de fréquence N°26), le dispositif (0x0003) du PAN_1 (respectivement du PAN_2) envoie vers son coordinateur une requête de demande de ressources pour communiquer avec le dispositif (0x0004) du PAN_1 (respectivement du PAN_2).

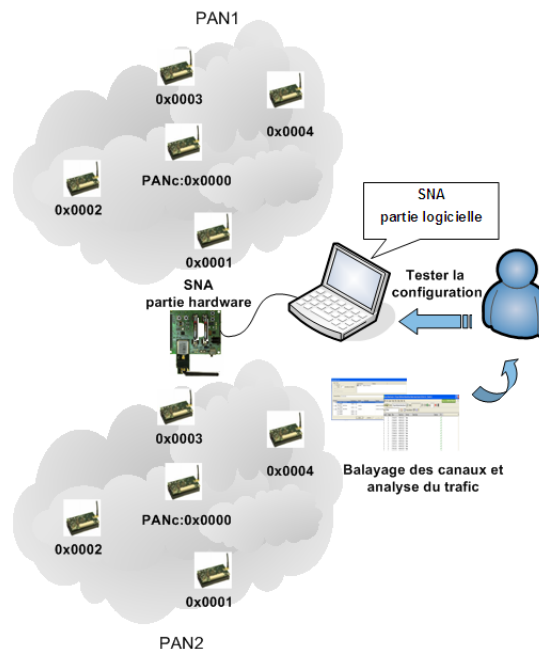


Figure 28 – Configuration du réseau pour le second scénario

Résultat expérimental

- Balayage des canaux de fréquence : Nous avons lancé l'opération de balayage pour la liste de six canaux de fréquence ($N^{\circ}11$, $N^{\circ}14$, $N^{\circ}17$, $N^{\circ}20$, $N^{\circ}23$ et $N^{\circ}26$) pour une durée d'une seconde par canal de fréquence.

Channel	ScanSource	PanID	ExtPanID	Version	LQI	RxPower...
11 (0x0B) - 2405 MHz	0x0001	COM11 - Generic Pro..	0x0011	Unknown (0x00)	11	32767
14 (0x0E) - 2420 MHz	0x0001	COM11 - Generic Pro..	0x0022	Unknown (0x00)	8	32767
17 (0x11) - 2435 MHz	0x0003	COM11 - Generic Pro..	0x0011	Unknown (0x00)	8	32767
20 (0x14) - 2450 MHz	0x0003	COM11 - Generic Pro..	0x0022	Unknown (0x00)	8	32767
23 (0x17) - 2465 MHz	0x0000	COM11 - Generic Pro..	0x0011	Unknown (0x00)	8	32767
	0x0001	COM11 - Generic Pro..			14	32767
	0x0003	COM11 - Generic Pro..			8	32767
26 (0x1A) - 2480 MHz	0x0000	COM11 - Generic Pro..	0x0022	Unknown (0x00)	8	32767
	0x0001	COM11 - Generic Pro..			8	32767
	0x0003	COM11 - Generic Pro..			8	32767

— Canal de contrôle du PAN1 — Canaux de données du PAN1
— Canal de contrôle du PAN2 — Canaux de données du PAN2

Figure 29 – Balayage des canaux de fréquence $N^{\circ}11$, $N^{\circ}14$, $N^{\circ}17$, $N^{\circ}20$, $N^{\circ}23$ et $N^{\circ}26$

D'après le Tableau.8, Figure.30, Figure.31 et Figure.32, nous remarquons qu'effectivement :

Pour le PAN_1 avec $PANid$ est égal à $0x0011$:

Le canal de fréquence $N^{\circ}23$ est utilisé par le coordinateur ($0x0000$) pour la diffusion des trames balises et par les dispositifs ($0x0001$ and $0x0003$) pour l'envoi de leurs requêtes de demande de ressources. Le canal de fréquence $N^{\circ}11$ est utilisé par le dispositif ($0x0001$) pour l'envoi des paquets de données. Le canal de fréquence $N^{\circ}17$ est utilisé par le dispositif ($0x0003$) pour l'envoi des paquets de données.

Pour le PAN_2 avec $PANid$ est égal à $0x0022$:

Le canal de fréquence $N^{\circ}26$ est utilisé par le coordinateur ($0x0000$) pour la diffusion des trames balises et par les dispositifs ($0x0001$ and $0x0003$) pour l'envoi de leurs requêtes de demande de ressources. Le canal de fréquence $N^{\circ}14$ est utilisé par le dispositif ($0x0001$) pour l'envoi des paquets de données. Le canal de fréquence $N^{\circ}20$ est utilisé par le dispositif ($0x0003$) pour l'envoi des paquets de données.

- Analyse temporelle : De même que pour le premier scénario, nous avons analysé l'utilisation des canaux de contrôle de chaque PAN (c'est-à-dire, canal de fréquence $N^{\circ}23$ pour PAN_1 et canal de fréquence $N^{\circ}26$ pour PAN_2) dans le temps pour vérifier le bon déroulement de la partie de contrôle définie par le protocole *PMCMTP*. D'après la Figure.32, nous notons qu'en utilisant le canal de fréquence $N^{\circ}23$ (respectivement le canal de fréquence $N^{\circ}26$) : périodiquement, le coordinateur du PAN_1 (respectivement du PAN_2) envoie sa première trame balise pour synchroniser son réseau, ensuite les dispositifs sources en fonction de leurs identificateurs *id*, et en cas de besoin, envoient à leur coordinateur une requête de demande de ressources lui demandant de leur réserver les ressources nécessaires (en termes de créneaux de temps et de canaux de fréquence).

3. Le protocole PMCMTP, Prioritized Multi-Channel Multi-Time slots MAC Protocol

Après l'analyse des différentes requêtes de demande de ressources, le coordinateur PAN diffuse sa deuxième trame balise incluant les informations nécessaires sur les requêtes de demande de ressources qu'il a traité.

Tableau 8 – Résumé du résultat de balayage des canaux de fréquence

Canal de fréquence balayé	PAN_{id}	id du dispositif source
23	0x0011	0x0000
		0x0001
		0x0003
11	0x0011	0x0001
17	0x0011	0x0003
26	0x0022	0x0000
		0x0001
		0x0003
14	0x0022	0x0001
20	0x0022	0x0003

Seq No	Channel	Time	Time Delta	MAC Src	MAC Dest	Protocol	FCS
1	23	19:13:19.769		0x0000	Broadcast (0xffff)	IEEE 802.15.4	✓
2	23	19:13:20.018	+00:00:00.249	0x0000	Broadcast (0xffff)	IEEE 802.15.4	✓
3	23	19:13:20.024	+00:00:00.006	0x0001	0x0000	IEEE 802.15.4	✓
4	23	19:13:20.054	+00:00:00.030	0x0003	0x0000	IEEE 802.15.4	✓
5	23	19:13:20.266	+00:00:00.212	0x0000	Broadcast (0xffff)	IEEE 802.15.4	✓

(a) Balayage du canal de contrôle N° 23

Seq No	Channel	Time	Time Delta	MAC Src	MAC Dest	Protocol	FCS
1	11	19:01:59.916		0x0001	0x0002	IEEE 802.15.4	✓
2	11	19:01:59.918	+00:00:00.002	0x0001	0x0002	IEEE 802.15.4	✓
3	11	19:01:59.921	+00:00:00.004	0x0001	0x0002	IEEE 802.15.4	✓

(b) Balayage du canal de communication N° 11

Seq No	Channel	Time	Time Delta	MAC Src	MAC Dest	Protocol	FCS
1	17	19:03:48.086		0x0003	0x0004	IEEE 802.15.4	✓
2	17	19:03:48.088	+00:00:00.002	0x0003	0x0004	IEEE 802.15.4	✓
3	17	19:03:48.091	+00:00:00.004	0x0003	0x0004	IEEE 802.15.4	✓

(c) Balayage du canal de communication N° 17

Figure 30 – Balayage des canaux de fréquence N° 23, 11 et 17

Seq No	Channel	Time	Time Delta	MAC Src	MAC Dest	Protocol	FCS
1	26	19:08:09.937		0x0000	Broadcast (0xffff)	IEEE 802.15.4	✓
2	26	19:08:09.943	+00:00:00.006	0x0001	0x0000	IEEE 802.15.4	✓
3	26	19:08:09.974	+00:00:00.031	0x0003	0x0000	IEEE 802.15.4	✓
4	26	19:08:10.185	+00:00:00.211	0x0000	Broadcast (0xffff)	IEEE 802.15.4	✓
5	26	19:08:10.433	+00:00:00.248	0x0000	Broadcast (0xffff)	IEEE 802.15.4	✓

(a) Balayage du canal de contrôle N° 26

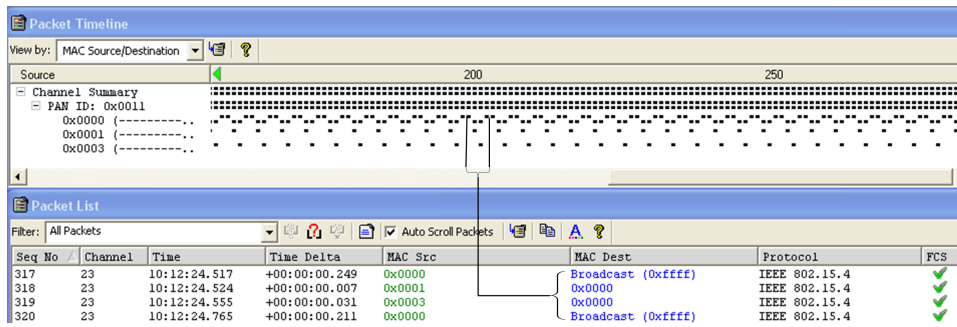
Seq No	Channel	Time	Time Delta	MAC Src	MAC Dest	Protocol	FCS
1	14	19:03:35.519		0x0001	0x0002	IEEE 802.15.4	✓
2	14	19:03:35.521	+00:00:00.002	0x0001	0x0002	IEEE 802.15.4	✓
3	14	19:03:35.525	+00:00:00.004	0x0001	0x0002	IEEE 802.15.4	✓

(b) Balayage du canal de communication N° 14

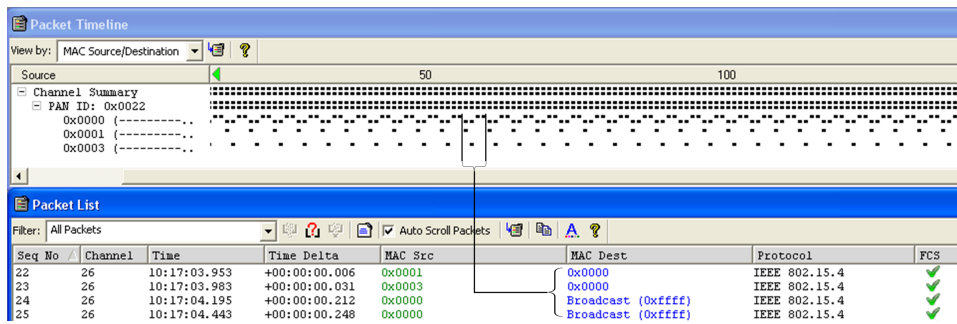
Seq No	Channel	Time	Time Delta	MAC Src	MAC Dest	Protocol	FCS
1	20	19:04:07.765		0x0003	0x0004	IEEE 802.15.4	✓
2	20	19:04:07.767	+00:00:00.002	0x0003	0x0004	IEEE 802.15.4	✓
3	20	19:04:07.770	+00:00:00.004	0x0003	0x0004	IEEE 802.15.4	✓

(c) Balayage du canal de communication N° 20

Figure 31 – Balayage des canaux de fréquence N° 26, 14 et 20



(a) Analyse temporelle du canal de contrôle N° 23



(b) Analyse temporelle du canal de contrôle N° 26

Figure 32 – Analyse temporelle des canaux de fréquence N° 23 et 26

Comparés aux Figure.1 et Figure.4, illustrant le principe du protocole *PMCMTP*, ces résultats confirment le bon déroulement des phases de synchronisation, de transmission des requêtes de demande de ressources et de transmission de données au sein des réseaux PAN_1 et PAN_2 .

4 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons conçu un nouveau protocole MAC (*PMCMTP*) à accès multi-canal multi-créneau de temps avec prise en compte de la différenciation des services pour un réseau de capteurs sans fil dense et étendu. Dans le but de faciliter la tâche de contrôle du réseau et le partage des ressources, nous avons décomposé le réseau global en un ensemble de cellules ou réseaux PANs. Chaque réseau PAN est organisé en topologie maillée afin d'équilibrer la charge et la consommation d'énergie sur l'ensemble du réseau PAN. Donc au sein de chaque réseau PAN, le coordinateur, selon le protocole *PMCMTP*, doit être en mesure de répondre aux besoins de ses membres en fonction de leurs niveaux de priorité et aussi en fonction des ressources disponibles. Nous avons implémenté et évalué le protocole *PMCMTP* moyennant un simulateur réseau personnalisé à temps discret. Les résultats de simulation ont montré que le protocole *PMCMTP* permet une amélioration considérable des performances du réseau en termes de taux de transfert, délai de bout en bout et également en termes d'efficacité d'énergétique. Aussi dans le but de confirmer le bon fonctionnement du protocole *PMCMTP* en environnement réel, nous l'avons implémenté en environnement TinyOS sur des dispositifs du type MICAz. Les résultats expérimentaux réalisés ont confirmé le bon déroulement de différentes procédures ou phases fonctionnelles définies par ledit protocole.

Cependant, pour assurer un meilleur compromis entre l'efficacité énergétique, le support de QoS (garanties temps réel, taux de transfert...) et la bonne gestion des ressources (spectrale en termes des canaux de fréquences et temporelle en termes des créneaux de temps par canal de fréquence) et l'amélioration de leurs utilisation, il est important d'évaluer l'impact de différentes couches supérieures et inférieures, du modèle protocolaire, sur le comportement du protocole *PMCMTP* et par la suite la performance du réseau. A ce propos, nous proposons, dans le dernier chapitre, une solution d'optimisation en inter-couche qui traite conjointement les problèmes d'ordonnancement des cycles d'activité des membres du réseau, de routage multi-critère et aussi de gestion efficace des ressources spectrales et temporelles.

Chapitre 5 : Optimisation inter-couche des réseaux de capteurs sans fil maillés WMSNs

1 Introduction

Bien que les réseaux de capteurs sans fil maillés (WMSNs) soient caractérisés par des ressources limitées, ils ont récemment gagné plus d'intérêt en raison de leur capacité à supporter divers types d'applications avec différentes contraintes de QoS. Le défi plus important dans de tels réseaux est d'assurer un compromis entre l'optimisation des ressources disponibles (énergétique, spectrale et temporelle) et le support de QoS à contraintes multiples. À cette fin, nous proposons un algorithme d'optimisation inter-couche JSAR (Joint duty cycle Scheduling, resource Allocation and multi-constrained QoS Routing algorithm) pour les WMSNs basé sur l'accès multi-canal multi-créneau de temps du protocole PMCMTP. A notre connaissance, le JSAR est le premier algorithme qui traite simultanément les problèmes d'ordonnancement des cycles d'activités des membres du réseau dans le but d'optimiser la consommation d'énergie, d'allocation efficace des canaux de fréquence et des créneaux de temps afin d'améliorer le taux d'utilisation des ressources et les performances du réseau et de routage avec support de QoS à critères multiples. Nous avons évalué la performance de l'algorithme JSAR et les résultats montrent qu'il est approprié pour sa mise en oeuvre en ligne.

2 État de l'art sur les solutions d'optimisation inter-couche pour les WMSNs

Les réseaux de capteurs sans fil maillés (WMSNs) consistent en une collection des noeuds capteurs spatialement distribués, caractérisés par des ressources limitées et qui sont organisés en topologie complètement maillée. Les réseaux WMSNs sont conçus pour supporter diverses applications avec des exigences de QoS différentes. Selon les nouvelles exigences d'application, les contraintes de QoS deviennent de plus en plus critiques en termes de délai de bout en bout, taux de transfert et taux d'erreur par paquet. Aussi, en raison des contraintes énergétiques au niveau d'un simple noeud capteur, l'économie d'énergie reste la question omniprésente. Dans la littérature, un certain nombre de solutions d'optimisation inter-couche pour les réseaux sans fil maillés ont été proposées [[Kuran *et al.*, 2007](#), [Romdhani and Bonnet, 2008](#), [Peng *et al.*,](#)

2007, Guo *et al.*, 2007, Liu *et al.*, 2008, Iannone *et al.*, 2004] où les plus importants points traités portent sur le routage avec support de QoS et l'allocation des ressources au niveau couche MAC sans se pencher sur le problème d'optimisation de la consommation d'énergie. Aussi, un ensemble de modèles d'optimisation inter-couche [Brownfield *et al.*, 2006, Pöttner *et al.*, 2010, Luo *et al.*, 2008, Wang *et al.*, 2008, Yuan and Yu, 2006, Bouabdallah *et al.*, 2009, Sichiitiu, 2004, Cui *et al.*, 2004, Rezayat *et al.*, 2009, Lu and Krishnamachari, 2007, Bai *et al.*, 2008, Song and Hatzinakos, 2007, Su and Lim, 2009, Akyildiz *et al.*, 2006] sont applicables aux réseaux de capteurs sans fil maillés WMSNs. Cependant, la majorité des approches proposées se sont concentrées généralement sur les réseaux WMSNs basés sur l'accès mono-canal et seulement [Lu and Krishnamachari, 2007] s'est focalisé sur les réseaux WMSNs basés sur l'accès multi-canal. Parmi les exigences les plus importantes pour les réseaux WMSNs, nous trouvons :

- La conservation de l'énergie : Pour les réseaux de capteurs, l'énergie représente une ressource précieuse et limitée qui doit être efficacement gérée pour prolonger au maximum la durée de vie du réseau.
- La gestion des ressources : Pour assurer la performance du réseau et prolongation de sa durée de vie, les ressources du réseau (spectrales et temporelles) doivent être gérées d'une façon optimale.
- Support de QoS multi-critère : Vu que les réseaux WMSNs doivent supporter une large variété d'applications et de services, un ensemble de contraintes de QoS multi-critère doivent être conjointement satisfaites selon des approches d'optimisation inter-couche. Le modèle d'optimisation inter-couche doit refléter les interactions appropriées d'intra-et-inter couches existantes entre les différentes couches du réseau dans le but d'assurer l'optimisation du système global.

Dans ce chapitre, nous nous focalisons sur l'étude du problème d'optimisation au sein des réseaux WMSNs afin de répondre aux différentes contraintes imposées par de tels réseaux. Un nouveau modèle d'optimisation inter-couche adapté aux réseaux WMSNs, basés sur le protocole MAC (PMCMTP) [Ben Slimane *et al.*, 2009b], est proposé. Il se base sur une politique d'ordonnancement des cycles d'activité du réseau, sur une stratégie de gestion des ressources et un protocole de routage avec QoS multi-contrainte.

3 Le modèle réseau et les notations adoptés

Comme l'illustre la Figure. 1, nous considérons un réseau de capteurs sans fil maillé (WMSN), composé d'un seul coordinateur localisé au centre du réseau et d'un ensemble des noeuds capteurs distribués sur la surface du réseau. Les noeuds capteurs sont organisés en topologie maillée et ils peuvent jouer le rôle de routeurs et/ou de noeuds sources. Nous modélisons le réseau WMSN par un graphe $G(V, E, w)$ orienté pondéré. Nous admettons que le réseau supporte cinq types de flux de données avec des niveaux de priorité différents allant de P_1 à P_5 (P_1 pour les flux de données les plus prioritaires). Aussi, nous distinguons deux types de trafic :

- Trafic de contrôle pour la synchronisation du réseau et la communication des informations relatives à l'allocation des ressources. En effet tous les membres du réseau sont concernés par les informations apportées par la trame balise. Donc, la façon la plus simple et la plus rapide pour le partage des telles informations entre les différents noeuds est sa diffusion

par le coordinateur que nous admettons ayant plus de capacité que le reste des noeuds du réseau, entre autre il ne présente pas des limites énergétiques. En plus, comparé au trafic de données la charge du trafic de contrôle est négligeable, par conséquent nous n'avons pas besoin d'équilibrer la charge d'un tel trafic sur le réseau. Dans ce cas, l'utilisation d'un seul canal de fréquence pour le trafic de contrôle sera suffisant et le reste des canaux seront utilisés pour le trafic de données afin de maximiser les communications parallèles. Pour ces raisons, nous proposons d'assurer le trafic de contrôle par communication directe (communication en un seul saut) avec le coordinateur du réseau et moyennant un seul canal de fréquence pour tout le réseau WMSN.

- Trafic de données pour le transfert des données utiles depuis les noeuds sources aux noeuds puits. Pour une répartition de la charge et de la consommation de l'énergie dans le réseau ainsi que la diminution de la puissance de transmission, nous proposons d'assurer un routage multi-saut avec un accès multi-canal et multi-créneau de temps. Nous admettons que pour les communications de données entre les membres du réseau WMSN, le réseau dispose pour chaque période d'activité de J canaux de fréquence et K créneaux de temps par canal de fréquence. Donc, en total nous aurons $K * J$ créneaux de temps au début de chaque période d'activité.

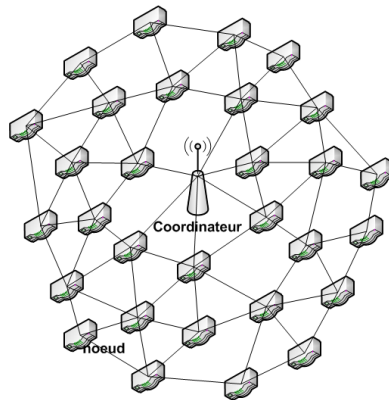


Figure 1 – Organisation du réseau WMSN

Dans le réseau WMSN, chaque noeud $u \in V$ dispose d'un seul identificateur (id) et caractérisé par le niveau initial de sa batterie (BC_u), le niveau d'énergie résiduelle (Re_u) et l'état de sa file d'attente ($DataQ_u$). Pour chaque noeud capteur, à l'exception du coordinateur du réseau, nous définissons trois états d'activité qui sont :

- État d'occupation : émission ou réception des données,
- État de sommeil forcé (nous expliquerons cet état au niveau de la section 5.1)
- État de sommeil : le noeud capteur n'a rien à faire donc il entre en sommeil.

Chaque lien $l_{uv} \in E$ est associé à un ensemble de paramètres que nous les classons en :

1. Métrique additive : comme délai, coût d'un lien, énergie consommée, nombre des sauts. Le poids d'un chemin est égal à la somme des poids des liens sur ce chemin.
2. Métrique multiplicative : comme fiabilité ou taux de réception des paquets PRR (packet reception rate), probabilité de succès... Le poids d'un chemin est égal à la multiplication des poids des liens sur ce chemin.

3. Métrique concave : comme la bande passante disponible [Upadhyaya and Dhingra, 2010]. Le poids d'un chemin est égal au minimum (ou maximum) des poids des liens sur ce chemin.

Notations :

V : Ensemble des noeuds (vertices),
 E : Ensemble des liens radios (edges)
 N : Nombre des noeuds dans le réseau,
 L : Nombre des liens radios,
 w : Le poids d'un lien radio entre deux noeuds,
 P_i : Le niveau de priorité d'un flux de données,
 J : Nombre de canaux disponibles,
 K : Nombre des créneaux de temps par canal
 dc_u : État d'activité d'un noeud, $dc_u = 1$ pour un état de sommeil,
 $dc_u = 0$ états d'occupation et de sommeil forcé

Pour les métriques non-additives, nous proposons d'éliminer les liens qui ne satisfaisaient pas les contraintes concaves et pour les métriques multiplicatives, nous proposons de les transformer en métriques additives par l'application de l'opérateur logarithmique. Pour le reste du chapitre, nous ne considérons que les métriques additives pour l'évaluation des chemins entre les noeuds sources et les noeuds destinations.

À chaque lien $l_{uv} \in E$ nous associons un coût $cost(u, v)$ et m poids additifs et de valeurs positives $w_i(u, v) \geq 0$, $i = 1, \dots, m$. Nous notons le poids global d'un lien par le vecteur $w(u, v) = \langle w_1(u, v), \dots, w_m(u, v) \rangle$ où chaque poids correspond à une contrainte. La valeur supérieure de la $i^{ème}$ contrainte est donnée par C_i (i.e le vecteur $C = \langle C_1, \dots, C_m \rangle$ correspond au vecteur des m contraintes).

À un instant donné t , chaque lien $l_{uv} \in E$ est caractérisé par un ensemble de paramètres donné comme suivant :

- La valeur logarithmique du paramètre taux de réception des paquets pr_{uv} : Nous définissons pr_{uv} comme la valeur absolue de la valeur logarithmique du paramètre PRR_{uv} (taux de réception des paquets).

$$pr_{uv} = |\log_{10}(PRR_{uv})| \quad (1)$$

- Le délai δ_{uv} : Pour chaque flux de données (F), le délai total d'un lien l_{uv} est typiquement la somme de délai relatif au transfert des données (δ_{tr}^F) et de délai relatif à l'allocation des ressources et l'accès au support de transmission (δ_{ch}^F). δ_{uv} est exprimé en termes de nombre des créneaux de temps de la façon suivante :

$$\delta_{uv} = \delta_{tr}^F + \delta_{ch}^F \quad (2)$$

- La consommation d'énergie E_{uv}^c : Nous définissons E_{uv}^c comme la somme de la consommation d'énergie du noeud u due au stockage et au transfert des données (E_u^c) et la consommation d'énergie du noeud v due à la réception des données.

$$E_{uv}^c = E_u^c + E_v^c \quad (3)$$

- L'énergie résiduelle Re_{uv} : Nous définissons Re_{uv} comme la valeur minimale des niveaux d'énergie résiduelle des noeuds u et v .

$$Re_{uv} = \min(Re_u, Re_v) \quad (4)$$

- La disponibilité énergétique Ae_{uv} : Nous définissons Ae_{uv} comme une valeur booléenne reflétant la disponibilité simultanée d'énergie au niveau des noeuds u et v .

$$Ae_{uv} = \begin{cases} 1 & \text{si } Re_u > E_u^c \text{ et } Re_v > E_v^c \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

- La disponibilité des créneaux de temps TS_{uv} : Nous admettons que nous disposons de J canaux de K créneaux de temps de durées égales (τ) par canal (i.e. $K \times J \times \tau$ en total). Le paramètre TS_u^j (resp. TS_v^j) donne une idée sur la disponibilité des créneaux de temps du $j^{\text{ème}}$ canal pour le noeud u (resp. v) et le paramètre TS_{uv}^j donne une idée sur la disponibilité des créneaux de temps du $j^{\text{ème}}$ canal pour le lien l_{uv} . Nous représentons les paramètres TS_u^j (resp. TS_v^j) sous forme de vecteur binaire de dimension K :

$$TS_u^j = \{tsu_{j,k}\}_{1 \leq k \leq K} \quad tsu_{j,k} = \begin{cases} 1 & \text{si créneau de temps } \tau_{j,k} \text{ est disponible} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad (5)$$

$\tau_{j,k}$ représente le $k^{\text{ème}}$ créneau de temps du $j^{\text{ème}}$ canal.

$$TS_{uv}^j = \{tsu_{j,k} * tsv_{j,k}\}_{1 \leq k \leq K} \quad (6)$$

À un instant donné t , nous caractérisons chaque chemin $P_{s \rightarrow d}$ entre un noeud source s et un noeud destination d par l'ensemble de paramètres suivant :

- La valeur logarithmique du taux de réception des paquets $prr_{s \rightarrow d}$: Nous transformons le paramètre multiplicatif taux de reception des paquets en un paramètre cumulatif en appliquant l'opérateur logarithme.

$$\forall l_{uv} \in E, PRR_{uv} \leq 1 \Rightarrow \left| \sum_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} \log_{10}(PRR_{uv}) \right| = \sum_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} |\log_{10}(PRR_{uv})|.$$

$$PRR_{s \rightarrow d} = \prod_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} PRR_{uv}$$

$$|\log_{10}(PRR_{s \rightarrow d})| = \left| \sum_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} \log_{10}(PRR_{uv}) \right| = \sum_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} |\log_{10}(PRR_{uv})|$$

$$prr_{s \rightarrow d} = \sum_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} prr_{uv} \quad (7)$$

Le chemin $P_{s \rightarrow d}$ le plus fiable est celui qui minimise le paramètre $prr_{s \rightarrow d}$.

- Le délai $\delta_{s \rightarrow d}$: Nous définissons le délai d'un chemin $P_{s \rightarrow d}$ comme la somme des délais des liens composant ce chemin.

$$\delta_{s \rightarrow d} = \sum_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} \delta_{uv} \quad (8)$$

- La consommation d'énergie $E_{s \rightarrow d}^c$: Nous définissons la consommation d'énergie d'un chemin $P_{s \rightarrow d}$ comme la somme des consommations d'énergie des liens composant le chemin.

$$E_{s \rightarrow d}^c = \sum_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} E_{uv}^c \quad (9)$$

- L'énergie résiduelle $Re_{s \rightarrow d}$: Nous définissons l'énergie résiduelle d'un chemin $P_{s \rightarrow d}$ comme le minimum des niveaux d'énergie résiduelle de l'ensemble des liens composant le chemin.

$$Re_{s \rightarrow d} = \min_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} Re_{uv} \quad (10)$$

- La disponibilité énergétique $Ae_{s \rightarrow d}$: Nous définissons la disponibilité énergétique d'un chemin $P_{s \rightarrow d}$ comme la disponibilité énergétique minimale pour l'ensemble des liens composant le chemin.

$$Ae_{s \rightarrow d} = \min_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} Ae_{uv} \quad (11)$$

4 Le protocole *PMCMTP* avec le *JSAR*

Dans le chapitre 4, nous avons proposé *PMCMTP*, le protocole MAC à accès multi-canal multi-créneau de temps avec différenciation des services pour des réseaux PANs. Le protocole *PMCMTP* se base sur l'idée de cycle d'activité élémentaire comme l'illustre la Figure.2. Un cycle élémentaire est composé de deux super-trames consécutives, la première est pour la synchronisation du réseau et la collecte des requêtes de demande de ressources et la seconde est pour assurer l'exécution de l'algorithme d'ordonnancement des requêtes collectées (RSA), l'allocation des ressources, la réception de la seconde trame balise et aussi le transfert des données utiles. Nous proposons, dans ce chapitre, d'assurer dans le contexte d'accès multi-canal multi-créneau de temps une solution d'optimisation inter-couche faisant intervenir les différentes couches du réseau pour l'amélioration des performances du réseau et l'optimisation des ressources. La solution proposée se base le protocole *PMCMTP* mais avec l'utilisation de l'algorithme *JSAR* (Joint duty cycle Scheduling, resource Allocation and multi-constrained QoS Routing algorithm) qui assurera les fonctions de l'algorithme *RSA* plus l'ordonnancement des cycles d'activité des membres du réseau, le partage efficace des créneaux de temps par canaux disponibles et la recherche des meilleurs chemins en conformité avec les différentes contraintes applicatives (de qualité de service). Nous détaillerons le principe de l'algorithme *JSAR* dans la section suivante. Nous admettons que le coordinateur du réseau a une vision globale sur la configuration du réseau. Suite au changement de la configuration du réseau, le coordinateur doit être en mesure d'effectuer les mises à jour des paramètres en relation (graphes et matrices...).

Le principe du protocole *PMCMTP* avec l'exploitation de l'algorithme *JSAR* est basé sur les quatre phases suivantes :

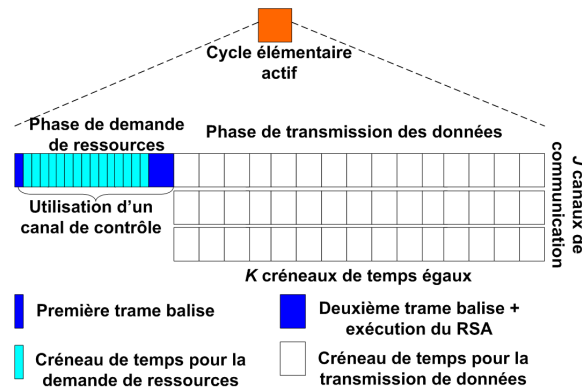


Figure 2 – Un cycle élémentaire actif

- **Test de sommeil forcé et synchronisation, FST** : Nous admettons que le coordinateur du réseau maintient le graphe d'énergie résiduelle mis à jour G_e des membres du réseau. Avant le début de chaque cycle élémentaire actif, le coordinateur lance le test de sommeil forcé FST (Forced Sleep Test and synchronization) dans le but d'exclure les noeuds avec des niveaux d'énergie bas de participer au routage des données. Il doit inclure dans le payload de la trame balise les id des noeuds qui doivent entrer en état de sommeil forcé. En écoutant le canal de fréquence dédié au contrôle et après l'analyse des différents champs de la première trame balise, les membres du réseau doivent vérifier s'ils font partie des noeuds qui doivent entrer en état de sommeil forcé, puis ils doivent ajuster leurs périodes d'activité (memoriser l'instant du prochain réveil). Seuls les noeuds qui ont passé le test de sommeil forcé FST avec succès sont permis d'être actifs durant le cycle élémentaire courant et le reste des noeuds doivent entrer en état de sommeil forcé pour économiser leurs batteries.
- **Demande de ressources** : Cette phase représente un ensemble de créniaux de temps courts et égaux, durant lesquels, le coordinateur du réseau est en train de recevoir les requêtes de demande de ressources envoyées par ses membres du réseau. En fonction du nombre des noeuds sources, le coordinateur du réseau attribue à chaque noeud source un créneau de temps spécifique en fonction de son identificateur (id). Juste après la réception de la première trame balise, et en cas de besoin, un noeud source du réseau PAN attend son créneau de temps puis il envoie sa requête de demande de ressources. Le paquet d'une requête de demande de ressources est composé de cinq champs : l'identificateur de la requête, le type de la requête, le niveau de priorité de la requête, le nombre des créniaux de temps demandés par saut, adresses du noeud source et du noeud destination.
- **Routage et allocation des ressources** : Selon l'algorithme $JSAR$, après la réception de toutes les requêtes de demande de ressources, le coordinateur du PAN les ordonne en fonction de leurs niveaux de priorité. Une fois la liste des différentes requêtes est ordonnée, en fonction du type de requêtes de demande de ressources, le coordinateur :
 - ★ lance la procédure de recherche du meilleur chemin, qui représente une heuristique basé sur l'algorithme Dijkstra, en réponse à une requête de routage, puis il effectue l'allocation des créniaux de temps nécessaires par canaux de fréquence de communication pour assurer la communication depuis la source vers la destination en tenant en compte les contraintes de QoS et la disponibilité des ressources,
 - ★ lance la procédure d'allocation des premiers créniaux de temps disponibles par canal

à être assigner à des requêtes de communication au sein d'un réseau PAN.

Après l'analyse des différentes requêtes, le coordinateur calcule la note de satisfaction *SN* (satisfactory note) du cycle élémentaire courant et enregistre une trace sur les requêtes de demande de ressources qui ne sont pas traitées, au niveau de sa file d'attente pour les traiter durant le prochain cycle élémentaire actif. Puis, il insert au sein du champs payload de la deuxième trame balise les informations nécessaires relatives aux requêtes de demande de ressources traitées comme l'identificateur de la requête, le(s) numéro(s) du(des) canal(canaux) alloué(s), le numéro du premier créneau de temps alloué, le nombre des créneaux de temps alloués, les adresses des noeuds source et destination.

- **Transmission des données** : Suite à l'écoute au canal de contrôle et après l'analyse du contenu de la deuxième trame balise, les membres du réseau peuvent avoir une idée sur les ressources allouées en réponse à leurs requêtes de demande de ressources. Chaque noeud concerné par une ou plusieurs requête(s) déjà servie(s) doit, à partir du premier créneau de temps assigné se caler sur le canal de fréquence qui lui est alloué, puis il commence l'envoi ou la réception des trames de données durant la période de temps qu'il lui est attribué.

5 Modèle d'optimisation inter-couche

Dans cette section, nous proposons une solution d'optimisation inter-couche pour les réseaux WMSNs, en considérant simultanément le problème d'ordonnancement du cycle d'activité du réseau, d'allocation des ressources et de routage avec support de QoS (Comme illustré par la Figure.3).

Les sous-problèmes considérés, dans ce chapitre, sont :

1. L'ordonnancement du cycle d'activité des noeuds routeurs : pour équilibrer la consommation d'énergie et maximiser la durée de vie du réseau sans dégrader la qualité de service. L'objectif de l'ordonnancement du cycle d'activité des noeuds (ou ordonnancement des périodes de réveil/sommeil des noeuds du réseau WMSN) est d'étendre au maximum la durée du sommeil des noeuds tout en assurant les besoins en QoS (i.e. l'équilibrage de la charge et l'économie de la consommation d'énergie sans dégrader la performance du réseau). Le problème de l'ordonnancement dynamique des cycles d'activité des membres du réseau peut être formulé sous forme de la question suivante : Comment devons nous prévoir (définir) les périodes d'activité des noeuds capteurs au sein du réseau WMSN, dans le but d'améliorer l'efficacité énergétique tout en assurant les exigences de QoS supportées par le réseau ? La détermination du sous-ensemble de noeuds capteurs qui doivent entrer en état de sommeil pour un intervalle de temps et la définition de la façon avec laquelle les intervalles de sommeil sont ordonnancés sont les deux relations à considérer dans le traitement du routage.
2. L'allocation des ressources : pour améliorer le taux d'utilisation des ressources et aussi la performance du réseau. L'objectif de la gestion des ressources est d'assurer un partage juste et une allocation optimale des ressources disponibles en termes des créneaux de temps disponibles par canal de fréquence de communication afin d'assurer le support de QoS, l'amélioration de l'efficacité énergétique et la maximisation du taux d'utilisation des ressources. Comme

le problème d'ordonnancement des périodes de sommeil/réveil des noeuds, le problème d'allocation des ressources est aussi en corrélation avec le traitement du routage et les contraintes imposées par les applications supportées.

3. La recherche des meilleurs chemins : pour assurer un routage avec support de QoS multi-contrainte.

L'objectif d'un routage avec QoS est de déterminer les meilleurs chemins associés aux flux des données tout en optimisant les différentes ressources disponibles du réseau (ressource énergétique, espace de stockage, ressources spectrales et temporelles...) et satisfaisant aux différentes exigences en QoS de ces flux en termes de garantie délai, bande passante nécessaire, fiabilité... Lorsque multiple métriques, faisant interagir plusieurs couches du réseau, sont prises en compte durant le traitement du routage des flux de données, le problème devient un problème de routage multi-contrainte (multi-constrained path problem) qui est mathématiquement prouvé être un problème NP-complet. Cependant, il existe plusieurs algorithmes heuristiques et d'approximation permettant d'approcher (approximer) ou résoudre des problèmes similaires en temps polynomial ou pseudo polynomial.

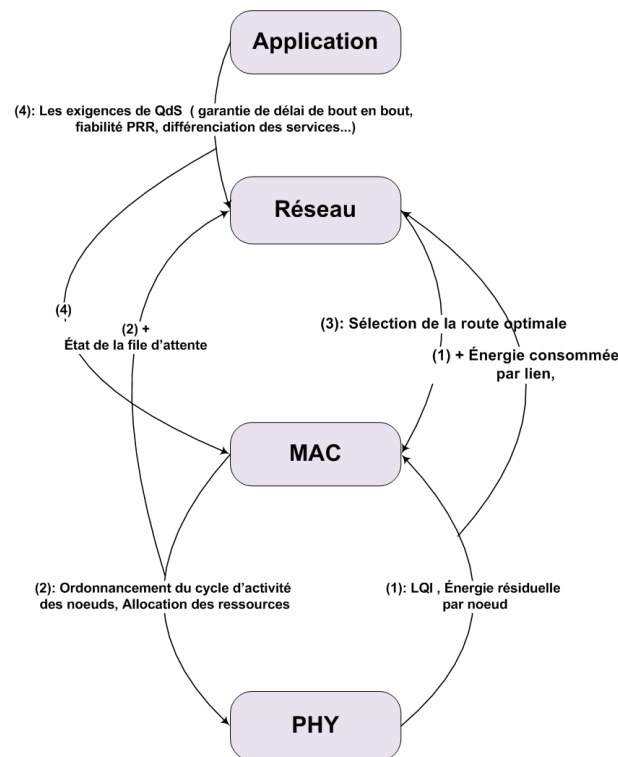


Figure 3 – Modèle d'optimisation inter-couche pour la maximisation de la durée du vie du réseau, le support de la QoS et l'allocation des ressources au sein d'un WMSN

Dans ce chapitre, nous proposons un cadre d'optimisation inter-couche pour les réseaux WMSNs avec prise en compte simultanée d'une politique d'ordonnancement des cycles d'activité des noeuds du réseau, une stratégie d'allocation optimale des ressources et un mécanisme de

routage assurant l'économie de l'énergie et le support de la QoS. La couche MAC doit assurer la tâche d'ordonnancement des cycles d'activité des noeuds du réseau et d'allocation des ressources et la couche réseau doit supporter le mécanisme de routage multi-critère.

5.1 Politique d'ordonnancement des cycles d'activité

Dans le but d'économiser et d'équilibrer la consommation d'énergie afin d'éviter l'épuisement rapide des batteries des membres du réseau, nous suggérons de forcer certains noeuds routeurs à niveau estimé bas en état de sommeil. Donc les noeuds routeurs dont le niveau d'énergie est inférieur au seuil TH^n et leurs files d'attente de données ($DataQ_i$) sont vides doivent entrer en état de sommeil forcé durant le $n^{ème}$ cycle élémentaire actif (Voir Algorithme.2). Le seuil TH^n est défini comme suit :

$$TH^n = \frac{\sum_{i=1}^N Re_i^n}{N} * SN^{n-1}, \quad SN^{n-1} = \frac{\text{Nombre des requêtes traitées}}{\text{Nombre total des requêtes}} \quad (12)$$

Avec N et SN^{n-1} représentent respectivement le nombre des membres du réseaux WMSN et la note de satisfaction du $(n-1)^{ème}$ cycle élémentaire actif ($SN^{n-1} \in]0, 1]$). La note de satisfaction SN^{n-1} est calculée à la fin du $(n-1)^{ème}$ cycle élémentaire actif.

Nous admettons que la durée du $n^{ème}$ phase est de K créneaux de temps par canal avec l'utilisation de J canaux. Nous modélisons le cycle d'activité d'un noeud i durant la phase de communication (ou de transmission des données) par le vecteur DC_i^n de dimension K .

$$DC_i^n = \{dc_{i,k}^n\}_{1 \leq k \leq K} \quad dc_{i,k}^n = \begin{cases} 0 & \text{en sommeil forcé ou occupé} \\ 1 & \text{en sommeil (libre)} \end{cases} \quad (13)$$

La matrice du cycle d'activité DC^n donne une idée sur les états d'activité des membres du réseau. Cette matrice peut être mise à jour durant le processus de routage ou l'allocation effective des ressources (c'est-à-dire en mettant les créneaux de temps adéquats à zéro pour chaque noeud participant dans un chemin ou chaque coordinateur BSN assurant ses communications au sein de son réseau BSN).

$$DC^n = \begin{pmatrix} DC_1^n \\ \vdots \\ DC_N^n \end{pmatrix}_{NK} = \begin{pmatrix} dc_{1,1}^n & \dots & dc_{1,K}^n \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ dc_{N,1}^n & \dots & dc_{N,K}^n \end{pmatrix}_{NK} \quad (14)$$

Algorithme 2 : Test de sommeil forcé, FST (Forced Sleep Test)

Pour $i = 1$ à N {

Si ($Re_i^n < TH^n$ et $DataQ_i$ est vide) alors

$DC_i^n = \langle 0 \rangle$, Mise à jour ($G(V_a, E_a, w)^n$)}

DC_i^n : État du $i^{ème}$ noeud durant le $n^{ème}$ cycle élémentaire actif

V_a, E_a : Ensembles des noeuds et des liens durant le $n^{ème}$ cycle élémentaire actif

5.2 Stratégie d'allocation des ressources

Nous modélisons les ressources spectrales et temporelles disponibles durant la $n^{\text{ème}}$ phase de communication par la matrice binaire RS_{JK}^n . Initialement, au début de chaque phase de communication nous avons $RS_{JK}^n = I_{JK}$ (donc initialement nous disposons de $K \times J$ créneaux de temps disponibles). Cette matrice peut être mise à jour durant le processus de routage.

$$RS_{JK}^n = \begin{pmatrix} rs_{1,1}^n & \dots & rs_{1,K}^n \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ rs_{J,1}^n & \dots & rs_{J,K}^n \end{pmatrix}_{JK} \quad rs_{j,k}^n = \begin{cases} 1 & \text{Si le } k^{\text{ème}} \text{ créneau de temps du } j^{\text{ème}} \text{ canal} \\ & \text{est disponible,} \\ 0 & \text{Sinon.} \end{cases} \quad (15)$$

Pour chaque lien $l_{uv} \in E$, nous déterminons les créneaux de temps disponibles par lien TS_{uv} , durant le $n^{\text{ème}}$ cycle actif, comme suit (Algorithme.3) :

Algorithme 3 : Détermination des créneaux de temps disponibles par lien

Pour le $n^{\text{ème}}$ cycle actif

$\forall l_{uv} \in E$ faire{

Pour $j=1$ à J {

Déterminer TS_u^j (resp. TS_v^j) du noeud u (resp. v)

$TS_u^j = \langle dc_{u,k}^n * rs_{j,k}^n \rangle_{1 \leq k \leq K}$

Déterminer $TS_{uv}^j = \langle tsu_{j,k} * tsv_{j,k} \rangle_{1 \leq k \leq K}$

$TS_{uv} = \langle TS_u^j \rangle_{1 \leq j \leq J}$

Dans le but de maximiser le taux d'utilisation des ressources et d'assurer un partage optimal des ressources entre les membres du réseau WMSN, nous suggérons d'implémenter une politique centralisée d'allocation des ressources au niveau du coordinateur du réseau. Les décisions d'allocation des ressources sont prises par le coordinateur du réseau en réponse aux requêtes de demande de ressources collectées et en fonction de la configuration du réseau, du cycle d'activité du réseau et des décisions du routage. Comme illustré par la Figure.4, dans le cas d'une requête de demande de ressources pour routage, en première étape, le coordinateur du réseau essaye de trouver l'ensemble des chemins candidats en fonction des exigences des applications supportées et la configuration du réseau. Durant ce traitement, il assure la réservation temporaire de ressources (c'est-à-dire la réservation temporaire des créneaux de temps par canal par saut tout en essayant de minimiser le délai), ce qui lui permet de calculer le coût de chaque chemin candidat. Ensuite, en se basant sur les valeurs des coûts des chemins candidats le coordinateur choisi le chemin ayant le plus faible coût (le meilleur chemin). À ce moment, il effectue l'allocation effective des ressources et il met à jour les matrices de ressources RS et de cycle d'activité DC et aussi le graphe d'énergie G_e (c'est-à-dire en diminuant l'énergie résiduelle, selon l'estimation de consommation d'énergie, pour chaque noeud participant dans le meilleur chemin). Dans le cas d'une requête de demande de ressources pour la communication au sein d'un réseau BSN, le coordinateur en fonction des ressources disponibles effectue l'allocation effective des ressources nécessaires. Nous proposons l'Algorithme.4 pour assurer la réservation temporaire des ressources pour le chemin courant qui peut être ajouté au file des

chemins à étendre ou chemins candidats. Cet algorithme consiste à déterminer les créneaux de temps disponibles par canal de fréquence de communication pour l'allouer d'une façon temporaire au nouveau lien l_{uv} (ou saut). L'objectif principal de cet algorithme est de minimiser le délai de bout en bout et si possible minimiser aussi le nombre de changement des canaux de fréquence.

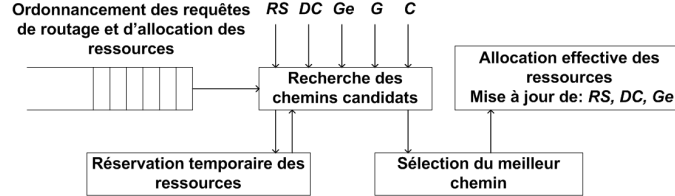


Figure 4 – Algorithme d'allocation des ressources au sein d'un WMSN

Algorithme 4 : Réservation temporaire des ressources : TRR, (Temporary Resource Reservation)

Étant donné $\langle p, RS_{temp}, DC_{temp}, G_{temp} \rangle, l_{uv}$
 $\delta_{uvtemp} = \infty, ch=0, fts=0$
 Déterminer TS_{uv}
 Si $(Ae_{uv} = 1)$ alors
 Pour $j=1$ à J {
 Déterminer δ_{uv}
 Si $\delta_{uv} < \delta_{uvtemp}$ alors
 $\delta_{uvtemp} = \delta_{uv}, ch = j, fts = \text{First allocated } TS$
 Déterminer $w(u, v)$, Mise à jour($RS_{temp}, DC_{temp}, G_{temp}$)
 Sinon $w(u, v) = \infty$

5.3 Mécanisme de routage multi-critère

Le routage multi-critère consiste à transmettre des données d'une source vers une destination en tenant compte de plusieurs contraintes imposées par les applications (exigences en termes de QoS) et/ou par le réseau (limites énergétique, de stockage...). Pour les réseaux WMSNs, nous proposons un mécanisme centralisé pour assurer un routage multi-critère en interaction jointe avec la politique d'ordonnancement des cycles d'activité des membres du réseau et la méthode d'allocation des ressources précédemment proposées. L'Algorithme.5, JSAR, décrit l'approche du routage proposé.

Soient $\mathbb{P}_G$ et $\mathbb{P}_{s \rightarrow d}$ respectivement l'ensemble de tous les chemins possibles et l'ensemble de tous les chemins possibles entre une source s et une destination d dans le réseau. $\mathbb{P}_G = \bigcup_{\forall s, d \in V} \mathbb{P}_{s \rightarrow d}$.

Les principaux problèmes de routage multi-critère sont définis comme suit :

Définition 1 Le problème MCP (Multi-Constrained Path) consiste à trouver un chemin $P_{s \rightarrow d}$

de s à d dit faisable qui satisfait toutes les contraintes :

$$w(P_{s \rightarrow d}) = \sum_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} \begin{pmatrix} w_1(u, v) \\ w_2(u, v) \\ \vdots \\ w_m(u, v) \end{pmatrix} \leq \begin{pmatrix} C_1 \\ C_2 \\ \vdots \\ C_m \end{pmatrix} \quad (16)$$

Le but est de trouver l'ensemble des chemins faisables $\mathbb{P}_{s \rightarrow d}^f$ de s à d satisfaisant multiple contraintes simultanément.

Définition 2 Le problème MCOP (Multi-Constrained Optimal Path) est une variante du problème MCP qui consiste à trouver un chemin $P_{s \rightarrow d}^{opt}$ de s à d de sorte que :

$$Cost(P_{s \rightarrow d}^{opt}) = \min_{\forall P_{s \rightarrow d} \in \mathbb{P}_{s \rightarrow d}^f} Cost(P_{s \rightarrow d}) \quad (17)$$

Le but est de trouver un chemin faisable et optimal de s à d tel que les ressources de réseau sont efficacement utilisées.

Définition 3 Soient $P_{s \rightarrow d}$ et $P'_{s \rightarrow d}$ deux chemins différents de s à d . Le chemin $P_{s \rightarrow d}$ est dit dominé par le chemin $P'_{s \rightarrow d}$ si et seulement si $w(P'_{s \rightarrow d}) \leq w(P_{s \rightarrow d})$ avec au moins une inégalité stricte (c'est-à-dire $P_{s \rightarrow d} < P'_{s \rightarrow d}$).

Lemme 1 Si $\exists P_{s \rightarrow d} \in \mathbb{P}_{s \rightarrow d}^f \implies \exists$ un chemin non-dominé $P'_{s \rightarrow d} \in \mathbb{P}_{s \rightarrow d}^f$.

Selon le Lemme (1), nous pouvons utiliser le concept de dominance des chemins pour réduire la complexité de calcul en considérant seulement les chemins faisables non-dominés, étant donné que l'ensemble des chemins faisables non-dominés de s vers d est un sous ensemble de $\mathbb{P}_{s \rightarrow d}^f$. Nous définissons $\mathbb{P}_{s \rightarrow d}^{fnd}$ comme l'ensemble de tous les chemins faisables non-dominés dans $\mathbb{P}_{s \rightarrow d}^f$.

Lemme 2 Étant $P_{s \rightarrow d} \in \mathbb{P}_{s \rightarrow d}^{fnd}$, soit $P_{u \rightarrow v} \subset P_{s \rightarrow d} \implies P_{u \rightarrow v} \in \mathbb{P}_{u \rightarrow v}^{fnd}$ (Principe d'optimalité : Chaque chemin optimal est composé de sous-chemins optimaux).

D'après le lemme (2), un sous-chemin d'un chemin faisable non-dominé est aussi un chemin faisable non-dominé. Donc, nous considérons seulement les sous-chemins faisables non-dominés pour être étendus afin d'atteindre les destinations finales. Les chemins sous optimaux (c'est-à-dire les chemins qui sont dominés par ou sont égaux à d'autres chemins) sont ignorés durant l'étape d'extension d'un chemin. Soient deux chemins P et P' de destination le noeud u et P est dominé par P' . Si P peut être étendu en un chemin qui satisfait l'équation (16), alors c'est possible pour P' . Donc, il n'y a aucun besoin de conserver P pour l'extension des chemins.

La détermination de tous les chemins non-dominés (c'est-à-dire $\mathbb{P}_{s \rightarrow d}^{fnd}$) de s vers d présente une complexité élevée quand le nombre des chemins est très important. Dans ce contexte, nous proposons de limiter l'ensemble de recherche à un ensemble de maximum X chemins faisables non-dominés $\mathbb{P}_{s \rightarrow d}^{Candidate}$. Les principaux sous problèmes que nous devons étudier sont comme suit :

- Comment définir le paramètre X tenant en compte de son impact sur la décision de routage et par conséquent sur la performance du réseau,
- Comment évaluer un chemin,
- Comment évaluer et choisir l'ensemble de X chemins faisables non-dominés les plus efficaces s'ils existent.

Une fois l'ensemble $\mathbb{P}_{s \rightarrow d}^{Candidate}$ est déterminé, il nous reste à résoudre le problème de sélection du la meilleure solution finale.

5.3.1 Définition du paramètre X

Pour améliorer l'efficacité de l'algorithme de routage, le paramètre X devrait être suffisamment grand, mais cela sera au détriment d'une complexité élevée de calcul. Ce paramètre doit être soigneusement déterminé pour assurer un compromis entre l'efficacité du routage et la complexité de calcul et d'espace mémoire. Nous proposons deux méthodes de calcul du paramètre X :

- D'une façon statique : Le coordinateur du réseau définit le paramètre X comme un nombre fixe calculé au début de l'opération du réseau. Nous pouvons utiliser la définition donnée dans [Wendong and al., 2002].
- D'une façon dynamique : Pour chaque cycle actif, le coordinateur peut dynamiquement calculer le paramètre X en fonction de la configuration de réseau, le niveau de charge supportée et la note satisfaction du cycle actif précédent.

5.3.2 Évaluation d'un chemin

En fonction du niveau de priorité de la requête de demande de ressources pour le routage (qui reflète le niveau de priorité du flux de données à router) nous proposons des fonctions de coût par lien. Pour les requêtes de demande de ressources prioritaires, avec un niveau de priorité est égal à P_1 ou P_2 (avec des garanties temp réel), nous considérons le délai comme la métrique d'évaluation. Ensuite, vu que l'aspect énergétique devient contraignant, pour les requêtes de demande de ressources avec le niveau de priorité est égal à P_3 ou P_4 , nous proposons la consommation d'énergie par lien comme la métrique d'évaluation. En fin, pour le reste des requêtes de demande de ressources (c'est-à-dire avec un niveau de priorité est égal à P_5), nous considérons l'énergie résiduelle par noeud comme la métrique d'évaluation afin d'éviter la mort prématurée de certains noeuds du réseau.

$$Cost_{uv} = \begin{cases} \delta_{uv} & \text{if } P = P_1, P_2 \\ E_{uv}^c & \text{if } P = P_3, P_4 \\ Re_{uv} & \text{if } P = P_5 \end{cases} \quad (18)$$

Pour assurer conjointement le support de QoS, la répartition de la charge dans le réseau et l'optimisation de la consommation d'énergie, nous proposons une fonction de coût pour l'évaluation d'un lien sur un chemin donnée par l'équation (18) et une autre fonction de coût pour l'évaluation d'un chemin donnée par l'équation (19), ces fonctions sont basées sur le niveau de priorité des requêtes de demande de ressources. Pour les requêtes de demande de ressources pour le routage avec un niveau de priorité est égal à P_1 et P_2 , le coût d'un chemin représente respectivement le délai de bout en bout et le délai moyen. Pour les requêtes de demande de

ressources pour le routage avec un niveau de priorité est égal à P_3 et P_4 , le coût d'un chemin représente respectivement la consommation d'énergie moyenne par chemin et la consommation d'énergie totale par chemin. Finalement, pour les requêtes de demande de ressources pour le routage avec un niveau de priorité est égal à P_5 , dans le but d'éviter la partition du réseau, le coût d'un chemin représente l'énergie résiduelle par chemin.

5.3.3 Évaluation et sélection des X meilleurs chemins non-dominés

Selon la procédure de relaxation (Voir Algorithme.5), chaque nouveau chemin généré, le chemin courant plus le lien à ajouter ($(current\ path\ p) \cup l_{uv}$), doit réussir le test de faisabilité (doit satisfaire les différentes contraintes) puis il doit réussir le test de non-dominance (il ne doit pas être dominé par un autre chemin déjà sauvegardé). Dans ce cas, le nouveau chemin généré doit être sauvegardé, en fonction de son coût, à la bonne position au niveau des files ordonnées $PATH(v)$ (c'est-à-dire la file des chemins non-dominés générés en passant par le noeud v , $\mathbb{P}_{s \rightarrow v}^f$) et Q (c'est-à-dire la file de tous les chemins non-dominés générés). La taille des files $PATH(v)$ et Q ne doit pas dépasser la valeur X , sinon le dernier chemin de la file sera éliminé.

$$Cost_{s \rightarrow d} = \begin{cases} \sum_{\substack{v=d \\ l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}}} Cost_{uv} \text{ if } P = P_1 \\ \frac{\sum_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} Cost_{uv}}{N_{hop}} \text{ if } P = P_2 \\ \frac{\sum_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} Cost_{uv}}{N_{hop}} \text{ if } P = P_3 \\ \sum_{\substack{v=d \\ l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}}} Cost_{uv} \text{ if } P = P_4 \\ \min_{l_{uv} \in P_{s \rightarrow d}} (Cost_{uv}) \text{ if } P = P_5 \end{cases} \quad (19)$$

N_{hop} : le nombre des sauts par chemin $P_{s \rightarrow d}$ de s vers d .

5.3.4 Sélection du meilleur chemin

Le meilleur chemin sera choisi parmi la liste des chemins candidats. Le critère de choix sera son coût. Donc, le chemin dont le coût est le plus faible sera choisi de la liste des chemins candidats comme étant le meilleur chemin. Et c'est après la sélection du meilleur chemin que l'allocation effective des ressources et les mises à jour des matrices en relation auront lieu.

5.4 Le principe de l'algorithme JSAR

Comme déjà expliqué, pour chaque cycle élémentaire actif, l'algorithme *JSAR* exécute, en première étape, le test de sommeil forcé (ligne 2 dans le main). Puis, après la réception des différentes requêtes de demande de ressources, il calcule le paramètre X (ligne 3 dans le main) et il ordonne la liste des requêtes en fonction de leur niveau de priorité. Ensuite, il essaye de traiter les requêtes une à une. Dans le cas d'une requête de demande de ressources pour la

communication au sein d'un réseau BSN, l'algorithme essaye d'allouer les meilleurs créneaux de temps disponibles pour répondre aux besoins de la requête tout en mettant à jour les matrices en relation. Pour une requête de demande de ressources pour le routage des données au sein du réseau WMSN, l'algorithme essaye de trouver l'ensemble de X chemins candidats (ligne 4 dans le main), puis il choisit le meilleur chemin parmi la liste des chemins candidats et effectue l'allocation des ressources et les mises à jour nécessaires (ligne 5 dans le main). Finalement, il calcule la note de satisfaction du cycle courant (ligne 6 dans le main).

Main

```

1 For the  $n^{th}$  active cycle do {
2 Forced Sleep Test
3 X Computation( $G(V,E), DC^n, RQ^n, SN^{n-1}$ )
4 for  $i = 1$  to  $|RQ^n|$  do {
5  $\mathbb{P}_{s \rightarrow d}^{Candidate} = \text{Routing}(G(Va, Ea), RQ[i], RS^n, DC^n, G_e^n)$ 
6 The Best PATH( $\mathbb{P}_{s \rightarrow d}^{Candidate}, RS^n, DC^n, G_e^n$ )
7 Compute  $SN^n$ }

```

6 Implémentation et évaluation du JSAR

6.1 Évaluation de l'algorithme JSAR

Nous avons implémenté l'algorithme *JSAR* dans l'environnement MATLAB. Nous avons évalué la performance de l'algorithme moyennant un ensemble de simulations réalisées avec un réseau ANSNET (Advanced Networks and Service pour Réseaux avancés et service) [Comer, 1995]. Nous admettons pour ses simulations que les requêtes de demande de ressources pour le routage des données afin d'avoir une idée sur le comportement de l'algorithme, précisément, face au problème de routage. Nous avons considéré le problème de routage à trois contraintes de QoS. Les métriques des liens considérées sont définies comme suit :

- $w_1(u, v)$: représente le paramètre pr_{uv} choisi d'une façon aléatoirement uniformément réparti dans l'intervalle $[0, 1]$,
- $w_2(u, v)$: représente le paramètre δ_{uv} supposé être égal à 1 créneau de temps,
- $w_3(u, v)$: représente le paramètre E_{uv}^c supposé être égal à 40 .

Tableau 1 – Configuration du réseau

Paramètre	Valeur par défaut
<i>Modèle du réseau</i>	<i>Modèle ANSNET</i>
<i>Nombre des noeuds - liens</i>	<i>32-54</i>
<i>Nombre des créneaux de temps de communication par cycle</i>	<i>15</i>
<i>Nombre de canaux de communication</i>	<i>3</i>
<i>Taille des files des chemins ou X</i>	<i>5</i>
<i>Nombre des requêtes de demande de ressources pour le routage</i>	<i>100</i>

Les contraintes sont générées aléatoirement et nous proposons cinq exemples de vecteurs de contraintes C ($< C_1, C_2, C_3 >$) pour les simulations (Voir Tableau.2). Les résultats sont basés sur l'utilisation de 100 requêtes de demande de ressources pour le routage pour chaque exemple de simulation. La première simulation est effectuée pour tester comment la valeur de X affecte la performance de l'algorithme JSAR. Nous avons comparé l'algorithme JSAR avec l'algorithme exact qui utilise des files de chemins de taille infinie. D'après le Tableau.3, nous remarquons que la note de satisfaction SN croît davantage lorsque les contraintes deviennent moins exigeantes. Aussi, la SN augmente avec l'augmentation du paramètre X . Lorsque X est égal à 5, l'algorithme JSAR réalise la même performance que l'algorithme exact. D'après la Figure.5,

nous remarquons que le temps d'exécution de JSAR croît avec l'augmentation de X , aussi elle croît lorsque les contraintes deviennent moins strictes. Globalement, le temps d'exécution de JSAR est acceptable pour des applications typiques pour sa mise en oeuvre en ligne.

La deuxième simulation est réalisée pour tester respectivement l'impact de la variation du nombre de canaux de fréquence de communication disponibles et du nombre des créneaux de temps disponibles par canal de fréquence de communication sur la performance du JSAR. D'après les Tableaux .4 et .5, pour la majorité des cas, la note SN croît avec l'augmentation respectivement du nombre de canaux de fréquence disponibles et du nombre de créneaux de temps. Respectivement, l'augmentation du nombre de canaux de fréquence disponibles et du nombre de créneaux de temps peut significativement améliorer la performance de l'algorithme particulièrement quand les contraintes deviennent moins strictes. En fonction de la configuration du réseau et les exigences applicatives (c'est-à-dire traduit par la note de satisfaction SN désirée), nous pouvons profiter de ces résultats utiles pour le calcul des ressources nécessaires en pratique.

Tableau 2 – plages de variation de C_1 , C_2 et C_3 pour chaque simulation

Cas	Plages de variation de $C = \langle C_1, C_2, C_3 \rangle$
1	$C_1 \sim \text{uniform}[1, 2], C_2 \sim \text{uniform}[1, 3], C_3 \sim \text{uniform}[40, 120]$
2	$C_1 \sim \text{uniform}[2, 3], C_2 \sim \text{uniform}[3, 6], C_3 \sim \text{uniform}[120, 240]$
3	$C_1 \sim \text{uniform}[3, 4], C_2 \sim \text{uniform}[6, 9], C_3 \sim \text{uniform}[240, 360]$
4	$C_1 \sim \text{uniform}[4, 5], C_2 \sim \text{uniform}[9, 12], C_3 \sim \text{uniform}[360, 480]$
5	$C_1 \sim \text{uniform}[5, 6], C_2 \sim \text{uniform}[12, 15], C_3 \sim \text{uniform}[480, 600]$

Tableau 3 – SN vs X

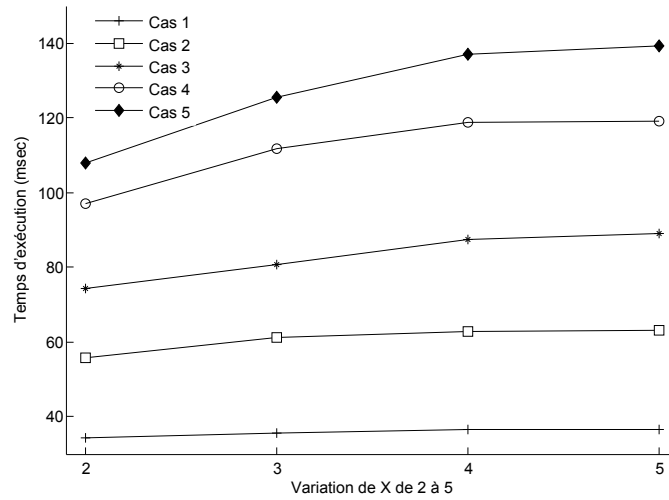
Cas	Exact algorithme	JSAR avec $X =$			
		2	3	4	5
1	0.15	0.15	0.15	0.15	0.15
2	0.43	0.42	0.42	0.42	0.43
3	0.62	0.58	0.59	0.61	0.62
4	0.78	0.68	0.73	0.76	0.78
5	0.85	0.72	0.80	0.84	0.85

Tableau 4 – SN vs N_{ch}

Cas	JSAR avec $N_{ch} =$			
	1	2	3	4
1	0.12	0.14	0.15	0.15
2	0.19	0.34	0.43	0.51
3	0.23	0.47	0.62	0.67
4	0.37	0.68	0.78	0.80
5	0.49	0.78	0.85	0.84

Tableau 5 – SN vs N_{ts}

Cas	JSAR avec $N_{ts} =$		
	5	10	15
1	0.15	0.15	0.15
2	0.43	0.43	0.43
3	0.53	0.62	0.62
4	0.53	0.78	0.78
5	0.53	0.78	0.85

Figure 5 – *Temps d'exécution vs X*

6.2 Évaluation des performances du réseau

Nous avons implémenté le protocole *JSAR* au sein de notre simulateur réseau à temps discret que nous l'avons utilisé pour l'évaluation du modèle d'allocation des canaux de fréquence, *UWBCAS* présenté au chapitre 3 et du protocole MAC *PMCMTP* présenté au chapitre 4. Nous avons considéré un réseau de capteurs sans fil basé sur la technologie ULB et composé de 30 noeuds (Un coordinateur PAN et 29 routeurs) uniformément distribués au sein d'une cellule de rayon 5 m. Nous avons considéré le cas d'un seul PAN mais le travail sera le même si le réseau sera composé de plusieurs sous réseaux PANs. Nous avons traité le problème de routage à trois contraintes de QoS comme présenté à la section précédente. Les contraintes sont générées aléatoirement et nous proposons trois exemples de vecteurs de contraintes C ($< C_1, C_2, C_3 >$) pour les simulations (Voir Tableau.6).

Tableau 6 – plages de variation de C_1 , C_2 et C_3 pour chaque simulation

Cas	Plages de variation de $C = \langle C_1, C_2, C_3 \rangle$
1	$C_1 \sim \text{uniform}[1, 2], C_2 \sim \text{uniform}[1, 3], C_3 \sim \text{uniform}[40, 120]$
2	$C_1 \sim \text{uniform}[3, 4], C_2 \sim \text{uniform}[6, 9], C_3 \sim \text{uniform}[240, 360]$
3	$C_1 \sim \text{uniform}[5, 6], C_2 \sim \text{uniform}[12, 15], C_3 \sim \text{uniform}[480, 600]$

Le Tableau.7 présente les valeurs par défaut des différents paramètres de simulation.

Tableau 7 – Configuration du réseau

Paramètre	Valeur par défaut
<i>Nombre des noeuds</i>	<i>30</i>
<i>Couverture radio pour le contrôle</i>	<i>5m</i>
<i>Couverture radio pour le transfert des données</i>	<i>2m</i>
<i>Taille d'un paquet de données</i>	<i>127Bytes</i>
<i>Débit de communication</i>	<i>850Kbps</i>
<i>Modèle de trafic</i>	<i>Flux CBR</i>
<i>Nombre des créneaux de temps de communication par cycle</i>	<i>15</i>
<i>Nombre de canaux de communication</i>	<i>3</i>
<i>Durée d'un créneau de temps de données</i>	<i>0.985ms</i>
<i>Durée d'un créneau de temps pour la demande de ressources</i>	<i>0.246ms</i>
<i>Nombre des requêtes de demande de ressources pour le routage par cycle élémentaire</i>	<i>10</i>
<i>Priorités d'une requête de demande de ressources</i>	$P \in \{1 - 5\}$
<i>Créneaux de temps demandés par requête</i>	$TS \in \{1 - 4\}$
<i>Taille des files des chemins ou X</i>	<i>5</i>
<i>Vecteur de contraintes</i>	<i>Cas 3</i>
<i>Durée de simulation</i>	<i>10 cycles élémentaires actifs</i>

6.2.1 Évaluation de la note de satisfaction SN

Nous considérons la note de satisfaction SN comme métrique d'évaluation de performance de l'algorithme $JSAR$. Afin d'analyser le degré d'efficacité de l'algorithme à trouver le meilleur chemin pour chaque demande de routage, nous avons réalisé plusieurs simulations tout en variant à chaque simulation un paramètre d'évaluation (la taille de la file des chemins, le nombre de canaux de fréquence...).

6.2.1.a La note de satisfaction SN vs X

Dans cette partie, nous explorons la performance de l'algorithme $JSAR$ avec la variation du paramètre X (c'est à dire la variation de la taille de la file des chemins trouvés lors de la recherche du meilleur chemin). Comme le montre la Figure.6, la capacité du protocole du

roulage à satisfaire aux demandes de routage augmente avec l'augmentation du paramètre X . Cependant, lors de la définition de la valeur du paramètre X , il faut assurer un compromis entre l'efficacité du routage et la complexité de calcul.

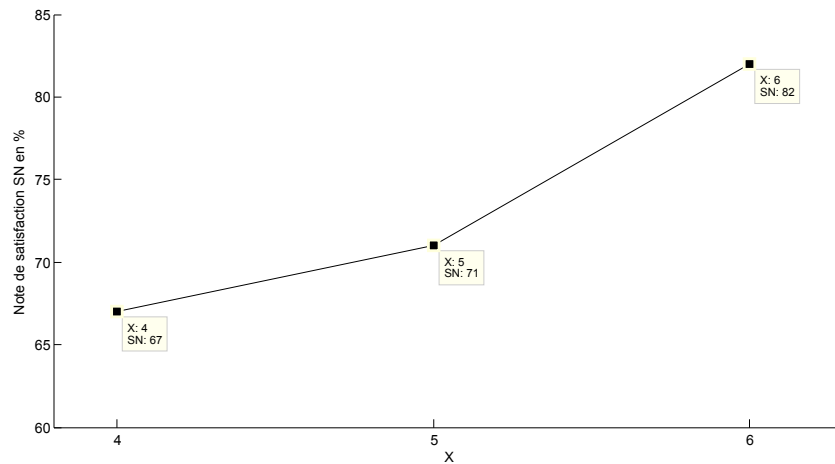


Figure 6 – La note de satisfaction SN vs X

6.2.1.b La note de satisfaction SN vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles

La Figure.7 met en évidence le comportement du JSAR suite à la variation du nombre de canaux de fréquence de communication utilisés. Nous remarquons que la SN croît avec l'augmentation du nombre de canaux de fréquence disponibles. Elle augmente respectivement de 164% et de 21% lors que le nombre de canaux de fréquence disponibles augmente de 1 à 2 et de 3 à 4.

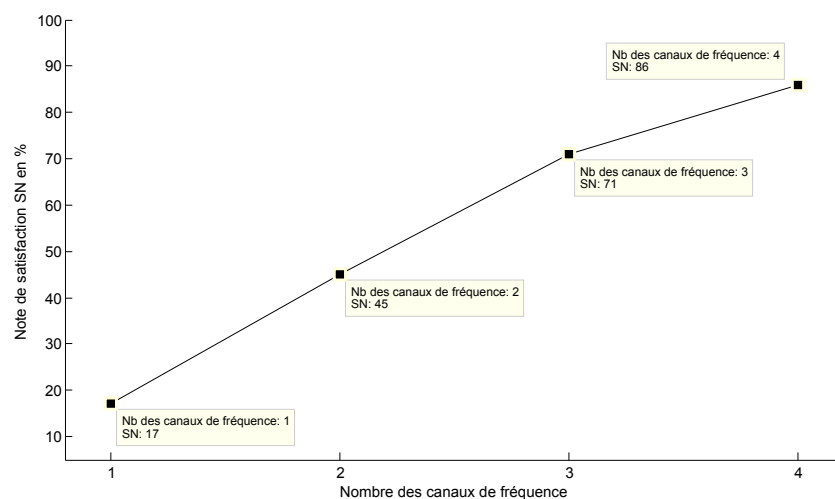


Figure 7 – La note de satisfaction SN vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles

6.2.1.c La note de satisfaction SN vs la variation du nombre des créneaux de temps disponibles

La Figure.8 met en évidence le comportement du *JSAR* suite à la variation du nombre des créneaux de temps par cycle élémentaire. Nous remarquons que la *SN* croît avec l'augmentation du nombre des créneaux de temps disponibles. Elle augmente respectivement de 65% et de 21% lors que le nombre des créneaux de temps disponibles par cycle élémentaire augmente de 10 à 15 et de 15 à 20.

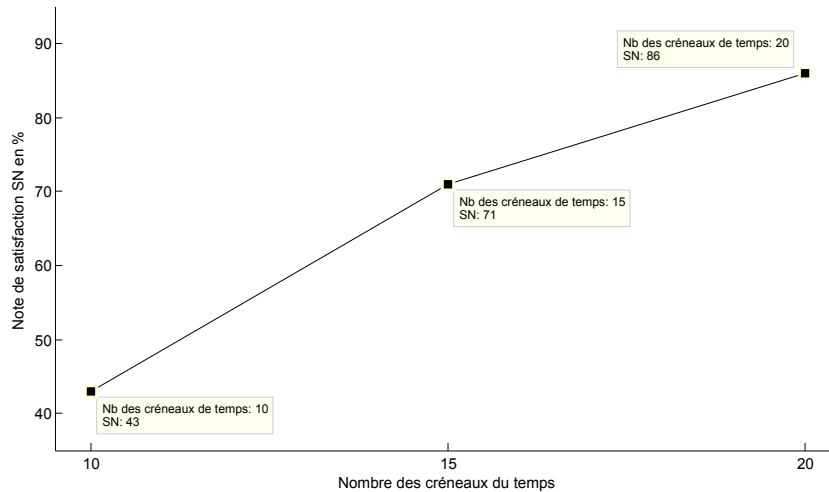


Figure 8 – La note de satisfaction SN vs la variation du nombre des créneaux de temps disponibles

D'une façon générale, d'après Figure.7 et Figure.8, la performance de l'algorithme *JSAR* s'améliore avec la disposition des ressources nécessaires qu'elles soient spectrales ou temporelles. Mais, cette amélioration peut atteindre ses limites si les ressources disponibles dépassent le besoin d'où la nécessité de prévoir un mécanisme d'allocation des ressources en fonction de la charge supportée par le réseau. Par conséquent, nous pouvons optimiser le modèle d'allocation des canaux de fréquence *UWBCAS*, proposé au chapitre 3, en incluant la charge supportée par les différents sous-réseaux comme paramètre d'entrée lors de la procédure de partage des canaux de fréquence de communication entre les sous réseaux actifs.

6.2.1.d La note de satisfaction SN vs la variation du nombre des noeuds

Nous proposons d'évaluer l'impact de la variation du nombre des noeuds sur le comportement du *JSAR*. La Figure.9 montre que le *JSAR* présente le meilleur comportement avec les réseaux de plus petite taille vu que dans un petit réseau les routes entre les différents membres sont courtes et donc ne demandent pas beaucoup de ressources, et par conséquent le *JSAR* peut satisfaire le maximum des requêtes de routage.

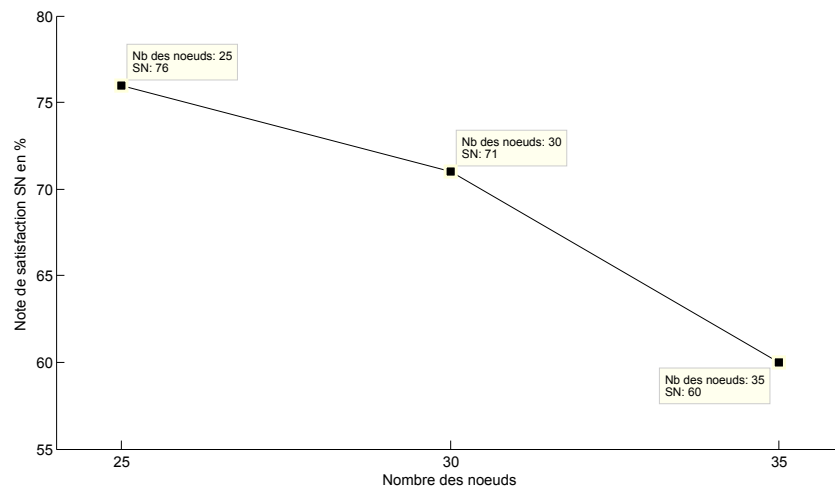


Figure 9 – La note de satisfaction SN vs la variation du nombre des noeuds

6.2.1.e JSAR vs PMCMTP et Dijkstra

La Figure.10 met en évidence une comparaison entre l'algorithme *JSAR* et l'algorithme Dijkstra avec le *PMCMTP* (pour l'allocation des ressources). Pour les trois cas de contraintes le *JSAR* présente les meilleurs résultats vu qu'il assure la vérification des contraintes exigées et l'allocation des ressources nécessaires lors du processus de découverte d'un chemin, contrairement au principe du Dijkstra avec le *PMCMTP*. En effet, le Dijkstra essaye de trouver le plus court chemin sans vérification des contraintes puis l'allocation des ressources est effectuée en deuxième étape par le *PMCMTP*.

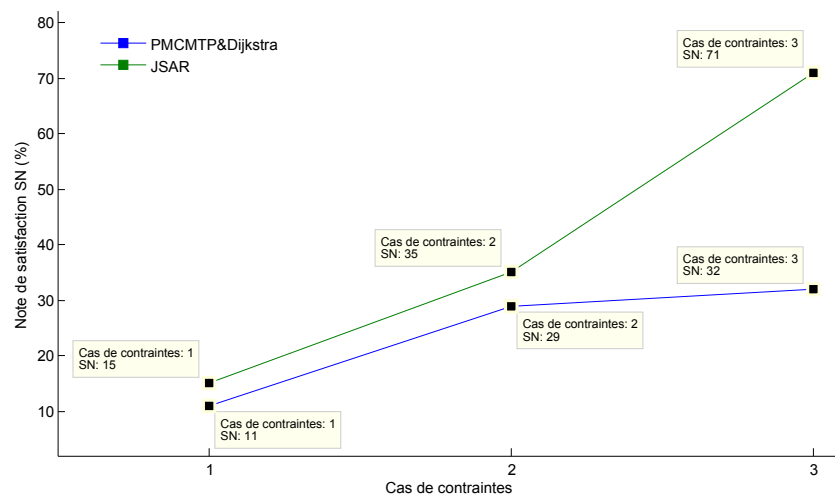


Figure 10 – JSAR vs PMCMTP et Dijkstra

6.2.2 Évaluation des métriques temporelles

Nous proposons, dans cette partie, d'évaluer le comportement de l'algorithme *JSAR* en termes de délai maximal (c'est à dire le nombre des créneaux de temps nécessaires pour servir les routes déterminées par l'algorithme) en variant à chaque simulation un paramètre d'évaluation.

6.2.2.a Créneaux de temps vs X

La Figure.11 montre l'aptitude de l'algorithme *JSAR* à trouver des meilleurs chemins minimisant les délais de bout en bout en augmentant la taille de la file des chemins. Plus le paramètre X est élevé plus les délais de bout en bout seront réduits bien que le nombre des requêtes de routage servies est plus élevé (c'est à dire le SN). Mais, le choix d'un X élevé ne sera pas toujours possible car cela sera au détriment de la durée de recherche des routes.

La Figure.12 présente le nombre des créneaux de temps nécessaires pour répondre aux besoins des routes trouvées par le *JSAR* par cycle élémentaire et pour les différentes valeurs du paramètre X (4, 5 et 6). Nous remarquons que pour X de valeur 4, et durant toute la durée de simulation, le délai maximal par cycle élémentaire est égal à 15 créneaux de temps bien que la SN réalisée pour la même valeur de X est la plus faible (Voir Figure.6). Alors qu'avec un X de valeur 6, nous trouvons que généralement le délai maximal par cycle élémentaire est de plus faible valeur bien que la SN réalisée pour la même valeur de X est la plus élevée (Voir Figure.6).

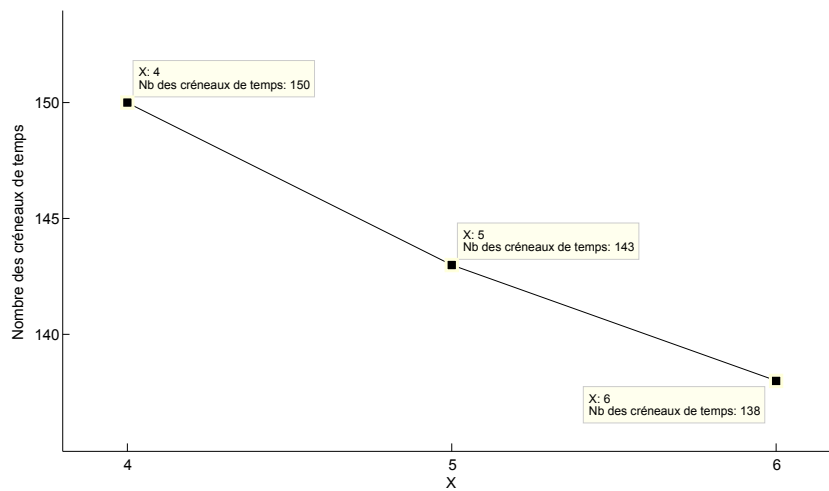


Figure 11 – Créneaux de temps vs X

6.2.2.b Créneaux de temps vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles

La Figure.13 met en évidence le comportement du *JSAR* suite à la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles. Nous remarquons que le délai maximal diffère selon le nombre de canaux de fréquence disponibles. D'une façon générale, le délai maximal augmente

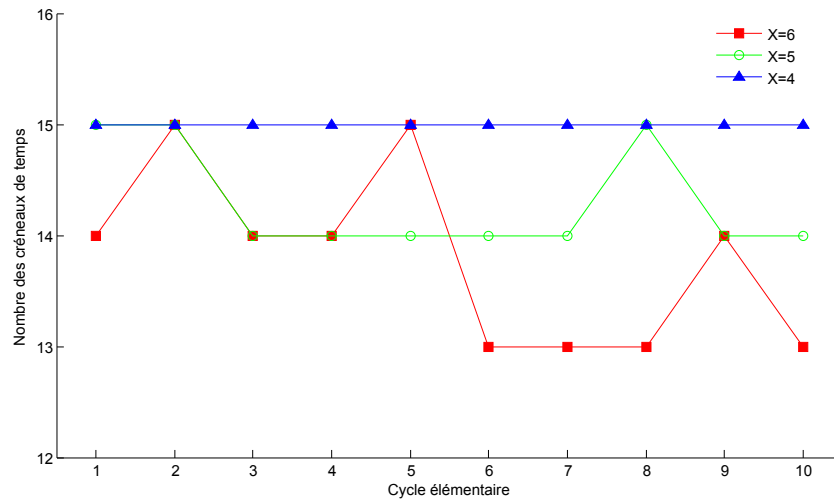


Figure 12 – Créneaux de temps par cycle élémentaire vs X

avec l'augmentation des canaux de fréquence disponibles. En effet, plus les ressources sont disponibles plus le nombre des routes à servir est important. Mais, dans le cas où le réseau dispose d'assez de ressources, comme le cas où le nombre de canaux de fréquence disponibles est égal à 4, le *JSAR* peut assurer plus de communications en parallèles ce qui réduit davantage le délai maximal. Une autre fois nous confirmons notre remarque relative au besoin d'optimiser le modèle d'allocation des canaux de fréquence *UWBCAS*, proposé dans le chapitre 3, en incluant la charge supportée par les différents PANs comme paramètre d'entrée lors de la procédure de partage des canaux de fréquence de communication.

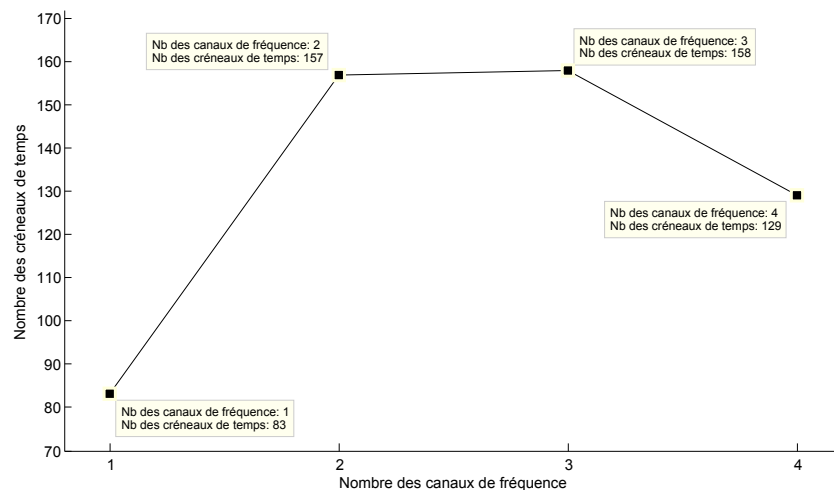


Figure 13 – Créneaux de temps vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles

6.2.2.c Créneaux de temps vs la variation du nombre des noeuds

La Figure.14 montre que le délai maximal décroît avec l'augmentation du nombre des noeuds. Pour la même charge supportée (même nombre des requêtes de demande de routage), nous avons vu que la SN décroît avec l'augmentation du nombre des noeuds (Voir Figure.9)) donc le *JSAR* essaye de minimiser le délai maximal pour les requêtes qu'il va servir.

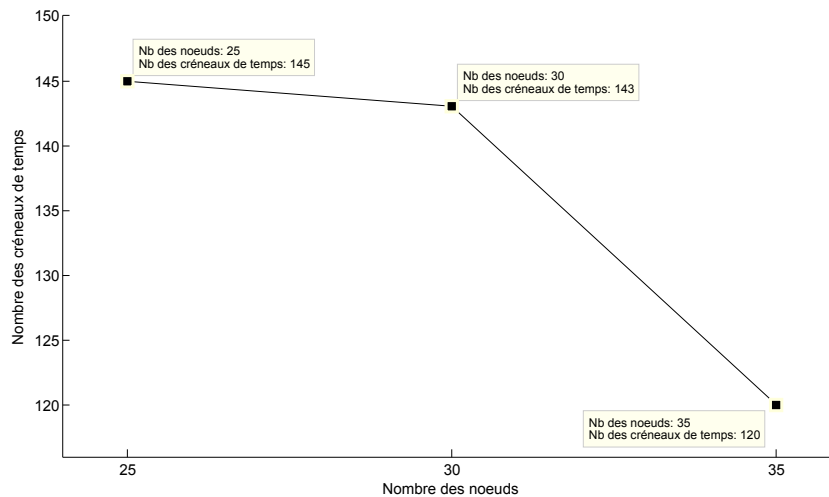


Figure 14 – Créneaux de temps vs la variation du nombre des noeuds

6.2.2.d Créneaux de temps vs Cas de contraintes : *JSAR* vs *PMCMTP* et *Dijkstra*

Bien que d'après la Figure.15, pour tous les cas de contraintes supportées le *PMCMTP* et *Dijkstra* présentent les plus faibles valeurs de délai maximal comparées aux valeurs réalisées par le *JSAR*, la Figure.16 montre que les valeurs de délai maximal par requête servie réalisées avec le *JSAR* sont généralement plus faibles que celles réalisées avec le *PMCMTP* et *Dijkstra*. Ce phénomène s'explique par le fait que le *JSAR* réalise une SN nettement meilleure que celle assurée par le *PMCMTP* et *Dijkstra*. Donc, il assure un nombre plus important de communications. Nous remarquons aussi que le délai maximal augmente quand les contraintes deviennent moins strictes vu qu'il y aura plus de requêtes servies (SN plus élevée).

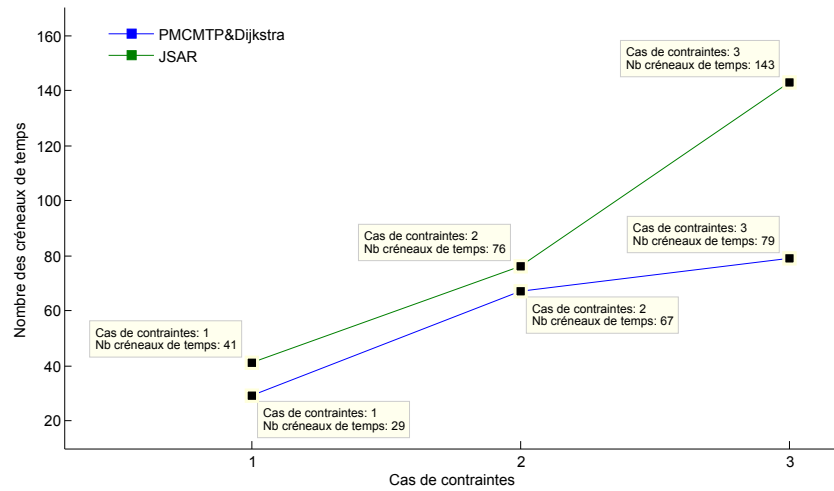


Figure 15 – Créneaux de temps vs Cas de contraintes : JSAR vs PMCMTP et Dijkstra

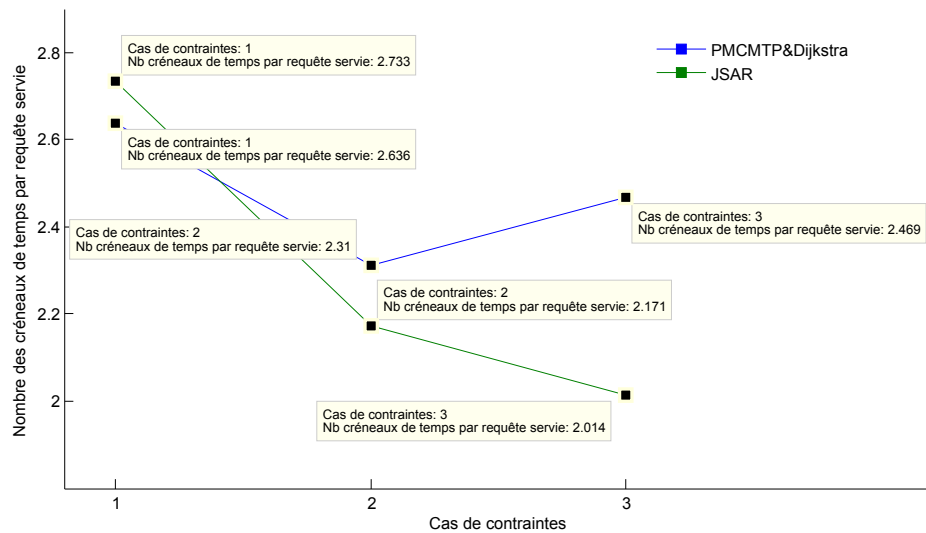


Figure 16 – Créneaux de temps par requête servie vs Cas de contraintes : JSAR vs PMCMTP et Dijkstra

6.2.3 Évaluation des métriques énergétiques

Dans cette partie, nous proposons d'évaluer le comportement de *JSAR* en termes de consommation d'énergie du réseau suite à la variation d'un ensemble de paramètres.

6.2.3.a Consommation d'énergie vs X

La Figure.17 montre que la consommation d'énergie du réseau croît avec l'augmentation de la valeur de X vu que la charge supportée par le réseau sera de plus en plus élevée (SN croît avec l'augmentation de X , voir Figure.6). Mais, si nous analysons la Figure.18 nous retrouvons

que la consommation d'énergie par requête servie décroît avec l'augmentation de la valeur de X .

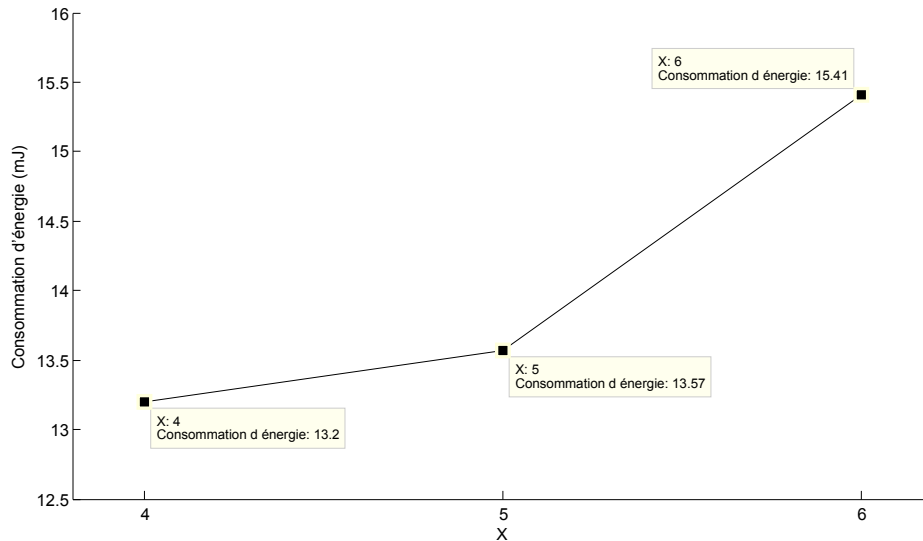


Figure 17 – Consommation d'énergie vs X

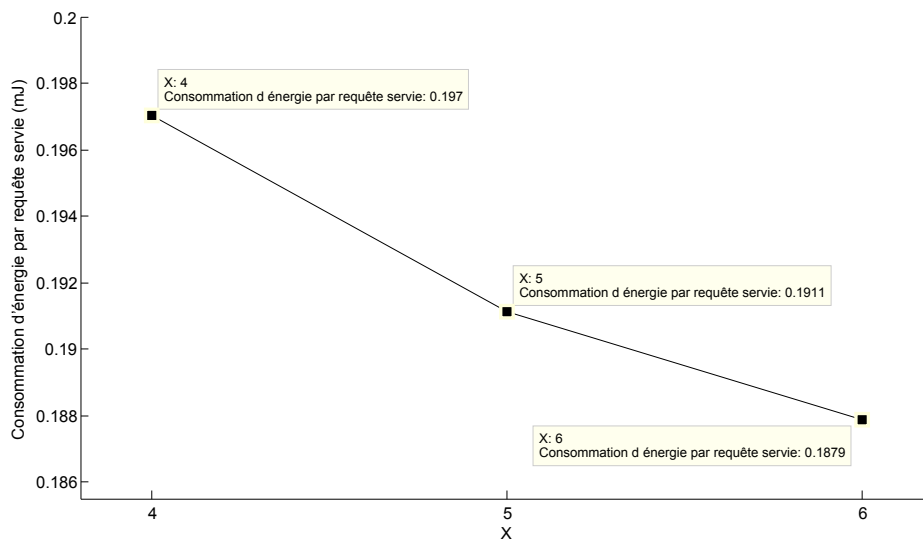


Figure 18 – Consommation d'énergie par requête servie vs X

6.2.3.b Consommation d'énergie vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles

D'après la Figure.19, la consommation d'énergie croît d'une façon linéaire avec l'augmentation du nombre de canaux de fréquence disponibles. Cette remarque s'explique par le fait que le $JSAR$ augmente d'une façon linéaire le nombre des communications en parallèle suite

à l'augmentation du nombre de canaux de fréquence disponibles. La Figure.20 montre que la consommation d'énergie par requête servie décroît avec l'augmentation du nombre de canaux de fréquence disponibles vu que la SN croît avec l'augmentation du même paramètre.

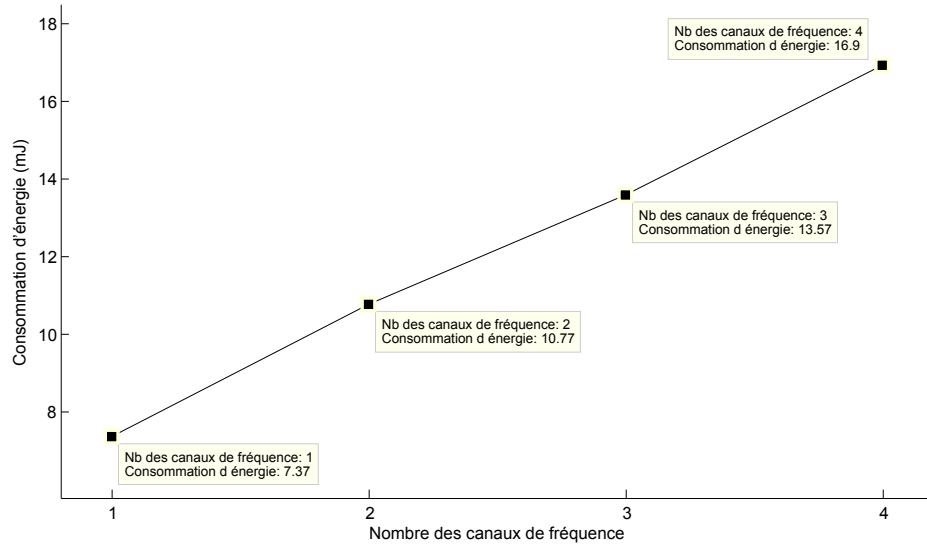


Figure 19 – Consommation d'énergie vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles

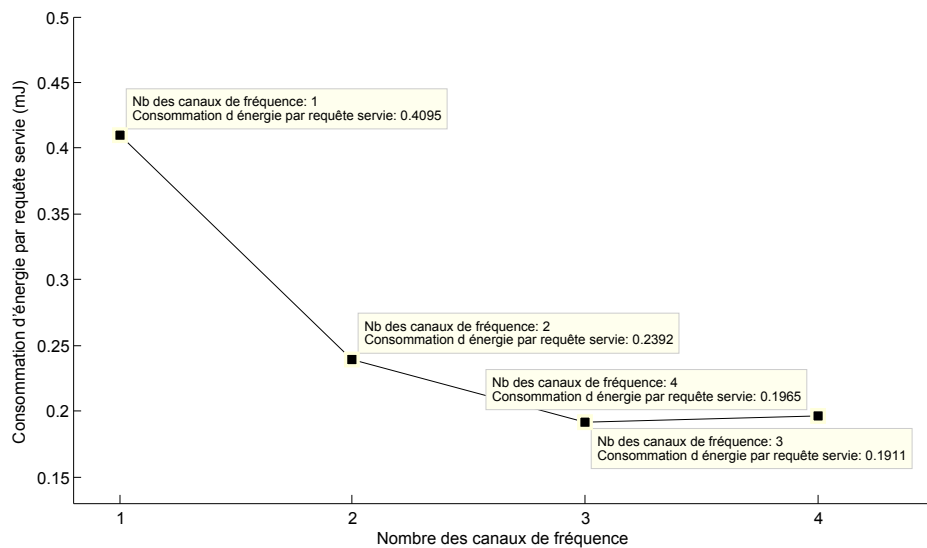


Figure 20 – Consommation d'énergie par requête servie vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles

6.2.3.c Consommation d'énergie vs la variation du nombre des créneaux de temps disponibles

D'après la Figure.21, identiquement au cas des ressources spectrales, nous remarquons que la consommation d'énergie croît avec l'augmentation des ressources temporelles pour les mêmes raisons. De même, nous remarquons que la consommation d'énergie par requête servie décroît avec l'augmentation des ressources temporelles pour aussi les mêmes raisons (Voir la Figure.22). Par conséquent, nous concluons que bien que la consommation d'énergie du réseau croît avec l'augmentation des ressources disponibles, car il y aura plus de requêtes servies (SN élevée) et donc une satisfaction des exigences de QoS supportées, le JSAR est capable de minimiser davantage l'énergie consommée par requête servie si le réseau dispose d'assez de ressources disponibles qu'elles soient spectrales ou temporelles.

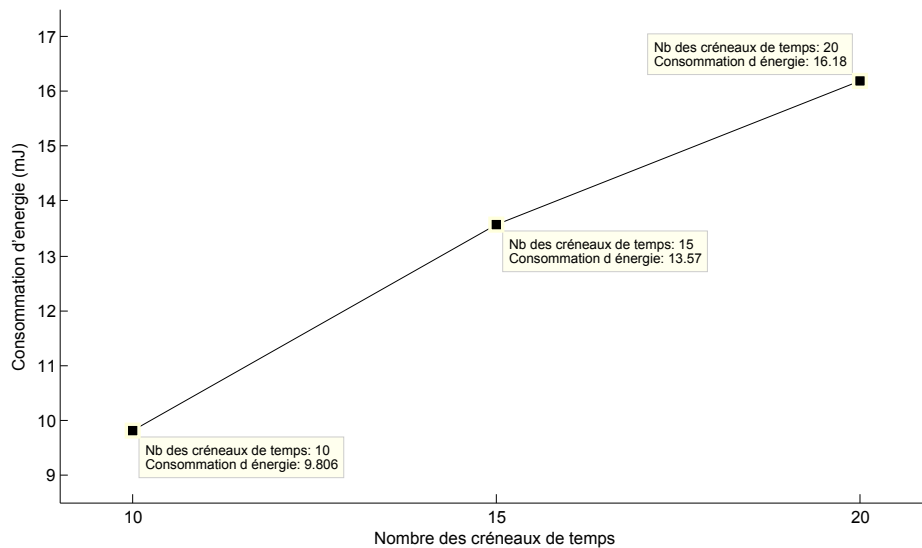


Figure 21 – Consommation d'énergie vs la variation du nombre des créneaux de temps disponibles

6.2.3.d Consommation d'énergie vs la variation du nombre des noeuds

La Figure.23 montre que la consommation d'énergie décroît avec l'augmentation du nombre des noeuds. Bien qu'il s'apparaît contradictoire, ce résultat n'est pas dû au nombre des noeuds mais plutôt au nombre des requêtes servies (SN décroît avec l'augmentation du nombre des noeuds voir Figure.9). Cependant, l'analyse de la Figure.24 montre que la consommation d'énergie par requête servie croît avec l'augmentation du nombre des noeuds.

6.2.3.e JSAR vs PMCMTP et Dijkstra

Dans cette partie, nous comparons la consommation d'énergie du réseau respectivement pour le JSAR et PMCMTP avec Dijkstra pour les différents cas de contraintes. La Figure.25 indique que le réseau consomme plus d'énergie avec JSAR qu'avec PMCMTP et

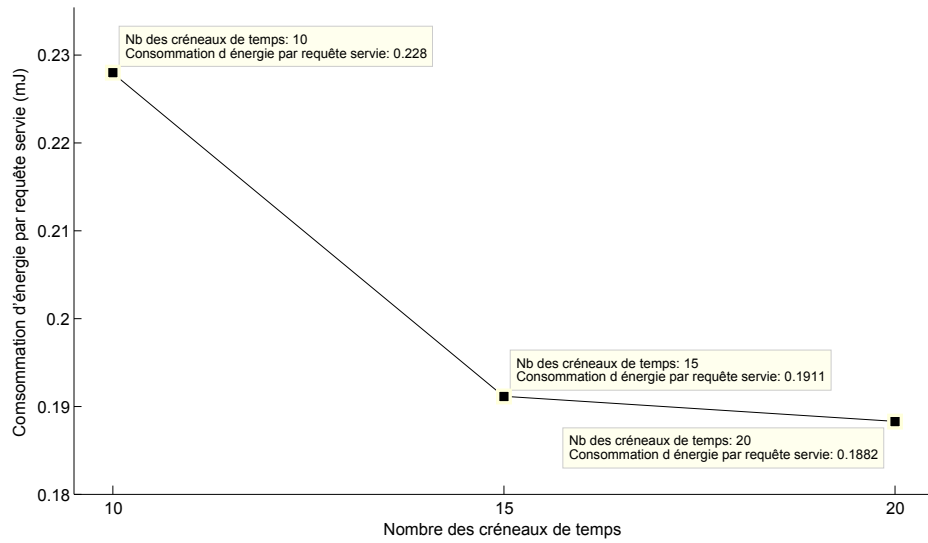


Figure 22 – Consommation d'énergie par requête servie vs la variation du nombre des créneaux de temps disponibles

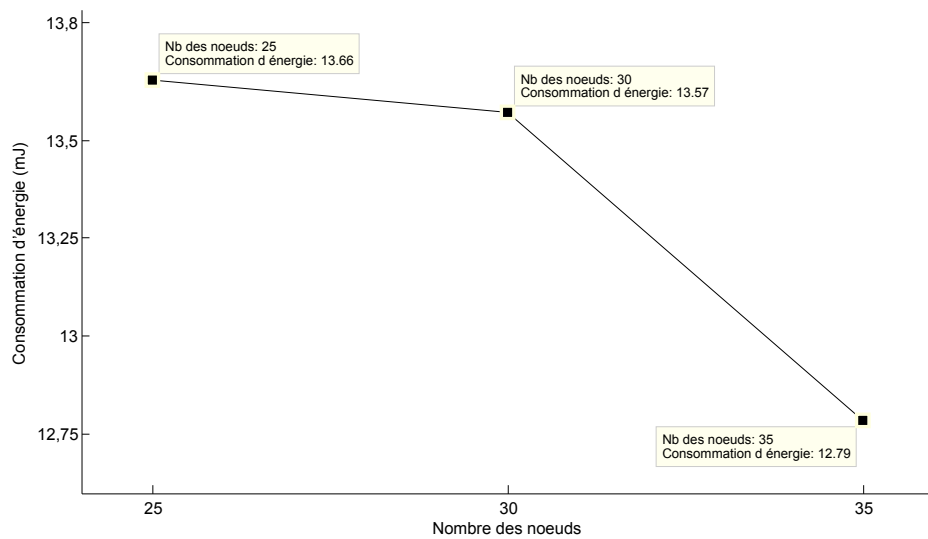


Figure 23 – Consommation d'énergie vs la variation du nombre des noeuds

Dijkstra vu que *JSAR* réalise une SN nettement meilleure que celle réalisée avec *PMCMTP* et *Dijkstra*. Mais l'analyse de la Figure.26 montre que le *JSAR* assure une faible consommation d'énergie par requête servie vu qu'il est basé sur le principe d'équilibrage de la charge permettant d'optimiser la consommation d'énergie du réseau.

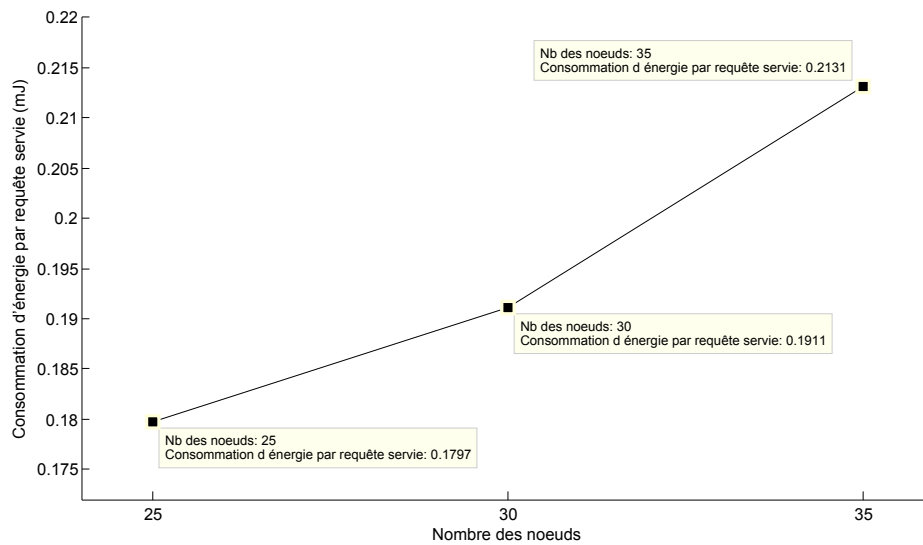


Figure 24 – Consommation d'énergie par requête servie vs la variation du nombre des noeuds

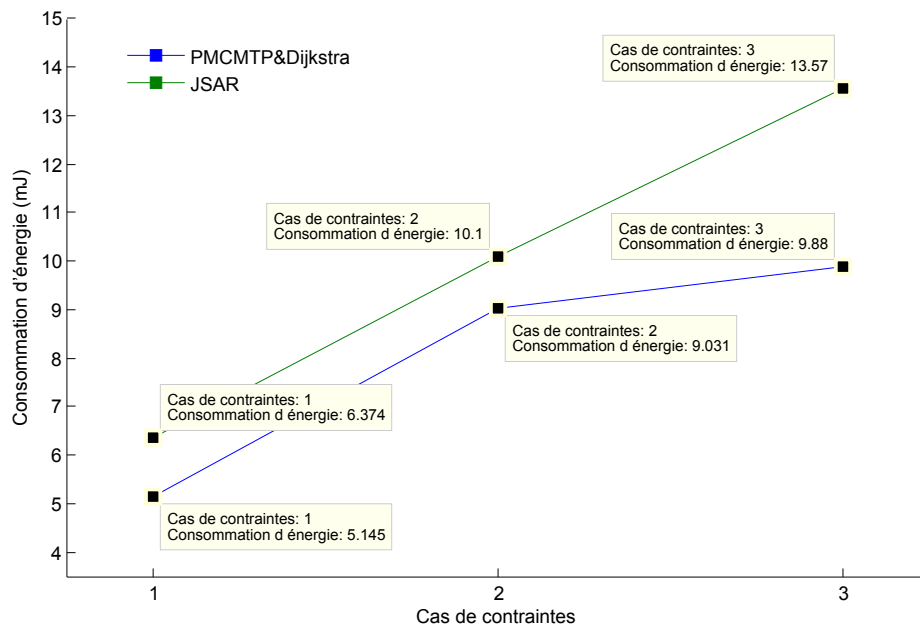


Figure 25 – Consommation d'énergie : JSAR vs PMCMTP et Dijkstra

7 Approche de calcul par opérateur pour le problème de routage multi-contrainte

Les approches classiques de routage exigent généralement la construction d'arbre ou du graphe de routage ainsi l'utilisation d'heuristiques pour éviter l'explosion combinatoire et réduire la complexité de recherche. Les auteurs dans [Schott and Staples, 2011b] viennent d'intro-

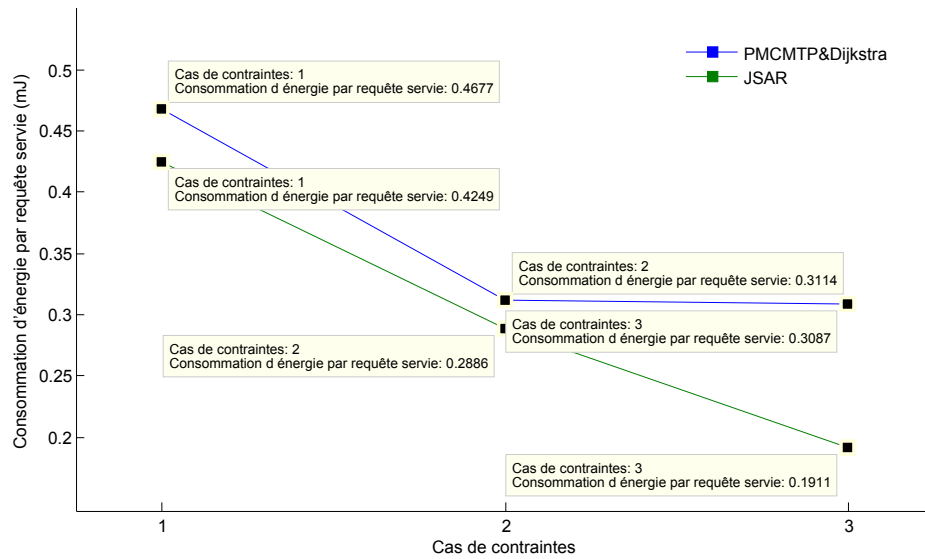


Figure 26 – Consommation d'énergie par requête servie : JSAR vs PMCMTP et Dijkstra

duire une nouvelle notion d'algèbres pour les chemins à contraintes. Les auteurs proposent l'application de cette nouvelle notion pour la résolution du problème de routage multi-contrainte. Les propriétés inhérentes combinatoires de cette nouvelle notion d'algèbres la rendent utile pour les problèmes de routage grâce à l'élimination implicite des arborescences sous-jacentes qui ne satisfaisaient pas les contraintes.

L'approche de calcul par opérateur (OC, Operator Calculs) appliquée sur les graphes a été développée dans les travaux de recherche récemment réalisés par Schott et Staples [Schott and Staples, 2011a, Schott and Staples, 2008, Staples, 2008, Staples, 2005]. Cette approche se base sur l'association des graphes avec les structures algébriques dont les propriétés révèlent des informations relatives audits graphes. Par la construction des matrices nilpotentes d'adjacence associées à un graphe fini, l'information d'auto-évitement des structures (chemins, cycles,...) au sein d'un graphe seront révélées par le calcul de puissance de la matrice. De cette façon, les cycles seront éliminés automatiquement par l'algèbre elle-même.

Plus récemment, les auteurs dans [Schott and Staples, 2011b] ont considéré une méthode de tamisage des chemins de poids (ou coûts) multi-dimensionnel simultanément répondant à un certain nombre de contraintes, par l'association des générateurs nilpotents d'une zone d'algèbre généralisée ("generalized zeon algebra"), à des liens (edges) du graphe. Les chemins dont leurs poids excèdent l'une des contraintes sont remis à zéro par des propriétés d'algèbre nilpotente. Partant du problème de routage avec support de QdS multi-critère comme défini au début du présent chapitre, nous nous sommes motivés par l'approche de calcul par opérateur pour la résolution de tel problème [Ben Slimane *et al.*,]. Dans ce contexte l'impact de l'approche de calcul par opérateur est complétée par l'élaboration d'une "algèbre des contraintes" (constraints algebra) qui supprime automatiquement les chemins dont les poids ne parvient pas à satisfaire simultanément à des multiples contraintes. L'algèbre des chemins à contraintes est ensuite utilisée pour concevoir des algorithmes de calcul des chemins à multi-contrainte au sein des graphes

pondérés.

8 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons proposé pour les réseaux de capteurs maillés, l'algorithme, *JSAR*, qui traite à la fois les problèmes d'ordonnancement des cycles d'activités des membres du réseau dans le but d'optimiser la consommation d'énergie, d'allocation efficace des canaux de fréquence et des créneaux de temps afin d'améliorer le taux d'utilisation des ressources et des performances du réseau et de routage avec support de QoS à critères multiples afin de répondre aux besoins des applications supportées. Nous avons évalué la performance de l'algorithme *JSAR* moyennant l'environnement de test Matlab. Les résultats de cette évaluation ont montré que la performance du *JSAR* s'améliore avec l'augmentation de la taille de la file des chemins et des ressources disponibles. Aussi, nous avons évalué les performances du réseau moyennant notre simulateur réseau à temps discret. Les résultats ont montré que les performances du réseau s'améliorent aussi avec l'augmentation des ressources disponibles ce qui prouve l'utilité du modèle *UWBCAS* proposé dans le chapitre 3 permettant de maximiser le nombre de canaux de fréquence par PAN actif.

Conclusion générale

L'objectif de cette thèse est de proposer des solutions protocolaires permettant d'un côté de répondre au besoin de qualité de service (QoS) dans les réseaux de capteurs sans fil et d'un autre côté d'optimiser les ressources disponibles (spectrale et temporelle) ainsi que la consommation d'énergie dans de tels réseaux. Le domaine d'application cible choisi dans notre travail est les systèmes de suivi des patients au sein d'un réseau de capteurs déployé en hôpitaux.

La présente thèse s'intéresse d'abord à l'étude et à l'analyse de la récente norme relative aux réseaux de capteurs sans fil (IEEE 802.15.4a Standard Part 15.4 : IEEE Standard for Information Technology, Amendment to IEEE Std 802.15.4-2006, 2007.) et précisément nous nous sommes focalisés sur la couche physique basée sur la technologie ultra large bande (ULB). Ainsi, nous avons essayé de profiter des avantages offerts par cette technologie pour proposer les meilleures méthodes d'optimisation et l'amélioration des performances des réseaux de capteurs sans fil denses et étendus. Pour répondre aux objectifs de cette thèse nous avons organisé le mémoire de thèse en cinq chapitres.

Pour définir les meilleures performances du réseau, nous avons donné, dans le premier chapitre, un aperçu sur les standards IEEE 802.15.4-2006 et IEEE 802.15.4a adaptés aux applications des réseaux de capteurs sans fil, domaine en pleine expansion en raison de la multiplicité des applications auxquelles il peut conduire. Suite à cette étude, nous avons opté pour le choix de la couche ULB PHY pour les futurs réseaux de capteurs sans fil vu les multiples avantages qu'elle présente, permettant la conception d'un réseau de capteurs sans fil robuste à un très faible coût, une très faible consommation d'énergie, et avec des performances qui restent les plus élevées.

Le premier problème que nous avons traité permet de répondre à la question suivante : quelle sera l'architecture réseau la plus convenable à l'application de suivi des patients en hôpital intelligent ? En réponse à cette question nous avons consacré le deuxième chapitre à la description de la nouvelle architecture réseau en trois niveaux pour un déploiement à grande échelle au sein d'un hôpital intelligent. Il détaille les différentes caractéristiques de chaque niveau de l'architecture réseau et les interactions possibles entre les différents niveaux. Cette nouvelle architecture est prévue pour améliorer la performance des réseaux de capteurs sans fil dédiés aux applications de contrôle et suivi des patients en hôpital intelligent. Contrairement aux topologies réseau à trois niveaux qui sont principalement dédiées aux applications de télémédecine [Otto *et al.*, 2006, Milenković *et al.*, 2006, Chen *et al.*, 2009], notre architecture assure différentes applications hospitalières comme le maintien à domicile des personnes handicapées ou âgées (par exemple en maisons des seniors Vill'Âge).

Pour faciliter le contrôle des patients, assurer une gestion efficace des ressources (spectrale, temporelle et énergétique) et des bonnes performances du réseau, nous avons décomposé le réseau hospitalier global WHSN (Wireless Hospital Sensor Network) en un ensemble de cellules identiques considérées comme des chambres hospitalières intelligentes. La communication entre les cellules est basée sur la technologie WiFi, et elle s'effectue moyennant un routage multi-saut. Pour assurer le support de QoS, l'équilibrage de la charge et la consommation d'énergie, le réseau d'une chambre intelligente est organisé en une topologie totalement maillée et les communications au sein d'une cellule sont basées sur des nouvelles propositions de protocole MAC multi-canal et multi-créneau de temps et un protocole de routage multi-saut et multi-critère (avec une prise en considération du support de QoS et de la conservation de l'énergie). Pour des raisons de simplicité de déploiement, de réduction de délai et de consommation d'énergie, nous avons opté pour une topologie en étoile pour l'organisation du réseau de patient BSN (Body Sensor Network).

Au troisième chapitre traitant le problème de partage des ressources spectrales, nous avons répondu à la question "comment partager et allouer efficacement les ressources du réseau en termes des canaux de fréquence ?" par la proposition d'une nouvelle méthode d'allocation des canaux de fréquence ULB pour assurer le bon fonctionnement d'un réseau de capteurs sans fil (WSN) dense et étendu. Cette politique d'allocation des canaux ULB, nommée *UWBCAS*, est destinée à la fois au trafic de communication et à celui de contrôle au sein d'un WHSN. Pour traiter le problème d'assignation des canaux de fréquence ULB dans de tels réseaux, nous avons décomposé ledit problème en deux sous problèmes :

- Allocation statique des canaux de fréquence ULB dédiés au trafic de contrôle : Afin d'éviter le problème de congestion des canaux de contrôle, la méthode proposée essaye d'assigner plusieurs canaux de contrôle (un canal de contrôle par PAN, *Personnel Area Network*). Les canaux choisis pour supporter le trafic de contrôle sont ceux ayant la plus large bande afin d'assurer la couverture de contrôle nécessaire, vu que la puissance d'émission est fonction de la largeur du canal.
- Allocation dynamique des canaux de fréquence ULB dédiés au trafic de communication : Pour améliorer les performances du réseau en termes de délai de bout en bout et de taux de transfert, la méthode proposée, sur la base de la configuration du cycle d'activité du réseau et la réutilisation spatiale des canaux, assigne le plus grand nombre des canaux par sous réseau actif ou PAN, tout en évitant le problème d'interférence.

Par ailleurs nous avons traité le cas général d'un réseau WHSN formé de N réseaux PANs.

Par rapport aux méthodes de partage des ressources spectrales utilisées par les protocoles MAC multi-canal proposés dans la littérature [Zhou *et al.*, 2006, Cagley *et al.*, 2006, So *et al.*, 2007, Chen *et al.*, 2006, Rangnekar and Sivalingam, 2004], la particularité du modèle *UWBCAS* est qu'il évite à la fois la congestion du trafic de contrôle et de communication, la sous-utilisation des ressources spectrales, les communications supplémentaires inutiles (overhead) et l'interférence entre les canaux alloués.

En réponse à la question "comment allouer efficacement les créneaux de temps par canal de fréquence pour une amélioration des performances du réseau et optimiser la consommation d'énergie des capteurs sans la dégradation des performances dudit réseau ?", nous avons consacré le quatrième chapitre à la présentation d'un nouveau protocole MAC, nommé *PMCMTP*,

permettant d'assurer un accès multi-canal multi-créneau de temps avec support de qualité de service. Le *PMCMTP* permet d'autoriser des communications en parallèle au sein de chaque réseau PAN actif. Nous avons implémenté et évalué le protocole *PMCMTP* moyennant un simulateur réseau personnalisé à temps discret que nous avons développé pour l'évaluation des différentes solutions proposées. Les résultats de simulation ont montré que le protocole *PMCMTP* assure une amélioration considérable des performances du réseau en termes de taux de transfert et de délai de bout en bout.

Étant donné que l'énergie est la ressource la plus précieuse dans un réseau de capteurs, car elle influe directement sur la durée de vie des micro-capteurs et du réseau en entier, nous avons proposé d'utiliser d'une part une couche physique assurant la plus faible consommation d'énergie, nous parlons ici de la couche ULB PHY définie par la norme IEEE 802.15.4a la plus récente en matière, et d'autre part supporter moyennant un protocole MAC efficace et équitable des communications parallèles (*PMCMTP*). Nous avons évalué le comportement du protocole *PMCMTP* moyennant la variation d'un ensemble de paramètres et en comparant ses performances avec celles d'autres protocoles MAC multi-canal comme *MCMAC*. Pour les différentes simulations, notre protocole a toujours offert les meilleurs résultats.

Dans ce même chapitre, nous avons présenté l'implémentation du protocole *PMCMTP* avec TinyOS 2.x, système d'exploitation open-source conçu pour les réseaux de capteurs sans fil, afin d'évaluer le degré de faisabilité de ces contributions en environnement réel. Vu l'indisponibilité des capteurs équipés par des cartes physique basées sur la technologie ULB, les bancs d'essai réalisés sont basés sur l'utilisation des motes MicaZ. Les résultats obtenus nous rassurent sur l'implémentabilité des solutions proposées.

Le dernier chapitre a traité la question "quelle sera la méthode de routage de données la plus adéquate à ce type de réseau permettant le support de la QoS à critères multiples, l'équilibrage de la charge et l'optimisation de la consommation d'énergie ?" reformulant un ensemble de problèmes relatifs à l'ordonnancement des cycles d'activités des membres du réseau, l'allocation des ressources spectrales et temporelles disponibles et le routage avec support de QoS à critères multiples. Comparé aux différentes solutions d'optimisation inter-couche pour les réseaux sans fil maillés, fournies en littérature, la particularité de l'algorithme *JSAR* est qu'il assure la résolution de ces différents problèmes simultanément. Nous avons évalué la performance de *JSAR* moyennant l'environnement de test Matlab. Comme nous avons aussi évalué la performance du réseau moyennant un simulateur réseau personnalisé à temps discret.

Dans ce travail, nous avons pu, moyennant les différentes solutions proposées, assurer une configuration réseau adéquate, une gestion efficace des ressources spectrale, temporelle et énergétique et un protocole de routage avec QoS multiples pour un réseau de capteurs déployé en hôpital intelligent.

A partir des résultats obtenus dans cette thèse, nous avons pu dégager de nombreuses perspectives de recherches. Ces résultats proposent une extension des protocoles et des méthodes proposés pour améliorer davantage les performances du réseau.

A court terme, il nous semble intéressant de proposer une définition du paramètre X (taille de la file des chemins) assurant un compromis entre l'efficacité du routage et la complexité de

calcul et d'espace mémoire. Ce paramètre peut être calculé en fonction de la configuration du réseau (ressources disponibles) et des exigences de QoS supportées (contraintes applicatives). Comme nous proposons d'optimiser le modèle d'allocation des canaux de fréquence, *UWBCAS*, en incluant la charge supportée par les différents réseaux PANs comme paramètre d'entrée lors de la procédure de partage des canaux de fréquence de communication.

Comme introduit en dernière section du cinquième chapitre, nous sommes en train de travailler sur une nouvelle approche de routage basée sur le calcul par opérateur. Nous proposons d'effectuer des comparaisons entre notre solution de routage basée sur l'algorithme *JSAR* et cette nouvelle approche.

A plus long terme, et dans le but de confirmer le bon fonctionnement de l'algorithme *JSAR* en environnement réel, nous proposons de l'implémenter sur des dispositifs basés sur la technologie ULB et conformes à la norme IEEE 802.15.4a s'ils sont disponibles sinon nous utiliserons des composants classiques conformes à la norme IEEE 802.15.4.

Annexe A : Technologie Ultra Large Bande ULB

Ce tableau définit les débits offerts par la couche ULB PHY en fonction des paramètres PSDU.

N° Canal	Pic PRF (MHz)	Largeur de bande (MHz)	Longueur du code du préambule	Modulation et codage			Structure du symbole						Données		
				Taux Viterbi	Taux RS	Taux FEC global	N_{burst}	N_{hop}	N_{qps}	Nombre de chips par symbole	T_{burst}	T_{sym}	Débit symbole (MHz)	Débit de données (Mb/s)	Mean PRF (MHz)
{0,3, 5,6, 8,10, 12,14}	499.2	499.2	31	0.5	0.87	0.44	32	8	128	4096	256.41	8205.13	0.12	0.11	15.60
	499.2	499.2	31	0.5	0.87	0.44	32	8	16	512	32.05	1025.64	0.98	0.85	15.60
	499.2	499.2	31	0.5	0.87	0.44	32	8	2	64	4.01	128.21	7.80	6.81	15.60
	499.2	499.2	31	1	0.87	0.44	32	8	1	32	2.00	64.10	15.60	27.24	15.60
{0,3, 5,6, 8,10, 12,14}	499.2	499.2	31	0.5	0.87	0.44	128	32	32	4096	64.1	8205.13	0.12	0.11	3.90
	499.2	499.2	31	0.5	0.87	0.44	128	32	4	512	8.01	1025.64	0.98	0.85	3.90
	499.2	499.2	31	0.5	0.87	0.44	128	32	2	256	4.01	512.82	1.95	1.70	3.90
	499.2	499.2	31	1	0.87	0.87	128	32	1	128	2.00	256.41	3.90	6.81	3.90
{0,3, 5,6, 8,10, 12,14}	499.2	499.2	127	0.5	0.87	0.44	8	2	512	4096	1025.6	8205.13	0.12	0.11	62.40
	499.2	499.2	127	0.5	0.87	0.44	8	2	64	512	128.21	1025.64	0.98	0.85	62.40
	499.2	499.2	127	0.5	0.87	0.44	8	2	8	64	16.03	128.21	7.80	6.81	62.40
	499.2	499.2	127	0.5	0.87	0.44	8	2	2	16	4.01	32.05	31.20	27.24	62.40
{4,11}	499.2	1331.2	31	0.5	0.87	0.44	32	8	128	4096	256.41	8205.13	0.12	0.11	15.60
	499.2	1331.2	31	0.5	0.87	0.44	32	8	16	512	32.05	1025.64	0.98	0.85	15.60
	499.2	1331.2	31	0.5	0.87	0.44	32	8	2	64	4.01	128.21	7.80	6.81	15.60
	499.2	1331.2	31	1	0.87	0.87	32	8	1	32	2.00	64.10	15.60	27.24	15.60
{4,11}	499.2	1331.2	127	0.5	0.87	0.44	8	2	512	4096	1025.6	8205.13	0.12	0.11	62.40
	499.2	1331.2	127	0.5	0.87	0.44	8	2	64	512	128.21	1025.64	0.98	0.85	62.40
	499.2	1331.2	127	0.5	0.87	0.44	8	2	8	64	16.03	128.21	7.80	6.81	62.40
	499.2	1331.2	127	0.5	0.87	0.44	8	2	2	16	4.01	32.05	31.20	27.24	62.40
7	499.2	1081.6	31	0.5	0.87	0.44	32	8	128	4096	256.41	8205.13	0.12	0.11	15.60
	499.2	1081.6	31	0.5	0.87	0.44	32	8	16	512	32.05	1025.64	0.98	0.85	15.60
	499.2	1081.6	31	0.5	0.87	0.44	32	8	2	64	4.01	128.21	7.80	6.81	15.60
	499.2	1081.6	31	1	0.87	0.87	32	8	1	32	2.00	64.10	15.60	27.24	15.60
7	499.2	1081.6	127	0.5	0.87	0.44	8	2	512	4096	1025.6	8205.13	0.12	0.11	62.40
	499.2	1081.6	127	0.5	0.87	0.44	8	2	64	512	128.21	1025.64	0.98	0.85	62.40
	499.2	1081.6	127	0.5	0.87	0.44	8	2	8	64	16.03	128.21	7.80	6.81	62.40
	499.2	1081.6	127	0.5	0.87	0.44	8	2	2	16	4.01	32.05	31.20	27.24	62.40
15	499.2	1355	31	0.5	0.87	0.44	32	8	128	4096	256.41	8205.13	0.12	0.11	15.60
	499.2	1355	31	0.5	0.87	0.44	32	8	16	512	32.05	1025.64	0.98	0.85	15.60
	499.2	1355	31	0.5	0.87	0.44	32	8	2	64	4.01	128.21	7.80	6.81	15.60
	499.2	1355	31	1	0.87	0.87	32	8	1	32	2.00	64.10	15.60	27.24	15.60
15	499.2	1355	127	0.5	0.87	0.44	8	2	512	4096	1025.6	8205.13	0.12	0.11	62.40
	499.2	1355	127	0.5	0.87	0.44	8	2	64	512	128.21	1025.64	0.98	0.85	62.40
	499.2	1355	127	0.5	0.87	0.44	8	2	8	64	16.03	128.21	7.80	6.81	62.40
	499.2	1355	127	0.5	0.87	0.44	8	2	2	16	4.01	32.05	31.20	27.24	62.40

Figure 27 – Les différents débits offerts par la couche ULB PHY

Annexe B : Simulateur réseau

Description de l'outil de simulation

Dans le but d'évaluer et de valider les solutions proposées (modèles, méthodes et protocoles...) dans le cadre de cette présente thèse, nous avons développé un simulateur réseau à temps discret. Notre simulateur écrit en java est basé sur quelques fonctionnalités de base du simulateur réseau Prowler (Probabilistic Wireless Network Simulator) [Pro, 2005] dans sa version java (JProwler). RMASE (Routing Modeling Application Simulation Environment) [Zhang and Simon, 2006] est un environnement de simulation pour l'évaluation des protocoles routage. Cette extension est intégrée comme application au niveau du simulateur Prowler précisément avec sa version matlab. RMASE se compose d'un générateur de topologie de réseau, un générateur des scénarios de routage, et un ensemble de paramètres de performance. Comme RMASE notre simulateur comporte un générateur de topologie de réseau, cependant autres les topologies simples, notre simulateur permet de générer des topologies complexes avec plusieurs niveaux (par exemple la topologie du réseau à trois niveaux WHSN). La particularité de notre simulateur qu'il supporte plusieurs protocoles MAC avec accès simple (TDMA) et avec accès multiple (McMAc et PMCMTP), comme il comporte plusieurs protocoles de routage avec ou sans support de QoS (JSAR, Dijkstra). Le simulateur JProwler contient dix classes dont nous avons réutilisé et adapté les classes suivantes :

- Application : Cette classe représente une seule application permettant d'envoyer et de recevoir des messages pour une application fixe et identifiée par un id unique.
- Display : Cette classe hérite de la classe java.awt.Frame. Elle assure le contrôle des graphes de sortie suite à une simulation.
- Event : Cette classe génère les événements à être traité par le simulateur.
- RadioModel : Cette classe abstraite est la classe mère de tout type de modèle de propagation.
- GaussianRadioModel : Cette classe représente le modèle de propagation Gaussien. Ce modèle se base sur l'hypothèse que les noeuds sont essentiellement statiques, elles ne changent pas de position trop souvent.
- Node : Cette classe est la classe mère pour tout type de noeud.
- Simulateur : Cette classe est le noyau de l'outil. Elle traite les événements déjà triés.

Notre simulateur contient en plus les classes suivantes :

- UWBNode : Cette classe hérite de la classe Node. Un noeud possédant une carte ULB sera un objet de la classe UWBNode.
- FrameGenerator : Cette classe assure la génération des trames de données (paquets de données) et de contrôle (trames balises, requêtes de demande de ressources) en cas de

besoin.

- WSN : C'est la classe main. Cette classe fournit l'interface de l'accueil permettant à l'utilisateur d'introduire les données nécessaires pour le lancement d'une simulation d'un scénario bien déterminé.
- WSNnetwork : Cette classe assure l'organisation du réseau global ainsi que ses différents sous réseaux.
- Network_G_representation : Cette classe assure la représentation graphique des différents sous réseaux du réseau global WSN.
- Channel_allocation : Cette classe assure l'allocation des canaux de fréquence selon les ressources disponibles et la configuration du réseau.
- Network_Channel_representation : Cette classe assure l'affichage du résultat d'allocation des canaux de fréquence par réseau.
- Classes d'évaluation : Les classes suivantes sont pour retracer le comportement des protocoles suite à la variation d'un ensemble de paramètres. Comme, il existe des classes faites pour assurer la comparaison entre deux protocoles.
 - Evaluation_MCMAC : Evaluation de la performance du protocole McMAC (A Parallel Rendezvous Multi-Channel MAC Protocol).
 - Evaluation_TDMA : Evaluation de la performance du protocole TDMA (Time division multiple access).
 - Evaluation_PMCMTTP : Evaluation de la performance du protocole PMCMTP (Prioritized Multi-Channel Multi-Time slot MAC protocol).
 - Evaluation_Node_Energy : Evaluation de la consommation d'énergie du réseau avec le protocole PMCMTP avec une couche PHY ULB et une couche PHY classique.
 - Evaluation_JSAR : Evaluation de la performance de l'algorithme JSAR (Joint Duty Cycle Scheduling, Resource Allocation and Multi-Constrained QoS Routing Algorithm).
 - Evaluation_PMCMTTP_Dijkstra : Evaluation de la performance du protocole PMCMTP avec l'algorithme de routage Dijkstra.

Ce simulateur permet de supporter l'architecture réseau à trois couches du réseau WSN ainsi il implémente le modèle d'allocation des canaux de fréquence UWBCAS (Ultra Wide Band Channel Allocation Scheme) , le protocole PMCMTP et l'algorithme JSAR.

Liste des publications

Revues

1. Ben Slimane, J., Schott, R., Song, Y-Q., Staples, G-S., : "Quantum-like Algorithms for Multi-Constrained Paths", ACM TON, IEEE/ACM Transactions on Networking, 2012. (Submitted)
2. Ben Slimane, J., Song, Y-Q., Koubâa, A., Frikha, M., : "Frequency channels and Time slots Allocation For Large-Scale Wireless Sensor Networks", Elsevier Ad Hoc Networks Journal, 2012. (Submitted)

Conférences et workshops internationaux

1. Ben Slimane, J., Song, Y-Q., Koubâa, A., Frikha, M., : "A Three-Tiered Architecture for Large-Scale Wireless Hospital Sensor Networks", The International Workshop on Mobilizing Health Information to Support Healthcare-Related Knowledge Work - MobiHealthInf 2009, Porto, Portugal. (Published)
2. Ben Slimane, J., Song, Y-Q., Koubâa, A., Frikha, M., : "Control and data channels allocation for Large-Scale UWB-based WSNs", The First International Conference on Communications and Networking - ComNet 2009, Hammamet, Tunisie. (Published)
3. Ben Slimane, J., Song, Y-Q., Koubâa, A., Frikha, M., : "A Prioritized Multi-Channel Multi-Time slot MAC Protocol For Large-Scale Wireless Sensor Networks", The First International Conference on Communications and Networking - ComNet 2009, Hammamet, Tunisie. (Published)
4. Ben Slimane, J., Song, Y-Q., Koubâa, A., Frikha, M., : "Energy Evaluation of PMCMTP for Large-Scale Wireless Sensor Networks", The Fifth International Conference on Systems and Networks Communications - CSNC 2010, Nice, France. (Published)
5. Ben Slimane, J., Song, Y-Q., Koubâa, A., Frikha, M., Cruz-Sanchez, H., : "PMCMTP's implementation (in nesC/TinyOS2.x) and Testbed for its operation validation", The 3rd WSN workshop, The 4th IFIP International Conference on New Technologies, Mobility and Security, February 2011 in Paris, France. (Published)
6. Ben Slimane, J., Song, Y-Q., Koubâa, A., Frikha, M., : "Joint duty cycle Scheduling, resource Allocation and multi-constrained QoS Routing algorithm", The 10th International Conference on Ad Hoc Networks and Wireless (ADHOC-NOW 2011), July, 2011, Paderborn, Germany. (Published)

Rapports de recherche

1. Ben Slimane, J., Song, Y-Q., Frikha, M., Koubâa, A., : "Overview of IEEE 802.15.4a-Based UWB Wireless Sensor Networks", Technical report, 2007.
2. Ben Slimane, J., Song, Y-Q., Frikha, M., Koubâa, A., : "Allocation of control and data channels for Large-Scale Wireless Sensor Networks", Technical report, 2008.
3. Ben Slimane, J., Song, Y-Q., Frikha, M., Koubâa, A., : "A multi-channel Mac protocol for wireless hospital sensor networks", Technical report, 2008.
4. Ben Slimane, J., Song, Y-Q., Koubâa, A., Frikha, M., Cruz-Sanchez, H., : "PMCMTP's implementation (in nesC/TinyOS2.x) and Testbed for its operation validation", Technical report 2010.
5. Ben Slimane, J., Song, Y-Q., Koubâa, A., Frikha, M., : "Joint QoS Routing, Duty cycle Scheduling, and Resource Allocation Algorithm", Technical report 2010.

Table des figures

1	Topologie étoile	14
2	Topologie point à point	14
3	Topologie maillée	15
4	Bandes de fréquence du standard IEEE 802.15.4-2006	16
5	Structure d'un paquet PPDU	17
6	Modes d'exécution de la sous couche MAC de la norme IEEE 802.15.4	18
7	Structure de la super-trame IEEE 802.15.4	19
8	Limites FCC pour l'utilisation de l'ULB	21
9	Limites Européennes pour l'utilisation de l'ULB à l'intérieur	22
10	Limites au Japon pour l'utilisation de l'ULB à l'intérieur	22
11	Structure d'un symbole ULB PHY	23
12	Format d'une trame ULB	24
13	Format du Préambule SHR	24
14	Format du PHR	24
15	Plan du spectre ULB	27
16	Structure d'une trame CSS	28
1	Le schéma bloc d'un noeud capteur	33
2	Réseau de capteurs	34
3	Topologies à un seul niveau	35
4	Topologie en arbre	36
5	Réseau de capteurs sans fil en hôpital, WHSN	37
6	Les différents niveaux du WHSN	38
7	Topologies proposées pour les différents niveaux du WHSN	39
8	Organisation d'un réseau de patient, BSN	41
9	Topologie d'un réseau BSN	42
10	Structure de la super-trame utilisée par d'un BSN	44
11	Topologie d'un réseau PAN	47
12	Processus de classification des données au sein un réseau PAN	49
13	Super-frames utilisées au sein d'un réseau PAN	50
14	Le réseau WHSN	51
1	Cas général d'un réseau de N_c PANs	56
2	Limite de couverture radio d'un canal de fréquence de contrôle pour la cellule $C_{1,5}$	58

3	Les sous graphes après la 1 ^{ère} et 2 ^{ème} itérations	59
4	Les sous graphes après la 3 ^{ème} , 4 ^{ème} et 5 ^{ème} itérations	60
5	Les sous graphes après la 6 ^{ème} , 7 ^{ème} et 8 ^{ème} itérations	60
6	L'allocation des canaux de contrôle pour un réseau de 12 cellules	61
7	Représentation graphique des ensembles F_{00} et G_{00}	62
8	Représentation graphique des ensembles F_{ij} et G_{ij}	63
9	Représentation graphique des ensembles E_{ij} , F_{ij} et G_{ij}	63
10	Les sous graphes après la 1 ^{ère} et 2 ^{ème} itérations	64
11	Les sous graphes après la 3 ^{ème} , 4 ^{ème} et 5 ^{ème} itérations	64
12	Les sous graphes après la 6 ^{ème} et 7 ^{ème} itérations	64
13	Les sous graphes après la 8 ^{ème} et 9 ^{ème} itérations	65
14	Allocation des canaux de contrôle au sein du sous réseau G_{24}	65
15	Allocation des canaux de contrôle au sein du réseau entier C	66
16	Algorithme d'allocation des canaux de contrôle	66
17	Limite de couverture d'un canal de fréquence de communication pour la cellule $C_{1,5}$	68
18	Les sous graphes après la 1 ^{ère} et 2 ^{ème} itérations	69
19	Les sous graphes après la 3 ^{ème} , 4 ^{ème} et 5 ^{ème} itérations	70
20	Les sous graphes après la 6 ^{ème} et 7 ^{ème} itérations	70
21	Les sous graphes après la 8 ^{ème} et 9 ^{ème} itérations	71
22	L'allocation des canaux de communication pour un réseau de 12 cellules	71
23	Représentation graphique des ensembles F'_{ij} et G'_{ij}	73
24	Représentation graphique des ensembles E'_{ij} , F'_{ij} et G'_{ij}	74
25	Les sous graphes après la 1 ^{ère} et 2 ^{ème} itérations	75
26	Les sous graphes après la 3 ^{ème} et 4 ^{ème} itérations	75
27	Allocation des canaux de communication au sein du sous réseau G'_{24}	75
28	Allocation des canaux de communication au sein du réseau entier C	76
29	Super-trame d'un réseau PAN	76
30	Algorithme d'allocation des canaux de communication	78
31	Exemple de configuration des PANs	79
32	Allocation des canaux de fréquence de communication durant les cycles actifs élémentaires	80
33	Allocation des canaux Statique vs Dynamique	81
34	Taux d'utilisation spectrale vs temps de simulation	82
35	Taux d'utilisation spectrale vs Variation du niveau de charge supportée	82
36	Taux de transfert vs Temps de simulation	83
37	Taux de transfert vs temps pour le cas du premier PAN	84
38	Délai vs Temps de simulation	84
39	Le nombre de canaux de fréquence nécessaire pour UWBCAS et MMSN en fonction de la densité des noeuds	85
1	Phase de synchronisation et demande de ressources	90
2	Structure d'un paquet d'une requête de demande de ressources	90
3	Informations nécessaires ajoutées au champ "payload"	91
4	Réception de la trame balise et début de la phase de transmission des données	95

5	Configuration du cycle d'activité du réseau	95
6	Allocation des canaux de fréquence de communication par cycle élémentaire actif vs Réglementations du spectre ULB	97
7	Nombre des créneaux de temps nécessaires vs variation du nombre de canaux de fréquence	98
8	Délai moyen de bout en bout par PAN vs la variation du nombre de canaux et de débits de transfert	98
9	Délai maximal de bout en bout vs variation de nombre de canaux de fréquence .	99
10	Le taux de transfert des données vs Temps d'exécution	100
11	Le taux de transfert des données vs variation du nombre de canaux de fréquence alloués	101
12	Le taux de transfert des données vs variation de la densité des noeuds	101
13	La consommation d'énergie du réseau global et du premier réseau PAN durant le premier cycle élémentaire	104
14	Le comportement de consommation d'énergie du réseau global et du premier réseau PAN	106
15	Énergie consommée du réseau global vs variation du nombre de canaux de com- munications alloués	106
16	Énergie consommée du réseau global vs variation de la densité des noeuds	107
17	Énergie consommée vs variation du nombre des noeuds	108
18	Énergie consommée par le réseau entier vs variation de débit de transfert de données	109
19	Énergie consommée avec différentes couches physiques	110
20	PMCMTP vs MCMAC	111
21	Efficacité énergétique	112
22	Graphe du composant - Coordinateur (CoordinatorC)	115
23	Graphe du composant - Device (DeviceC)	115
24	Configuration du réseau pour le premier scénario	116
25	Balayage des canaux de fréquence	117
26	Balayage des canaux de fréquence N° 26 , 11 et 15	118
27	Analyse temporelle du canal de fréquence N° 26	118
28	Configuration du réseau pour le second scénario	119
29	Balayage des canaux de fréquence N° 11, N° 14, N° 17, N° 20, N° 23 et N° 26 . .	120
30	Balayage des canaux de fréquence N° 23, 11 et 17	121
31	Balayage des canaux de fréquence N° 26, 14 et 20	121
32	Analyse temporelle des canaux de fréquence N° 23 et 26	122
1	Organisation du réseau WMSN	126
2	Un cycle élémentaire actif	130
3	Modèle d'optimisation inter-couche pour la maximisation de la durée du vie du réseau, le support de la QoS et l'allocation des ressources au sein d'un WMSN .	132
4	Algorithme d'allocation des ressources au sein d'un WMSN	135
5	Temps d'exécution vs X	143
6	La note de satisfaction SN vs X	145

7	La note de satisfaction SN vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles	145
8	La note de satisfaction SN vs la variation du nombre des créneaux de temps disponibles	146
9	La note de satisfaction SN vs la variation du nombre des noeuds	147
10	JSAR vs PMCMTP et Dijkstra	147
11	Créneaux de temps vs X	148
12	Créneaux de temps par cycle élémentaire vs X	149
13	Créneaux de temps vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles	149
14	Créneaux de temps vs la variation du nombre des noeuds	150
15	Créneaux de temps vs Cas de contraintes : JSAR vs PMCMTP et Dijkstra	151
16	Créneaux de temps par requête servie vs Cas de contraintes : JSAR vs PMCMTP et Dijkstra	151
17	Consommation d'énergie vs X	152
18	Consommation d'énergie par requête servie vs X	152
19	Consommation d'énergie vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles	153
20	Consommation d'énergie par requête servie vs la variation du nombre de canaux de fréquence disponibles	153
21	Consommation d'énergie vs la variation du nombre des créneaux de temps disponibles	154
22	Consommation d'énergie par requête servie vs la variation du nombre des créneaux de temps disponibles	155
23	Consommation d'énergie vs la variation du nombre des noeuds	155
24	Consommation d'énergie par requête servie vs la variation du nombre des noeuds	156
25	Consommation d'énergie : JSAR vs PMCMTP et Dijkstra	156
26	Consommation d'énergie par requête servie : JSAR vs PMCMTP et Dijkstra . .	157
27	Les différents débits offerts par la couche ULB PHY	163

Liste des tableaux

1	Caractéristiques des couches PHYs	16
2	L’attribution des canaux physiques ULB dans les régions USA, Europe et Japon	23
3	L’attribution des 8 séquences de codification ternaires	27
4	L’attribution des canaux CSS PHY	29
5	Couche physique ULB vs CSS	29
1	Classification des mesures physiologiques	45
2	Classification de niveaux d’urgence des données captées au sein d’un PAN	48
3	Règles de base	48
4	Table de mappage	49
1	Une idée sur le dimensionnement du réseau	67
2	Paramètres de simulation	80
1	Exemple de quatre requêtes de demande de ressources	94
2	Allocation des ressources pour le précédent exemple	94
3	Paramètres de simulation	96
4	Puissances de différents états d’un capteur	103
5	La durée d’une trame de données IEEE 802.15.4a	103
6	Durée de vie du réseau	112
7	Résumé du résultat de balayage des canaux de fréquence	117
8	Résumé du résultat de balayage des canaux de fréquence	121
1	Configuration du réseau	141
2	plages de variation de C_1 , C_2 et C_3 pour chaque simulation	142
3	SN vs X	142
4	SN vs N_{ch}	142
5	SN vs N_{ts}	143
6	plages de variation de C_1 , C_2 et C_3 pour chaque simulation	144
7	Configuration du réseau	144

Bibliographie

- [A. and et all, 620 625] Scholtz R. A. and et all. Uwb radio deployment challenges. In *IEEE PIMRC'02*, volume 1, London, September 620-625.
- [Akyildiz *et al.*, 2006] I F Akyildiz, Mehmet Vuran, and Ozur Akan. *A Cross-Layer Protocol for Wireless Sensor Networks*, pages 1102–1107. Ieee, 2006.
- [Aubert and Zein, 2005] L.M. Aubert and G. Zein. *Mise en place d'une couche physique pour les futurs systèmes de radiocommunications hauts débits UWB*. s.i., 2005.
- [B. Zhen and Kohno, 2007] H.B. Li B. Zhen and R. Kohno. Ieee body area networks for medical applications. In *International Symposium on Wireless Communication Systems (ISWCS)*, pages 327 – 331, Oulu, Finland, 2007.
- [Bai *et al.*, 2008] Yuebin Bai, Shujuan Liu, Mo Sha, Yang Lu, and Cong Xu. An energy optimization protocol based on cross-layer for wireless sensor networks. *JCM*, 3(6) :27–34, 2008.
- [Ben Slimane *et al.*,] Jamila Ben Slimane, René Schott, Ye-Qiong Song, and G. Stacey Staples. Quantum-like Algorithms for Multi-Constrained Paths.
- [Ben Slimane *et al.*, 2008] Jamila Ben Slimane, Ye-Qiong Song, Anis Koubâa, and Mounir Frikha. Allocation of control and data channels for Large-Scale Wireless Sensor Networks. Technical report, 2008.
- [Ben Slimane *et al.*, 2009a] Jamila Ben Slimane, Ye-Qiong Song, and Anis Koubâa. Control and data channels allocation for large-scale uwb-based wsns. In *The First International Conference on Communications and Networking*, pages 1–8, Tunisia, 2009.
- [Ben Slimane *et al.*, 2009b] Jamila Ben Slimane, Ye-Qiong Song, and Anis Koubâa. A prioritized multi-channel multi-time slot mac protocol for large-scale wireless sensor networks. In *The First International Conference on Communications and Networking*, pages 1–8, Tunisia, 2009.
- [Ben Slimane *et al.*, 2009c] jamila Ben Slimane, Ye-Qiong Song, Anis Koubâa, and Frikha Mounir. Three-tiered architecture for large-scale wireless hospital sensor networks. In *The First International Workshop on Mobilizing Health Information to Support Healthcare-related Knowledge Work*, page 11, Porto, Portugal, 2009.
- [Ben Slimane *et al.*, 2010] Jamila Ben Slimane, Ye-Qiong Song, Anis Koubaa, and Mounir Frikha. Energy evaluation of pmcmtip for large-scale wireless sensor networks. In *Proceedings of the 2010 Fifth International Conference on Systems and Networks Communications, ICSNC '10*, pages 21–30, Washington, DC, USA, 2010. IEEE Computer Society.

- [Ben Slimane *et al.*, 2012] Jamila Ben Slimane, Ye-Qiong Song, Anis Koubâa, and Frikha Mounir. Frequency channels and time slots allocation for large-scale wireless sensor networks. Soumis à Elsevier Ad Hoc Networks Journal, 2012.
- [Ben Slimane, 2007] Song Y-Q. Frikha M. Koubâa A. Ben Slimane, J. Overview of ieee 802.15.4a-based uwb wireless sensor networks. Technical report, Loria, 2007.
- [Ben Slimane, 2011a] Song Y-Q. Koubâa A. Frikha M. Ben Slimane, J. Joint duty cycle scheduling, resource allocation and multi-constrained qos routing algorithm. In *The 10th International Conference on Ad Hoc Networks and Wireless (ADHOC-NOW 2011)*, pages 29–43, Paderborn, Germany, 2011. Springer.
- [Ben Slimane, 2011b] Song Y-Q. Koubâa A. Frikha M. Cruz-Sanchez H. Ben Slimane, J. Pmcmtip's implementation (in nesc/tinyos2.x) and testbed for its operation validation. In *The 3rd WSN workshop, The 4th IFIP International Conference on New Technologies, Mobility and Security*, pages 1–6, Paris, France, 2011.
- [Berthe *et al.*, 2009] Abdoulaye Berthe, Aubin Lecointre, Daniela Dragomirescu, and Robert Plana. Simulation platform for wireless sensor networks based on impulse radio ultra wide band. In *Proceedings of the 2009 Eighth International Conference on Networks, ICN '09*, pages 61–66, Washington, DC, USA, 2009. IEEE Computer Society.
- [Bouabdallah *et al.*, 2009] Fatma Bouabdallah, Nizar Bouabdallah, and Raouf Boutaba. Cross-layer design for energy conservation in wireless sensor networks. In *ICC*, pages 1–6. IEEE, 2009.
- [Brownfield *et al.*, 2006] M.I. Brownfield, A.S. Fayez, T.M. Nelson, and N. Davis. Cross-layer wireless sensor network radio power management. In *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, pages 1160–1165, 2006.
- [Cagley *et al.*, 2006] Richard E. Cagley, Scott A. McNally, and Michael R. Wiatt. Dynamic channel allocation for dynamic spectrum use in wireless sensor networks. In *Proceedings of the 2006 IEEE conference on Military communications, MILCOM'06*, pages 1693–1697, Piscataway, NJ, USA, 2006. IEEE Press.
- [CC2,] Cc2420 datasheet. inst.eecs.berkeley.edu/cs150/Documents/CC2420.pdf.
- [Chandra-Sekaran *et al.*, 2006] Ashok-Kumar Chandra-Sekaran, Florentin Picioroaga, Uwe Brinkschulte, Klaus Mueller-Glaser, and Wilhelm Stork. Towards a self-organizing wireless hospital area network. In *World Congress on Medical Physics and Biomedical Engineering*, volume 14, pages 3984–3987, Seoul, Korea, Augst 2006 2006.
- [Chang and Tassiulas, 2000] J.H. Chang and L. Tassiulas. Energy conserving routing in wireless ad-hoc networks. In *IEEE INFOCOM*, volume 1, pages 22–31, Mars 2000.
- [Chen *et al.*, 2006] Xun Chen, Peng Han, Qiu-Sheng He, Shi liang Tu, and Zhang long Chen. A multi-channel mac protocol for wireless sensor networks. In *CIT*, pages 224–229. IEEE Computer Society, 2006.
- [Chen *et al.*, 2008] Zhurong Chen, Chao Hu, Jingsheng Liao, and Shoubin Liu. Protocol architecture for wireless body area network based on nrf24l01. In *IEEE International Conference on Automation and Logistics*, pages 3050–3054, 2008.

-
- [Chen *et al.*, 2009] Shih-Lun Chen, Ho-Yin Lee, Chiung-An Chen, Hong-Yi Huang, and Ching-Hsing Luo;. Wireless body sensor network with adaptive low-power design for biometrics and healthcare applications. *IEEE Systems Journal*, 3(4) :398–409, 2009.
- [Comer, 1995] D.E. Comer. *Internetworking with TCP/IP*. The 3rd Edition, New York :Prentice Hall, New York, 1995.
- [Commitee, 2006] Electronic Communication Commitee. Rapport no ecc/dec/(06)04 : Eccdecision of 24 march 2006 on the harmonised conditions for devices usin ultra-wideband (uwb) technology in bands below 10.6 hz. Technical report, Electronic Communication Commitee, Mars 2006.
- [Cui *et al.*, 2004] Shuguang Cui, Ritesh Madan, Andrea Goldsmith, and Sanjay Lall. Cross-layer energy minimization in tdma-based sensor networks. In *Proceedings of the Allerton Conference on Communication, Control, and Computing*, 2004.
- [Dai,] Daintree networks, "sensor network analyser".
- [Dautzenberg *et al.*, 1997] B. Dautzenberg, F. El-Husseini, I. Lahay, G. Dussard, W. Brossard, and J. L. Rizk. Analyse de 1 436 journées de télésurveillance de l’oxygénothérapie par le dispositif mediline dom’o2 dans le cadre de l’expérimentation de télésurveillance du téléport paris ile de france. *Revue des Maladies Respiratoires*, pages 14–55, 1997.
- [Dia, 2002] Diatelic project, 2002. [http ://www.diatelic.com](http://www.diatelic.com).
- [Dom, 2007] *Performance Analysis for a Body Area Network composed of IEEE 802.15.4a devices*, Hannover, Germany, 2007.
- [Domingo, 2011] Mari Carmen Domingo. A context-aware service architecture for the integration of body sensor networks and social networks through the ip multimedia subsystem. *IEEE Communications Magazine*, 49(1) :102–108, January 2011.
- [ETS,] The european telecommunications standards institute (etsi) webside. [http ://www.etsi.org/](http://www.etsi.org/).
- [FCC, 2002] FCC. First report and order : Revision of part 15 of the commissions rules regarding ultra-wideband transmission systems. Technical report, Federal Communication Commission - Office of Engineering and Technology, 2002.
- [Fontana, 2004] R J Fontana. Recent system applications of short-pulse ultra-wideband (uwb) technology. *IEEE Transactions on Microwave Theory And Techniques*, 52(9) :2087–2104, 2004.
- [G.F., 1973] Ross G.F. Transmission and reception system for generating and receiving base-band duration pulse signals for short base-band pulse communication system. *U.S. Patent 3,728,025*, July 31 1973.
- [Glu, 2003] Gluconet project, 2003. [http : //www.athos.asso.fr/IMG/pdf/pres - gluconet_montpellier_9juin03.pdf](http://www.athos.asso.fr/IMG/pdf/pres_gluconet_montpellier_9juin03.pdf).
- [Guo *et al.*, 2007] D. Guo, J. Li, M. Song, and J. Song. A novel cross-layer routing algorithm in wireless mesh network. In *The 2nd International Conference on Pervasive Computing and Applications*, pages 262–266, 2007.
- [Gyselinckx *et al.*, 2005] B. Gyselinckx, C. Van Hoof, J. Ryckaert, R.F. Yazicioglu, P. Fiorini, and V. Leonov. Human++ : autonomous wireless sensors for body area networks. In *IEEE Custom Integrated Circuits*, pages 13–19, September 2005.

- [Har, 2007] Hart, 2007. <http://hartcomm2.org/>.
- [Harmuth, 1972] Henning F. Harmuth. *Transmission of information by orthogonal functions*. Springer, New York, 1972.
- [Harmuth, 1975] Henning F. Harmuth. Range-doppler resolution of electromagnetic walsh waves in radar. In *IEEE Transactions on Electromagnetics Compatibility*, volume EMC-17, pages 106–111, 1975.
- [Harmuth, 1978] Henning F. Harmuth. Frequency-sharing and spread-spectrum transmission with large relative bandwidth. In *IEEE Transactions on Electromagnetics Compatibilit*, volume EMC-20, pages 232–239, 1978.
- [Hu *et al.*, 2008] Xiao Hu, Jiaqing Wang, Qun Yu, Waixi Liu, and Jian Qin. A wireless sensor network based on zigbee for telemedicine monitoring system[c]. In *Bioinformatics and Biomedical Engineering*, pages 1367–1370, Shanghai, 2008.
- [Iannone *et al.*, 2004] Luigi Iannone, Ramin Khalili, Kave Salamatian, and Serge Fdida. Cross-layer routing in wireless mesh networks. In *In Proc. ISWCS*, pages 319–323, 2004.
- [ISA, 2007] Isa100.11a release 1 status, 2007. www.isa.org/source/ISA100.11aRelease1status.ppt..
- [Jemai *et al.*, 2005] J. Jemai, R. Piesiewicz, and T. Kurner. Calibration of an indoor radio propagation prediction model at 2.4 ghz by measurements of the ieee 802.11b preamble. In Spring, editor, *The 61st IEEE Vehicular Technology Conference*, volume 1, pages 111–115, 2005.
- [Jen, 2007] Jennic mote datasheet, 2007.
- [Jin *et al.*, 2005] Ming-Hui Jin, Ren-Guey Lee, Cheng-Yan Kao, You-Rui Wu, D. Frank Hsu Wu4, Tse-Ping Dong, and Kuan-Tsae Huang. Sensor network design and implementation for health telecare and diagnosis assistance applications. In *Proceedings of the 11th International Conference on Parallel and Distributed Systems - Workshops - Volume 02, ICPADS '05*, pages 407–411, Washington, DC, USA, 2005. IEEE Computer Society.
- [K., 2001] Siwiak K. Impact of uwb transmission on generic receiver. In *IEEE VTC*, May 2001.
- [Kathryn, 2005] A. Kathryn. *Classical Techniques*. Springer US Book, chapter 2, 2005. <http://books.google.com/books?id=i-uTZwEACAAJ>.
- [Kim *et al.*, 2008] Youngmin Kim, Hyojeong Shin, and Hojung Cha. Y-mac : An energy-efficient multi-channel mac protocol for dense wireless sensor networks. In *Proceedings of the 7th international conference on Information processing in sensor networks, IPSN '08*, pages 53–63, Washington, DC, USA, 2008. IEEE Computer Society.
- [Kottapalli *et al.*, 2003] Venkata A. Kottapalli, Anne S. Kiremidjian, Jerome P. Lynch, Ed Carryer, Thomas W. Kenny, Kincho H. Law, and Ying Lei. Two-tiered wireless sensor network architecture for structural health. In *Smart Systems and Nondestructive Evaluation for Civil Infrastructures*, volume 5057, pages 8–19. SPIE, 2003.
- [Koubâ *et al.*, 2006] A. Koubâ, M. Alves, and E. Tovar. i-game : An implicit gts allocation mechanism in ieee 802.15.4. In *The 18th Euromicro Conference on Real-Time Systems*, pages 192–202, Dresden, 2006.

-
- [Koushanfar *et al.*, 2002] Farinaz Koushanfar, Miodrag Potkonjak, and Alberto Sangiovanni-Vincentelli. Fault tolerance techniques for wireless ad hoc sensor networks. In *IEEE Sensors*, pages 1491–1496, 2002.
- [Kuran *et al.*, 2007] Mehmet S. Kuran, Gürkan Gür, Tuna Tugcu, and Fatih Alagöz. Cross-layer routing-scheduling in ieee 802.16 mesh networks. In *Proceedings of the 1st international conference on MOBILE Wireless MiddleWARE, Operating Systems, and Applications, MOBILWARE '08*, pages 47 :1–47 :6, ICST, Brussels, Belgium, Belgium, 2007. ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering).
- [Lagrange *et al.*, 1999] X. Lagrange, P. Godlewski, and S. Tabbane. *Reseaux GSM-DCS*. Hermès Sciences, 1999.
- [L.F.W. and P.J.M., 2004] van Hoesel L.F.W. and Havinga P.J.M. A lightweight medium access protocol (Imac) for wireless sensor networks : Reducing preamble transmissions and transceiver state switches. In *1st International Workshop on Networked Sensing Systems (INSS)*, pages 205–208, Tokyo, Japan, 2004. Society of Instrument and Control Engineers (SICE).
- [Liu *et al.*, 2008] C.H. Liu, A. Gkelias, and K.K. Leung. A cross-layer framework of qos routing and distributed scheduling for mesh networks. In *IEEE Vehicular Technology Conference*, pages 2193–2197, 2008.
- [Lu and Krishnamachari, 2007] Gang Lu and Bhaskar Krishnamachari. Minimum latency joint scheduling and routing in wireless sensor networks. *Ad Hoc Netw.*, 5 :832–843, August 2007.
- [Luo *et al.*, 2008] Jun Luo, Ling ge Jiang, and Chen He. Cross-layer optimization for energy-timeliness tradeoff in tdma based sensor networks. In *GLOBECOM*, pages 255–259. IEEE, 2008.
- [MED,] Meditic : Médecine et tice. ameditic.blogspot.com/.
- [MIB, 2006] Mib510 datasheet, crossbow technologies inc, 2006.
- [Mic,] Micaz datasheet. www.openautomation.net/uploads/productos/micaz_datasheet.pdf.
- [Milenković *et al.*, 2006] Aleksandar Milenković, Chris Otto, and Emil Jovanov. Wireless sensor networks for personal health monitoring : Issues and an implementation. *Comput. Commun.*, 29 :2521–2533, August 2006.
- [Molisch *et al.*, 2006] A.F. Molisch, P.S. Orlik, and Z.J. Zafer. Uwb-based sensor networks and ieee 802.15.4a standard - a tutorial. In *The First International Conference on Communications and Networking in China (ChinaCom '06)*, pages 1–6, Octobre 2006.
- [M.Z. and R.A., 2002] Win M.Z. and Scholtz R.A. Characterization of ultra-wide bandwidth wireless indoor channels : a communication-theoretic view. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 20(9) :1613–1627, December 2002.
- [M.Z. *et al.*, 2000] Win M.Z., Chrisikos G., and Solenberger N.R. Performance of rake reception in dense multipath channels : implications of spreading bandwidth and selection diversity order. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(8) :1516–1525, August 2000.
- [Natarajan *et al.*, 2009] A. Natarajan, B.D. Silva, K.K. Yap, and M. Motani. To hop or not to hop : Network architecture for body sensor networks. In *The 6th Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks*, pages 1–9, 2009.

- [Networks, 2006] DUST Networks. Technical overview of time synchronized mesh protocol (tsmp) : Tsmpp white paper. Technical report, DUST Networks, 2006.
- [New, 2011] Nouveau capteur nanopore peut conduire à la détection précoce du cancer du poumon, 2011. <http://www.news-medical.net/news/20110916/10959/French.aspx>.
- [Nourizadeh and Deroussent, 2011] Shahram Nourizadeh and Claude Deroussent. Maisons vill'âge[®] : Smart use of home automation for healthy aging. In *ICOST*, pages 271–275, 2011.
- [Ohmura *et al.*, 2006] R. Ohmura, F. Naya, H. Noma, N. Kuwahara, T. Toriyama, and K. Kogure. Practical design of a sensor network for understanding nursing activities. *Local Computer Networks, Annual IEEE Conference on*, 0 :615–622, 2006.
- [Otto *et al.*, 2006] Chris Otto, Aleksandar Milenkovic, Corey Sanders, and Emil Jovanov. System architecture of a wireless body area sensor network for ubiquitous health monitoring. *Mobile Multimedia*, 1(4) :307–326, 2006.
- [Peng *et al.*, 2007] M. Peng, Y. Wang, and W. WangB. Cross-layer design for tree-type routing and level-based centralised scheduling in ieee 802.16 based wireless mesh networks. *IET Communications*, pages 999–1006, 2007.
- [Pister and Doherty, 2008] Kristofer S. J. Pister and Lance Doherty. Tsmpp : Time synchronized mesh protocol. In *Proceedings of the IASTED International Symposium on Distributed Sensor Networks*, 2008.
- [Pla,] Plate-forme de l'appartement intelligent. <http://infositu.loria.fr/>.
- [Pöttner *et al.*, 2010] Wolf-Bastian Pöttner, Oliver Wellnitz, and Lars Wolf. Qos-aodv6e : An energy-balancing qos routing scheme for wsns. In *Proceedings of the Seventh International Conference on Networked Sensing Systems (INSS2010)*, Kassel, Germany, June 2010.
- [Prakash *et al.*, 1995] Ravi Prakash, Niranjana G. Shivaratri, and Mukesh Singhal. Distributed dynamic channel allocation for mobile computing. In *Proceedings of the fourteenth annual ACM symposium on Principles of distributed computing*, PODC '95, pages 47–56, New York, NY, USA, 1995. ACM.
- [Pro, 2005] Network simulator prowler, 2005. <http://www.isis.vanderbilt.edu/projects/nest/prowler/>.
- [R.A., 2000] Win M.Z. and Scholtz R.A. Ultra-wide bandwidth time-hopping spread-spectrum impulse radio for wireless multiple-access communications. *IEEE Transactions on Communications*, 48(4) :679–691, April 2000.
- [Rangnekar and Sivalingam, 2004] Aniruddha Rangnekar and Krishna M. Sivalingam. Multiple channel scheduling in uwb based ieee 802.15.3 networks. In *Proceedings of the First International Conference on Broadband Networks*, BROADNETS '04, pages 406–415, Washington, DC, USA, 2004. IEEE Computer Society.
- [Ren *et al.*, 2005] H. Ren, M.Q.H. Meng, and X. Chen. Physiological information acquisition through wireless biomedical sensor networks. In *IEEE International Conference on Information Acquisition*, pages 483–488, 2005.
- [Ren *et al.*, 2006] Hongliang Ren, M.Q.H. Meng, Xijun Chen, Haibin Sun, Bin Fan, and Yawen Chan. System architecture of a body area network and its web service based data publishing. In Springer, editor, *Advanced Web and Network Technologies, and Applications international workshops*, volume 3842, pages 947–954, Harbin , CHINE, 2006.

-
- [Ret,] Partie 2 : La rétine artificielle. <http://retine-artificielle.e-monsite.com/pages/partie-2-la-retine-artificielle>.
- [Rezayat *et al.*, 2009] P. Rezayat, M. Mahdavi, M. GhasemZadeh, and M. AghaSarram. A novel real-time routing protocol in wireless sensor networks. In *International Conference on the Current Trends in Information Technology*, pages 1–6, 2009.
- [Romdhani and Bonnet, 2008] Lamia Romdhani and Christian Bonnet. Cross-layer qos routing framework for wireless mesh networks. In *Proceedings of the 2008 The Fourth International Conference on Wireless and Mobile Communications*, pages 382–388, Washington, DC, USA, 2008. IEEE Computer Society.
- [Rousselot, 2010] Jérôme Rousselot. *Ultra Low Power Communication Protocols for UWB Impulse Radio Wireless Sensor Networks*. PhD thesis, Thèse EPFL, Lausanne, 2010.
- [S. and L., 2006] Dubouloz S. and Ouvry L. Régulation et normalisation pour les communications ultra large bande (uwb). Mars 2006.
- [Schott and Staples, 2008] René Schott and G. Stacey Staples. Nilpotent adjacency matrices, random graphs, and quantum random variables. *Journal of Physics A Mathematical and Theoretical*, 41 :155–205, 2008. Prépublication IECN 2007/08 Prépublication IECN 2007/08.
- [Schott and Staples, 2011a] René Schott and G. Stacey Staples. Nilpotent adjacency matrices and random graphs. *Ars Combinatoria*, 28 :225–239, 2011.
- [Schott and Staples, 2011b] René Schott and G. Stacey Staples. Operator calculus in generalized zeon algebras : theory and application to multi-constrained path problems. Prépublication de l’Institut Elie Cartan, 2011/18 Prépublication de l’Institut Elie Cartan, 2011/18, June 2011.
- [She *et al.*, 2007] Huimin She, Axel Jantsch, Li rong Zheng, Zhonghai Lu, and Dian Zhou. A network-based system architecture for remote medical applications. In *Network Research Workshop*, 2007.
- [Sichitiu, 2004] Mihail L. Sichitiu. Cross-layer scheduling for power efficiency in wireless sensor networks. In *INFOCOM*, 2004.
- [So *et al.*, 2007] H. So, W. Walrand, and J. Jeonghoon. Mcmac : a parallel rendezvous multi-channel mac protocol. In *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, pages 334–339, 2007.
- [Song and Hatzinakos, 2007] Liang Song and Dimitrios Hatzinakos. A cross-layer architecture of wireless sensor networks for target tracking. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 15 :145–158, February 2007.
- [Sta, 2003a] Ieee 802.15.3 standard part 15.3 : Wireless medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications for high rate wireless personal area networks (wpans), 2003.
- [Sta, 2003b] Ieee 802.15.4 standard part 15.4 : Wireless medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications for low-rate wireless personal area networks (lr-wpans), ieee standard for information technology, revision of ieee std 802.15.4-2003, 2003.
- [Sta, 2006] Ieee 802.15.4 standard part 15.4 : Wireless medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications for low-rate wireless personal area networks (lr-wpans), ieee standard for information technology, revision of ieee std 802.15.4-2003, 2006.

- [Sta, 2007] Ieee 802.15.4a standard part 15.4 : Ieee standard for information technology, amendment to ieee std 802.15.4-2006, 2007.
- [Staderini, 2002] E.M Staderini. Uwb radars in medicine. In *IEEE Aerospace and Electronic Systems Magazine*, pages 13–18, january 2002.
- [Staples, 2005] G. Stacey Staples. Clifford-algebraic random walks on the hypercube. *Advances in Applied Clifford Algebras*, 15 :213–232, 2005.
- [Staples, 2008] G. Stacey Staples. A new adjacency matrix for finite graphs. *Advances in Applied Clifford Algebras*, 18 :997–991, 2008.
- [Su and Lim, 2009] Weilian Su and Tat L. Lim. Cross-layer design and optimisation for wireless sensor networks. *Int. J. Sen. Netw.*, 6 :3–12, August 2009.
- [Tel,] Telosb datasheet. www.willow.co.uk/TelosB_Datasheet.pdf.
- [Upadhyaya and Dhingra, 2010] Dr.S Upadhyaya and G. Dhingra. Exploring issues for qos based routing algorithm. *International Journal on Computer Science and Engineering*, 2 :1792–1795, 2010.
- [Wang and Berger, 2008] Xiaofei Wang and Toby Berger. Spatial channel reuse in wireless sensor networks. *Wirel. Netw.*, 14 :133–146, March 2008.
- [Wang et al., 2008] Honggang Wang, Dongming Peng, Wei Wang, Hamid Sharif, and Hsiao-Hwa Chen. Cross-layer routing optimization in multirate wireless sensor networks for distributed sourcecoding based applications. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 7(10) :3999–4009, 2008.
- [Wattenhofer et al., 2001] R. Wattenhofer, L. Li, P. Bahl, and Y. Wang. Distributed topology control for power efficient operation in multihop wireless ad hoc networks. In *IEEE INFOCOM*, volume 3, pages 1388–1397, 2001.
- [Wendong and al., 2002] X. Wendong and al. An efficient heuristic algorithm for multi-constrained path problems. In *The 56th IEEE Vehicular Technology Conference*, pages 1317–1321, 2002.
- [WiF,] http://en.wikipedia.org/wiki/List_of_ad_hoc_routing_protocols.
- [Win, 2002] M.Z. Win. Spectral density of random uwb signals. *IEEE Communications Letters*, 6(12) :526–528, December 2002.
- [Wolf and Saadaoui, 2007] Lars Wolf and Sana Saadaoui. Architecture concept of a wireless body area sensor network. In *The 4th IEEE Consumer Communications and Networking Conference*, pages 722–726, 2007.
- [Xin et al., 2004] W. Xin, R. Yong, Z. Jun, G. Zihua, and R. Yao. Energy efficient transmission protocol for uwb wpan. In *The 60th IEEE Vehicular Technology Conference*, volume 7, pages 15292–5296, Octobre 2004.
- [Yuan and Yu, 2006] Jun Yuan and Wei Yu. Distributed cross-layer optimization of wireless sensor networks : A game theoretic approach. In *Proc. of the GlobeCom 2006. San Francisco : IEEE Communications Society*, 2006.
- [Yun et al., 2007] Liang Yun, Abhik Roychoudhury, and Tulika Mitra. Timing analysis of body area network applications. In Christine Rochange, editor, *7th Intl. Workshop on Worst-Case Execution Time (WCET) Analysis*, Dagstuhl, Germany, 2007. Internationales Begegnungs- und Forschungszentrum f"ur Informatik (IBFI), Schloss Dagstuhl, Germany.

-
- [Zhang and Simon, 2006] Ying Zhang and Gyula Simon. High-level sensor network simulations for routing performance evaluations. In *The International Conference on Networked Sensing Systems, INSS*, 2006.
- [Zhang *et al.*, 2009] Jinyun Zhang, Philip Orlik, Zafer Sahinoglu, Andreas Molisch, and Patrick Kinney. Uwb systems for wireless sensor networks. Technical report, MITSUBISHI ELECTRIC RESEARCH LABORATORIES, 2009.
- [Zheng *et al.*, 2005a] T. Zheng, S. Radhakrishnan, and V. Sarangan. Pmac : an adaptive energy-efficient mac protocol for wireless sensor networks. In *Proceedings of the 19th IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium 2005*, volume 13, pages 237–245, 2005.
- [Zheng *et al.*, 2005b] Y. Zheng, Y. Tong, J. Yan, Y.P. Xu, W.G. Yeoh, and F. Lin. A low power noncoherent cmos uwb transceiver ics. In *IEEE Radio Frequency integrated Circuits (RFIC) Symposium*, pages 347–350, 2005.
- [Zhou *et al.*, 2006] Gang Zhou, Chengdu Huang, Ting Yan, Tian He, John A. Stankovic, and Tarek F. Abdelzaher. Mmsn : Multi-frequency media access control for wireless sensor networks. In *INFOCOM*, pages 1–13, 2006.
- [Zig, 2004] Zigbee specification, 2004. <http://www.zigbee.org/>.
- [Özlem Durmaz Incel *et al.*, 2006] Özlem Durmaz Incel, Stefan Dulman, and Pierre G. Jansen. Multi-channel support for dense wireless sensor networking. In Paul J. M. Havinga, Maria Eva Lijding, Nirvana Meratnia, and Maarten Wegdam, editors, *EuroSSC*, volume 4272 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 1–14. Springer, 2006.

Résumé

Le thème général du sujet tourne autour de l'optimisation inter-couche des réseaux de capteurs basés sur la technologie ultra large bande ULB (*UWB, Ultra Wide Band*) moyennant des solutions protocolaires permettant d'un côté de répondre au besoin de qualité de service QoS à critères multiples dans les réseaux de capteurs sans fil et d'autre côté d'assurer le partage et l'allocation efficace des ressources disponibles (spectrale et temporelle) ainsi que l'optimisation de la consommation d'énergie dans des tels réseaux. Le domaine d'application cible choisi dans le présent travail est les systèmes de suivi des patients au sein d'un réseau de capteurs déployé en hôpital intelligent (*WHSN, Large-scale Wireless Hospital Sensor Network*). Dans ce contexte, nous avons proposé le modèle UWBCAS pour assurer le partage des ressources spectrales entre les PANs. Puis, nous avons conçu et implémenté un protocole MAC multi-canal multi-créneau de temps avec support de qualité de service, PMCMTP, pour assurer une allocation conjointe des canaux de fréquence et des créneaux de temps au sein de chaque réseau PAN. Enfin nous avons proposé l'algorithme JSAR qui traite à la fois les problèmes d'ordonnancement des cycles d'activités des membres du réseau dans le but d'optimiser la consommation d'énergie, d'allocation efficace des canaux de fréquence et des créneaux de temps afin d'améliorer le taux d'utilisation des ressources et les performances du réseau et de routage avec support de QoS à critères multiples afin de répondre aux besoins des applications supportées.

Mots-clés: réseau de capteurs, technologie ULB, WHSN, allocation des ressources, QoS à critères multiples, optimisation inter-couche

Abstract

The general context of the present memory is about the cross-layer optimization of wireless sensors networks based on ultra wide band technology UWB. The proposed solutions ensure the share and the efficient allocation of spectral and temporal resources, the optimization of the energy consumption and the support of multi-constraints quality of services QoS. The most challenging issue is providing a tradeoff between the resource efficiency and the multi-constrained QoS support. For this purpose, we proposed a new Wireless Hospital Sensor Network (WHSN) three-tiered architecture in order to support large-scale deployment and to improve the network performance. Then we designed a channel allocation scheme (UWBCAS,) and a prioritized multi-channel multi-time slot MAC protocol (PMCMTP) to enhance network performance and maximize the resource utilization. Finally, we proposed a joint duty cycle scheduling, resource allocation and multi-constrained QoS routing algorithm (JSAR) which simultaneously combines, a duty cycle scheduling scheme for energy saving, a resource allocation scheme for efficient use of frequency channels and time slots, and an heuristic for multi-constrained routing protocol.

Keywords: WSN, UWB technology, WHSN, resource allocation, multi-constrained routing, cross-layer optimization

