

**UNIVERSITE EL HADJ LAKHDAR DE BATNA**

**Faculté des sciences**

**Département d'Informatique**

# **Mémoire**

En vue de l'obtention du diplôme de

**Magister en Informatique**

(Option: Ingénierie des Systems Informatiques)

**THÈME**

## **Utilisation du protocole IEEE802.15.4 dans les réseaux de capteurs sans fil**

Travail réalisé par: Mr Sahraoui Mohamed

Sous la direction de: Pr Bilami Azeddine

**Membre de jury compose de:**

<b>Dr. Bellattar Brahim, Maitre de conférence(A) – Université de Batna</b>	<b>Président</b>
<b>Pr. Bilami Azeddine, Professeur – Université de Batna</b>	<b>Rapporteur</b>
<b>Dr. Babahenini Med Chawki, Maitre de conférence(A) – Université de Biskra</b>	<b>Examineur</b>
<b>Dr. Lahlouhi Ammar, Maitre de conférence(A) – Université de Batna</b>	<b>Examineur</b>

***Promotion 2010-2011***

بِسْمِ اللَّهِ الرَّحْمَنِ الرَّحِيمِ

# Remerciement

*Ce travail n'aurait jamais vu le jour sans l'aide et le soutien d'un certain nombre de personnes auxquelles j'aimerais exprimer ici toute ma reconnaissance.*

*Tout d'abord mes remerciements et ma grande gratitude s'expriment envers Pr Bilami Ezzedine mon encadreur. Ses conseils et ses encouragements ont permis à ce travail d'aboutir. Ses capacités scientifiques et ses compétences étaient mon grand support. La liberté qu'il m'a accordée et les responsabilités qu'il m'a confiées ont beaucoup contribué à ma formation et à mon autonomie de travail. Ses lectures attentives, ses critiques et suggestions ont été d'une précieuse aide pour la réalisation de ce projet.*

*Je remercie profondément redevable aux membres du jury qui m'ont fait honneur en acceptant d'évaluer mon travail.*

*Mes remerciements vont encore à Dr. Lakhdari Fatoum, la directrice générale du centre de recherche scientifique et technique sur les régions arides (CRSTRA) pour leur aide ainsi que leurs encouragements continus tout au long de la période de mes études de post graduation.*

*J'adresse également mes sincères remerciements à ma famille; ma mère, mes deux yeux sœurs et mes frères de m'avoir aidé à surmonter tous les obstacles et à me forger à travers les difficultés vécues durant toute cette période de travail.*

*Merci également à tous ce qui a contribué de près ou de loin à la réalisation de ce modeste travail.*

*Enfin, merci à toutes les personnes dont l'amitié m'a apportée les moments de réconfort et de distraction nécessaires lors du déroulement d'un tel projet.*

# Résumé

Le progrès technologique réalisé dans les domaines de la micro-électromécanique (MEMS), les communications sans fil et la micro-électronique a permis d'accélérer le déploiement de petits dispositifs capables d'accomplir des fonctionnalités avancées. Ce sont les capteurs qui se caractérisent par leurs fortes contraintes de consommation énergétique en raison de leurs tailles réduites ainsi que leurs déploiements. Ces caractéristiques ont contribué à l'émergence du standard spécial appelé IEEE 802.15.4 qui a été établi, en 2004, comme le standard global pour les réseaux personnels sans fil à bas débit (LR-WPAN). Malgré les mécanismes utilisés par ce standard pour préserver l'énergie tel que l'utilisant de la technique CSMA/CA pour l'esquive de collisions entre les paquets de données, les collisions restent possibles entre les trames balise dans une architecture d'arbre de cellules (Maillé) où on trouve plusieurs coordinateurs responsables de générer ce type de trame. Ces collisions peuvent paralyser tout ou une partie du réseau de capteurs. Afin de résoudre ce problème, nous proposons une nouvelle méthode d'affectation fixe des canaux en utilisant POMF (Protocole d'ordonnancement multi fréquence). Le principal objectif de ce travail est de minimiser la consommation d'énergie au sein du réseau en réduisant les effets des collisions qui peuvent se produire si les nœuds fonctionnent sur la même fréquence. Cette nouvelle méthode repose sur l'utilisation de deux mécanismes d'esquive de collisions de trames balise: elle commence par diviser le réseau en un nombre de sous réseaux égal à celui des canaux existants afin d'éviter les collisions entre ces sous réseaux (inter sous réseaux). En plus, il utilise un mécanisme d'ordonnancement des trames de balise à l'intérieur de chaque sous réseau afin d'éviter les collisions qui peuvent se produire sur le même canal (intra sous réseaux). Nous avons également évalué les performances de la méthode proposée par la simulation. Les résultats montrent que cette méthode permet de minimiser, d'une manière efficace, la possibilité de collisions de trames balise en utilisant un nombre minimum de canaux disponibles dans le standard IEEE 802.15.4.

# Abstract

Advances in micro-electromechanic (MEMS), microprocessor, and wireless technologies, have accelerated the deployment of network-capable computing devices attached to various objects over the world. These devices should be small in size and have a characteristic of extremely low power consumption. Therefore, in 2004, IEEE802.15.4 has been established as a global standard satisfying low power and low cost. After that, the phenomenal popularity of this standard has also led to the indiscreet deployment of WPANs. However, sometimes; LR-WPANs suffer from several types of collisions. In spite of being able to avoid data packets colliding with each other by using CSMA/CA, the risk of beacon collisions still remains especially in a cluster-tree network topology that exist more than one coordinator. In order to solve this problem, we propose a novel fixed channel management scheme using MCSP (Multi-Canal Scheduling Protocol). The key objective in this work is to minimize energy consumption within the network by reducing the effects of collisions that may occur if the clusters operate on the same frequency. By using a newly proposed method, MCSP that uses two beacon avoidance mechanisms: it starts by dividing the hole network into a number of sub networks according to the number of the existing channels in order to avoid the inter sub networks beacon frame collisions, and it uses the mechanism of beacon frame scheduling for each sub network in order to avoid the intra sub networks beacon frame collisions. We also evaluate the performance of the proposed scheme through simulation. The simulation results show that the proposed scheme can minimize the possibility of beacon collisions by the efficiently managing of the multiple available channels while the dissipated power consumption using MCSP is better than the PAN which uses the classical IEEE 802.15.4.

**Mots clés:** IEEE 802.15.4, Wireless Personal Area Network, LR-WPAN, Zigbee, Wireless Sensor Networks.

# Table des matières

INTRODUCTION GENERALE.....	1
<b>CHAPITRE 1 : «Description générale du protocole IEEE802.15.4 »</b>	
1. INTRODUCTION.....	3
2. DESCRIPTION GENERALE DU STANDARS IEEE802.15.4/ZigBee .....	4
3. CARACTERISTIQUES PRINCIPALES DU STANDARD IEEE802.15.4.....	6
3.1. Les dispositifs du réseau.....	6
3.2. Les topologies du réseau.....	6
3.2.1. La topologie étoile.....	7
3.2.2. La topologie point-à-point.....	7
3.2.3. La topologie en arbre de cellules ou maillée partielle.....	8
3.3. La couche physique .....	8
3.3.1. Structure générale d'un paquet PHY .....	10
3.4. La couche MAC .....	10
3.4.1. Les modes de fonctionnement du protocole IEEE 802.15.4.....	10
3.4.1.1. Mode balisé (Beacon enabled).....	11
3.4.1.2. Mode non balisé ( No Beacon enabled).....	12
3.4.2. La structure de la supertrame.....	13
3.4.3. L'algorithme CSMA/CA .....	16
3.4.4 Gestion des GTS .....	18
3.4.4.1 Transmission en utilisation les GTS .....	19
3.4.6 Structure générale des paquets.....	20
3.4.6.1. Structure d'une trame balise « Beacon .....	20
3.4.6.2. Structure d'une trame de donnée .....	21
3.4.6.3 Structure d'une trame d'acquittement (ACK).....	22
3.4.6.4. Structure d'une trame de commande.....	23
4. CONCLUSION.....	24
<b>CHAPITRE 2: «Les collisions de trames balise dans le protocole IEEE802.15.4 »</b>	
1. INTRODUCTION .....	25
2. SYNCHRONISATION DES CELLULES DANS UN RESEAU MAILLE .....	26
3. COLLISIONS DE TRAMES BALISE .....	26
3.1. Collision directe de trames balise.....	27
3.2. Collision indirecte de trames balise.....	28
4. APPROCHES D'ESQUIVE DE COLLISIONS DE TRAME BALISE.....	28
4.1. L'approche réactive.....	29
4.2. L'approche proactive.....	29
4.2.1. Esquive de collision par multiplexage temporel de supertrames.....	29
4.2.1.1. Ordonnancement des durées de supertrame .....	30
4.2.1.2. Cas de la durée de la section active des supertrames de longueur différente.....	31
4.2.1.3. Optimisation du multiplexage temporel par groupement de coordinateurs .....	33
4.2.2. Esquive de collision par section exclusive de trames balise .....	35
4.2.2.1. Allocation d'un slot dans la section exclusive de balises.....	36
4.2.2.2. Limites de cette solution.....	37
4.2.2.3. Optimisation de l'approche par section exclusive de balises.....	39
4.2.2.4. Limites de la proposition.....	40
4.2.2.5. Extension de la synchronisation des balises et des GTS.....	40
4.2.2.6. Principe de synchronisation des GTS .....	42
4.2.2.7. Limites de l'extension.....	44
5. CONCLUSION .....	44
<b>CHAPITRE 3 : «Les protocoles multifréquences pour les RCSFs »</b>	
1. INTRODUCTION.....	46
2. LES PROTOCOLES MULTIFREQUENCE POUR LES RCSFs .....	47

2.1. Affectation Dynamique de fréquences .....	47
2.1.1. Le protocole "Self-organizing, collision-free, multi-channel convergecast" .....	48
2.1.2. Le protocole MMAC .....	48
2.1.3. Avantages .....	49
2.1.4. Inconvénients .....	49
2.2 Affectation Semi Dynamique .....	49
2.2.1 Le protocole MMSN .....	49
2.2.2 Le protocole HYMAC .....	50
2.2.3. Avantages .....	51
2.2.4. Inconvénients .....	51
2.3 Affectation fixe de fréquences .....	52
2.3.1 Le protocole " Frequency multiplexed LMAC" .....	52
2.3.1.1. Avantages .....	53
2.3.1.2. Inconvénients .....	53
2.3.2 Le protocole TMCP .....	53
2.3.1.1. Avantages .....	54
2.3.1.2. Inconvénients .....	55
3. CONCLUSION .....	55

#### **CHAPITRE 4 : «Algorithme proposé »**

1. INTRODUCTION .....	57
2. CONCEPTS DE BASE DE POMF .....	57
3. ARCHITECTURE DE FONCTIONNEMENT DE POMF .....	58
4. LES ETAPES D'AFFECTION DE FREQUENCES ET DES CFSTSs .....	63
5. CONCLUSION .....	67

#### **CHAPITRE 5 : «Implémentation et simulation »**

1. INTRODUCTION .....	68
2. CHOIX DU LANGAGE ET DE L'ENVIRONNEMENT D'IMPLEMENTATION .....	68
3. PREPARATION DE L'ENVIRONNEMENT D'IMPLEMENTATION .....	69
4. L'IMPLEMENTATION DE L'ALGORITHME POMF .....	70
5. ENVIRONNEMENT DE SIMULATION .....	75
5.1. Evaluation de la consommation d'énergie .....	76
6. RESULTATS ET ANALYSE .....	76
7. CONCLUSION .....	81

CONCLUSION GENERALE .....	82
---------------------------	----

# Liste des figures

Figure1: Réseau de capteur sans fil (WSN)	4
Figure2: Pile protocolaire IEEE 802.15.4/ZigBee	5
Figure3: Différentes topologies de réseaux	7
Figure4: Bandes de fréquences du standard IEEE 802.15.4	9
Figure5: Structure générale d'un paquet PHY	10
Figure6: Modes de fonctionnement du standard IEEE 802.15.4	11
Figure7: Structure générale de supertrame en mode balisé	11
Figure8: Modes de transmission en mode balisé	12
Figure9: Modes de transmission en mode non balisé	13
Figure10: Structure de supertrame en mode balisé	13
Figure12: (a) L'algorithme CSMA/CA en mode balisé, (b) L'algorithme CSMA/CA en mode non balisé	18
Figure13: Séquence d'échanges entre un coordinateur et un nœud capteur en CFP	19
Figure14: Structure d'une trame MAC balise	20
Figure15: Structure d'une trame MAC de donnée	21
Figure16: Structure d'une trame MAC d'acquittement	22
Figure17: Structure d'une trame MAC de commande	23
Figure18: Modèle de réseau en arbre de cellules	27
Figure19: Collisions directes et indirectes de trames balise	28
Figure20: Esquive de collisions par multiplexage temporel de supertrames	29
Figure21: Illustration de l'Algorithme DSD	32
Figure22: Exemple d'organisation de supertrames	34
Figure23: Section exclusive de trames balise	35
Figure24: Topologie en arbre de cellules - Scénario pour une synchronisation	37
Figure25: (a) Graphe et (b) Réseau colorés pour l'assignation des CFTS	38
Figure26: Illustration de la synchronisation par section exclusive de balises	38
Figure27: Ordonnancement des CFTS	41
Figure28: Synchronisation des balises et des GTS	43
Figure29: Affectation dynamique centralisé de fréquences	48
Figure30: Affectation dynamique décentralisé de fréquences	48
Figure31: Slot de temps utilisé par le protocole MMSN	50
Figure32 : Assignation de slots et fréquences	51
Figure33: Affectation de fréquences dans le protocole frequency multiplexed LMAC	52
Figure34: Affectation fixe de fréquences dans TMCP	54
Figure35: Comparaison de TMCP par rapport MMSN	54
Figure36: Parcours de réseau (A) Algorithme PMIT, (B) Notre algorithme	58
Figure37: Algorithme d'affectation de fréquences et des CFTS	61
Figure38: L'organigramme d'affectation de fréquences et des CFTS	62
Figure39: Opération d'affectation des fréquences et des CFTSs	63
Figure40: Le réseau avant la répartition de fréquences	63
Figure41: Affectation de fréquences et des CFTS	67
Figure42: Mécanisme d'implémentation de notre algorithme	70
Figure43: Code d'implémentation de notre algorithme	73
Figure44: Code d'implémentation de la procédure FindSrOptimal	74
Figure45: Code d'implémentation de la fonction FindCFOptimal	74
Figure46: Code d'implémentation de la procédure AddNeighbor	74
Figure47: Modèle d'expérimentation	76
Figure48: Nombre de nœuds vivants avec SO=3	78
Figure49: Nombre de nœuds vivants avec SO=1	78
Figure50: Moyen de consommation d'énergie du réseau sans PAN	80
Figure51: Moyen de consommation d'énergie du réseau avec PAN	80

# Liste des tableaux

Tableau1: Les caractéristiques de la couche physique.....	9
Tableau2: Durée de la supertrame et de la section active en fonction de BO et SO .....	15
Tableau3: Relation entre le rapport cyclique RC et (BO – SO).....	16
Tableau4: Types de trame de commande.....	23
Tableau5: Exemple de configuration de réseau PAN .....	32
Tableau6: Exemple de configuration de réseau PAN.....	34
Tableau7: Table de voisinage à deux sauts pour la recherche d'un ordonnancement des balises.....	42
Tableau8: Matrice de voisinage à 2 sauts et organisation des CFGTS .....	43
Tableau9: Déroulement d'affectation des fréquences et des CFTS .....	66
Tableau10: Les instants de commencement des nœuds .....	76
Tableau11: Paramètres de simulation .....	77

# Glossaire

<b>BE</b>	Backoff Exponent
<b>BFS</b>	Breadth First Search
<b>BI</b>	Beacon Interval
<b>BO</b>	Beacon Order
<b>CAP</b>	Contention Access Period
<b>CCA</b>	Clear Channel Assessment
<b>CFGTS</b>	Contention-Free GTS
<b>CFP</b>	Contention Free Period
<b>CFTS</b>	Contention Free Time Slot
<b>CPAN</b>	Coordinateur de réseau personnel
<b>CSMA/CA</b>	Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance)
<b>CW</b>	Contention Window
<b>FDMA</b>	Frequency Devision Multiple Access
<b>FFD</b>	Full Function Devices
<b>GTS</b>	Guaranteed Time Slots
<b>HYMAC</b>	Hybrid MAC
<b>IEEE</b>	Institute of Electrical and Electronics Engineers
<b>IFS</b>	Inter Frame Spacing
<b>LIFS</b>	Long Interframe Spacing
<b>LR-WPAN</b>	Low Rate-Wireless Personal Area Network
<b>MAC</b>	Medium Access Control
<b>MMAC</b>	Multi-channel MAC
<b>MMSN</b>	Multi-channel Mac for Sensor Network
<b>MPDU</b>	MAC Protocol Data Unit
<b>PPDU</b>	PHY Protocol Data Unit
<b>RCSF</b>	Réseaux de Capteurs Sans Fil

<b>RFD</b>	Reduced Function Devices
<b>SD</b>	Superframe Duration
<b>SEB</b>	Section Exclusive de Balise
<b>SIFS</b>	Short Interframe Spacing
<b>SO</b>	Superframe Order
<b>TDMA</b>	Time Division Multiple Access
<b>TMCP</b>	Tree-based Multi-Channel Protocol
<b>WSN</b>	Wireless Sensor Network

# Introduction générale

Le progrès technologique réalisé dans les domaines de la micro-électromécanique (MEMS), les communications sans fil et la micro-électronique a fait l'objet d'accélérer le déploiement de petits dispositifs capables d'accomplir des fonctionnalités avancées. Ce sont les capteurs qui sont devenus moins coûteux, ce qui permet de les utiliser dans de plus en plus de domaines.

Un réseau de capteurs sans fil (RCSF et en Anglais WSN: Wireless Sensor Networks) consiste en un ensemble de nœuds capables de collecter des informations à partir d'un environnement surveillé et de les transmettre (en utilisant des canaux en radiofréquences) vers une station de base chargée de les traiter.

Bien que ce type de réseaux partage des similarités avec les concepts généraux des réseaux ad-hoc, l'ensemble de ses propres caractéristiques le rend différent des réseaux conventionnels. La contrainte de la taille des capteurs oblige les concepteurs à limiter la taille des batteries et par conséquent la quantité d'énergie disponible. Ceci entraîne l'imposition de contraintes sur la consommation d'énergie lors du fonctionnement des différents nœuds du réseau.

Ces exigences ont contribué à l'émergence du standard spécial appelé IEEE 802.15.4/Zigbee en 2004 par l'Alliance ZigBee. Ce standard a été conçu pour préserver l'énergie consommée afin d'accroître la capacité du nœud capteur et donc du réseau de capteurs sans fils. Il utilise, pour la spécification des couches basses (MAC et Physique), le protocole IEEE 802.15.4 approuvé par l'Institut des Ingénieurs en Electronique et Electricité (IEEE) en 2003, pour les réseaux personnels sans fil à bas débit (LR-WPAN Low Rate-Wireless Personal Area Network). Compte tenu des contraintes précédemment citées, le protocole IEEE 802.15.4 utilise des mécanismes de synchronisation de communications entre les nœuds capteurs afin d'éviter les collisions qui restent une des principales sources de dissipation d'énergie. Pour ceci et afin de répondre à une meilleure synchronisation, le protocole IEEE 802.15.4 propose l'utilisation du mode de fonctionnement balisé qui repose sur l'utilisation de la trame balise par le coordinateur de réseau afin bien gérer la communication entre les différents nœuds du réseau, mais aussi de conserver l'énergie. Néanmoins, les collisions dans le protocole IEEE 802.15.4 restent possibles entre les trames balise dans une architecture d'arbre de cellules (Maillé) où on trouve plusieurs coordinateurs responsables pour générer ce type de trame. Ce

type de collisions peut être dangereux et peut paralyser toute une partie du réseau. Les solutions proposées afin de remédier à ce problème reposent sur l'utilisation d'un seul canal, malgré la disponibilité de plusieurs canaux offerts par le protocole IEEE 802.15.4 dans la couche physique.

En revanche, l'utilisation de la communication multifréquences dans les réseaux sans fil en général, et dans les réseaux de capteurs spatialement, a montré une amélioration significative dans la performance du réseau. Elle joue un rôle primordial dans l'augmentation de débit et de la durée de vie du réseau en diminuant la consommation d'énergie par le fait de l'esquive d'interférences et de collisions entre les nœuds.

Dans ce document, nous présentons une étude détaillée sur les collisions de trames balise dans les réseaux maillés ainsi que l'utilisation de la technologie multifréquences dans les réseaux de capteurs sans fil. Suite à notre étude, nous avons proposé une solution multifréquences pour la synchronisation de trames balise dans un réseau maillé afin d'améliorer les insuffisances posées par les solutions unifrèquence. Les résultats sont très encourageants et montrent que notre solution améliore considérablement ces insuffisances.

Afin d'aborder l'ensemble de ces aspects, nous avons organisé le rapport en 5 chapitres :

Le premier chapitre présente une description générale du protocole IEEE 802.15.4. Au cours du deuxième chapitre, nous abordons le concept de collision de trames balise dans les réseaux maillés. Le chapitre 3 sera consacré à l'étude du protocole multifréquences dans les RCSFs. Après la synthèse du travail présenté sur ces 3 chapitres, nous proposons, dans le chapitre 4, une nouvelle solution multifréquences pour l'esquive des collisions de trames balise dans un réseau maillé ainsi que ses concepts de base. Nous finalisons ce mémoire par des résultats de simulation qui nous permettront d'évaluer les performances de notre méthode.

# Chapitre 1:

## Description générale du protocole

### IEEE802.15.4.

#### 1. Introduction

En 1999, elle est considéré comme « l'une des 21 idées pour le 21<sup>ème</sup> siècle » et en 2003, il est annoncé dans MIT's Technology Review que c'est « l'une des 10 nouvelles technologies qui vont bouleverser le monde ». Cette technologie révolutionnaire n'est autre que les réseaux de capteurs sans fil (RCSF) ou plus connue sous le nom de *Wireless Sensor Network* (WSN). Le développement de tels réseaux a été accompli grâce aux avancées technologiques réalisées dans les domaines de la micro-électromécanique (MEMS), les communications sans fil et la micro-électronique. Les milieux scientifiques et industriels leur prêtent de plus d'attention du fait de leurs riches applications dans plusieurs domaines: médical, agricole, commercial, militaire...etc.

Les RCSFs sont des réseaux de nœuds sans fil dédiés à des applications spécifiques. Ils sont considérés comme un type particulier des réseaux Ad-hoc [1], dans lesquels les nœuds sont des capteurs intelligents (smart sensors) répartis sur des surfaces de quelques mètres carrés à plusieurs centaines de mètres carrés pour qu'ils échangent des informations sur l'environnement selon un modèle de communication «sources multiples - destination unique». Chaque capteur est capable d'effectuer d'une manière autonome trois tâches

complémentaires: mesure d'une valeur physique, traitement de ces mesures et communication par voie hertzienne.

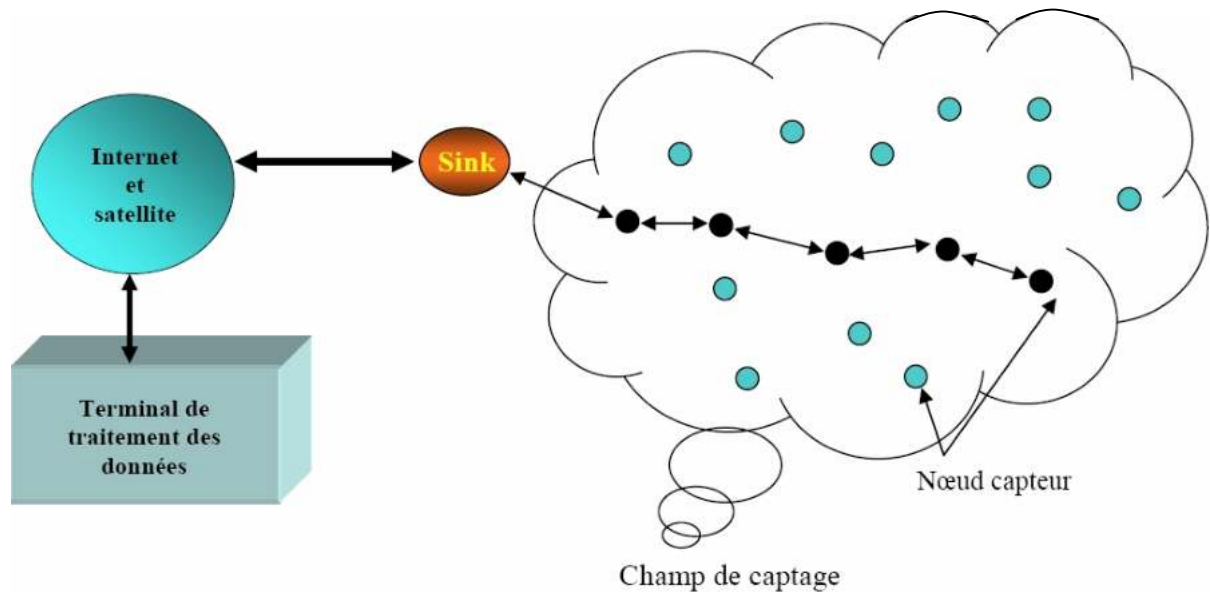


Figure1: Réseau de capteur sans fil (WSN)

Les capteurs sont des éléments de petite taille équipés de fonctionnalités avancées telles qu'un microcontrôleur, un transducteur et/ou actionneur et un émetteur/récepteur sans fil à faible portée. De plus, ces éléments étant soumis à une forte contrainte de consommation en raison de leur dimension réduite ainsi qu'à leur déploiement.

Le standard IEEE 802.15.4/ZigBee semble actuellement le seul qui dispose de caractéristiques et de potentialités répondant globalement à celles-ci. Il a été conçu dans un esprit de préservation de l'énergie consommée afin d'accroître l'autonomie du nœud capteur et de l'application réseau.

## 2. Description générale du standard IEEE802.15.4/ZigBee

Le protocole IEEE 802.15.4 approuvé par l'Institut des Ingénieurs en Electronique et Electricité (the Institute of Electrical and Electronics Engineers « IEEE») en 2003, donne les spécifications pour la sous-couche MAC (Medium Access Control) et la couche physique pour les réseaux personnels sans fil à bas débit (LR-WPAN Low Rate-Wireless Personal Area Network). Ce standard convient tout spécialement aux réseaux de capteurs dont les contraintes sont multiples : faibles débits, faible consommation énergétique, faible coût, faible encombrement.

Le protocole IEEE 802.15.4 est utilisé par le standard ZigBee. Le promoteur de ZigBee, «l'Alliance ZigBee » est un consortium de plusieurs dizaines d'entreprises qui a travaillé conjointement avec l'IEEE (TG4 Task Group 4) avec l'objectif de décrire une pile de protocoles complète ayant les caractéristiques décrites ci-dessus. La spécification ZigBee mise à jour en décembre 2004 et récemment disponible pour le public, spécifie uniquement les couches protocolaires au dessus de l'IEEE 802.15.4, c'est à dire la couche réseau incluant les services de sécurité, la couche application incluant la description des mécanismes ZigBee et les profils [2]. Un aperçu de l'architecture protocolaire ZigBee/IEEE 802.15.4 est présenté dans la figure2 suivante:

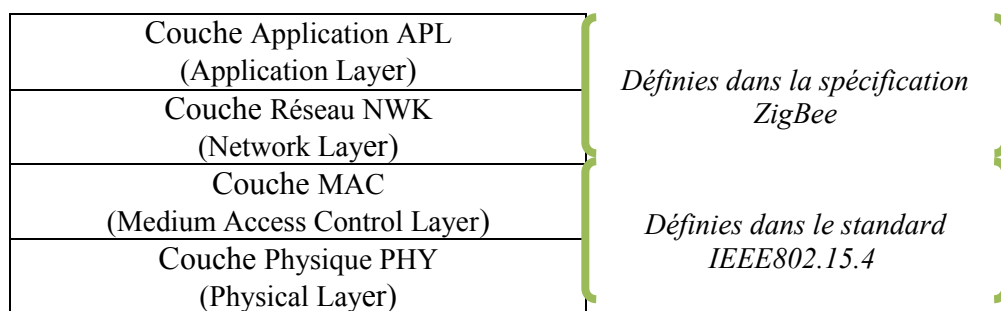


Figure2: Pile protocolaire IEEE 802.15.4/ZigBee

1. La couche Physique (PHY) est la couche la plus basse définie dans le standard IEEE802.15.4. Elle gère le contact direct avec la bande passante à l'aide d'une radio de transmission/réception. Le standard en fait propose trois bandes de fréquences pour la couche physique: 2.4GHz, 915MHz et 868MHz.
2. La couche MAC (Medium Access Control) est définie dans le standard IEEE802.15.4. La couche MAC contrôle l'accès au médium sans fil en utilisant le mécanisme CSMA/CA [3]. Elle gère également la transmission des trames balise (Beacon), la gestion des slots de temps réservés GTS ( Guaranteed Time Slots), la synchronisation du réseau et la fiabilité des communications en utilisant des CRC2 et des retransmissions[8].
3. La couche réseau (NWK) définie par l'Alliance ZigBee. Elle assure le routage et l'envoi/réception des données vers et depuis la couche application. En outre, elle exécute les tâches d'association et dissociation dans le réseau. Elle gère, aussi, la sécurisation des communications. Cependant, pour les coordinateurs ZigBee, elle démarre les réseaux et assigne les adresses.
4. La couche Application (APL) est la couche la plus haute de la pile protocolaire définie par l'Alliance ZigBee. Elle est constituée d'une sous-couche de support d'application (APS - application Support Sub-Layer-). Un noeud ZigBee doté d'une radio peut contenir

plusieurs applications comme par exemple un interrupteur ou des fonctions de thermométrie. L'APS traite les paquets et décide à quelle application est destiné le paquet de données [2].

### **3. Caractéristiques principales du standard IEEE802.15.4**

#### **3.1. Les dispositifs du réseau**

Le standard IEEE 802.15.4 pour les réseaux LR-WPAN propose deux types de dispositifs qui se différencient par leur utilisation et le nombre de fonctionnalités du standard qui y est implémenté :

- 1- Les dispositifs possédant l'ensemble des fonctionnalités du standard appelés FFD (Full Function Devices); ceux-ci peuvent fonctionner suivant les trois modes suivants :
  - \* Coordinateur de réseau personnel (CPAN) : il est l'élément principal d'un réseau. Il crée le réseau, lui donne une identité que les autres dispositifs utiliseront pour s'y associer, assure la maintenance et la distribution des adresses locales.
  - \* Routeur ou coordinateur de cellule: il fournit des services de synchronisation aux éléments du réseau par la transmission de balises. Ce coordinateur doit s'associer à un PAN et ne peut pas créer son propre réseau. C'est un élément constitutif de l'épine dorsale du réseau (backbone).
  - \* Dispositif simple ou nœud terminal : il utilise une version minimale de la pile protocolaire. C'est par exemple, un capteur ou un actionneur.
- 2- Les dispositifs à fonctionnalités réduites RFD (Reduced Function Devices). Ce type de dispositif fonctionne avec une base minimale du protocole IEEE 802.15.4. Ce type RFD est utilisé pour les applications simples comme la commande d'éclairage. Il ne nécessite pas l'envoi d'une grande quantité de données et ne peut s'associer qu'avec un seul FFD à la fois.

Un LR-WPAN ne peut être constitué que d'un seul coordinateur de réseau (CPAN) qui fournira des services de synchronisation à l'ensemble du réseau et qui pilotera les FFDs et les RFDs de son réseau.

#### **3.2. Les topologies du réseau**

Le standard IEEE 802.15.4 définit deux topologies réseau de base : la topologie étoile (star) et la topologie point-à-point (peer-to-peer). Il en existe un troisième type : la topologie en

arbre de cellules appelée aussi topologie maillée partielle (cluster-tree ou mesh) qui est un cas particulier de la topologie point-à-point.

### 3.2.1. La topologie étoile

C'est la topologie la plus simple (figure 3(a)), qui permet de plus l'exploitation de toutes les fonctionnalités du standard.

Les communications sont centralisées : tous les FFD et RFD du réseau communiquent les uns avec les autres en passant systématiquement par le nœud coordinateur de réseau qui est obligatoirement à portée radio, et qui les adresse ensuite au bon destinataire. Il est indiqué dans le standard que le nœud coordinateur de réseau ayant de lourdes tâches de gestion de réseau est non-contraint énergétiquement en étant relié au secteur par exemple, alors que les autres nœuds du réseau peuvent être contraints énergétiquement en étant généralement alimentés par batterie, donc avec une autonomie limitée en temps.

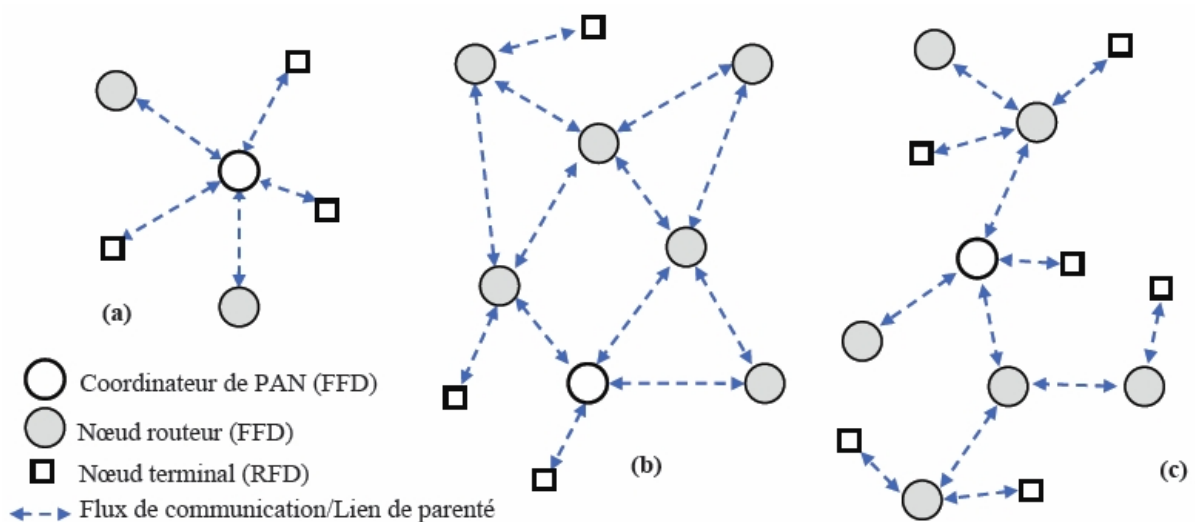


Figure3: Différentes topologies de réseaux

### 3.2.2. La topologie point-à-point

La topologie point-à-point (figure 3(b)) possède également un coordinateur de réseau. La communication dans ce type de topologie est décentralisée, ce qui signifie que chaque nœud peut communiquer directement avec n'importe lequel des autres nœuds, dans la mesure où il est à portée radio. Cette topologie « maillée » permet d'étendre les fonctionnalités du réseau, mais au prix d'une nette complexité, notamment pour permettre une connectivité entre tous les nœuds du réseau malgré leur éloignement (appelé aussi connectivité de bout-en-bout).

La topologie point-à-point fonctionne à la manière du mode ad hoc en permettant de multiples sauts afin de router les données depuis un nœud du réseau vers un autre nœud. Ainsi cette fonctionnalité doit être définie au niveau de la couche réseau et n'est pas considérée dans la spécification de la norme IEEE 802.15.4. C'est actuellement la topologie utilisée dans le standard ZigBee pour les réseaux étendus.

### **3.2.3. La topologie en arbre de cellules ou maillée partielle**

La topologie en arbre de cellules (figure 3(c)) est un cas particulier des réseaux point-à-point dans laquelle une grande partie des nœuds sont des FFD.

- Elle est constituée d'un coordinateur de réseau qui coordonne le réseau
- Les FFD peuvent être des coordinateurs de cellules fournissant des services de synchronisation aux autres nœuds simples de la cellule (RFDs ou End Devices) et routeurs (FFD).
- Un nœud RFD s'associe à une seule cellule de l'arbre de cellules et avec un seul FFD qui est le coordinateur de cette cellule.
- La terminologie 802.15.4 utilise le terme parent pour désigner le coordinateur d'une association étoile, puis le terme enfant (ou descendant) pour chacun des nœuds associés à ce coordinateur.

La norme IEEE 802.15.4 issue du groupe de travail TG4 de l'IEEE n'indique pas comment construire un réseau en arbre de cellules. Il est simplement indiqué que cela est possible et peut être géré par les couches protocolaires supérieures [3].

## **3.3. La couche physique**

La couche physique permet la transmission et la réception de données en utilisant une modulation particulière et l'étalement de spectre sur un canal de transmission radio. Le standard IEEE 802.15.4 propose trois bandes de fréquences : 2.4GHz, 915MHz et 868MHz. La bande de 868/868.6MHz est composée d'un seul canal, la bande 902/928MHz de 10 canaux alors que la bande 2.4/2.4835GHz est constituée de 16 canaux (figure4). Le protocole IEEE 802.15.4 propose des fonctions de bas niveau, pour la sélection dynamique de canal de transmission, de recherche de canal libre, de recherche de balise, de détection de niveau d'énergie sur le médium, d'indication de qualité du lien ainsi que de commutation de canal.

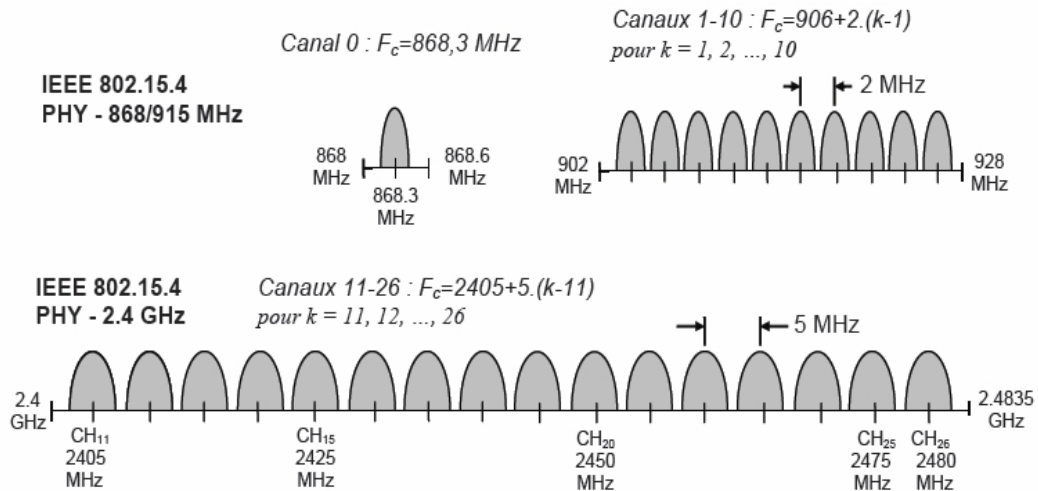


Figure4: Bandes de fréquences du standard IEEE 802.15.4 [3]

Le débit est de 250 Kbit/s pour la bande 2.4GHz, 40 Kbit/s pour 915MHz et 20 Kbit/s pour celle de 868MHz. La révision du standard en 2006 [4] a introduit deux couches physiques supplémentaires offrant un compromis entre complexité et débit pour les deux bandes de fréquences basses: pour la bande 868MHz, on obtient ainsi 20Kbit/s ou 100Kbit/s ou 250Kbit/s; pour la bande 915MHz, on obtient 40Kbit/s ou 250Kbit/s. Les fréquences les plus basses sont idéales pour les transmissions sur de longues distances en raison des faibles pertes dues à la propagation des ondes radio électriques. Un bas débit permet donc une meilleure qualité de signal et une couverture plus grande. Les plus grands débits permettent des temps de transmission moins importants ou alors de faibles rapports cycliques. Ces transmissions utilisent l'une des techniques d'étalement de spectre DSSS (Direct Sequence Spread Spectrum) ou PSSS (Parallel Sequence Spread Spectrum) qui consiste à étaler le spectre des données à l'aide d'une séquence pseudo aléatoire connue des entités communicantes [5]. Les caractéristiques de chacune des bandes de fréquences sont résumées dans le tableau1.

PHY (MHz)	Paramètres d'étalement		Paramètres de donnée		
	Taux (Kchips)	Modulation	Taux (Kbit/s)	Taux (Ksymb/s)	Symboles
868 (Europe)	300	BPSK	20	20	Binaire
915 (USA, Australie)	600	BPSK	40	40	Binaire
868 (Europe)	400	BPSK+ASK <sup>5</sup>	250	12,5	20-bit PSSS
915 (USA, Australie)	1600	BPSK+ASK	250	50	5-bit PSSS
868 (Europe)	400	O-QPSK	100	25	16-ary orthogonal
915 (USA, Australie)	1000	O-QPSK	250	62,5	16-ary orthogonal
2450 (Monde)	2000	O-QPSK	250	62.5	16-ary orthogonal

Tableau1: Les caractéristiques de la couche physique [4]

### 3.3.1. Structure générale d'un paquet PHY

La structure générale d'un paquet physique est présente à la figure5.

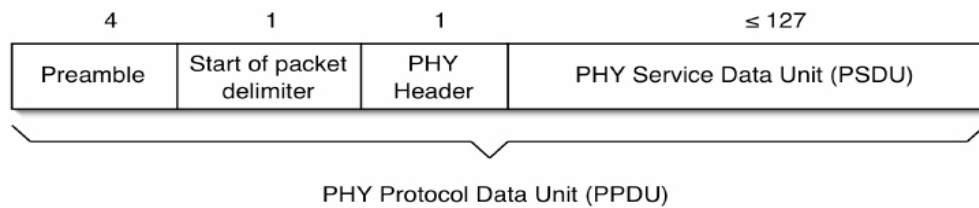


Figure5: Structure générale d'un paquet physique

L'ensemble du paquet est appelé PPDU (PHY Protocol Data Unit). Les 5 premiers octets de la trame correspondent à un en-tête de synchronisation (Preamble + Start of packet delimiter). L'octet « Start of packet delimiter » permet de spécifier la fin du préambule. Sinon, les 32 bits du préambule sont notamment prévus pour :

- Acquisition des symboles
- Synchronisation des « Chips »
- Ajustement de la fréquence (dans certains cas seulement)

Le champ « PHY Header » sert principalement à connaître la longueur de la cargaison avec un codage sur 7 bits des 8 disponibles. Le bit restant n'étant pas utilisé (réservé).

## 3.4. La couche MAC

### 3.4.1. Les modes de fonctionnement du protocole IEEE 802.15.4

La couche MAC du standard IEEE 802.15.4 fournit une interface logicielle entre la couche physique et les couches supérieures des réseaux de type LR-WPAN. Elle a des caractéristiques communes avec les standards IEEE 802.11 [6] telles que l'utilisation du mécanisme d'accès au canal CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) pour les périodes de temps basées sur la compétition.

Le standard IEEE802.15.4 supporte deux modes de fonctionnement, gérés par le coordinateur, qui sont résumés dans la figure6.

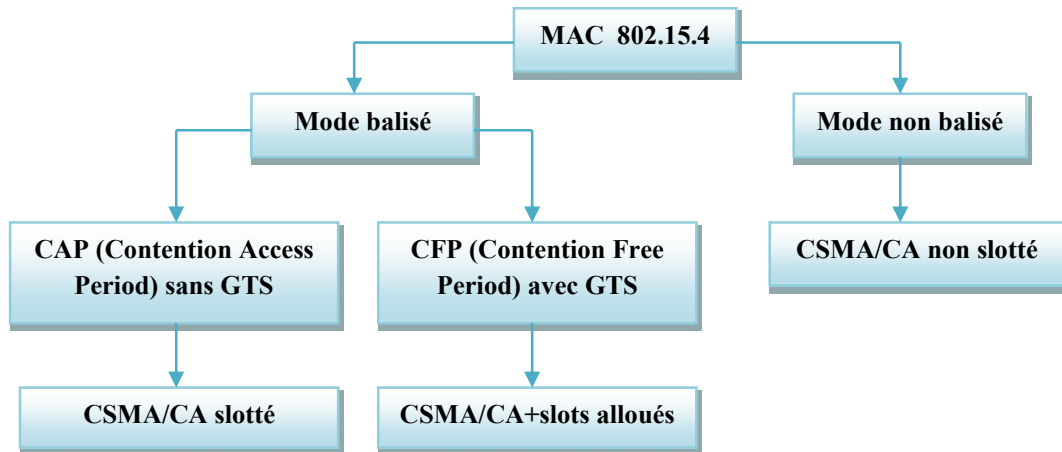


Figure6: Modes de fonctionnement du standard IEEE 802.15.4

### 3.4.1.1. Mode balisé (Beacon enabled)

Lorsque le coordinateur fonctionne en mode balisé, il divise le temps en slots contigus et impose l'utilisation d'une structure de supertrame, qui sera détaillée dans le paragraphe 3.4.2, afin de gérer les communications entre tous les nœuds associés au réseau. Le format de la supertrame est fixé par le coordinateur de réseau et diffusé périodiquement aux autres nœuds à l'intérieur de chaque trame balise, qui représente le premier élément d'une supertrame, et qui est envoyée par le coordinateur afin de synchroniser et informer tous les nœuds enfants (identification du réseau PAN, liste de nœuds ayant des données en attente, liste pour l'utilisation de GTS, ...etc.). Cette supertrame est composée d'une section active puis d'une section inactive (figure 7). Le coordinateur de réseau interagit avec les nœuds enfants uniquement lors de la section active de la supertrame et entre dans un mode de faible consommation, ainsi que les autres nœuds, lors de la période d'inactivité afin d'économiser leur énergie. La section active constitue d'une trame balise (Beacon) et une section de temps CAP (Contention Access Period) pendant laquelle l'accès au médium se fait par compétition en respectant l'algorithme CSMA/CA (figure7 (a)), puis éventuellement d'une section de temps CFP (Contention Free Period), si elle est en mode balisé avec GTS (Guaranteed Time Slots), figure7(b).

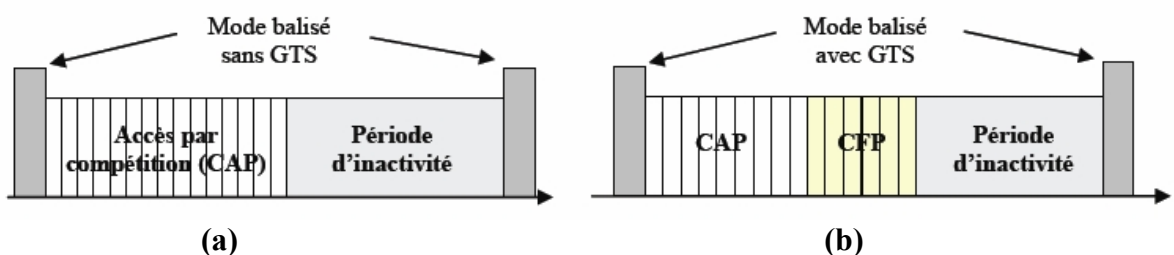


Figure7: Structure générale de supertrame en mode balisé

Cette supertrame permettra l'échange de trames de gestion et de trames de données entre les différents nœuds suivant deux modes de transmission particuliers:

Un premier utilisant un mécanisme d'arbitrage pour l'accès au médium appelé également technique du meilleur effort (best effort) en utilisant l'algorithme CSMA/CA durant la section CAP, (figure8(a)(b)), il faut noter que, dans cette section, le trame d'acquiescement est optionnel après tout transfert de données du nœud vers le coordinateur, et il sera obligatoire dans le cas inverse.

Le second mode pour lequel le coordinateur donne explicitement l'ordre des nœuds pour l'utilisation intégrale du médium puis la durée d'occupation de celui-ci; on parle de réservation de bande passante durant la section CFP (figure8(c)). Dans ce dernier, des sections de temps nommées GTS sont réservées dans la supertrame pour envoyer ou recevoir des données qui seront acquiescées par la suite auprès le récepteur.

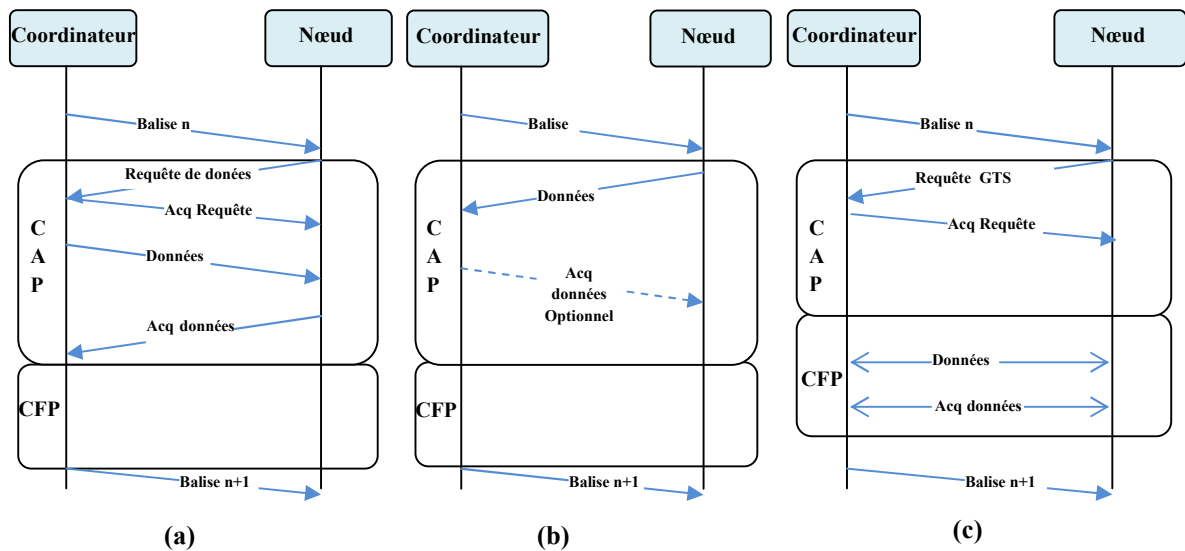


Figure8: Modes de transmission en mode balisé

Toutes les communications commencées dans une section de la supertrame doivent impérativement se terminer avant le début de la section de temps suivante.

### 3.4.1.2. Mode non balisé (No Beacon enabled)

Lorsque le coordinateur de réseau choisit ce mode de fonctionnement, il n'y a pas, ni de trame balise, donc de supertrame, ni de découpages du temps en slots (figure9(a)(b)). L'accès au médium est réalisé exclusivement avec le mécanisme CSMA/CA non slotté dans la section active du nœud suivie par une section inactive dans laquelle le nœud entre dans un mode de faible consommation, afin d'économiser leur énergie. Tous les messages à

transmettre, à l'exception des trames d'acquiescement et de toutes les trames de données qui suivent l'acquiescement d'une trame de requête de données, doivent respecter le mécanisme CSMA/CA de façon à garantir le non préemption d'une requête acceptée. La priorité est mise en œuvre grâce à un jeu de délais inter trames, SIFS (Short Interframe Spacing) et LIFS (Long Interframe Spacing) [3].

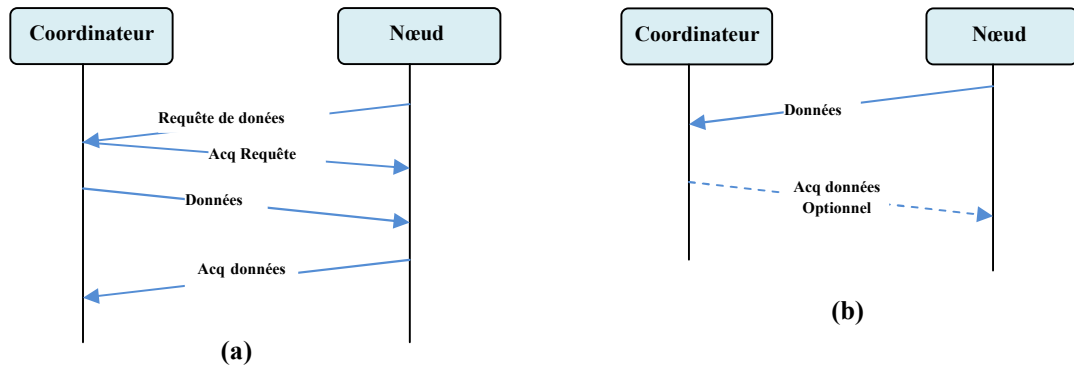


Figure9: Modes de transmission en mode non balisé

### 3.4.2. La structure de la supertrame

La supertrame correspond à un intervalle de temps qui est contenu entre deux trames balise consécutives (figure 10). Cet intervalle a une durée appelée « intervalle interbalise » (BI - Beacon Interval-). Il est composée d'une section active (SD -Superframe Duration-) puis d'une section inactive.

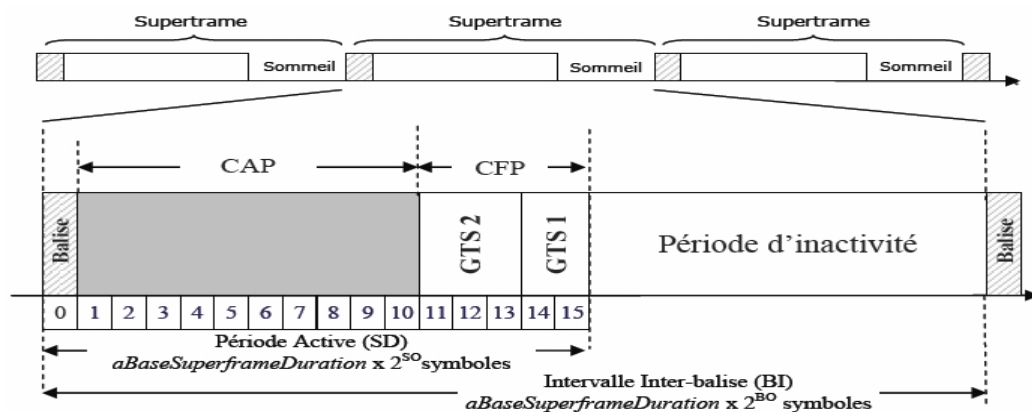


Figure10: Structure de supertrame en mode balisé

La section active de la supertrame est divisée en 16 slots de durées identiques, et elle est constituée de trois parties:

1- la balise (Beacon): la balise est transmise sans utilisation du mécanisme CSMA/CA au début du slot0. Elle contient les informations sur les adresses, la spécification de la

supertrame, les champs d'information des GTS, les champs d'adresse des nœuds en attente de message (pending), etc. un détail sur la trame balise sera dans le paragraphe 3.4.6.1.

2- la section avec contention (CAP): la section CAP commence juste après le slot0 et se termine juste avant la section CFP (si elle existe). La durée minimum de la CAP est fixée par la constante  $aMinCAPLength$  du standard IEEE 802.15.4 qui vaut 440 symboles. Le terme symbole utilisé dans la spécification de la norme IEEE 802.15.4, pour indiquer les durées afin de garder une forme généraliste pour le calcul des temps, quelque soit la couche physique du standard utilisée. Par exemple, pour la bande des 2.4GHz avec un débit de 250 Kbit/s, la durée de transmission d'un bit est de  $4\mu s$ ; un symbole étant composé de 4 bits, on aura donc une durée symbole égale à  $16\mu s$ .

Toutes les communications durant la section CAP sont effectuées en respectant l'algorithme du CSMA/CA pour l'accès au canal. Cependant, les trames d'acquiescement et les trames de données qui suivent immédiatement un acquiescement à la suite d'une requête de données, sont transmises sans compétition au médium. Un nœud qui ne pourrait pas terminer sa transmission avant la fin de la CAP, devra différer sa transmission sur la CAP de la supertrame suivante. L'ensemble des trames sont séparées par des espaces inter-trames (IFS -Inter Frame Spacing-) qui garantiront la priorité des communications engagées lors de l'accès au médium par compétition. Ces intervalles dépendent de la longueur de la trame transmise; les trames de taille maximale  $aMaxSIFSFrameSize$  seront suivies par un intervalle SIFS d'au moins  $aMinSIFSPeriod$  symboles; les trames plus grandes que  $aMaxSIFSFrameSize$  seront suivies d'un intervalle LIFS de durée au moins égale à  $aMinLIFSPeriod$  symboles.

3- la section sans contention (CFP): Si une Qualité de Service (QoS) doit être garantie, une section CFP est alors créée. La section CFP est composée de slots de temps garantis (GTS - Guaranteed Time Slots-) qui sont alloués par le nœud coordinateur aux applications nécessitant une faible latence ou bien des contraintes de largeur de bande passante pour le transfert des données. La section CFP commence juste après la section CAP comme l'indique la figure 8. Le coordinateur peut allouer jusqu'à 7 GTS dans une même supertrame et chaque GTS peut occuper plusieurs slots de la supertrame. Il faut bien retenir que dans cette section, les nœuds utilisant des GTS doivent avoir terminé de transmettre avant le prochain GTS ou la fin de la CFP. Le standard spécifie que les communications utilisant les GTS ne sont utilisées qu'entre le coordinateur de réseau et un nœud enfant et les transmissions n'ont pas à respecter l'algorithme CSMA/CA pour l'accès au canal, étant donné qu'ils seront les seuls à communiquer lors du GTS. De plus, une trame ne peut être

transmise que si la fin de la transmission de l'IFS suivant cette trame ne dépasse pas la limite du GTS concerné. L'utilisation de GTS dans le contexte de contrôle de processus étant indispensable afin de garantir un comportement déterministe de la communication. Un détail de cette utilisation sera développé dans le paragraphe (3.4.4).

La structure de la supertrame est définie par les deux paramètres BO et SO (figure10):

– BO (macBeaconOrder ): ce paramètre indique l'intervalle de temps utilisé par le coordinateur pour transmettre 2 trames balise consécutives. La variable PIB macBeaconOrder et l'intervalle inter-balise (BI) sont associés par la relation 1.

$$BI = aBaseSuperframeDuration * 2^{BO} \text{ [symboles]} \quad \text{pour } 0 \leq BO \leq 14, \quad (1)$$

La valeur BO = 15 indique un cas particulier de fonctionnement, c'est le mode non balisé, dans lequel il n'y a pas d'émission de balises [4], sauf, bien entendu, lorsque cela est demandé par un des descendants d'un nœud coordinateur, à la suite d'une inactivité trop longue, d'une désynchronisation, ...etc.

– SO (macSuperframeOrder ): ce paramètre décrit la longueur de la section active de la supertrame qui inclut la trame balise. La section active (SD) définie par la relation 2.

$$SD = aBaseSuperframeDuration * 2^{SO} \text{ [symboles]} \quad \text{pour } 0 \leq SO \leq BO \leq 14, \quad (2)$$

La valeur de la constante aBaseSuperframeDuration indiquée dans le standard vaut aBaseSlotDuration \* aNumSuperframeSlots [3].

Les principales constantes du standard IEEE 802.15.4 sont résumées dans les tableaux2 et 3. En remplaçant aBaseSlotDuration par 60 symboles et aNumSuperframeSlots par 16, on obtient aBaseSuperframeDurationMin = 960 [symboles]. Soit un BImin ≈ 15.36ms et un BImax ≈ 251.66s. Une synthèse est donnée dans le tableau2. Les valeurs de BI et SD sont indiquées en ms mais également en nombre de symboles;

<i>BO ou SO</i>	0	1	2	3	4	5	6	7
		8	9	10	11	12	13	14
<i>BI(BO) ou SD(SO) (ms)</i>	15,36	30,72	61,44	122,9	245,7	491,5	983	1,96s
		3,93s	7,86s	15,7s	31,4s	62,9s	125,8s	251,6s
<i>SD (symboles x10)</i>	96	192	384	768	1536	3072	6144	12288
		24576	49152	98304	196608	393216	786432	1572864
<i>T<sub>Slot</sub> (ms)</i>	0,96	1,92	3,84	7,68	15,36	30,72	61,44	122,9
		245,7	491,5	983	1966	3932	7864	15728

Tableau2: Durée de la supertrame et de la section active en fonction de BO et SO[4]

Le rapport cyclique est une notion importante dans les réseaux de capteurs notamment ceux basés sur le standard IEEE802.15.4. Le tableau 3 résume l'ensemble des valeurs que celui-ci pourra prendre en fonction des deux paramètres SO et BO.

Comme la section active de la supertrame est divisée en 16 slots de temps identiques, il n'est pas difficile d'en déduire la durée de chacun des slots :  $SD/aNumSuperframeSlots$ .

$BO - SO$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
						10	11	12	13	14
RC (%)	100	50	25	12,5	6,25	3,13	1,56	0,78	0,39	0,195
						0,098	0,049	0,024	0,012	0,006

Tableau3: Relation entre le rapport cyclique RC et  $(BO - SO)$  [4]

### 3.4.3. L'algorithme CSMA/CA

Le standard IEEE 802.15.4 définit deux variantes à faible puissance de mécanisme à accès aléatoires CSMA/CA, par rapport au mode de fonctionnement standard: CSMA/CA (slotted) utilisée dans le mode avec balise et CSMA/CA (unslotted) utilisée dans le mode sans balise. Ils sont utilisés pour la transmission de données et de commandes MAC durant la section à accès avec contention CAP (Contention Access Period). Par contre, ils n'ont jamais été utilisés pour les trames d'acquittement, les trames de réponse suivant un acquittement, ceci est dû de l'attente des autres nœuds qui ne tentent pas d'accéder au canal jusqu'à ce que suffisamment de temps pour la transmission soit passé. De même, les trames balise ou toute trame de la section sans compétition CFP (Contention Free Period) en mode balisé, sont transmises sans utilisant CSMA/CA.

Le principe du CSMA/CA du standard IEEE802.15.4 consiste à minimiser la consommation d'énergie du nœud, en le mettant en écoute en utilisant la procédure CCA (Clear Channel Assessment) à la fin de période de backoff, au lieu d'écouter le canal d'une manière continue, afin de détecter l'activité du réseau avant de transmettre, pour éviter des collisions de trames. Si le canal n'est pas libre, le nœud se met en mode veille jusqu'à la fin de la prochaine période de backoff, et ainsi de suite,  $macMaxCSMACABackoffs$  fois maximum.

L'algorithme CSMA/CA (figure12) est basé sur des périodes d'abandons «backoffs» où une période de backoff est égale à  $aUnitBackoffPeriod = 20$  [symboles].

La période de backoff représente l'unité de temps de base du protocole, et l'accès au canal de transmission ne peut se faire qu'à la suite des périodes de backoffs [7].

Dans la version balisée du CSMA/CA, les périodes de backoff doivent être alignées sur les slots de la supertrame, dont il existe  $3 * 2^{so}$  périodes de backoff dans chaque slot ainsi que la génération des backoffs prend en compte une variable  $macBattLifExt$  qui permet de minimiser les périodes de backoff et réduire ainsi la consommation comparée au mode de

fonctionnement standard. La transmission, en mode balisé, ne peut être faite qu'après l'existence de deux CCA vides (figure11).

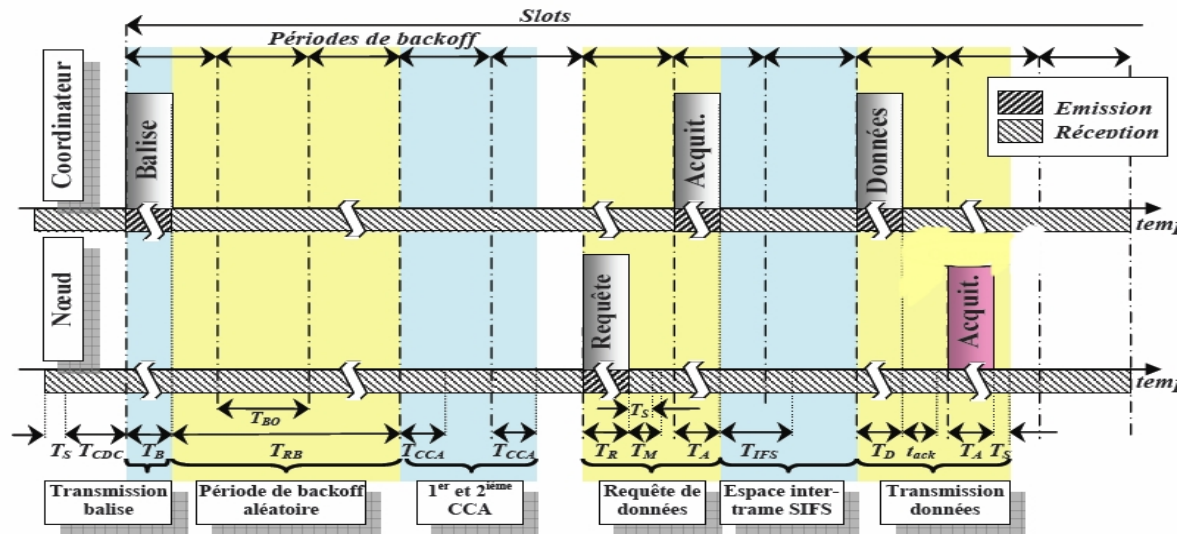


Figure11: Séquence d'échanges dans la section CAP

Alors que dans la version non balisée, les périodes de backoff des différents nœuds du réseau sont complètement indépendantes et la transmission peut être faite après l'existence d'un seul CCA vide.

L'algorithme CSMA/CA commence par l'initialisation des variables suivantes:

- 1- BE (Backoff Exponent): initialisé par le variable macMinBE tel que:
  - $0 \leq \text{macMinBE} \leq 3$ , et macMinBE=3 comme valeur par défaut. La variable BE est nécessaire afin de choisir la période de backoff que le nœud doit attendre avant l'évaluation de canal, et qui sera choisi aléatoirement entre 0 et  $2^{\text{BE}}-1$ .
- 2- CW (Contention Window): utilisé dans le mode balisé figure12(a). Il représente le temps d'attente avant chaque transmission qui sera initialisé à 2 et prend la même valeur chaque fois que la chaîne est évaluée occupée.

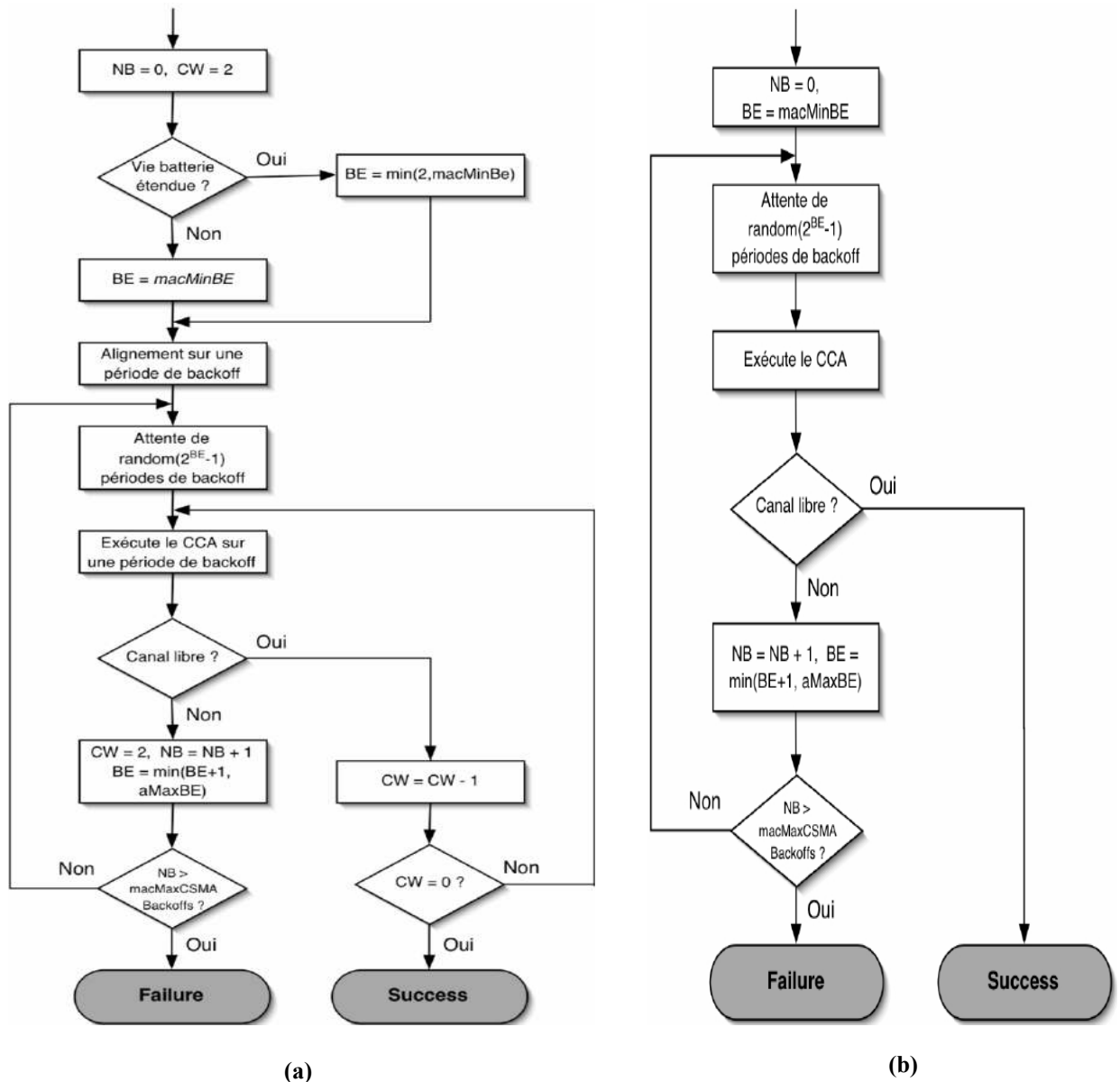


Figure12: (a) L'algorithme CSMA/CA en mode balisé, (b) L'algorithme CSMA/CA en mode non balisé

### 3.4.4 Gestion des GTS

Le mécanisme des GTS du standard IEEE 802.15.4 permet d'apporter un comportement déterministe à l'application par la réservation de sections temporelles lorsque la topologie reste simple (topologie étoile).

Un GTS est une section de la supertrame dédiée sur le réseau à un nœud spécifique et à son coordinateur. Le GTS permet au nœud correspondant d'accéder au médium sans compétition pour l'accès au canal. Il s'agit donc d'une réservation de bande passante utilisant le principe du TDMA (Time Division Multiple Access). Un GTS doit être demandé pour être alloué et sera libéré à tout moment à l'initiative du coordinateur ou alors du nœud l'ayant réclamé. Un

nœud ne pourra réserver et utiliser un GTS que s'il est en mesure de suivre les balises. Dans le cas contraire, la synchronisation n'est pas possible et tous les GTS seront perdus.

Un GTS ne peut être alloué que par un coordinateur et ne peut être utilisé qu'entre le coordinateur et un nœud enfant. Il peut s'étendre sur plusieurs slots de la supertrame. La limitation à 7 GTS est uniquement due au format des champs de gestion de GTS de la trame balise qui ne permet pas d'en décrire plus de 7 [3]. Pour chaque GTS, le nœud coordinateur conservera plusieurs informations dont le slot de départ, le nombre de slots du GTS, la direction et l'adresse du nœud qui lui est associé. La direction indique le sens du flux de données pour le GTS concerné allant du coordinateur vers le nœud enfant ou l'inverse.

#### 3.4.4.1 Transmission en utilisation des GTS

Lorsque la couche supérieure sollicite la couche MAC pour la transmission de données utilisant le mécanisme des GTS, la couche MAC vérifie si le GTS a déjà été alloué :

- pour un coordinateur, elle vérifie s'il y a un GTS valide associé au nœud enfant,
- pour un nœud fils qui n'est pas un coordinateur, elle vérifie si un GTS lui a bien été alloué.

Si un GTS valide a été trouvé, la couche MAC transmet la donnée durant son GTS. Si le nœud attend la réception de données en section CFP, tel qu'il est représenté dans la figure13, le récepteur radio du nœud devra être actif un peu avant le début du GTS et pendant toute la durée de celui-ci.

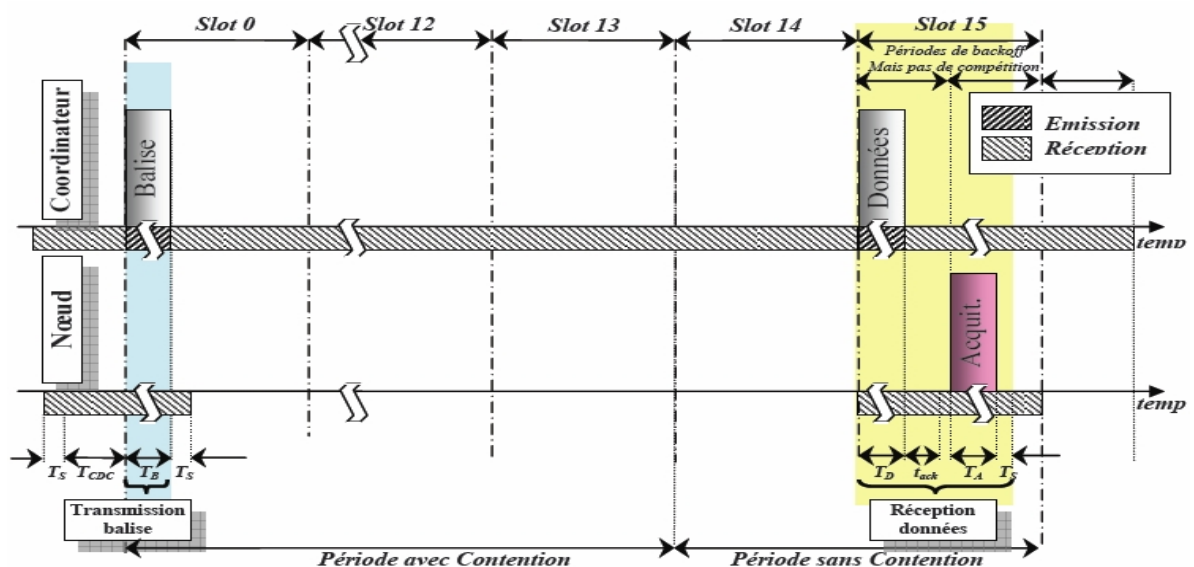


Figure13: Séquence d'échanges entre un coordinateur et un nœud capteur en CFP

Le coordinateur acquittera toutes les trames reçues dans le GTS si le champ «Acknowledgment Request » à été positionné à 1. Chaque nœud devra s’assurer avant de commencer une transmission que la somme des temps de transmission, d’acquittement et d’inter-frames (IFS) sera compatible avec la durée du GTS.

### 3.4.6 Structure générale des paquets

Il existe 4 structures de paquet au niveau MAC :

- Trame de données
- Trame balise (trame Beacon)
- Trame d’acquittement (ACK)
- Trame de commande

Les trames de données et de balise (Beacon) peuvent contenir des informations qui proviennent ou qui sont destinées aux couches supérieures. Les deux autres structures de trames sont générées et ne sont utilisées que par la couche MAC. Néanmoins, les trames balise peuvent ne contenir aucune information venant des couches supérieures et donc, n’être utilisées également que par la couche MAC.

#### 3.4.6.1. Structure d’une trame balise « Beacon »

La structure d’une trame MAC balise est présentée dans la Figure 14.

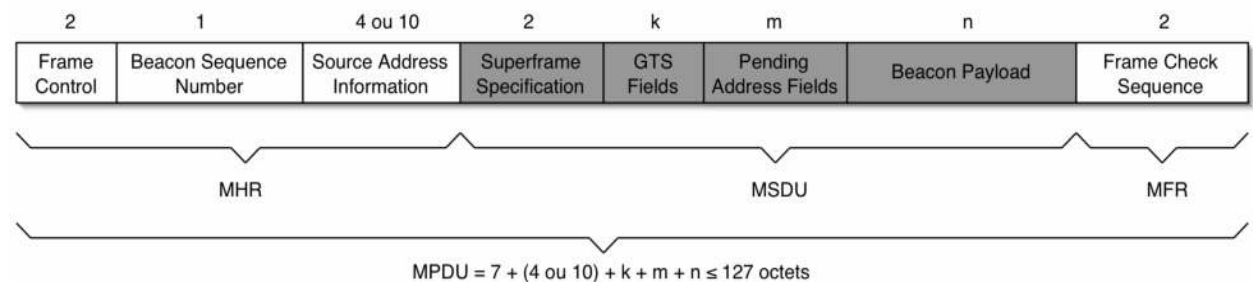


Figure14: Structure d'une trame MAC balise

Les trames balise « Beacon » ne peuvent être transmises que par un dispositif possédant toutes les fonctionnalités (FFD). Les informations qu’elles contiennent servent à la gestion du réseau en décrivant les caractéristiques du réseau PAN. C’est à l’aide de trames balise que la définition d’un mode de transmission que l’on appelle Supertrame (Beacon Enabled) est possible, ce mode de transmission va servir à la synchronisation du réseau. C’est-à-dire que le coordinateur du réseau envoie régulièrement des trames balise et que les dispositifs

utilisent la réception régulière de ces trames pour tenir une base temps commune. Une autre fonctionnalité des trames balises concerne les transmissions indirectes, c'est-à-dire qu'ils peuvent contenir des adresses de dispositifs qui indiquent que des données sont en attente chez le coordinateur du réseau et qu'il faut aller les récupérer. Voici la description générale des différents champs:

- Le champ Beacon Sequence Number (1 octet) contient le numéro de séquence du trame balise. Au départ, il est initialisé à une valeur aléatoire, puis incrémenté d'une unité à chaque envoi de trame balise.
- Le champ Source Address information (4 ou 10 octets) indique l'adresse du dispositif source (2 ou 8 octets) qui envoie les trames balise et l'identifiant du coordinateur de réseau (PAN) source (2 octets).
- Le champ Superframe Specification (2 octets) apporte plusieurs informations sur la configuration de la Superframe (Beacon order BO - 4bits-, Superframe order SO -4bits-, Final CAP slot -3bits-, Battery life extension -1bit-, PAN coordinator -1bit- et Association permit -1bit-) [8].
- Le champ GTS Fields (k octets) est le champ qui permet de faire des réservations de temps GTS. Il contient plusieurs informations: le slot de départ, le nombre de slots du GTS, la direction et l'adresse du nœud qui lui est associé [8].
- Le champ Pending Address Fields (m octets) sert à connaître les adresses des dispositifs qui ont des données en attente chez le coordinateur.
- Le champ Beacon Payload (n octets) est optionnel, il peut contenir des informations provenant des couches supérieures. Lorsque la couche MAC reçoit une trame balise avec un chargement, elle fait suivre les données pour les couches supérieures.
- Le champ Frame Check Sequence (2 octets) sert à contrôler l'intégrité des en-têtes et des données de la trame. Il est obligatoire pour tous les types de trames. Aucune correction n'est faite, si des bits erronés sont détectés, il doit y avoir retransmission.

### 3.4.6.2. Structure d'une trame de données

La structure générale d'une trame MAC de donnée est présentée dans la Figure 15.

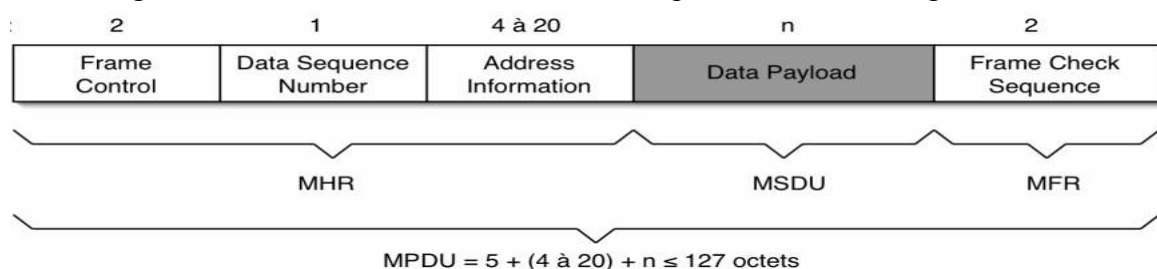


Figure15: Structure d'une trame MAC de donnée

La trame complète est appelée MPDU (MAC Protocol Data Unit) et ne peut posséder plus de 127 octets. Elle contient un en-tête (MHR), des données provenant des couches supérieures (MSDU) et une fin de séquence (MFR).

- Le champ Frame Control (2 octets) est un champ commun à tous les types de trames et sert à spécifier la structure et le contenu du reste de la trame.
- Le champ Data Sequence Number (1 octet) définit une numérotation de trames sur 8 bits, qui est notamment utilisée lors des acquittements afin de connaître quelles trames ont été acquittées. Ce champ est utilisé pour les trames de type de données, de commande et d'acquiescement.
- Le champ Adress Information sert à spécifier les adresses source et destination. Il contient toujours au moins 4 octets pour une longueur maximale de 20 octets.
- Le champ Data Payload a une longueur variable. Néanmoins, une trame MAC total (MPDU) ne peut dépasser 127 octets de longueur. Le contenu de ce champ est appelé MSDU et dans le cas d'une trame de données, celle-ci provient toujours des couches supérieures.

### 3.4.6.3 Structure d'une trame d'acquiescement (ACK)

Une autre fonction de la couche MAC est d'acquiescer la réception de données ou de commandes. C'est dans le champ « Frame Control » de l'en-tête de la trame que l'on indique s'il doit y avoir acquiescement ou pas. La trame d'acquiescement est envoyée immédiatement après la réception de la trame à acquiescer. La figure 16 présente la structure d'une trame d'acquiescement.

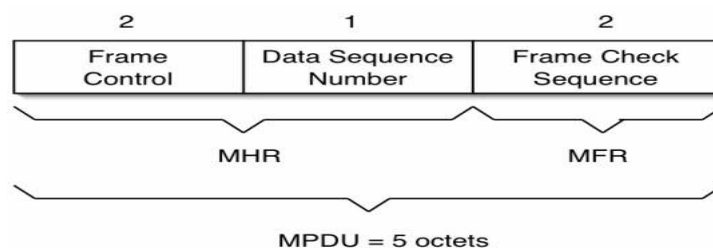


Figure16: Structure d'une trame MAC d'acquiescement

Dans le cas d'une trame d'acquiescement, tous les champs du champ « Frame Control » sont mis à zéro excepté le champ « Frame Pending » (4bits) et le champ « Frame Type » (2bits) dont ce dernier doit être égale à 2.

### 3.4.6.4. Structure d'une trame de commande

Les trames de commande sont utilisées pour réaliser des demandes des différentes fonctionnalités MAC. La structure d'une trame de commande est présente à la figure 17.

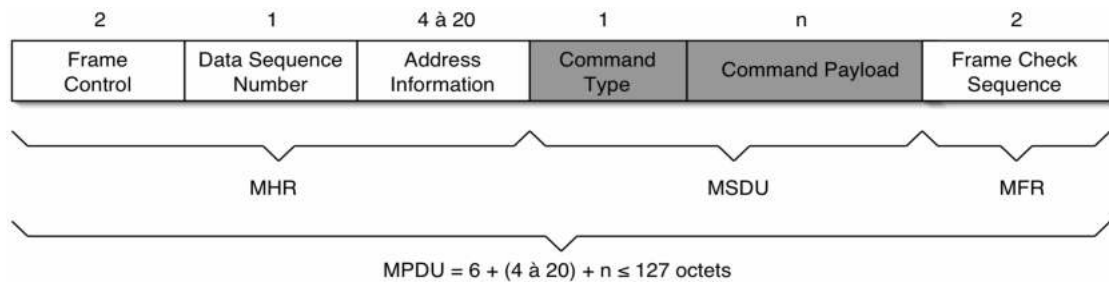


Figure17: Structure d'une trame MAC de commande

- Le champ Address Information (1 octet) indique quel adressage est utilisé pour cette commande. Le type d'adressage va dépendre du type de commande utilisée. Le tableau 4 résume les différents types d'adressage existants.
- Le champ Command Type (1 octet) est le champ qui spécifie le type de la trame de commande. Il existe au total 9 types de trames de commande. Un FFD est capable d'envoyer et de recevoir toutes les trames de commande, contrairement au RFD. Le Tableau 4 indique les différents types de trames de commande et ce qu'est capable de réaliser un RFD. Tx et Rx indiquent la possibilité de transmission ou réception respectivement.

Valeur	Nom de commande (CMD)	CMD payload (octet)	RFD		Adressage			
			Tx	Rx	source	dist	PAN source	PAN dist
0x01	Association Request	1	x		64 bits	16/64 bits	0xFFFF	16 bits
0x02	Association Response	3		x	64 bits	64 bits	16 bits	16 bits
0x03	Disassociation Notification	1	x	x	64 bits	64 bits	16 bits	16 bits
0x04	Data Request	-	x		16/64 bits	0/16 bits	16 bits	0/16 bits
0x05	PAN ID Conflict Notification	-	x		64 bits	64 bits	16 bits	16 bits
0x06	Orphan Notification	-	x		64 bits	16 bits	0xFFFF	0xFFFF
0x07	Beacon Request	-	x		0 bits	16 bits	0 bits	0xFFFF
0x08	Coordinator Realignment	7		x	64 bits	16/64 bits	16 bits	0xFFFF
0x09	GTS Request	1	x		16 bits	0 bits	16 bits	0 bits

Tableau4: Types de trame de commande

Pour plus de détail sur les structures des paquets MAC, le lecteur pourra consulter les ouvrages [3], [4] et [8].

## 4. Conclusion

Nous avons essayé à travers ce chapitre de mettre l'accent sur le protocole IEEE802.15.4 d'une manière générale tout en se basant sur leurs principales caractéristiques et fonctionnalités. Ceci nous a permis de déduire que la trame balise joue un rôle déterminant et crucial dans la gestion et la synchronisation de réseau dans le mode balisé de la couche MAC. La perte de suivi de ce trame peut engendrer des grands problèmes pour le nœud, qui peuvent faire le faire arriver jusqu'à la mort, ce qui minimise la durée de vie du réseau. Cela nous a mené à faire une étude des principales causes pour lesquelles le nœud perd la réception de cette importante trame. Cette étude est présentée dans le chapitre qui suit.

# Chapitre 2:

## Les collisions de trames balise dans le protocole IEEE802.15.4

### 1. Introduction

Le standard IEEE 802.15.4 propose, comme modèle de synchronisation en mode balisé, l'utilisation périodique de trames balise par le coordinateur de réseau dont le but est de fournir une manière efficace de synchronisation entre les différents nœuds de réseau RCSF. Cependant, ce mécanisme ne peut être utilisé que dans les réseaux en étoile, du fait qu'il existe un coordinateur unique responsable de la transmission de trames balises. En revanche, plusieurs peuvent exister dans un réseau point-à-point qui peut être réalisé en utilisant des nœuds associés au coordinateur de réseau et permettent d'agir en tant que coordinateurs de cellules en transmettant leurs propres trames balises afin de permettre à d'autres nœuds situés hors de la portée radio du coordinateur de réseau, à rejoindre le réseau. C'est le cas de réseau en arbre de cellules (Maillé), dans lequel, un coordinateur de cellule assure la synchronisation des communications internes (Intracellulaires) réalisée par la transmission régulière d'une trame balise. Bien que, ce mécanisme est hiérarchiquement scalable et facilite le contrôle quasi distribué d'accès au médium entre les coordinateurs de cellules, il présente quelques complications. Les problèmes se posent principalement par le fait qu'un coordinateur de cellule puisse perturber la réception de la trame balise dans la cellule voisine s'il est à portée radio dans un réseau où on trouve plusieurs entités gérant localement (têtes

de cellule) ou globalement (le coordinateur de réseau) les communications au sein de leurs associations. Comme l'ensemble des communications du réseau s'effectue sur le même canal, on peut envisager le fait que des trames émises sans précaution particulière entrent en collision et amènent certains nœuds à perdre la synchronisation avec leur tête de cellule, voire à perdre des données.

Il nous paraît donc nécessaire de bien cerner le problème de collisions liées à la cohabitation de plusieurs cellules dans un même réseau, et dresser un état de l'art des diverses méthodes de synchronisation de trames dans un réseau avec une topologie en arbre de cellules. Cette étude est présentée dans les sections suivantes.

## **2. Synchronisation des cellules dans un réseau maillé**

Le standard IEEE 802.15.4 ne propose dans son état actuel, aucun mécanisme de synchronisation dans le cas des architectures de réseau en arbre de cellules (maillé), pour cela et afin d'apporter le déterminisme et l'optimisation en consommation pour l'architecture point-à-point, une prolongation du standard a été développée dans [9],[10] dont le but de fournir la synchronisation en utilisant les trames balises (le mécanisme de synchronisation utilisé dans les réseaux en étoile). Il faut pour cela faire cohabiter les communications intracellulaires (dans la cellule) avec les communications intercellulaires (entre les têtes de cellules), c'est-à-dire qu'il s'agit des nœuds qui jouent le rôle de parent et d'enfant en même temps (coordinateurs de cellules). Cela passe donc nécessairement par une synchronisation des échanges enfant-parent et parent-enfant parallèlement, mais également par un contrôle de ceux-ci afin de pouvoir garantir un délai borné tout en conservant l'ensemble des fonctionnalités du standard IEEE 802.15.4. Néanmoins, cette prolongation ne propose aucun mécanisme d'esquive des collisions de trames balise qui peuvent se poser dans ce type de réseaux du fait qu'un coordinateur de cellule puisse perturber la réception de la trame balise dans la cellule voisine s'il est à portée radio. Dans ce qui suit, nous présentons les types de ce genre de collision ainsi que les différentes solutions posées spécialement pour en faire face.

## **3. Collision de trames balise**

Nous présentons dans cette section les différents cas de collision de trames balise qui peuvent être entraînés dans le modèle de réseau présenté par la figure 18.

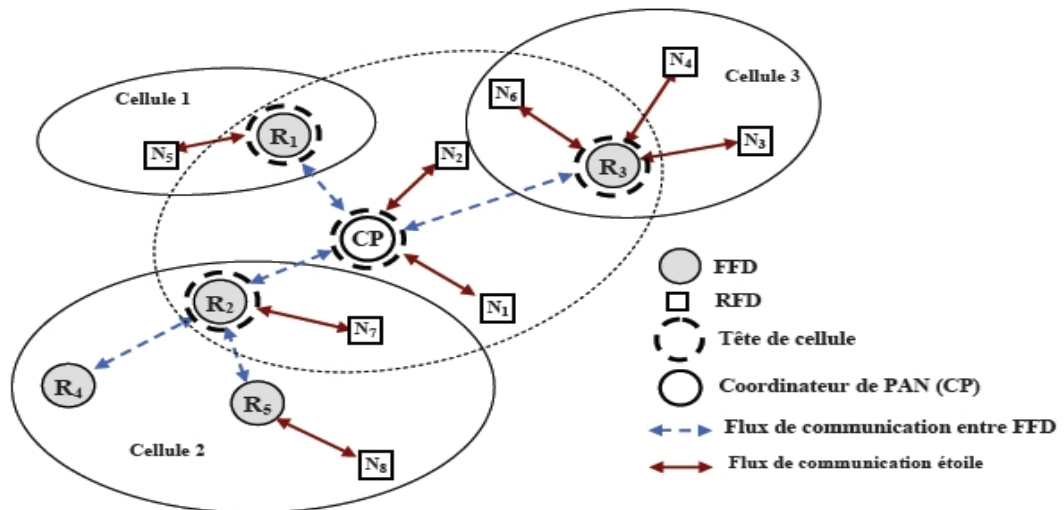


Figure18: Modèle de réseau en arbre de cellules

Le réseau PAN est nommé par le coordinateur de réseau PAN (CP) qui est unique. Ce coordinateur peut attribuer une fonction de coordination de cellule et de routage à certains nœuds FFDs du réseau par l'envoi des trames balise pour la synchronisation des nœuds associés dans leur voisinage (nœuds  $R_1$ ,  $R_2$ ,  $R_3$ ). Ainsi, nous avons nommé  $R_i$  les nœuds assurant la fonction de coordination de la cellule  $i$  pour l'ensemble des nœuds enfants qui sont attachés à cette cellule et émettant périodiquement des trames balise afin d'assurer la synchronisation de la cellule. L'arbre de cellules est donc constitué de plusieurs associations parent-enfant de coordinateurs, sur une certaine profondeur. Ainsi,  $R_2$  est, par exemple, le coordinateur parent de  $R_5$ , mais aussi l'enfant du coordinateur du réseau PAN (CP). Il est aisé d'imaginer que la transmission de trames balise sans précaution peut entraîner des collisions pour des nœuds émetteurs étant à portée radio les uns des autres.

Le groupe de travail IEEE TG4b a identifié deux types de collisions : (1) collisions directes et, (2) collisions indirectes de trames balise. Elles sont présentées dans les paragraphes suivants:

### 3.1. Collision directe de trames balise

Les collisions directes de trames balise se produisent lorsqu'au moins deux coordinateurs se trouvent à portée radio l'un de l'autre (ils sont donc voisins directs ou ont un lien de parenté, c'est-à-dire une relation parent-enfant) et émettent leurs trames balise approximativement en même temps comme cela est indiqué dans la figure 19: le nœud  $N_5$  est à portée radio de  $R_1$  et  $R_2$ . La portée des nœuds coordinateurs ( $R_1$ ,  $R_2$ ,  $R_3$ ) est indiquée par les cercles en pointillés.

Si la transmission des trames se fait approximativement au même moment, le nœud  $N_5$  perd sa synchronisation avec son père  $R_1$  suite à la collision des trames balise.

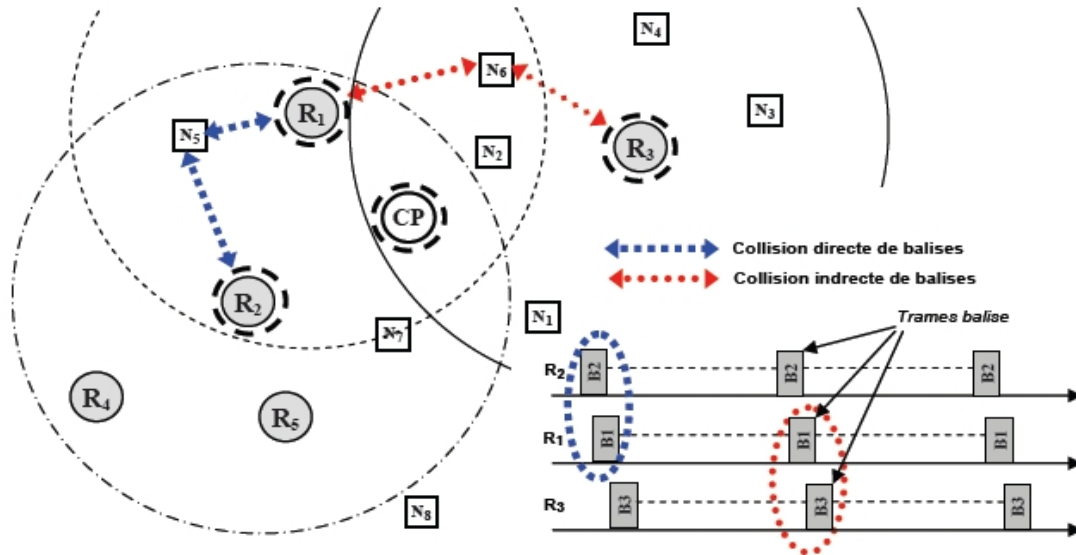


Figure19: Collisions directes et indirectes de trames balise

### 3.2. Collision indirecte de trames balise

Les collisions indirectes de trames balises se produisent lorsqu'au moins deux coordinateurs, ne pouvant pas s'entendre directement, émettent leur balise approximativement en même temps. Dans ce cas, le nœud  $N_6$  (figure19) qui est situé à l'intersection des zones de couverture superposées des coordinateurs  $R_1$  et  $R_3$  perd sa synchronisation avec son coordinateur de cellule  $R_3$  suite à la collision des balises.

Ce problème est plus complexe que celui des collisions directes de trames balise : il ne suffit plus de connaître les coordinateurs voisins à 1 saut, mais il faut également connaître les coordinateurs qui sont à 2 sauts.

### 4. Approches d'esquive de collisions de trames balise

Afin de remédier au problème de collisions des balises dans un réseau organisé en arbre de cellules communicant sur un même canal, le groupe de travail TG4b de l'IEEE a proposé deux alternatives [11].

## 4.1. L'approche réactive

Pour cette approche, un coordinateur n'utilise aucune procédure pour éviter la collision indirecte de trames balise lors de l'association avec un coordinateur parent. Dès qu'une collision de balises est détectée par un nœud, il engage une procédure de récupération afin de résoudre le problème, ce qui peut prendre un certain temps. Pour plus de détails, on peut se référer au site Web de TG4b [11].

## 4.2. L'approche proactive

Deux approches proactives ont été proposées pour apporter une solution au problème des collisions directes et indirectes de trames balise: l'approche par multiplexage temporel de supertrames [12, 13] et l'approche par section exclusive de balises [14].

Dans cette section, nous présentons les idées principales ainsi que l'implantation de ces propositions par l'équipe de recherche IPP-Hurray décrites dans [14].

### 4.2.1. Esquive de collision par multiplexage temporel de supertrames

Dans cette approche, le temps est découpé de telle manière que la trame balise et la section active de la supertrame d'un nœud donné soient envoyés durant la section de temps inactive des nœuds voisins comme le montre la figure 20. Nous parlons indistinctement de collisions directes et indirectes. La différence essentielle entre les deux types consiste en la détection du voisinage, respectivement à 1 ou 2 sauts. L'idée est que chaque coordinateur du réseau (routeur ou coordinateur de cellule) sélectionne un temps de départ *BeaconTxOffset* pour transmettre sa balise. Chaque coordinateur potentiel doit pouvoir retransmettre le *BeaconTxOffset* de son parent aux coordinateurs voisins et maintenir à jour la table des coordinateurs de son voisinage. Le temps de démarrage d'un coordinateur doit être différente de celui des nœuds voisins et parents. Cette technique nécessite le réveil du coordinateur lors de sa période d'activité mais également lors de la période d'activité de ses parents afin de se synchroniser.

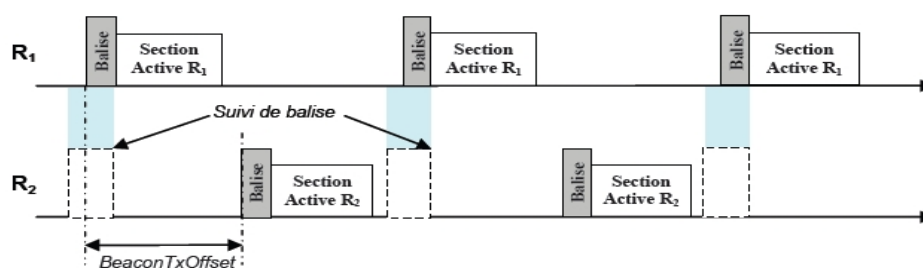


Figure 20: Esquive de collisions par multiplexage temporel de supertrames

Cette approche apporte des contraintes fortes dans le fonctionnement du réseau; le rapport cyclique doit être faible pour autoriser un maximum de nœuds coordinateurs. Mais les coordinateurs voisins ne peuvent plus communiquer directement; ils ne sont jamais actifs en même temps. On remarque également que *BeaconTxOffset* doit être choisi avec précaution, non seulement pour éviter les collisions de trames, mais aussi pour optimiser le nombre de cellules dans un même réseau. La densité de coordinateurs supportée dans ce cas est proportionnelle au facteur d'utilisation du médium *SO/BO* en supposant que tous les *SO* et *BO* soient égaux. L'ordonnancement dans le cas où on peut trouver que des *SO* différents ou bien des *SO* et des *BO* différents d'une cellule à l'autre est abordé les paragraphes qui suivent.

#### 4.2.1.1. Ordonnancement des durées de supertrame (SDS - Superframe Duration Scheduling)

Dans le cas où les coordinateurs ont la partie active de leur supertrame de longueur égale, l'ordonnancement peut être faite à l'aide de l'algorithme proposé par [14], en utilisant la technique du « *Pinwheel Schedule* » [15]. La formulation du problème est la suivante :

$\forall i \in [1, n], SD_i = SD$ , on considère un ensemble de  $n$  coordinateurs  $C_i = (SD, BI_i)$  avec  $SD = a \text{BaseSuperframeDuration} * 2^{SO}$ , et  $BI_i = a \text{BaseSuperframeDuration} * 2^{BO_i}$

Le rapport cyclique pour chacune des supertrames est donc  $DC_i = (SD/BI_i) = (2^{SO-BO_i})$ . Par analogie au « *Pinwheel problem* », un coefficient  $a_i$  est défini tel que :

$$\frac{1}{2^{BO_i-SO}} = \frac{1}{a_i} \quad (3)$$

Le problème se réduit ainsi à trouver un ordonnancement d'entiers  $a_i$ . Une condition nécessaire d'ordonnancement de cet ensemble est que le rapport cyclique total soit inférieur ou égal à 1 ; en d'autres termes on ne peut pas dépasser un taux d'utilisation de 100% du médium. Plus formellement, on peut écrire :

$$\sum_{i=1}^n DC_i = \sum_{i=1}^n \frac{SD}{BI_i} \leq 1 \quad (4)$$

La technique du « *Pinwheel Problem* » est appliquée à ce contexte. En premier lieu, l'ensemble est arrangé dans l'ordre croissant des  $BO_i$ . Ainsi, pour  $BO_i < BO_j$ , nous avons  $2^{(BO_i-SO)} < 2^{(BO_j-SO)}$  où  $a_i < a_j$ . Avec l'équation (3), on peut écrire ( $\forall i < j, a_i/a_j$ ) où  $a_i/a_j$  signifie que  $a_j$  est divisible par  $a_i$ ; cela implique que l'ensemble  $\{a_i = 2^{(BO_i-SO)}\}_{i=1 \dots n}$  est

composé uniquement de multiples. En se basant sur les résultats de [14], un ensemble de coordinateurs  $C_i = (SD, BI_i)$  qui appartient à la classe CM définie par:

$$CM = \left\{ A/A = \{a_1, \dots, a_n\} \text{ ou } i < j \Leftrightarrow a_i < a_j \text{ et } \sum_{i=1}^n \frac{1}{a_i} \leq 1 \right\} \quad (5)$$

est toujours ordonnançable. Comme on a toujours  $(\forall i < j, a_i/a_j)$ , l'équation(4) devient une condition nécessaire et suffisante dans le cas de l'ordonnancement des supertrames. Un ordonnancement possible est donné à l'aide d'un algorithme glouton simple appliqué à l'ensemble  $\{a_i = 2^{(BO_i - SO)}\}_{i=1 \dots n}$ . Le paragraphe suivant étend le problème à l'ordonnancement des trames balise ayant des périodes actives de longueur différentes.

#### 4.2.1.2. Cas de la durée de la section active des supertrames de longueur différente

L'objectif est de trouver un ordonnancement d'un jeu de supertrames dont les  $SD_i$  sont différentes et connues. Aucune des sections actives des supertrames ne peut être interrompue. Nous notons également que l'ordonnancement des supertrames ne doit pas contenir de temps libre entre les supertrames afin d'optimiser l'accès au canal et d'éviter toute préemption. Les auteurs de [14] proposent l'algorithme DSD (Different Superframe Duration) testant l'ordonnançabilité d'un ensemble de supertrames et donnant un ordonnancement si cela est possible.

Soit un ensemble de  $n$  coordinateurs  $R_i = (SD_i, BI_i)$ , l'étude de l'ordonnancement peut alors se limiter à une période d'étude des  $SD_i$  égale à une hyper-période (appelé également macrocycle). Cette hyper-période est égale au plus petit commun multiple de tous les  $BI$  :  $ppcm(BI_i)$ . Dans la mesure où l'ensemble des  $BI_i$  est proportionnel à une puissance de 2, le  $ppcm(BI_i)$  est naturellement égal à  $BI_{maj}$ .

L'idée de l'algorithme d'ordonnancement DSD est le suivant: tout d'abord, l'ensemble des  $BI_i$  est organisé dans l'ordre croissant. Ainsi pour  $i \in \text{Min}$ , les  $SD_i$  des supertrames ayant les plus petits intervalles inter-balises,  $BI_i = BI_{min}$  sont ordonnancées en priorité. Pour l'ordonnancement des supertrames ayant le même  $BI_i$ , l'algorithme arrange les  $SD_i$  dans l'ordre décroissant afin d'éviter les espaces de temps libre pour les supertrames qui suivent. Après avoir traité la première supertrame, la deuxième ayant la plus petite  $SD_i$  est choisie afin d'être ordonnancée dans les espaces libres de l'hyper-période.

L'exemple qui suit nous montre clairement le déroulement de l'algorithme DSD, en considérant un ensemble de 6 coordinateurs dont les caractéristiques sont données dans le tableau 5.

Coordinateur	SD	BI
R1	4	16
R2	1	8
R3	2	16
R4	1	32
R5	4	23
R6	2	16

Tableau5: Exemple de configuration de réseau

L'hyper-période de cet ensemble de coordinateurs et  $BI_{maj} = 32$ . Comme  $R_2$  est le coordinateur ayant le plus petit intervalle inter-balise ( $BI_{min} = 8$ ), il sera le premier à être ordonnancé. Une illustration de cet algorithme est donnée sur la figure 21, sur laquelle on remarque quatre instances de  $R_2$  séparées par le microcycle  $BI_{min} = 8$  et placées en priorité dans le macrocycle (ligne 2). On peut également remarquer après l'ordonnancement de la supertrame la plus courte, qu'il existe  $(BI_{maj}/BI_{min}) = 32/8 = 4$  microcycles dans lesquelles les autres supertrames seront placées. Ensuite  $R_1, R_3, R_6$  ont le même intervalle inter-balise  $BI = 16$ . D'après l'algorithme,  $R_1$  est premier étant donné qu'il a la plus grande durée active de supertrame ( $SD$ ). Deux instances de  $R_1$  séparées par  $BI_1 = 16$  sont placées dans l'hyper-période juste après les instances du coordinateur  $R_2$  (ligne 3). Le principe est répété avec  $R_3, R_6, R_5$  puis  $R_4$ . L'ordonnancement final est donné sur la ligne 7 de la figure 21. On remarque sur la ligne 5 que  $R_6$  ne peut pas être ordonnancé dans le premier microcycle étant donné que le nombre contigu de slots de celui-ci n'est pas suffisant pour placer la section active du coordinateur  $R_6$ . Il est alors placé dans le second microcycle juste après l'instance de  $R_1$ . Le même procédé est appliqué à  $R_5$ .

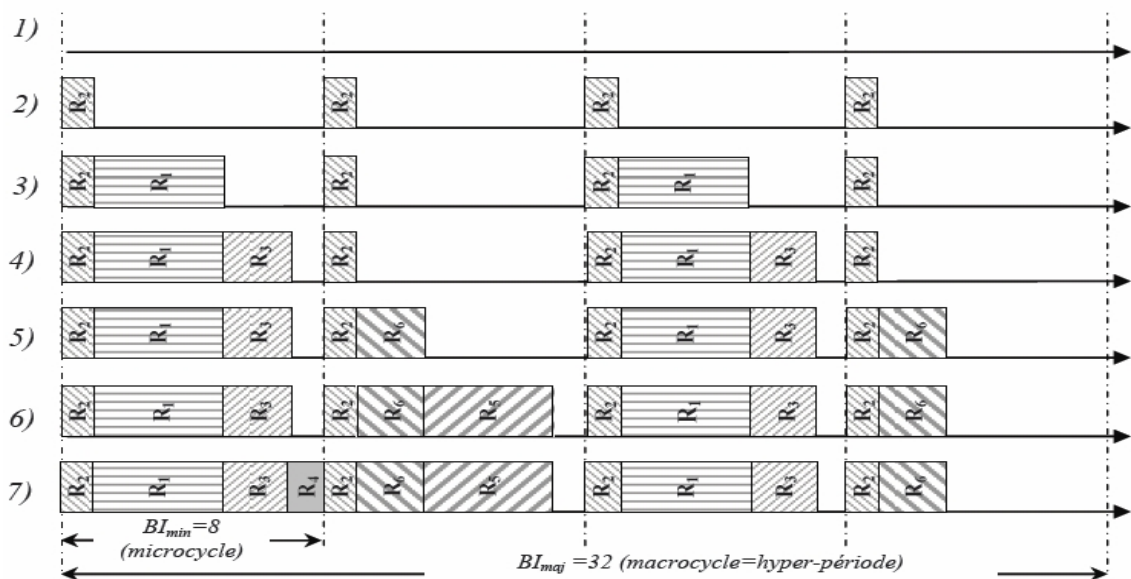


Figure21: Illustration de l'Algorithme DSD

Dans le cas où les  $SD_i$  sont différentes, certaines conditions nécessaires doivent être satisfaites :

$$DC_T = \left\{ \sum_{i=1}^n \frac{SD_i}{BI_i} \right\} \leq 1 \quad (6)$$

**Condition 1.** Le rapport cyclique total doit vérifier :

**Condition 2.**  $\forall i, SD_i < BI_{min}$

**Condition 3.**  $\forall j \exists Min, \sum_{Min} SD_i + SD_j \leq BI_{min}$

La première condition vérifie si le facteur d'utilisation du médium pour l'ensemble des coordinateurs est inférieur ou égal à 1; dans le cas contraire l'ordonnement n'est pas possible. La seconde garantit l'aspect non-préemptif et la troisième, qu'il y a assez d'espace contigu dans un microcycle pour l'ordonnement des autres supertrames.

Cette solution considère que toutes les supertrames sont exécutées séquentiellement; ce qui signifie qu'il n'y a aucune supertrame simultanée. Cependant, si deux coordinateurs sont assez éloignés, ils peuvent transmettre leur balise simultanément sans collision et il est alors possible de trouver un ordonnancement avec un facteur d'utilisation du médium supérieur à 1 pour l'ensemble des supertrames du réseau. Cette possibilité est présentée dans le paragraphe suivant.

#### 4.2.1.3. Optimisation du multiplexage temporel par groupement de coordinateurs

Les auteurs de [14] ont tenté de proposer une optimisation de la proposition précédente permettant d'optimiser l'ordonnement pour les topologies de grandes dimensions, en utilisant la théorie des graphes colorés [16]. L'idée est que les coordinateurs qui sont suffisamment éloignés les uns des autres, de manière à ce que leur zone de portée de transmission ne se recouvre pas, puissent transmettre leurs trames balise simultanément sans rencontrer le problème des collisions directes ou indirectes.

Afin de donner une idée simple de cette approche, on propose un exemple où trois coordinateurs  $CP$ ,  $R_2$  et  $R_3$  fonctionnent avec les caractéristiques indiquées dans le tableau 6.  $SD$  est considéré comme étant égal à l'unité de temps dans cette table.

La figure 16 illustre une situation dans laquelle des collisions sont possibles: les trames de  $CP$ ,  $R_1$  et  $R_3$  peuvent entrer en collision étant donné que  $CP$  recouvre les zones de portée radio des nœuds  $R_2$  et  $R_3$ . On remarque qu'il n'est de toute façon pas possible d'ordonner les supertrames de ces coordinateurs étant donné que le rapport cyclique total (RC) est supérieur à 1:  $\sum_{i=1}^n RC_i = 0.5 + 0.5 + 0.5 > 1$ .

Coordinateur	SO	BO	SD
CP	0	1	1
R2	0	1	1
R3	0	1	1

Tableau6: Exemple de configuration de réseau

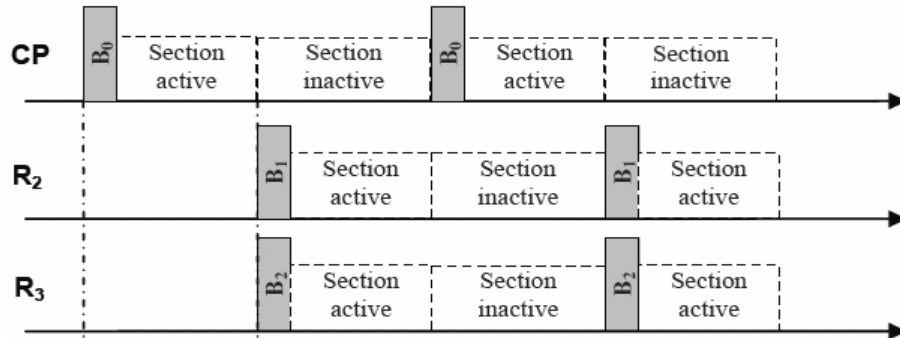


Figure22: Exemple d'organisation de supertrames

Cependant, on remarque que les coordinateurs  $R_2$  et  $R_3$  pourraient envoyer leur trame balise simultanément sans provoquer de collisions dans leur voisinage direct ou indirect (pas de recouvrement entre zones de portée sauf pour  $CP$ ). Ainsi l'ordonnancement suivant est possible:  $CP$  envoie sa trame balise suivi par les coordinateurs  $R_2$  et  $R_3$  qui peuvent alors le faire simultanément pour leur cellule. Cette organisation est possible dans la mesure où l'on peut trouver un groupement des coordinateurs  $R_2$  et  $R_3$  leur permettant d'envoyer leur trame balise au même moment. On recherche une méthode générale permettant de grouper les nœuds qui peuvent émettre leur trame balise simultanément.

On peut considérer qu'il s'agit d'un problème de coexistence qui peut être résolu par la théorie des graphes [17] et plus particulièrement les graphes colorés [16]. La distance entre deux nœuds coordinateurs émettant des trames balise sera utilisée. L'hypothèse forte est que l'on doit donc connaître la distance entre deux nœuds, et que la portée est directement fonction de la distance. Ceci restreint le cadre pratique d'application. En d'autres termes, on procède à un découpage géographique permettant à l'ensemble des coordinateurs d'envoyer leurs trames balise sans collision. On considèrera pour simplifier le problème que l'ensemble des coordinateurs a une zone de couverture radio de rayon  $R$  identique.

Ce problème est plus précisément un problème de coloriage de sommets dans lequel les sommets sont les coordinateurs et les arêtes les liens entre ces coordinateurs.

La stratégie de groupement est efficace dans deux cas :

- l'ensemble des supertrames ayant un rapport cyclique plus grand que 1 n'est pas ordonnançable

– l'ensemble des supertrames est ordonnançable, mais on recherche une stratégie de groupement permettant à des coordinateurs parents de communiquer directement.

Bien que la solution proposée par [14] permette d'éviter la collision de trames balise dans un réseau maillé de type WPAN IEEE 802.15.4, en utilisant une combinaison entre la théorie d'ordonnancement des tâches périodiques et la théorie de coloration des graphes, elle ne permette toutefois pas systématiquement une communication directe entre les nœuds coordinateurs du même groupement. Cela ne peut pas convenir étant donné que nous travaillons sur une topologie dans laquelle les nœuds coopèrent à une tâche de routage et que ceux-ci doivent pouvoir être actifs simultanément, afin de recevoir et de réémettre un message qui ne leur serait pas destiné.

Dans la section suivante, nous présentons la deuxième approche qui permet de compenser la limitation de la proposition précédente.

#### 4.2.2. Esquive de collision par section exclusive de trames balise

L'approche avec section exclusive de trames balise est basée sur une extension de la spécification sur la structure de la balise. Une fenêtre temporelle à accès sans contention est réservée pour l'ensemble de trames balises en début de chaque supertrame (figure 23). Chaque coordinateur choisit un slot de cette section de temps en sélectionnant un CFTS (Contention Free Time Slot) pour transmettre sa balise, évitant ainsi toute collision de trames balise entre coordinateurs voisins.

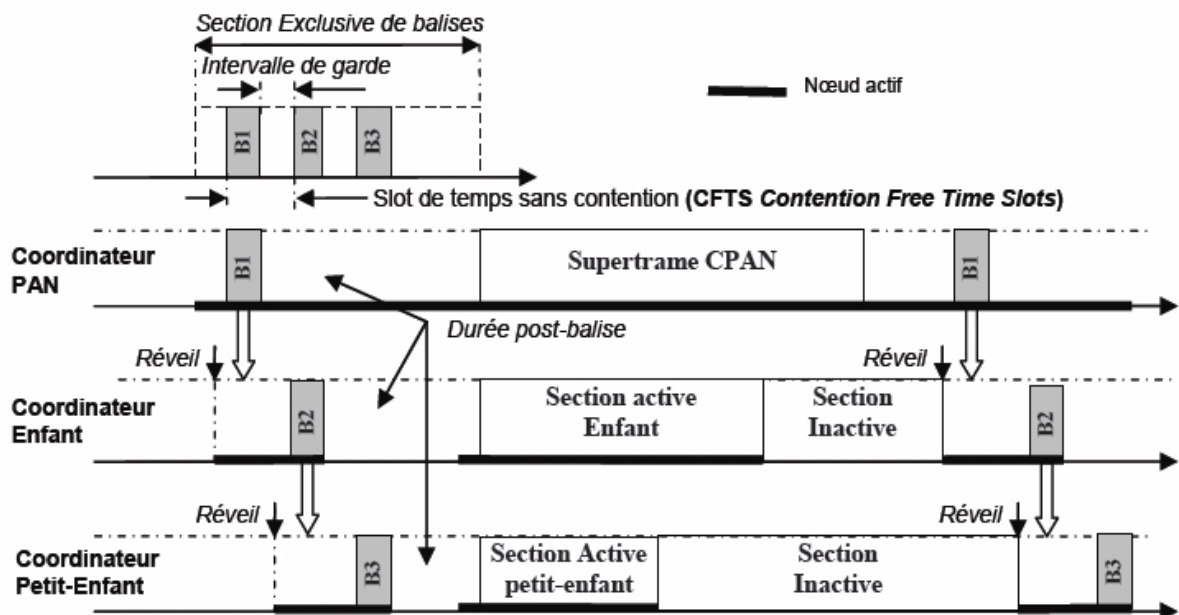


Figure23: Section exclusive de trames balise

L'avantage de cette technique, comparée à l'approche par multiplexage temporel, réside dans le fait que la section active de chaque coordinateur commence au même moment, permettant alors les communications entre coordinateurs voisins comme nous le prévoyons, et qu'elle n'amène pas de contrainte sur le rapport cyclique.

La principale difficulté de cette approche réside dans le dimensionnement de la section exclusive de balises (Beacon-Only Period) pour une topologie de réseau donnée. Cette durée de SEB (Section Exclusive de Balise) dépend directement du nombre de nœuds du réseau, des relations parent-enfants mais aussi du mécanisme d'allocation des CFTS pour chaque coordinateur.

#### 4.2.2.1. Allocation d'un slot dans la section exclusive de balises

Cette approche a été proposée par [12] au groupe de travail TG4b de l'IEEE, dont le but consiste à chercher et allouer un CFTS à chaque coordinateur. Afin d'allouer un CFTS à un coordinateur  $R_i$ , deux règles simples doivent être satisfaites :

- **Règle 1.** Le CFTS d'un coordinateur  $R_i$  doit être différent du CFTS de son parent.
- **Règle 2.** Le CFTS d'un coordinateur  $R_i$  doit être différent du CFTS du parent de chacun de ses voisins coordinateurs.

En considérant un ensemble de  $n$  coordinateurs, le problème consiste à déterminer le nombre minimum de CFTS constituant la période exclusive de balises permettant d'éviter les collisions de trames balise. La solution utilise également la théorie des graphes colorés. C'est le problème de coloration des sommets, où ces derniers sont les coordinateurs, et les arcs, les liens entre les différents couples de coordinateurs, chaque lien respectant les règles citées ci-dessus. Le nombre de CFTS sera le nombre de couleurs différentes pour les sommets. Pour donner une illustration intuitive de l'utilisation des règles (1) et (2), nous décrivons l'exemple suivant:

La figure 24 décrit une topologie en arbre de cellules constituée de 8 coordinateurs (1 coordinateur du réseau et de 8 coordinateurs/routeurs). On considère des zones de couverture radio circulaires de rayon  $R$ . On représente également les relations parents/enfants et les relations de voisinage.

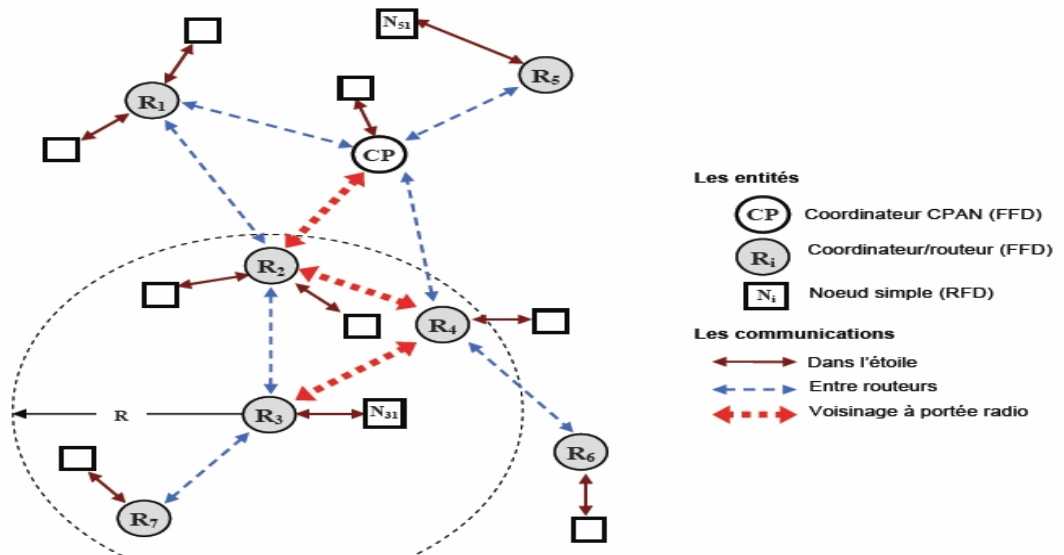


Figure24: Topologie en arbre de cellules - Scénario pour une synchronisation

Pour l'assignation des CFTS, les règles (1) et (2) sont appliquées :

**Avec la règle (1)**

- Les coordinateurs  $R_1$ ,  $R_4$  et  $R_5$  ne peuvent pas utiliser le CFTS de  $CP$ .
- Le coordinateur  $R_2$  ne peut pas utiliser le CFTS de  $R_1$ .
- Le coordinateur  $R_3$  ne peut pas utiliser le CFTS de  $R_2$ .
- Le coordinateur  $R_7$  ne peut pas utiliser le CFTS de  $R_3$ .
- Le coordinateur  $R_6$  ne peut pas utiliser le CFTS de  $R_4$ .

**Avec la règle (2)**

- Les coordinateurs  $R_2$  et  $R_3$  ne peuvent pas utiliser le CFTS de  $CP$  ( $R_2$  et  $R_3$  sont les voisins du coordinateur  $R_4$  qui est un enfant de  $CP$ ). On associe donc le coordinateur  $CP$  avec  $R_2$  et  $R_3$ .
- Le coordinateur  $R_4$  ne peut pas utiliser le CFTS de  $R_1$  ( $R_4$  étant le voisin de  $R_2$  qui est un enfant de  $R_1$ ). On associe  $R_1$  avec  $R_4$ .
- Le coordinateur  $R_4$  ne peut pas utiliser le CFTS de  $R_2$  ( $R_4$  est le voisin de  $R_3$  qui est un enfant de  $R_2$ ). On associe  $R_4$  à  $R_2$ .
- Le coordinateur  $R_2$  ne peut pas utiliser le CFTS de  $CP$  ( $R_2$  est enfant de  $R_1$  qui est lui-même voisin de  $R_1$  dont le parent est  $CP$ ).
- Le coordinateur  $R_3$  ne peut pas utiliser le CFTS de  $R_1$ .
- Le coordinateur  $R_6$  ne peut pas utiliser le CFTS de  $CP$ .
- Le coordinateur  $R_7$  ne peut pas utiliser le CFTS de  $R_2$ .

L'application des règles précédentes permet d'obtenir le graphe coloré présenté dans la figure 25.

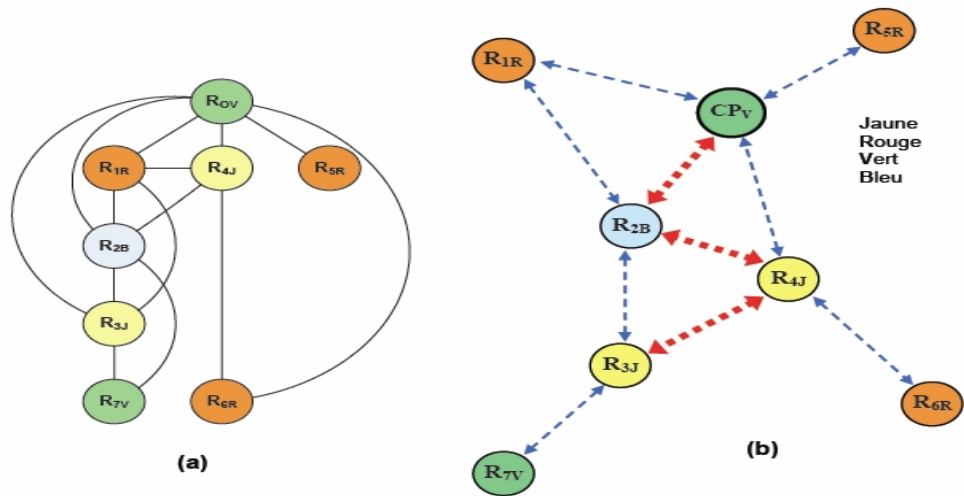


Figure 25: (a) Graphe et (b) Réseau colorés pour l'assignation des CFTS

Pour cette configuration de réseau respectant les règles (1) et (2), la solution nécessite 4 CFTS pour la période exclusive de balises (figure 26).

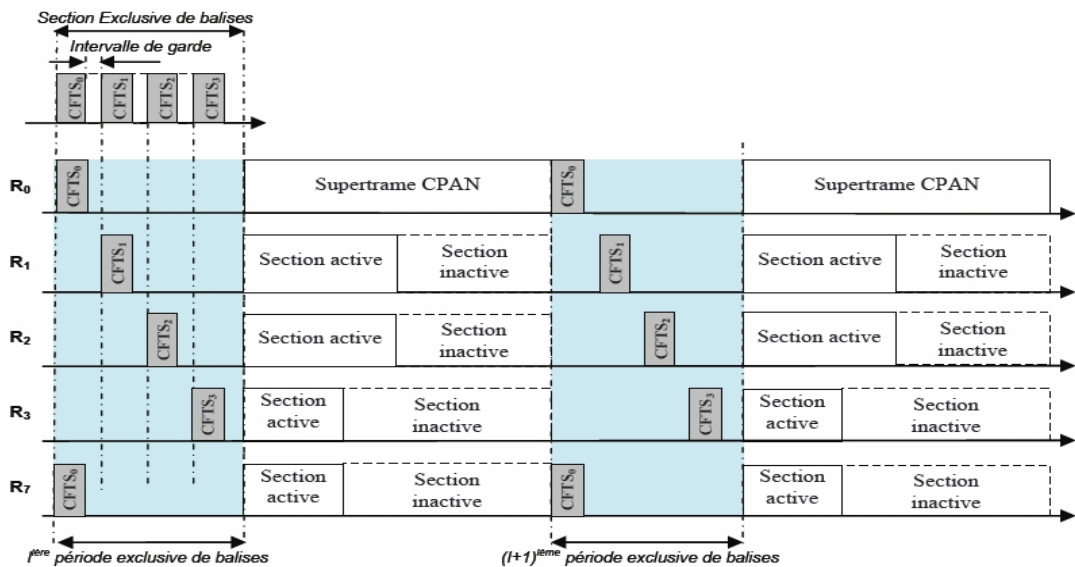


Figure 26: Illustration de la synchronisation par section exclusive de balises

#### 4.2.2.2. Limites de cette solution

Deux problèmes majeurs persistent avec cette solution utilisant les règles (1) et (2). En premier lieu, les règles (1) et (2) ne prennent en considération que le voisinage du coordinateur et ignorent le voisinage des nœuds terminaux. Cela est essentiellement dû au fait qu'un nœud n'a aucun moyen d'informer son voisinage du CFTS de son parent. On voit de plus sur la figure 25-b que la proposition n'évite pas l'allocation d'un même CFTS aux

coordinateurs  $R_3$  et  $R_4$  qui sont des voisins directs. Ils ne devraient donc pas envoyer leur trames balise en même temps afin d'éviter des collisions.

En second lieu, cette approche présente un défaut de synchronisation qui n'est pas admise dans le cadre des applications temps réel. L'allocation des CFTS avec les règles (1) et (2) ne permet pas d'éviter aux coordinateurs  $CP$  et  $R_7$  d'utiliser le même CFTS. Cette allocation ne signifie pas que le coordinateur  $R_7$  enverra sa balise avant son père  $R_3$ , mais que durant la  $(i + 1)^{\text{ème}}$  période exclusive de balises, le coordinateur  $R_7$  sera synchronisé avec la trame balise envoyée par son parent lors de la  $i^{\text{ème}}$  période exclusive de balises. Ce décalage n'est pas compatible avec des contraintes temps réel. En fait, il peut arriver que  $R_3$  envoie sa trame balise durant la  $i^{\text{ème}}$  période exclusive de balises et perde la connexion au réseau  $PAN$  durant la  $(i + 1)^{\text{ème}}$  période. Le coordinateur  $R_7$  recevra la balise de son parent  $R_3$  durant la  $i^{\text{ème}}$  période exclusive de balises et enverra sa trame balise lors de la  $(i + 1)^{\text{ème}}$  période exclusive de balises, avant la trame balise de son parent  $R_3$ , tout en ignorant que celui-ci n'est plus connecté au réseau. Le coordinateur  $R_7$  perdra alors sa synchronisation avec  $R_3$  alors que son nœud enfant reste synchronisé avec lui, ce qui est paradoxal.

#### 4.2.2.3. Optimisation de l'approche par section exclusive de balises

La proposition faite par [12] au groupe de travail TG4b de l'IEEE ne décrit pas clairement la démarche d'assignation des CFTS à chaque coordinateur pour éviter la collision des trames balise comme il a été expliqué au dessus. Les auteurs de [14] ont proposé des nouvelles règles pour l'allocation des CFTS permettant d'éviter le problème de synchronisation mentionné dans la section précédente. La proposition modifie la règle (2) et rajoute une règle (3):

**Règle 1:** Le CFTS d'un coordinateur  $R_i$  doit être différent du CFTS de son parent

**Règle 2':** Le CFTS d'un coordinateur  $R_i$  doit être différent du CFTS des parents de tous ses voisins, coordinateurs ou pas (cela inclus les nœuds simples).

**Règle 3:** Le CFTS d'un coordinateur  $R_i$  doit être différent des CFTS de ses voisins.

La règle (3) couvre les cas particuliers non détectés par la règle (2). Par exemple, le cas où le nœud 31 n'existe pas (figure 21) et que la règle (2') est utilisée: les coordinateurs  $R_3$  et  $R_4$  utilisent le même CFTS comme indiqué sur la figure 23. Ainsi, si le nœud 31 tente de joindre le réseau, il n'aura pas la possibilité de s'associer avec les coordinateurs  $R_3$  et  $R_4$  à cause des collisions de trames balises. Le nœud 31 remontera l'état « No-Beacon » aux couches supérieures. La règle (3) impose donc que deux coordinateurs voisins ne peuvent pas utiliser

le même CFTS. Cette règle absorbe la règle (1) étant donné que dans les voisins se trouvent au moins les parents.

Les auteurs de [14] proposent également une synchronisation hiérarchique entre enfant et parent. Un coordinateur n'est pas autorisé à envoyer une trame balise avant celle de son parent. Cela permet d'éviter le problème de synchronisation évoqué précédemment.

**Règle 4:** Etant donné un ensemble de CFTS organisés dans l'ordre croissant de l'index 0 à  $n-1$ , l'index du CFTS d'un coordinateur  $R_i$  ne devra pas être plus grand que l'index de celui de son parent. L'allocation des CFTS peut se limiter au respect des règles (2'), (3) et (4). Avec ces nouvelles règles, on obtient un nouveau jeu de CFTS, qui nous donne six CFTS pour les 8 coordinateurs au lieu des 4 dans la version précédente.

#### 4.2.2.4. Limites de la proposition

La solution présentée dans cette section permet l'esquive de collision des trames balise des coordinateurs de cellules d'un réseau en arbre de cellules. Dans le scénario précédent (figure 25-b), un cas de collision indirect ne peut pas être détecté durant l'allocation des CFTS: s'il n'y a pas de nœuds communs dans les zones d'influence de  $R_1$  et  $R_5$ , les deux coordinateurs partageront le même CFTS. Lorsque le nœud 51 rejoint le réseau, il ne pourra s'associer ni avec  $R_1$  ni avec  $R_5$  à cause des collisions de balises indirectes. Pour régler ce problème, les auteurs [14] proposent une mise à jour périodique de la table d'allocation des CFTS. La période de mise à jour est fixée en fonction des besoins de l'application dans laquelle le protocole est utilisé et d'autres paramètres décrivant le réseau PAN (mobilité des nœuds, rapidité de déplacement, ...etc).

Ainsi que cette nouvelle technique n'apporte toutefois pas une réponse au problème de collisions dans la section CFP de chaque cellule, qui doit aussi être protégée. En effet, cette méthode organise les trames balise dans une section exclusive de balises qui est contenue dans le slot<sub>0</sub> de la supertrame. Cependant, les trames balise ne sont pas les seules susceptibles de subir des collisions; il y a également l'ensemble des communications effectuées dans la section CFP pour chacune des cellules. Nous décrivons, dans la section suivante, une extension qui traite ce nouveau problème.

#### 4.2.2.5. Extension de la synchronisation des balises et des GTS

En vue de trouver des solutions pour les problèmes cités au dessus, les auteurs de [18] ont proposé une exploitation plus exhaustive des mécanismes utilisés dans l'approche précédente. Cette méthode est basée sur la connaissance du voisinage pour chacun des nœuds

du réseau. Lorsqu'un nœud rejoint le réseau, il envoie au coordinateur de réseau la liste complète des nœuds voisins dont il reçoit les trames. Ceux-ci peuvent être des nœuds routeurs aussi bien que des nœuds terminaux. Il a été démontré que l'esquive de collisions directe et indirecte repose sur une connaissance détaillée de la structure topologique du réseau. C'est pour cela que les relations de voisinage à deux sauts ont été considérées. Les règles permettant la construction de la section exclusive de balises sont les suivantes [14] :

- **Règle 1** : le CFTS d'un coordinateur doit être différent du CFTS de son voisin, donc de son père.
- **Règle 2** : le CFTS d'un coordinateur  $R_i$  doit être différent du CFTS des voisins de son père.
- **Règle 3** : soit un ensemble de CFTS organisé dans l'ordre croissant de l'index 0 à n-1 ; l'index du CFTS d'un coordinateur  $R_i$  ne devra pas être plus grand que celui de son père.

Les règles 1 et 2 sont prises en considération dans la construction de la matrice de voisinage. En appliquant l'algorithme de *Welch et Powell* [19], ces règles permettent de déterminer le nombre de slots CFTS nécessaires dans la section exclusive de balise afin d'éviter les collisions. Afin de prendre en compte la règle 3 qui corrige le problème de synchronisation pour les applications temps réel, il est nécessaire de classer les coordinateurs en fonction de leur rang dans la hiérarchie du réseau, depuis le superviseur qui distribue les informations sur la synchronisation.

Dans l'exemple illustré sur la figure 27, nous déduisons la table de voisinage à deux sauts (Tableau7) qui nous permet d'obtenir 5 CFTS, au lieu de 6 dans l'état initial, pour assurer un fonctionnement exempt de collisions. Les indices alphanumériques indiquent le CFTS utilisé.

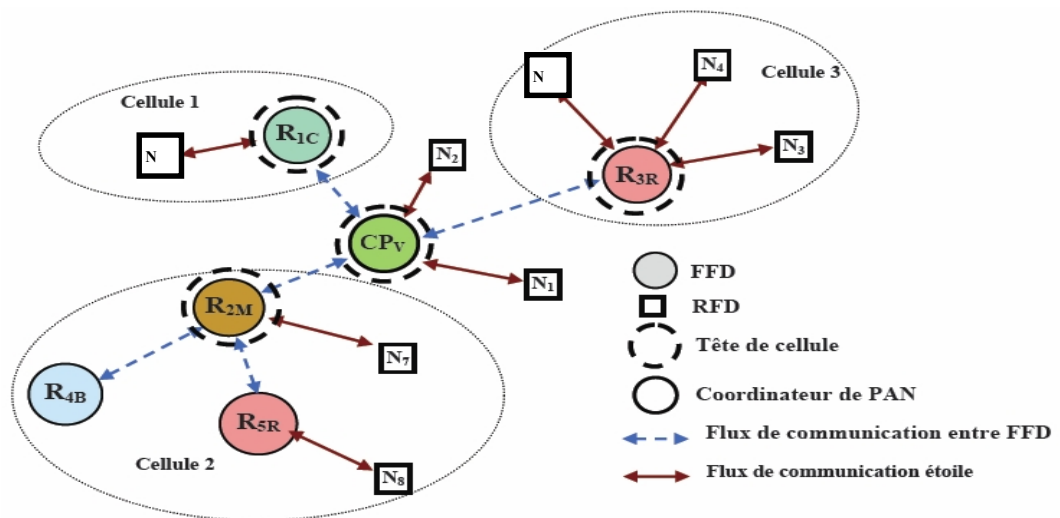


Figure27: Ordonnement des CFTS

	Rang	CP	R <sub>1</sub>	R <sub>2</sub>	R <sub>3</sub>	R <sub>4</sub>	R <sub>5</sub>	N <sub>1</sub>	N <sub>2</sub>	N <sub>3</sub>	N <sub>4</sub>	N <sub>5</sub>	N <sub>6</sub>	N <sub>7</sub>	N <sub>8</sub>
CFTS <sub>1V</sub>	0	CP <sub>V</sub>	0	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1
CFTS <sub>2C</sub>	1	R1 <sub>C</sub>	1	0	1	1	1	1	1	1	0	0	1	1	0
CFTS <sub>3M</sub>	1	R2 <sub>M</sub>	1	1	0	1	1	1	1	0	0	0	1	1	1
CFTS <sub>4R</sub>	1	R3 <sub>R</sub>	1	1	1	0	0	1	1	1	1	1	0	1	0
CFTS <sub>4R</sub>	2	R5 <sub>R</sub>	1	1	1	0	1	0	0	0	0	0	1	1	1
CFTS <sub>5B</sub>	2	R4 <sub>B</sub>	1	1	1	0	0	1	0	0	0	0	1	1	1

Tableau7: Table de voisinage à deux sauts pour la recherche d'un ordonnancement des balises[18]

La solution d'ordonnancement donnée par la table de voisinage 6, montre l'existence de 5 CFTS en associant la même CFTS ( $CFTS_{4R}$ ) aux deux coordinateurs  $R_3$  et  $R_5$  dont la case de chacun est marquée par un 0 dans la ligne de l'autre c.-à-d. les règles 1 et 2 ne sont pas appliquées à ces deux coordinateurs.  $R_3$  et  $R_4$  se trouvent dans le même cas, mais l'algorithme ne peut pas les associer la même CFTS car  $R_5$  et  $R_4$  se sont des voisins et come  $R_3$  partage la même CFTS avec  $R_5$ , il faut que  $R_4$  prend un CFTS différent (règle2).

#### 4.2.2.6. Principe de synchronisation des GTS

L'ordonnancement des balises ne règle pas le problème des collisions dans la section CFP qui reste menacé par les deux types de collisions. Les auteurs de [18] ont Proposé aussi une solution de synchronisation des GTS en utilisant la notion de CFGTS (*Contention-Free GTS*) qui permet au coordinateur d'une topologie étoile d'utiliser un GTS dans la section CFP avec esquivé de collision, c'est-à-dire sans conflit avec les coordinateurs voisins. L'ensemble des CFGTS devra être réservé par le superviseur de réseau dans une section particulière de la supertrame appelée section exclusive de GTS (figure 28). Le superviseur construira une matrice carrée représentant le voisinage à deux sauts de tous les nœuds du réseau pour lesquels nous désirons déterminer le nombre de CFGTS et ceci pour tous les coordinateurs d'étoile du réseau (Tableau8).

Il est important de rappeler qu'un GTS est utilisé exclusivement entre un coordinateur et son nœud enfant. Ainsi, la réservation de CFGTS dépend d'une paire de nœuds : le père  $P_i$  et le descendant  $D_i$ . Les règles permettant de construire la section exclusive de GTS dans la CFP sont les suivantes :

- **Règle 1:** le CFGTS du couple de nœuds  $P_i/D_i$  doit être différent des CFGTS des voisins,
- **Règle 2:** le CFGTS du couple de nœuds  $P_i/D_i$  doit être différent du CFGTS des parents des voisins, pour tous les types de nœuds: RFD ou FFD.

L'aspect hiérarchique n'est pas significatif étant donné que les nœuds émettant en CFP sont déjà synchronisés depuis le début de la supertrame par la réception de la trame balise de leur père; les communications par GTS sont complètement asynchrones d'une cellule à l'autre. L'exemple suivant montre l'application de deux règles afin d'organiser les CFGTS dans un scénario simple de 6 GTS qui sont requis sur l'ensemble du réseau présenté par la figure 24. La construction de la matrice de voisinages à deux sauts nous permet d'obtenir un ordonnancement de 4 CFGTS comme cela est indiqué sur la table 7 dans lequel les collisions sont esquivées.

	CP	R <sub>1</sub>	R <sub>2</sub>	R <sub>3</sub>	R <sub>5</sub>	N <sub>1</sub>	N <sub>3</sub>	N <sub>5</sub>	N <sub>6</sub>	N <sub>7</sub>	N <sub>8</sub>	
R <sub>5</sub> ,R <sub>2</sub>	1	1	1	0	1	0	0	0	1	1	1	CFGTS <sub>1C</sub>
R <sub>2</sub> ,N <sub>7</sub>	1	1	1	0	1	1	0	0	1	1	0	CFGTS <sub>2J</sub>
CP,N <sub>1</sub>	1	1	1	1	0	1	0	0	0	1	0	CFGTS <sub>3V</sub>
R <sub>3</sub> ,N <sub>3</sub>	1	0	0	1	0	1	1	1	0	0	0	CFGTS <sub>1C</sub>
R <sub>1</sub> ,N <sub>6</sub>	1	1	1	0	0	0	0	0	1	0	0	CFGTS <sub>4R</sub>
R <sub>5</sub> ,N <sub>8</sub>	0	0	1	0	1	0	0	0	0	1	1	CFGTS <sub>3V</sub>

Tableau8: Matrice de voisinage à 2 sauts et organisation des CFGTS [18]

La figure 28 suivante, montre la synchronisation globale proposée par [18] qui utilise 5 CFTS dans la section exclusive de balises et 4 CFGTS dans la section exclusive de GTS:

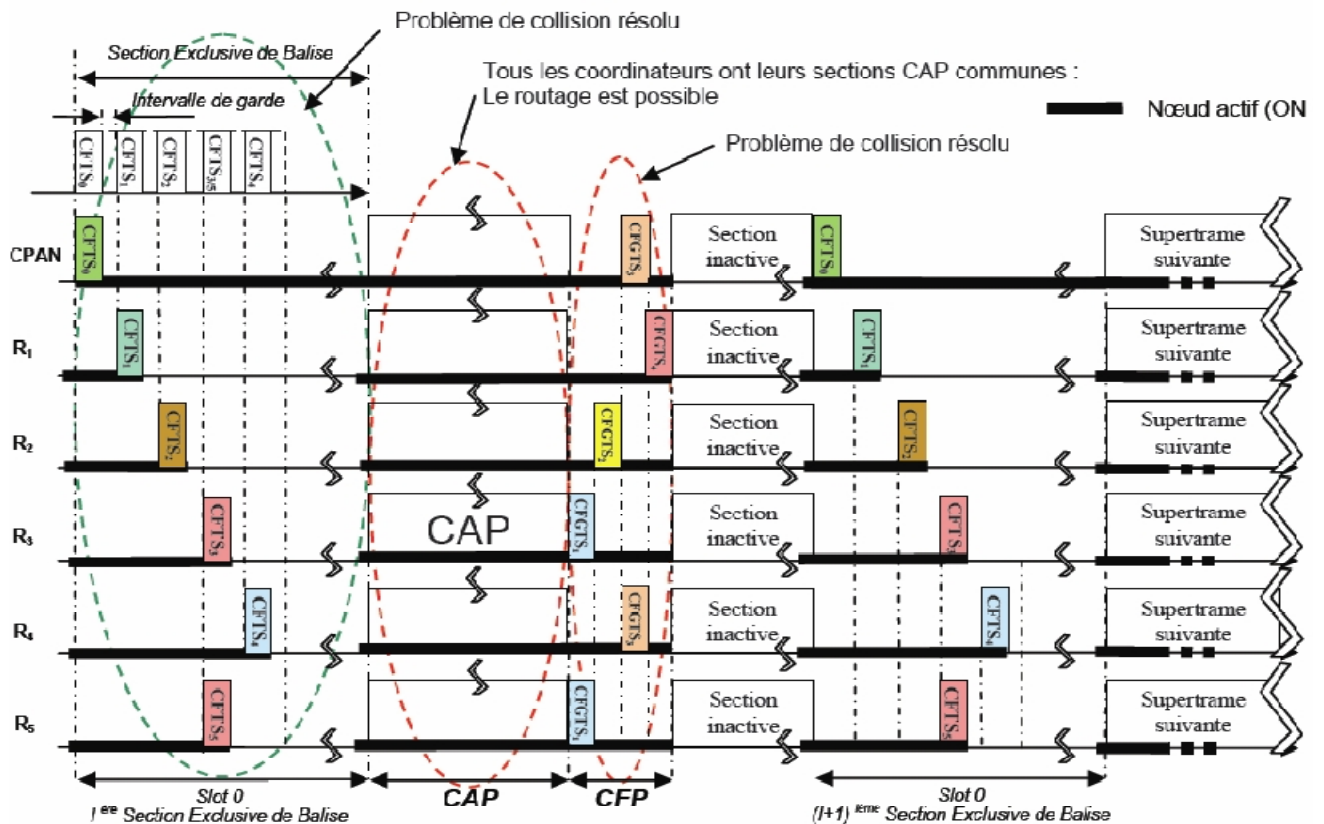


Figure28: Synchronisation des balises et des GTS [18]

#### 4.2.2.7. Limites de l'extension

Si on propose un deuxième scénario de synchronisation de GTS pour la même topologie réseau, mais pour un nombre de GTS plus important : 1 GTS par nœud enfant. Nous allons trouver le nombre de 13 GTS nécessaires pour le réseau de la figure 27. Dans ce cas, l'algorithme d'ordonnement des CFGTS appliqué à la table de voisinage à deux sauts se résulte avec un nombre minimal égal à 10 CFGTS pour éviter toute collision dans la CFP. Comme le standard limite le nombre de GTS par supertrame à 7, on ne pourra permettre cet ordonnancement que par un accroissement de ce nombre qui ne peut pas dépasser 14 CFGTS étant donné que la section active ne permet de disposer que de 16 slots, le premier étant réservé à la transmission de la balise du coordinateur, le second garantissant une section CAP minimum ( $aMinCAPLength=440$  symboles, soit 7,04 ms pour la fréquence 2.4 GHz). Dans le meilleur des cas, il reste 14 CFGTS par supertrame, ce qui est insuffisant pour les réseaux étendus.

## 5. Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons fait le tour sur le concept de collision dans les RCSFs en arbre de cellules, ses principales sources ainsi que les différentes approches proposées pour l'évite de collision avec ses limites.

On peut aisément remarquer que ces techniques tendent toujours vers l'exploitation possible de la transmission parallèle afin d'éviter le retard mais aussi d'utiliser des périodes minimum pour consommer moins d'énergie dans l'écoute des nœuds qui reste un des importantes sources de consommation énergétique. Ainsi, l'environnement de contrôle de processus industriel impose la nécessité de conserver le mode balisé du standard IEEE 802.15.4 afin de conserver les mécanismes pour la gestion de la bande passante ainsi que ceux pour la gestion de l'énergie. Ces importances peuvent être améliorées étant donné que les solutions citées ci-dessus supposent l'existence d'une seule fréquence physique, malgré la disponibilité de multiples canaux dans la couche physique du standard IEEE 802.15.4 (10 canaux constituent la bande 902/928MHz et 16 canaux pour la bande 2.4/2.4835GHz), comme il a été indiqué dans le chapitre précédent (paragraphe 3.3). L'offre de multiples canaux rend la conception d'une méthode de synchronisation pour le protocole IEEE 802.15.4 une tâche impérative, en exploitant la disponibilité des fréquences multiples pour améliorer la transmission parallèle et pour augmenter la performance de réseau.

Nous présentons, dans la section suivante, une analyse des mécanismes qui utilisent la technologie multifréquences dans les réseaux de capteurs sans fils.

# Chapitre 3:

## Les protocoles multifréquences dans les réseaux de capteurs (RCSFs)

### 1. Introduction

La communication multifréquences a attiré l'attention de plusieurs chercheurs, avec laquelle ils ont pu de proposer un certain nombre de solutions en développant de nouveaux protocoles multifréquences pour les réseaux sans fil en général ont la capacité de communiquer en utilisant plusieurs fréquences. Toutefois, ces protocoles ne sont pas appropriés pour les applications de RCSFs. Même si elles présentent une bonne performance en général dans les réseaux sans fil ad hoc, par exemple [20]. Cela est du de la spécificité de réseaux RCSFs qui en rendent un type spécial des réseaux sans fil ad hoc. Dans la suite nous résumons les causes principales:

- 1- Tout d'abord, un seul radio (émetteur/récepteur) ne peut pas transmettre et recevoir simultanément, comme il ne peut pas fonctionner sur des fréquences différentes en même temps, étant donné que chaque capteur est généralement équipé d'un seul radio (émetteur/récepteur) pour économiser l'énergie et réduire le coût produit. Ce matériel est très différent de celui conçu pour d'autres protocoles sans fil (IEEE 802.11 par exemple) afin de pouvoir écouter à plusieurs fréquences en même temps à travers plus qu'un seul radio.

- 2- Deuxièmement, la bande passante du réseau RCSFs est très limitée et la taille des paquets de la couche MAC est très petite, 30 à 50 kb/s, par rapport à 512 ko/s ou plus, utilisés en général dans les réseaux sans fil ad hoc.
- 3- En fin, La plupart des méthodes d'attribution de canaux dans les réseaux sans fil sont basés sur des variantes qui ne peuvent pas être pris en charge par les dispositifs capteurs, étant donné que chaque capteur a une puissance limitée en termes de ressources (énergie, mémoire et capacité de calcul).

En raison de ces différences, les protocoles MAC multifréquences qui sont développés pour les réseaux sans fil en général, et ceux pour les réseaux ad hoc spécialement, ne peuvent pas être directement appliquées aux réseaux de capteurs qu'après la prise en compte de ses spécificités.

Ce qui a donné lieu à la naissance des nouveaux protocoles MAC multifréquences spécialement conçu pour répondre à des exigences RCSF. Ces protocoles sont basés, d'une part, sur la disponibilité d'une seule radio par capteur, et d'autre part, sur l'utilisation des stratégies différentes pour l'attribution des fréquences. Une classification de ces protocoles présente dans la section suivante.

## **2. Les protocoles multifréquences pour les RCSFs**

Plus d'un critère de classification des protocoles MAC multifréquences existent. On peut citer, entre autre, la manière d'affectation de fréquences [21] et la méthode d'affectation des fréquences [22], [23]. On a choisi la méthode d'affectation des fréquences comme critère de classification vu leur importance dans notre étude qui s'intéresse à l'utilisation d'une méthode d'affectation de fréquences efficace en termes d'esquive de collisions, pour le protocole IEEE802.15.4 dans les réseaux maillé. Cette classification permet le découpage de l'ensemble de protocoles en trois familles: l'affectation dynamique, l'affectation semi-dynamique et l'affectation fixe de fréquences.

### **2.1. Affectation Dynamique de fréquences**

Cette méthode est basée sur l'utilisation d'un canal de contrôle dédié pour l'échange de commandes d'affectation des fréquences entre deux nœuds [24, 25,26]. Chaque fois, si un nœud veut transmettre une information, il doit, d'abord, négocier la fréquence à utiliser avec le nœud récepteur à travers le canal de contrôle. Une fois la fréquence choisie, les deux

nœuds (émetteur et récepteur) se basculent vers cette fréquence durant la transmission de cette information.

Plusieurs techniques sont utilisées dans cette méthode. On peut citer comme exemples :

### 2.1.1. Le protocole "Self-organizing, collision-free, multi-channel convergecast"

C'est un protocole qui gère l'affectation de fréquences entre un père et son fils, de telle façon que chaque nœud doit utiliser le canal récent, qui représente elle-même un canal de contrôle, jusqu'à l'arrivée du trame ACK de son père qui contient la nouvelle fréquence à utiliser [24] (Figure29).

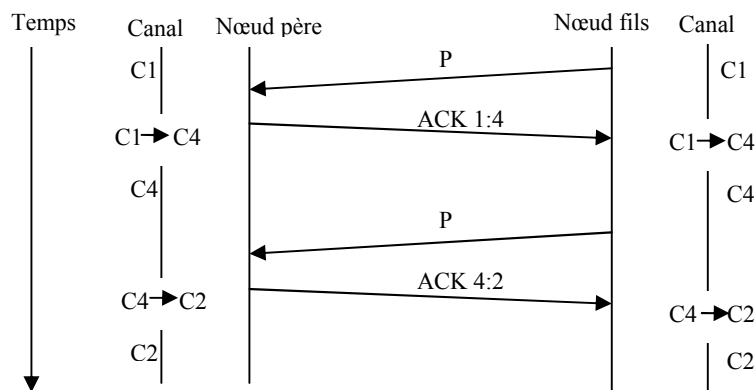


Figure29: Affectation dynamique centralisé de fréquences

### 2.1.2. Le protocole MMAC

MMAC (Multi-channel MAC) [25] est un protocole qui utilise l'affectation dynamique en allouant une petite fenêtre de temps au début de chaque intervalle qui s'appelle ATIM window, dans laquelle les nœuds échangent l'information de sélection de fréquence de transmission en utilisant le canal de contrôle, puis, à la fin de cette fenêtre les nœuds se basculent vers la fréquence sélectionnée jusqu'à la fin de l'intervalle (figure 30).

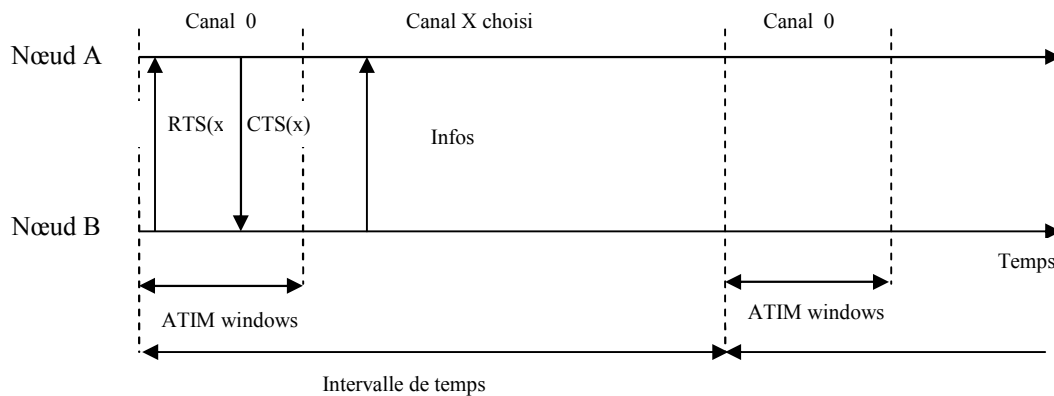


Figure30: Affectation dynamique décentralisé de fréquences

### 2.1.3. Avantages

- ✓ Simplicité et synchronisation décentralisée ;
- ✓ Utilisation de la multi fréquences en cas de besoin;

### 2.1.4. Inconvénients

- ☞ Elle se base sur la communication 1 saute qui n'est pas supportable par le protocole IEEE802.15.4 en mode balisé, spécialement dans les réseaux maillés basés sur la communication multi sautes ;
- ☞ Cette méthode provoque plus de dissipation d'énergie à cause du taux élevé d'échange de commandes de négociations entre les nœuds;
- ☞ Retard considérable de délais de bout en bout ;
- ☞ La perte potentielle de paquets à cause du passage entre les fréquences.

## 2.2 Affectation Semi Dynamique

Dans cette méthode, les nœuds proches sont affectés à des fréquences fixes, mais ils peuvent changer le canal pour communiquer avec les autres nœuds [27,28, 29]. L'affectation de fréquences se fait au début de déploiement de système.

On peut citer comme exemples:

### 2.2.1 Le protocole MMSN

MMSN (Multi-channel Mac for Sensor Network) affecte des fréquences différentes à l'ensemble des nœuds voisins à 2 sautes. Quatre approches facultatives d'affectation de fréquences existent: L'affectation exclusive, Consensus implicite, Même-Sélection et Eavesdropping. Les deux premières sont utilisées lorsqu'on a un nombre suffisant de fréquences existant pour l'ensemble des voisins à 2 sautes, et les deux autres utilisées lorsqu'il y a plus de voisins que de fréquences disponibles. L'idée principale, sur laquelle se basent ces approches, c'est qu'ils utilisent l'identificateur du nœud dans le choix du canal entre les voisins à 2 sautes, soit d'une manière croissante de telle manière que le nœud qui a le plus petit identificateur entre ces voisins choisit la plus petite fréquence parmi ceux disponibles et ainsi de suite (le cas d'affectation exclusive), ou bien pour l'utiliser dans un algorithme de générateur de nombres pseudo aléatoires implémenté dans chaque nœuds afin de gérer l'affectation de fréquences d'une manière distribuée, de telle sorte que chaque nœud calcule un nombre aléatoire, pour lui-même et un nombre aléatoire, pour chacun de ses voisins à

deux sautes, puis l'affectation de fréquences se termine par rapport au classement des nombres aléatoires (le cas Consensus implicite). Si un nœud trouve que l'ensemble de fréquences sont déjà affectées, il choisit celle qui a moins choisi entre ces voisins à 2 sautes, soit en écoutant jusqu'à ce que tous les messages de différentes fréquences soient reçus (le cas Même-Sélection), ou bien juste pendant une période de Backoff afin de réduire le coût de communication énergétique (le cas Eavesdropping).

La fréquence attribuée à chaque nœud est diffusée à ses voisins, afin que chaque nœud puisse savoir quelle fréquence il doit utiliser pour communiquer avec ses voisins. Pour assurer une communication efficace, les nœuds se synchronisent pour l'accès au médium en utilisant les slots de temps. Un slot de temps se compose d'une période de contention de diffusion ( $T_{bc}$ ) et une période de transmission ( $T_{tran}$ ) (figure31).

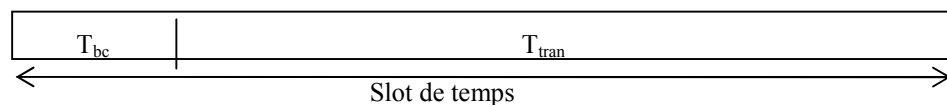


Figure31: Slot de temps utilisé par le protocole MMSN

Pendant la période  $T_{bc}$ , les nœuds se compètent pour la même fréquence ( $f_0$  par exemple), tandis que, pendant la période  $T_{tran}$ , ils se compètent pour les fréquences affectées. Chaque nœud vérifie d'abord le canal  $f_0$  pour l'émission ou la transmission d'un paquet broadcast. S'il n'y a pas d'un paquet broadcast, le nœud passe vers l'opération de transmission ou réception de paquet unicast en utilisant les fréquences affectées.

Le protocole MMSN a montré des bons résultats par rapport au protocole CSMA mono fréquence en termes de taux de livraison, débit, délais d'accès au canal et énergie. Ces résultats augmentent selon l'augmentation du nombre de fréquences [27].

### 2.2.2 Le protocole HYMAC

HYMAC (Hybrid MAC) est un protocole MAC hybride entre TDMA (Time Division Multiple Access) et FDMA (Frequency Division Multiple Access). Il est conçu pour fournir un haut débit et un petit délai de bout en bout en profitant des avantages de multiples fréquences, mais aussi de la synchronisation offerte par le protocole TDMA. La station de base est chargée d'attribuer la fréquence ainsi que les slots appropriées à chaque nœud en exécutant un algorithme d'ordonnancement BFS (Breadth First Search) pour construire un arbre d'assignation de slots et fréquences, sur le regard des listes de voisins envoyées par les nœuds (figure 32).

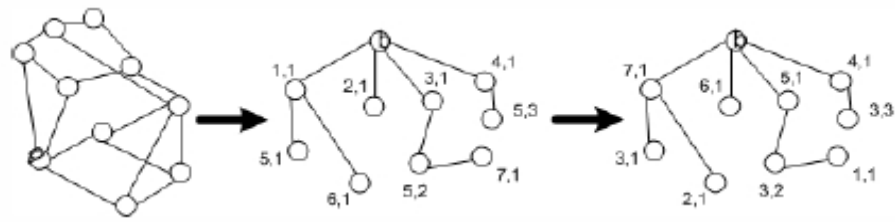


Figure32 : Assignation de slots et fréquences. Les numéros représentent le slot et la fréquence assignés respectivement

L'algorithme vérifie si deux nœuds ( $N_i$ ,  $N_j$ ) ont le même père. Si le cas,  $N_i$  sera attribué un autre slot que celui de  $N_j$ . Si non  $N_i$  sera attribué une autre fréquence que celle de  $N_j$ , permettant à la fois  $N_i$  et  $N_j$  à envoyer ses messages à leurs pères dans le même slot, mais à différents fréquences.

Le protocole HYMAC est le premier protocole RCFS qui a utilisé l'affectation basé sur la construction d'un arbre (basé arbre), avec laquelle, il a montré des bons résultats, en terme d'esquive de collisions, par rapport le protocole MMSN. Pour plus de détail sur HYMAC, le lecteur peut se rendre à l'ouvrage [28].

### 2.2.3. Avantages

- ✓ Les protocoles de cette méthode montrent des bons résultats en termes de débit, délais de bout en bout et consommation d'énergie par rapport aux protocoles de la première méthode;
- ✓ Minimisation de commandes de négociation;
- ✓ Basé sur la communication multi sautes.

### 2.2.4. Inconvénients

- ✘ Le passage entre les fréquences est difficilement réalisé par le protocole IEEE802.15.4 en mode balisé du fait qu'il utilise périodiquement la trame balise déjà assigné par une fréquence pour gérer la communication durant la période d'une supertrame qui dispose de 16 slots de temps;
- ✘ Utilisation d'un grand nombre de canaux;
- ✘ L'augmentation de la perte potentielle de paquets à cause du passage fréquent entre les fréquences;
- ✘ Dissipation d'énergie à cause du têt élevée de l'écoute de plusieurs canaux;
- ✘ Nécessite l'utilisation d'une méthode de synchronisation.

## 2.3 Affectation fixe de fréquences

Les protocoles de cette méthode ont bénéficié de l'avantage d'arborescence afin d'éliminer l'aspect de passage entre les fréquences pour éviter la perte de paquets [30, 31, 32]. Ils se basent sur le fait de regrouper les nœuds en sous-réseaux, chacun utilise une fréquence différente attribuée lors de la phase d'initialisation. Après cette affectation chaque nœud se bascule et stabilise sur sa propre fréquence de communication. Mais il est possible de changer la fréquence d'un ou plusieurs nœuds dans certaines conditions (surcharge sur une fréquence par exemple). L'affectation se termine d'une manière centralisée afin d'assurer une communication efficace sur l'ensemble du réseau.

Plusieurs techniques existent dans cette méthode, On peut citer comme exemples:

### 2.3.1 Le protocole " Frequency multiplexed LMAC"

L'idée principale de ce protocole est que le coordinateur de réseau affecte des fréquences différentes à ces fils routeurs directes. Dès que ces fils routeurs reçoivent leurs propres fréquences, ils les diffusent vers les autres nœuds. Chaque nœud doit écouter pendant un temps d'une trame mac puis il sélectionne le canal le moins utilisé en construisant des cellules équilibrées qui utilisent des fréquences différentes. Cette opération est réalisée durant la phase d'initialisation du système (figure33).

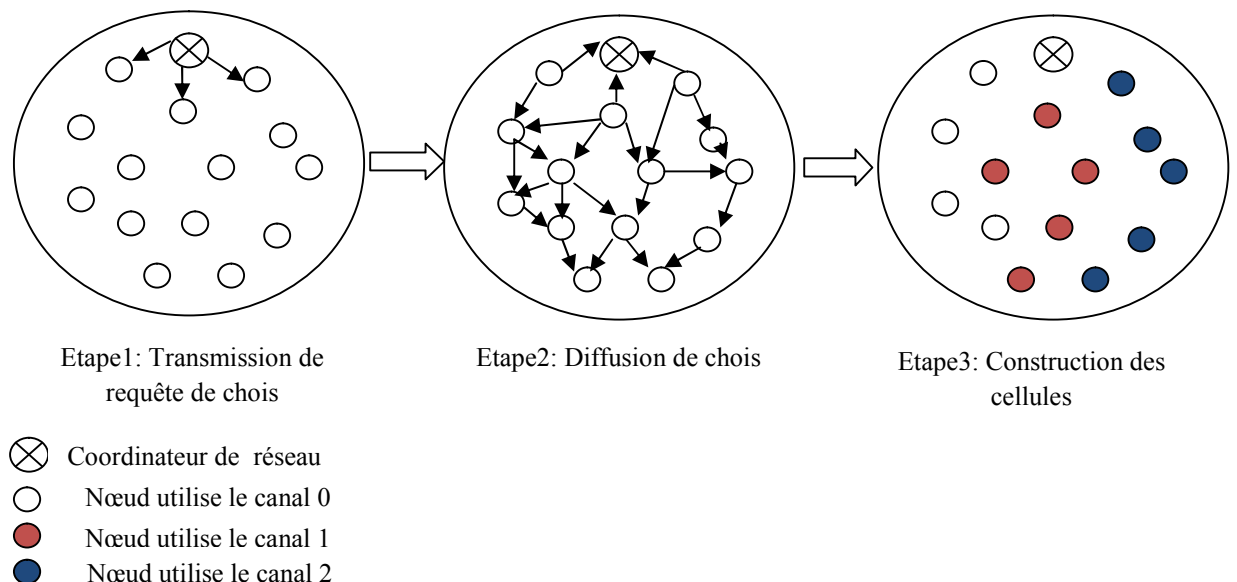


Figure33: Affectation de fréquences dans le protocole frequency multiplexed LMAC

Le coordinateur de réseau exécute un algorithme d'ordonnancement basé TDMA afin d'ordonner la communication dans chaque cellule ainsi que le passage du coordinateur de réseau entre les fréquences de ses nœuds fils routeurs.

#### 2.3.1.1. Avantages

- ✓ Minimise le nombre de fréquences à utiliser qui peut arriver jusqu'à 2 canaux comme le montre les résultats de simulations dans [31] ;
- ✓ Il utilise une technique simple d'affectation de fréquences;
- ✓ Construit des cellules équilibrées;
- ✓ Basé sur la communication multi sautes.

#### 2.3.1.2. Inconvénients

- ☹ Nécessite l'utilisation d'une méthode de synchronisation entre les nœuds enfants de coordinateur de réseau ce qui est difficilement réalisé par le protocole IEEE802.15.4 en mode balisé comme il a été expliqué ci-dessus;
- ☹ La perte potentielle de paquets à cause du passage de coordinateur de réseau entre les fréquences.

### 2.3.2 Le protocole TMCP

Le protocole TMCP (Tree-based Multi-Channel Protocol), suppose que le coordinateur de réseau, contient plusieurs radios qui peuvent communiquer simultanément avec des fréquences différentes. Grâce au nombre de ces radios, le coordinateur de réseau partage le réseau en un ensemble de sous arbres disjoints en exécutant un algorithme PMIT [30]. L'algorithme commence par l'utilisation de la stratégie BFS (Breadth First Search) afin de construire l'arbre globale du réseau en assignant la hauteur et le chemin minimal de chaque nœud vers la station de base [33]. Ensuite, l'algorithme découpe ce réseau en un ensemble de sous arbres en commençant par le bas niveau jusqu'au haut niveau de l'arbre global de telle manière qu'il choisit pour chaque nœud le sous arbre optimal de la manière suivante :

L'algorithme commence par le nœud qui a un nombre minimal de pères dans le niveau actuel puis il cherche le sous-réseau avec lequel le nœud réalise une interférence minimale. S'il existe plus d'un sous-réseau, l'algorithme choisit celle qui a une taille minimum.

Chaque sous arbre utilise une fréquence liée à une des radios (figure34).

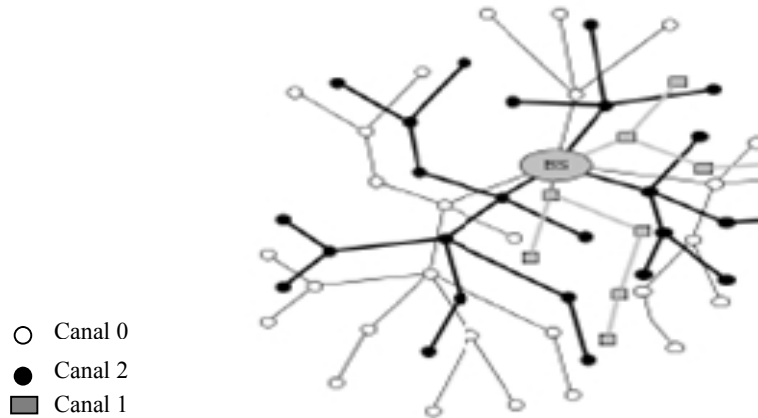


Figure34: Affectation fixe de fréquences dans

### 2.3.1.1. Avantages

- ✓ Le protocole TMCP montre des bons résultats en termes de débit, le taux de réception et la consommation d'énergie par rapport au protocole MMSN (figure35).

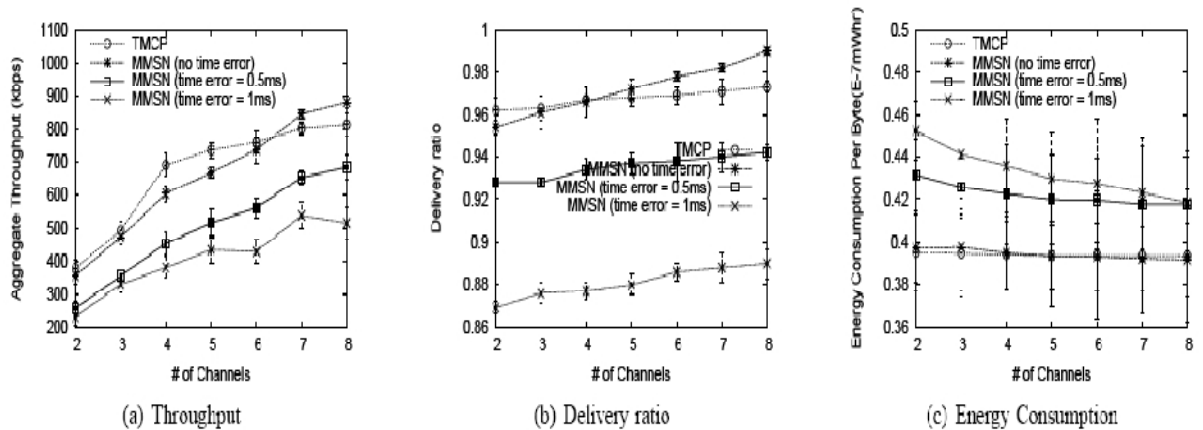


Figure35: Comparaison de TMCP par rapport MMSN

Un tel gain dans la performance est réalisé à travers l'élimination de collisions entre les sous arbres ainsi que l'élimination de processus de passage entre les fréquences utilisé dans le protocole MMSN.

- ✓ Le protocole TMCP est supportable par le protocole MAC IEEE802.15.4 qui peut construire les sous-réseaux lors de la phase d'association, ensuite il duplique le même trame balise sur l'ensemble de sous réseaux. Chaque sous réseaux en assigne par sa propre fréquence.
- ✓ Il évite la synchronisation entre les canaux;
- ✓ Il évite, d'une manière totale, les messages de négociation;
- ✓ Minimise le nombre de canaux à utiliser;
- ✓ Basé sur la communication multi sautes.

### 2.3.1.2. Inconvénients

- ✎ Malgré la bonne performance réalisée, le protocole TMCP souffre encore de collisions potentielles à l'intérieur de chaque sous arbre. Aucun mécanisme n'a été utilisé pour l'esquive de ce type de collisions.

## 3. Conclusion

Après avoir étudié les trois classes de protocoles mac multifréquences (affectation dynamique, affectation semi dynamique et affectation fixe de fréquences), on peut déduire que l'affectation fixe de fréquences montre une efficacité meilleure, en termes de débit, de délais de bout en bout et d'énergie, par rapport aux deux autres classes. On outre, elle est le plus approprié au protocole IEEE802.15.4.

L'étude des deux protocoles de cette méthode (TMCP et Frequency multiplexed LMAC) nous a montré les caractéristiques de ces deux protocoles qu'on peut les résumer dans les points suivants:

- La possibilité des deux protocoles d'esquive de collisions entre les sous réseaux qui utilisent des fréquences différentes. Par contre, les collisions restent possibles à l'intérieur de chaque sous-réseau.
- Le premier protocole (Frequency multiplexed LMAC) se caractérise par sa méthode simple et équilibrée de partage de réseau, mais il souffre de la synchronisation entre les nœuds enfants routeurs qui peut causer du retard en termes de délais de bout en bout, ainsi que la possibilité de la perte de paquets causée par de passage de coordinateur de réseau entre les fréquences.
- Le deuxième protocole (TMCP) se caractérise par l'élimination totale de la synchronisation entre les sous-réseaux (sous-arbres) en utilisant un coordinateur de réseau multi radios, du fait, qu'un coordinateur de réseau peut supporter cette technologie à cause de sa puissance énergétique par rapport aux autres nœuds.

Ces caractéristiques nous ont permis de constater que la combinaison entre l'affectation fixe de fréquences par l'utilisation d'un coordinateur de réseau multi radios dans un réseau maillé en utilisant le protocole IEEE802.15.4 et l'ordonnancement de trames balise à l'intérieur de chaque sous réseau peut minimiser en plus les collisions et augmenter la performances de ce type de réseau.

Cette constatation nous a permis de proposer notre propre méthode d'ordonnement multifréquence de trames balise dans un réseau maillé, dont l'objectif principal est d'augmenter la performance de ce type de réseau en terme d'esquive de collisions et donc de durée de vie du réseau.

Les concepts de base ainsi que l'architecture de fonctionnement de cette méthode vont être présentés dans le chapitre qui suit.

# Chapitre 4:

## Algorithme proposé

### 1. Introduction

Dans ce chapitre, nous allons présenter notre méthode d'ordonnancement multifréquence pour les réseaux maillés pour le protocole IEEE802.15.4. A travers son architecture de fonctionnement, nous allons mieux expliquer la manière par laquelle on a combiné la méthode d'affectation fixe de fréquences inspirée du protocole TMCP (Tree-based Multi-Channel Protocol) avec l'approche d'ordonnancement par période exclusive de balises à l'intérieur de chaque sous réseau (sous arbre de cellules) tout en utilisant un coordinateur de réseau multi radios (multi émetteurs/récepteurs).

### 2. Concepts de base de notre méthode

Afin d'améliorer le principe d'esquive de collision par l'utilisation de fréquences multiples dans le protocole IEEE802.15.4. Nous avons proposé un algorithme d'affectation des fréquences et des CFTSs inspiré de l'algorithme PMIT utilisé dans le protocole TMCP (Tree-based Multi-Channel Protocol) [30]. Néanmoins, Notre algorithme se diffère de l'algorithme PMIT dans les points suivants :

- 1- Tous d'abord, notre algorithme évite l'utilisation de l'algorithme BFS (Breadth First Search) du fait que le coordinateur de réseau, dans le protocole IEEE802.15.4, ne peut découvrir la totalité du réseau qu'après la procédure d'association périodique des nœuds.

2- Le découpage de réseau en un ensemble de sous arbres se commence par le haut niveau jusqu'au bas niveau de l'arbre globale d'une manière descendante au lieu de la manière ascendante utilisé par l'algorithme PMIT (figure36), du fait que les nœud de niveau bas ne peuvent joindre le réseau qu'après la jointure des nœud du niveau le plus haut. Pour ceci, on commence par les nœuds FFDs dans chaque liste en donnant la priorité au nœud qui a un nombre maximum de voisin FFDs afin de minimiser le nombre de CFTS dans chaque sous réseau.

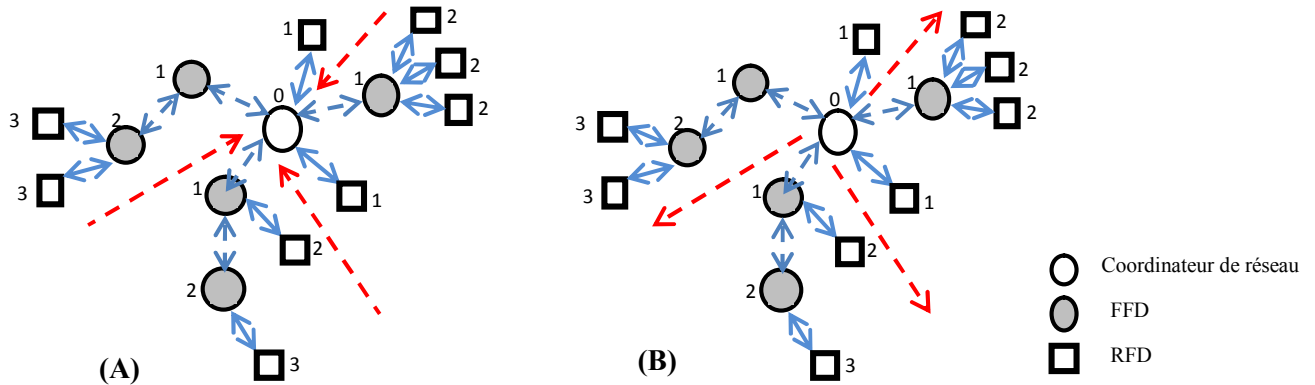


Figure36: Parcours de réseau (A) Algorithme PMIT, (B) Notre algorithme

- 3- Le critère utilisé par notre algorithme dans le choix de sous réseau optimal est le nombre minimum de nœuds FFDs que partage le sous réseau avec les voisins du nœud au lieu de l'interférence minimale utilisé par l'algorithme PMIT, du fait que notre objectif principal est l'esquive des collisions directes et indirectes.
- 4- En plus, notre algorithme gère un mécanisme de gestion de CFTS à l'intérieur de chaque sous réseau, ce qui n'existe pas dans l'algorithme PMIT.

### 3. Architecture de fonctionnement

Dans notre méthode, nous supposons que les nœuds sont fixes et pour chaque nœud, les voisins FFDs à un saut ainsi que sa nature sont déjà connus par le coordinateur de réseau. Pour un nœud  $U$ , le variable  $C_u$  désigne le canal,  $P_u$  désigne le nœud père,  $CF_u$  désigne l'ordre de CFTS du nœud  $u$  et  $CF_p$  désigne l'ordre de CFTS de son parent  $p$ .

Le coordinateur de réseau commence, d'abord par l'organisation de tous les nœuds venant de s'associer avec le coordinateur de réseau. Cette organisation commence par le classement des nœuds FFDs avant les nœuds RFDs. On commence par les nœuds FFDs qui représentent la source principale de collisions de trames balises. Puis on organise les nœuds FFDs selon le nombre de nœuds voisins d'une manière décroissante de telle façon qu'on commence par le

nœud qui a un nombre maximum de nœuds voisins afin de gagner un nombre minimum de CFTS, mais aussi une synchronisation hiérarchique et parallèle. Les variables  $C_u$ ,  $CF_u$ ,  $CF_p$  initialisés à 0 et  $P_u$  à *null* de chaque nœud.

Ensuite, le coordinateur de réseau effectue la répartition de fréquences ainsi que les CFTSs en initialisant chaque sous réseau par le coordinateurs de réseau lui-même avec  $CF_{cp}=CF_p=0$  et  $P_{cp}=null$ . Nous commençons par les nœuds FFDs puis RFDs. Pour chaque nœud  $U$ , on choisit le sous réseau optimal de la façon suivante:

L'algorithme (figure38) cherche le sous réseau qui partage un nombre minimum de voisins avec le nœud  $U$ . Ce nombre doit être supérieur ou égale à 1, afin d'assurer la connectivité.

Deux cas existent:

- 1- Il existe un seul sous réseau: on commence, d'abord, par l'association du nœud  $U$  avec ce sous réseau en marquant le variable  $C_u$  au même canal. Puis on prend le premier nœud FFD dans la liste des nœuds communs comme parent toute on marquant le variable  $CF_u$  à 0 si le nœud est un RFD. Si le nœud est un FFD, on entame la procédure de sélection le la valeur optimale de  $CF_u$ . Cette procédure affecte, en premier lieu, au variable  $CF_u$  la valeur du parent incrémenté puis il vérifie s'il est différent au  $CF_s$  des autres nœuds voisins communs avec le sous-réseau concerné ainsi que les  $CF_s$  des nœuds voisins du parent qu'ils existent dans la liste de ce sous-réseau. Si la valeur existe, on l'incrémente puis on reprend la vérification jusqu'on obtient une valeur inexistante. Avec cette manière, nous assurons l'esquive des collisions à l'intérieur de chaque sous réseau par la gestion des CFTS d'une manière optimale toute en appliquant les trois règles précédemment cités dans le chapitre2 qui sont:

1– **Règle 1** : le CFTS d'un coordinateur doit être différent du CFTS de ses voisins, y compris son parent.

2–**Règle 2** : le CFTS d'un coordinateur  $R_i$  doit être différent du CFTS des voisins de son parent.

3– **Règle 3** : soit un ensemble de CFTS organisé dans l'ordre croissant de l'index 0 à n-1; l'index du CFTS d'un coordinateur  $R_i$  ne devra pas être plus grand que celui de son parent.

Notre mécanisme de gestion des CFTSs permet à la fois, l'utilisation hiérarchique des CFTSs (parent avant enfant), l'utilisation des CFTSs différentes entre le nœud, ses voisins y compris son parent et les voisins de son parent, mais aussi l'utilisation des CFTSs communs afin de gagner un nombre minimum de CFTSs.

2- S'il existe plus d'un sous-réseau: on cherche celui qui contient le parent qui a un nombre de voisins FFDs minimum afin d'éviter au minimum les collisions. S'il existe, encore, plus d'un sous-réseau, on choisit celui qui a une taille minimale. Si deux sous-réseaux ont de tailles minimales égales, le choix sera facultatif.

Après la sélection de sous-réseau, on reprend le traitement du premier cas.

Cette répartition assure la construction d'un ensemble de sous-réseau plus ou moins équilibré avec une meilleure esquivé de collisions, étant donné que notre premier objectif est l'esquivé de collisions puis la construction de sous-réseaux équilibrés. Le traitement de collisions se termine en deux niveaux. D'abord, entre les sous-réseaux par le partage maximum des nœuds voisins entre les fréquences existents, mais aussi à l'intérieur de chaque sous-réseau en utilisant le variable  $CF$  d'une manière optimale pour nous indiquer l'ordre de transmission de CFTS du nœud coordinateur (FFD). Notre mécanisme d'ordonnement des trames balise consiste à optimiser le nombre de CFTS que l'on peut utiliser, notamment pour permettre aux coordinateurs (FFDs) d'émettre leur balise sans risquer de corrompre le fonctionnement d'une cellule voisine, mais également pour autoriser la synchronisation hiérarchique dans chaque sous-réseau avec une espace minimale de temps. Le mécanisme assure qu'un nœud FFD vérifie l'ordonnement de son trame balise avec tous les autres nœuds FFDs appartenants à son voisinage ainsi que ceux appartenants au voisinage de son parent. En plus notre méthode est basée sur la connaissance du voisinage d'une saute pour chacun des nœuds du réseau au lieu de deux sautes utilisé par [18].

Chaque sous-réseau utilise une fréquence indépendante liée à une radio de coordinateur de réseau.

Les figures 37 et 38 présentent respectivement l'algorithme proposé ainsi que l'organigramme.

**Debut**

**Entrée:** La liste de sous réseaux SR, La racine CP, Pour chaque noeud U : leur nature N et l'ensemble  $V_u$  de voisins FFDs à 1 saute

**Sortie:** Pour chaque noeud U:  $C_u, P_u, CF_u$  et  $CF_p$ ;

**Pour** chaque canal i **faire**

*Insérer*(SR<sub>i</sub>, CP, null, 0, 0);

**Fin pour**

Organiser(Node\_ liste), selon la valeur de N (FFDs avant RFDs) puis les nœuds FFDs dans l'ordre descendant selon le nombre de voisins F

**Pour** chaque nœud U dans Node\_ liste **faire**

$C_u = 0; P_u = null; CF_u = 0;$

TrouverSROptimal(SR, U, LFC, Cu, Pu, CFp);

TrouverCFOptimal(SR(Cu), LFC, Pu, CFp, CFu);

Insérer(SR(Cu), U, Pu, CFu);

transmet(U, Cu, Pu, CFu, CFp);

**Finpour**

**Fin**

Figure37: Algorithme d'affectation de fréquences et des CFTS

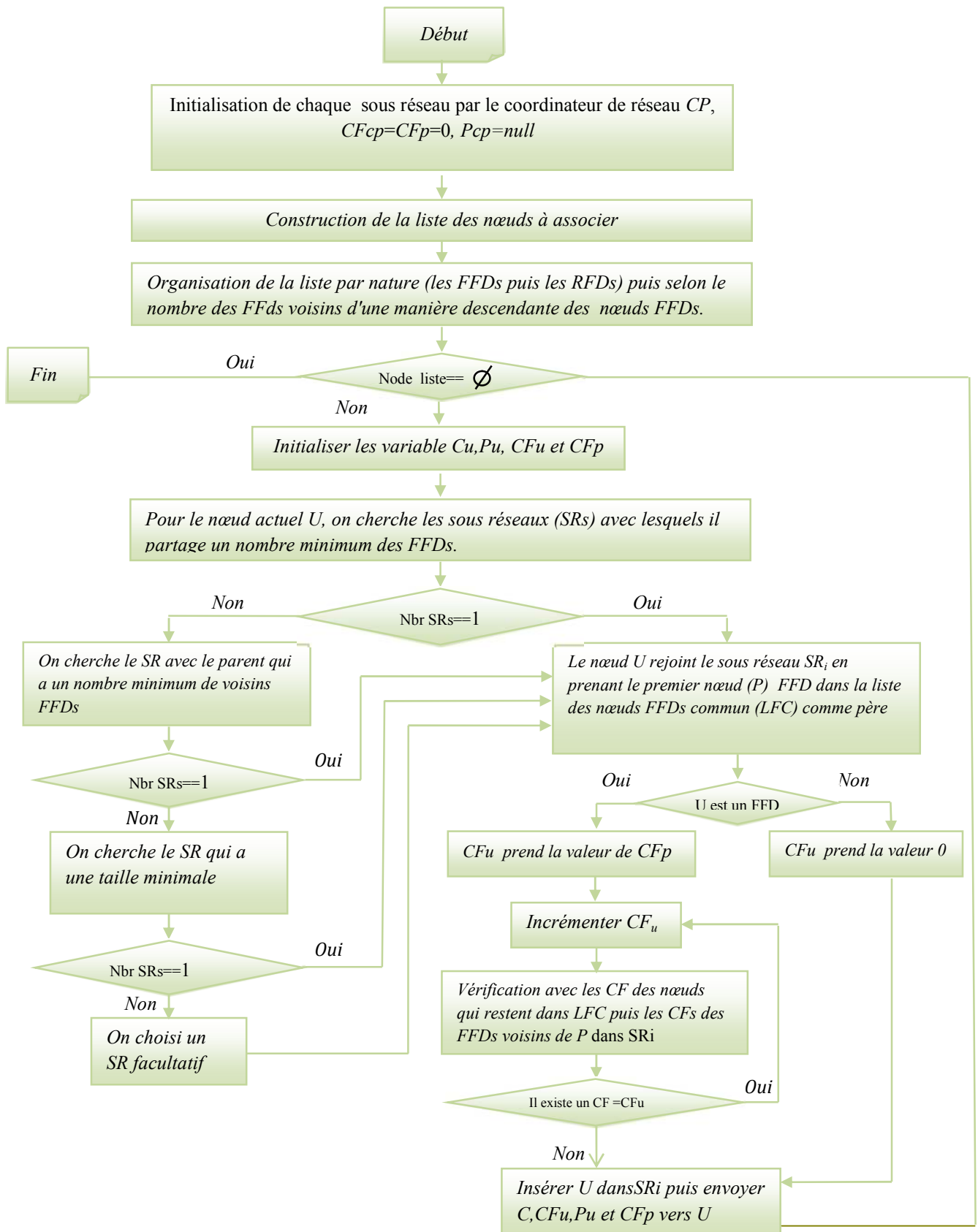


Figure38: L'organigramme d'affectation de fréquences et des CFTS

## 4. Les étapes d'affectation de fréquences et des CFTSs

Avant d'entamer la procédure d'affectation de fréquences et de CFTSs, le coordinateur de réseau commence d'abord par la procédure d'initialisation présenté par l'opération de scan actif afin de choisir un identifiant indépendant des autres coordinateurs de réseau PAN s'ils existent, puis il commence la transmission périodique des trames balise sur tous les canaux. Les autres nœuds commencent l'opération de scan positif ou négatif sur tous les canaux afin de recueillir les informations sur le réseau (coordinateur de réseau, coordinateurs voisins), puis ils transmettent les commandes d'association et les listes de voisins en utilisant un canal vers le coordinateur de réseau. Ce dernier recueille les informations des nœuds venant d'associer ainsi que ses voisins puis il exécute l'algorithme d'affectation de fréquences et du CFTSs, ensuite il transmet les informations de canal, parent, l'ordre de CFTS (CFu) et l'ordre de CFTS de parent (CFp) vers chaque nœud après qu'il l'insère dans le sous réseau approprié. Dès que les nœuds reçoivent ces informations, ils les sauvegardent puis ils se bouversent vers les nouveaux canaux pour chercher la trame balise du parent (figure39).

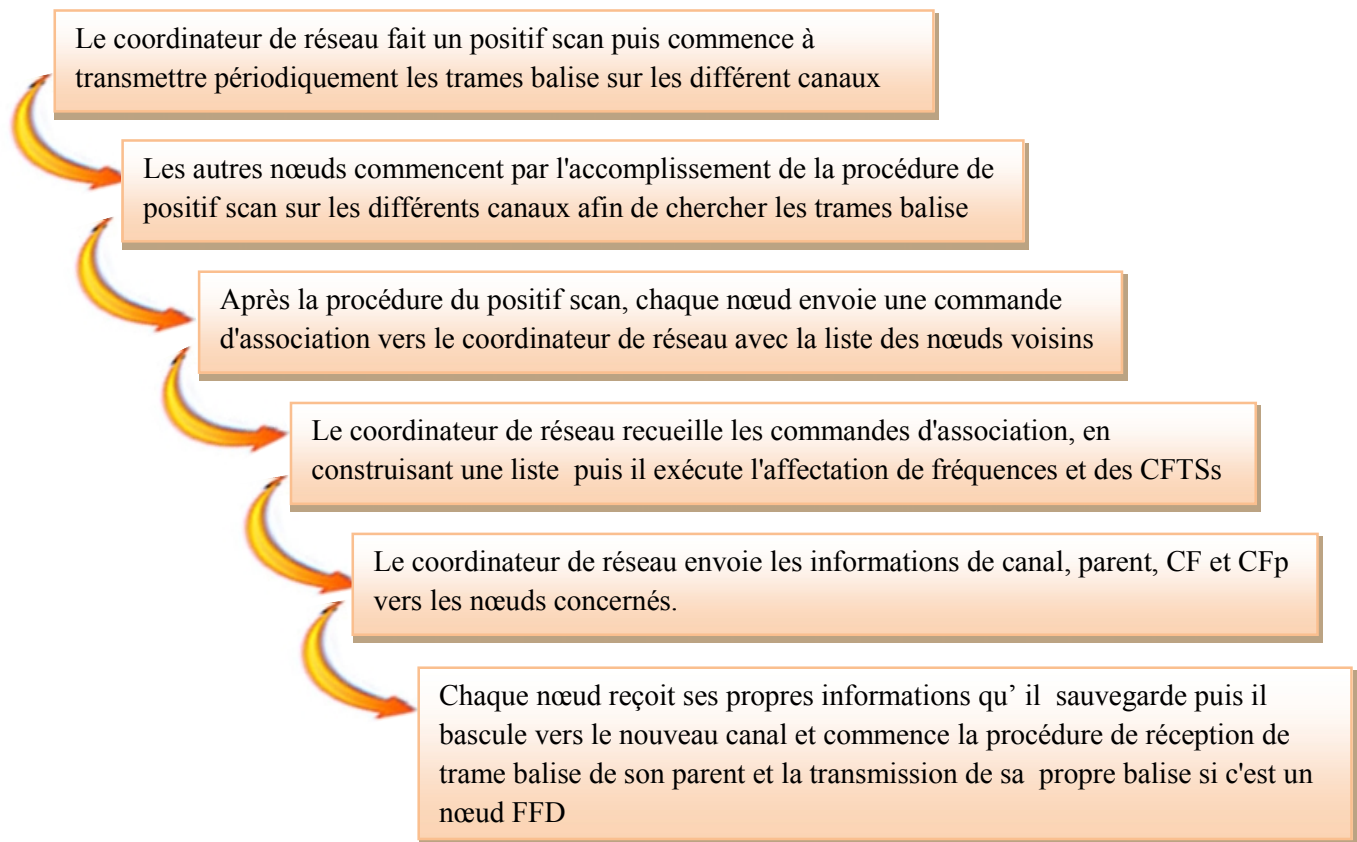


Figure39: Opération d'affectation des fréquences et des CFTSs

Les nœuds FFD commencent à transmettre leurs propres trames balises dans l'ordre reçu en calculant le temps nécessaire selon la formule suivante :

$$(CF_u - CF_p) * PR \text{ [second]} \quad (7)$$

tel que  $PR = aMaxPHYPacketSize * 8 / DB$  (8)

Avec PR représente le temps de réception d'un paquet physique de taille maximale en utilisant un débit égal à DB.

Chaque nœud calcule la fin de la période balise après la réception de trame balise du parent, en utilisant la formule suivante :

$$PB = ((CF_{max} + 1) - CF_p) * PR \text{ [second]} \quad (9)$$

Le nœud trouve la valeur de CFmax dans chaque trame balise mis à jour par le coordinateur de réseau (PAN). Cette période doit toujours maintenir la période minimale de la section CAP. Pour cela le PAN doit vérifier la validité du CFu en appliquant la formule suivante:

$$CF_u \leq ((SD - aMinCAPLength) * DS) / PR - 1 \quad (10)$$

Avec  $SD = (aBaseSuperframeDuration * 2^{SO})$  [symboles] (chapitre 1) et DS représente la durée d'un symbole.

Pour l'exemple illustré sur la figure40, notre algorithme de synchronisation multifréquences nous permet de construire deux sous réseaux en supposant que le coordinateur de réseau contient deux radios. Le tableau9 nous montre le déroulement de l'algorithme.

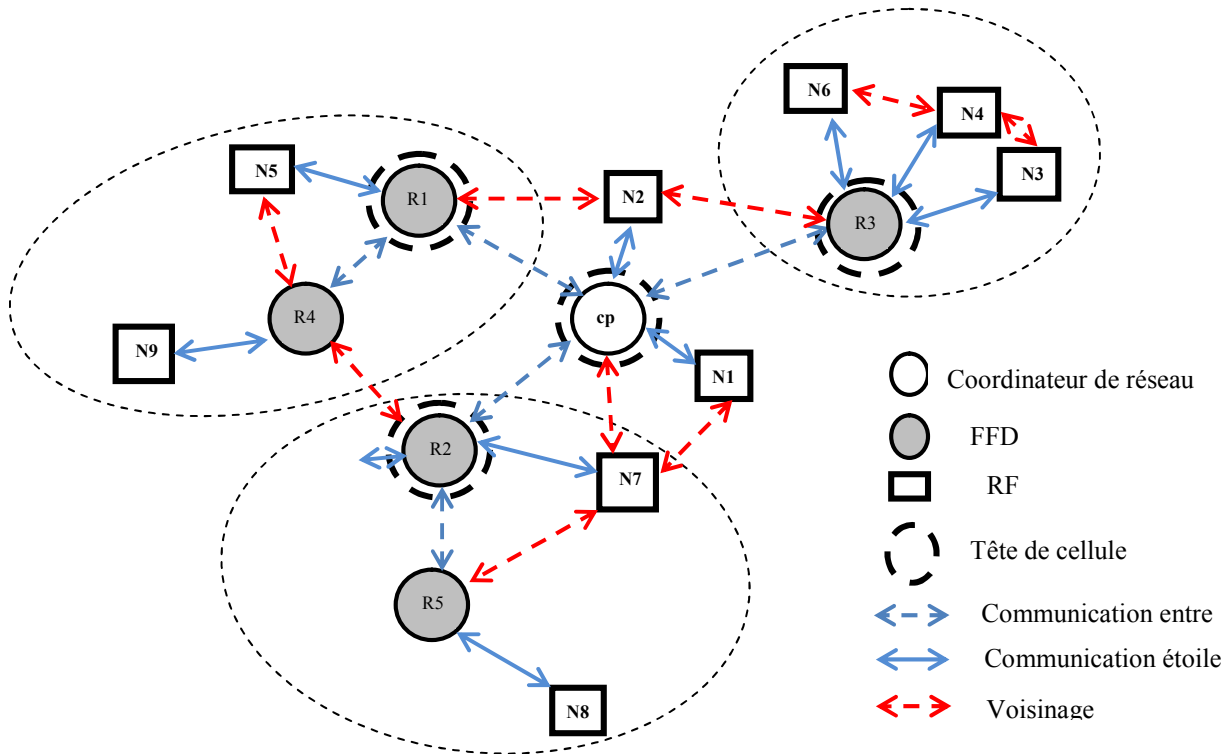


Figure40: Le réseau avant la répartition de fréquences

L'algorithme construit, en premier lieu, la liste des nœuds {R1, N1, R2, R3}, puis il reçoit les autres nœuds un par un dans l'ordre cité dans le tableau. Il ordonne la première liste de telle manière que des nœuds FFDs avant les nœuds RFDs, puis il trouve que tous les nœuds FFDs ont le même nombre de voisin égale à un. Après ça, le coordinateur de réseau commence la répartition de fréquences et des CFTSs comme il est présenté dans le tableau9. La couleur rouge désigne le nœud concerné et la couleur bleue désigne leur père.

Nœud{Voisins}/Sous-réseau	SR0	SR1
CF		
CP	CP 0	CP 0
R2{CP}	CP 0	CP,R2 0 1
R1{CP }	CP,R1 0 1	CP,R2 0 1
R3{CP }	CP,R1,R3 0 1 2	CP,R2 0 1
N1{CP }	CP,R1,R3 0 1 2	CP,R2,N1 0 1 0
N2{CP,R1,R3}	CP,R1,R3 0 1 2	CP,R2,N1, N2 0 1 0 0
R4{R1, R2 }	CP,R1,R3,R4 0 1 2 2	CP,R2,N1,N2 0 1 0 0
R5{R2 }	CP,R1,R3,R4 0 1 2 2	CP,R2,N1,N2, R5 0 1 0 0 2
N7{CP,R2,R5}	CP,R1,R3,R4,N7 0 1 2 2 0	CP,R2,N1,N2,R5 0 1 0 0 2
N5{R1,R4}	CP,R1,R3,R4,N7,N5 0 1 2 2 0 0	CP,R2,N1,N2, R5 0 1 0 0 2
N6{R3 }	CP,R1,R3,R4,N7,N5,N6	CP,R2,N1,N2,R5

	0   1   2   2   0   0   0	0   1   0   0   2
N4{R3 }	CP,R1,R3, R4,N7, N5,N6,N4	CP,R2,N1,N2,R5
	0   1   2   2   0   0   0   0	0   1   0   0   2
N3{R3 }	CP,R1,R3, R4,N7, N5,N6,N4,N3	CP,R2,N1,N2,R5
	0   1   2   2   0   0   0   0   0	0   1   0   0   2
N8{R5}	CP,R1,R3, R4,N7, N5,N6,N4,N3	CP,R2,N1,N2,R5,N8
	0   1   2   2   0   0   0   0   0	0   1   0   0   2   0
N9{R4}	CP,R1,R3, R4,N7, N5,N6,N4,N3,N9	CP,R2,N1,N2,R5,N8
	0   1   2   2   0   0   0   0   0   0	0   1   0   0   2   0

Tableau9: Déroulement d'affectation des fréquences et des CFTS

L'algorithme finit par la construction de deux sous-réseaux indépendants avec l'utilisation de 3 CFTSs au lieu de 5 CFTS utilisés par [18]. Ce qui montre une efficacité meilleure par rapport aux travaux précédents.

On remarque que l'algorithme a utilisé le premier cas cité ci-dessus pour l'ensemble des nœuds {N2, R5,N7,N5,N6,N4,N3,N8,N9}. En revanche, pour les nœuds {R2, R3} il a passé au choix facultatif du deuxième cas (l'existence de deux sous-réseaux de même taille qui partagent le même FFD présenté par CP), tandis que pour les nœuds {R1, N1, R4}, il est passé au deuxième cas, dans lequel il a comparé les voisins FFDs du même nœud père CP pour R1, N1 et les nœuds pères R1,R2 pour le nœud R4 pour qu'il trouve que les nœud pères contient le même nombre de voisins FFDs, puis l'algorithme est passé au choix de sous-réseau de taille minimale.

En ce qui concerne la gestion des CFTSs, on a trouvé que l'ensemble des nœuds FFDs {CP, R1, R3} ainsi que l'ensemble {CP, R2, R5} prend des valeurs successives de 0 à 2, cependant le nœud R4 prend la même valeur de R3 du fait que le nœud R3 n'appartient pas, ni dans l'ensemble des voisins FFDs communs entre R4 et le sous-réseau SR0 représenté par le nœud FFD R1, ni dans celle des nœuds FFDs voisins de son parent R1. Tous les autres nœuds RFD prend la valeur 0.

La figure 41 montre bien la répartition des fréquences entre les nœuds ainsi que l'utilisation des CFTSs représentés par les couleurs des nœuds FFDs.

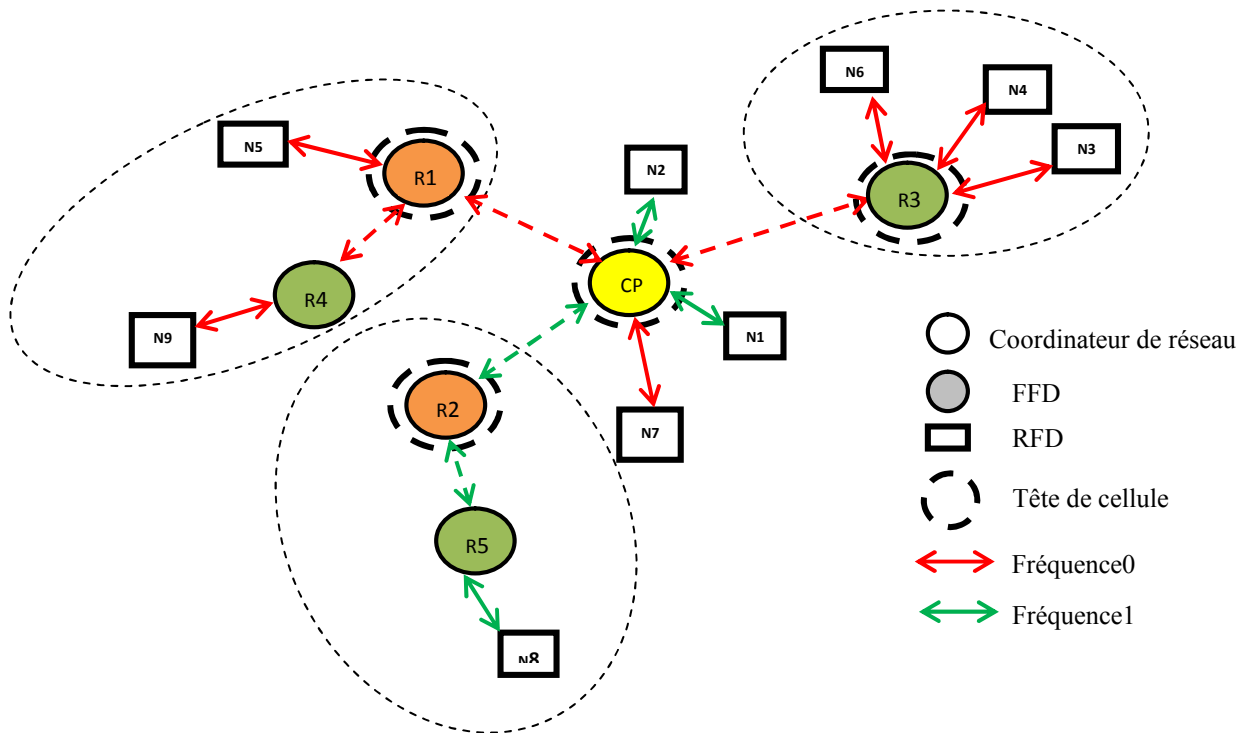


Figure41: Affectation de fréquences et des CFTS

## 4. Conclusion

Après avoir présenté notre méthode d'ordonnancement multifréquences ainsi que son architecture de fonctionnement, on va entamer dans le chapitre qui suit l'étape d'implémentation qui constitue un point important dans le processus d'analyse des performances de notre algorithme.

# Chapitre 5:

## Implémentation et simulation

### 1. Introduction

Afin d'évaluer les performances de notre algorithme, nous utilisons un simulateur, au vu des facilités de déploiement et la fréquence des tests ainsi que beaucoup d'autres avantages qu'offre la simulation. Il faut noter aussi que les tests réels ne sont pas possibles à cause du manque des moyens et les difficultés de déploiement du réseau.

### 2. Choix du langage et de l'environnement d'implémentation

Nous avons choisi comme plate-forme d'implémentation, le simulateur NS2 [34] version NS2.33, Ce choix est basé sur le fait que NS2 est le leader en termes d'extensibilité puisque on peut facilement ajouter nos propres protocoles dans n'importe quelle couche que ce soit au niveau de la couche réseau, mac, application, etc.... De plus, NS2 est bâti selon les idées de conception par objets, de réutilisation du code et de modularité, ce qui permet d'intégrer des extensions pour l'utilisation multifréquences à partir de la version NS2.29. Il est devenu aujourd'hui un standard de référence dans ce domaine, son utilisation est gratuite et il est exécutable tant sous LINUX que sous Windows. NS2 est construit autour du langage de programmation TCL dont il est une extension. Le noyau de ce dernier est implémenté en commandes C++.

Du point de vue utilisateur, la mise en œuvre de ce simulateur se fait via une étape de programmation qui décrit la topologie du réseau et le comportement de ses composants.

Ensuite, vient l'étape de simulation proprement dite et enfin l'interprétation des résultats. La description de la topologie du réseau peut être facilement effectuée en utilisant des primitives de base comme par exemple *Nodes*, *Links*, *Agents*, et *Applications*, où la primitive *Nodes* représente un nœud dans le réseau, la primitive *Links* représente le support de communication, la primitive *Agents* est utilisée pour implémenter différents protocoles réseaux, et la primitive *Applications* est chargée de la génération des données ainsi que la réalisation de plusieurs tâches spécifiques.

### 3. Préparation de l'environnement d'implémentation

La préparation de l'environnement d'implémentation consiste à installer le simulateur de réseau NS2.33 sous le système d'exploitation *LINUX MANDRIVA 2008*. On a choisi la version NS2.33 puisqu'elle prend en considération la topologie des réseaux de capteurs sans fil 802.15.4. De plus elle étend vers l'utilisation multifréquences à travers le patch "*ns-2.33-q2s.20090308*" qui intègre, pour la première fois, les réseaux de capteurs sans fil 802.15.4. L'utilisation de système d'exploitation *LINUX MANDRIVA 2008* a montré une facilité d'installation du simulateur NS 2.33 vis-à-vis d'autres systèmes d'exploitation LINUX tel que *EDUBUNTU 7.10*, par exemple, qui nécessite une adaptation préalable (des packages supplémentaires).

Après avoir installé le simulateur de réseau NS2.33, il faut installer le patch "*ns-2.33-q2s.20090308*" avec lequel NS2.33 étend vers l'utilisation multifréquences. Pour se faire, il faut suivre les étapes suivantes :

- Afin de corriger certains avertissements provoqués par le compilateur GCC, il faut obtenir le patch situé dans le chemin suivant:  
[http://people.item.ntnu.no/~paquerea/ns/ns-2.33-GCC-4\\_3\\_2.20081215patch](http://people.item.ntnu.no/~paquerea/ns/ns-2.33-GCC-4_3_2.20081215patch;);
- Obtenir le patch qu'on peut trouver sur le site Internet :  
<http://people.item.ntnu.no/~paquerea/ns/ns-2.33-q2s.20090308patch>;
- installer les patches respectivement en suivant ce qui suit:
  - ❖ Aller au répertoire ns2.33 en utilisant le terminal de commandes
  - ❖ Taper la commande '*make distclean*'
  - ❖ Taper les commandes '*patch -p1 < chemin de patch*' puis '*./configure*' puis '*make*' puis '*make install*' et en fin '*./validate*'

## 4. L'implémentation de notre algorithme

On a implémenté notre algorithme dans la procédure "*SSCS802\_15\_4.startDevice*" de la sous couche MAC (chapitre1) afin de l'exécuter par le nœud avant la transmission de la requête d'association (*Assotiation Request*). Pour cela et afin d'assurer une simulation correcte, on a mis en œuvre une classe accessible par tous les nœuds appelé *TableVoisins* afin de gérer la répartition des nœuds entre les sous réseau existants, mais aussi pour l'enregistrement de liste de voisins de chaque nœud ainsi que les paramètres *C*, *P*, *CF* et *CFp*. Cette technique est venue afin de répondre au manque qui existe dans l'implémentation du protocole IEEE802.15.4 dans NS, et dans laquelle, un nœud ne peut être associé qu'avec un coordinateur voisin et pas avec le coordinateur de réseau comme il est spécifié dans le standard. Quand un nœud veut rejoindre le réseau, il fait la procédure de scan (*Scan Request*) puis il stocke la liste des coordinateurs voisins dans la Table de voisins (*Neighbor*) de la classe *TableVoisins*, puis il exécute l'algorithme et il vérifie s'il peut joindre le réseau ou non (figure43). Si la réponse est oui, il stocke les variables *C*, *P*, *CF* et *CFp* dans les Tables correspondants de la classe *TableVoisins* puis il envoie une requête d'association (*Assotiation Request*) vers le coordinateur parent. Ce dernier vérifie s'il l'accepte ou non. Dans le cas d'acceptation, il envoie la réponse de requête (*Assotiation Response*). Lorsque, le nœud reçoit le message de réponse de l'association, il entame l'utilisation de ses propres variables dans la réception et la transmission de trames balise, si la réponse est oui, sinon il les supprime (Figure42).

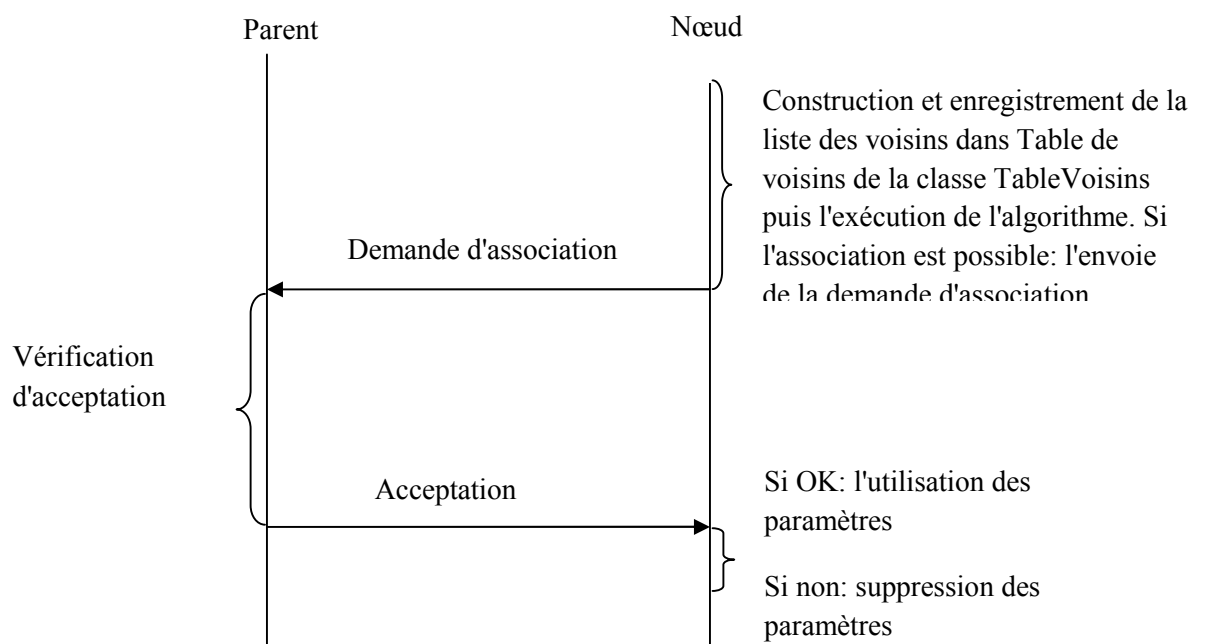


Figure42: Mécanisme d'implémentation de notre algorithme

Certains changements sont nécessaires. Pour cela, nous avons modifié la procédure "startPANCoord", "MLME\_START\_request" et "BeaconTxHandler" de la sous couche MAC, pour initialiser les tableaux de la classe TableVoisins, commencer par la synchronisation avec le nœud parent avant la transmission du propre trame balise qui ne peut être faite qu'après la prise en compte des variables CF et CFp. Pour cela, il faut changer aussi la procédure "macBeaconTxTimer" de la classe Timer.

Dans ce qui suit nous décrivons le code de notre algorithme ainsi que les grandes procédures:

```

for (i=0;i<T_ResultListSize;i++)
    {
        sfSpec.SuperSpec = T_PANDescriptorList[i].SuperframeSpec;
        sfSpec.parse();
        n = updateHListLink(hl_oper_est,&hlistLink1,&hlistLink2,
        (UINT_16)T_PANDescriptorList[i].CoordAddress_64);
        if ((!sfSpec.AssoPmt)||(!n))
            continue;
        else
            {
                if (T_PANDescriptorList[i].LogicalChannel < 11)
                    {
                        if (fstChannel == 0xff)
                            {
                                fstChannel =
T_PANDescriptorList[i].LogicalChannel;
                                k = i;
                                TableVoisins.AddNeighbor((unsigned short) mac-
>index_,(unsigned short) T_PANDescriptorList[i].CoordAddress_64);
                            }
                    }
                else
                    {
                        if (fstChannel2_4G == 0xff)
                            {
                                fstChannel2_4G = T_PANDescriptorList[i].LogicalChannel;
                                l = i;
                                TableVoisins.AddNeighbor((unsigned short) mac-
>index_,(unsigned short) T_PANDescriptorList[i].CoordAddress_64);
                            }
                    }
            }
        if (fstChannel2_4G != 0xff)
            {
                ch = fstChannel2_4G;
                i = l;
            }
        else
            {
                ch = fstChannel;
                i = k;
            }
    }

```

```

if (ch == 0xff)           //aucun coordinateur Voisin existe
{
    sscsTaskP.taskStatus(sscsTP_startDevice) = false;
    fprintf(stdout,"<!>[%f] (node %d) no coordinator found for association.\n",
CURRENT_TIME,mac->index_);
    assoH.start(assoRetryInterval);
    return;
}
else //Exécution de notre Algorithme
{
    unsigned short ch,parent,cf;
    //Recherche de sous réseau optimale en utilisant le tableau LFC
    tableVoisins.FindSROptimal((unsigned short) mac->index_);
    ch = TableVoisins.returnLFCFirstCanal();
    Parent = TableVoisins.returnLFCParent(unsigned short canal);
    //Calcule de la valeur de CF
    if !isFFD //Le nœud est un RFD
    cf = 0;
    else
    cf = TableVoisins.FindCFOptimal((unsigned short) parent, (unsigned short)
canal);
    if (cf == 1000) //valeur dépasse la période minimale de la section CAP
    {
        sscsTaskP.taskStatus(sscsTP_startDevice) = false;
        fprintf(stdout,"<!>[%f] (node %d) no capacity found for association.\n",
CURRENT_TIME,mac->index_);
        assoH.start(assoRetryInterval);
        return;
    }
    else //valeur de CF valable
    {
        for (i=0;i<T_ResultListSize;i++)
        {
            if_((unsigned short) T_PANDescriptorList[i].CoordAddress_64 ==
parent)
                return,
            }
            //Insertion de résultats dans tableVoisins
            TableVoisins.addParent((unsigned short) mac->index_, parent);
            TableVoisins.addCanal((unsigned short) mac->index_, canal);
            TableVoisins.addCF( (unsigned short) mac->index_, cf);
        }
        .
        .
    }
break;
case 2:
    sfSpec.SuperSpec = sscsTaskP.startDevice_panDes.SuperframeSpec;
    sfSpec.parse();
    if (sfSpec.BO != 15)
        strcpy(tmpstr,"beacon enabled");
    else
        strcpy(tmpstr,"non-beacon enabled");
    if (status != m_SUCCESS)
    {
        TableVoisins.DelParent((unsigned short) mac->index_);
        TableVoisins.DelCanal((unsigned short) mac->index_);
        TableVoisins.DelCF( (unsigned short) mac->index_);
        TableVoisins.DelNeighbor( (unsigned short) mac->index_);
    }
    .
    .
}

```

```

else
{
    fprintf(stdout, "[%f] --> node %d has Parent %d \n", CURRENT_TIME, mac->
index_, TableVoisins.returnParent((unsigned short) mac->index_));
    fprintf(stdout, "[%f] --> node %d has Canal %d \n", CURRENT_TIME, mac->
index_, TableVoisins.returnCanal((unsigned short) mac->index_));
    fprintf(stdout, "[%f] --> node %d has ordre de CFTS %d \n",
CURRENT_TIME, mac->index_, TableVoisins.returnCF((unsigned short) mac->
index_));
.
.

```

Figure43: Code d'implémentation de notre algorithme

```

void tableVoisins::FindSROptimal((unsigned short) NodeId)
{
    //Récupération de la liste de voisins
    unsigned short *neighborList = TableVoisins.NeighborList((unsigned short)
DeviceAdress);
    unsigned short neighbor = *(neighborList);
    int i=0,j;
    unsigned short *canalList;
    unsigned short canal,parent,neighborNbr,canalNbr,canalLFCNbr;
    TableVoisins.LFCInitialise();
    while(*(neighborList+i) != 1000)
        { //Ajouter le nœud à la liste des voisins de chaque voisin
            TableVoisins.AddNeighbor((unsigned short) neighbor, ((unsigned short)
NodeId);
            j = 0;
            //Récupération de la liste de canaux
            canalList = TableVoisins.returnCanalList((unsigned short) neighbor);
            canal = *(canalList);
            while(*(canalList+j) != 100)
                { //Remplissage de la liste LFC
                    TableVoisins.AddLFC((unsigned short) neighbor, (unsigned short) canal);
                    j++;
                    canal = *(canalList+j);
                }
            i++;
            neighbor = *(neighborList+i);
        }
}
tableVoisins.LFCCanalMinFilter();
canalLFCNbr = TableVoisins.returnLFCCanalNbr();
if (canalLFCNbr>1) //Existence de plus de sous réseau
{
    i = 1;
    tableVoisins.LFCOptimalInitialise();
    while(i <= canalLFCNbr)
        { //extraction de iime canal et le père associé dans la liste LFC
            canal = TableVoisins.returnLFCCanal(unsigned short i);
            parent = TableVoisins.returnLFCParent(unsigned short canal);
            //extraction de nombre de nœuds voisins de chaque père et la taille de chaque sous réseau
            neighborNbr = TableVoisins.returnNeighborListNbr(unsigned short parent);
            canalNbr = TableVoisins.returnCanalNbr(unsigned short canal);
            TableVoisins.AddLFCOptimal((unsignedshort)parent, (unsignedshort)canal,
(unsigned short)neighborNbr, (unsigned short) canalNbr);
            i++;
        }
}

```

```

    TableVoisins.LFCOptimalNeighborMinFilter();//Filtrage selon le nombre Min de
voisins          canalNbr = TableVoisins.returnLFCCanalNbr();
If (canalNbr>1)
TableVoisins.LFCOptimalcanalMinFilter(); //Filtrage selon la taille Min de SR
    canal = tableVoisins.returnLFCFirstCanal();
//Filtrage selon le canal entré
    TableVoisins.LFCCanalFilter((unsigned short) canal);
}
}

```

Figure44: Code d'implémentation de la procédure FindSrOptimal

```

unsigned short tableVoisins::FindCFOptimal((unsigned short) parent,
(unsigned short) canal)
{
    unsigned short cf;
    cf = TableVoisins.returnCF((unsigned short) parent)+1;
    unsigned short *neighborList = TableVoisins.NeighborList((unsigned
short) parent);
    unsigned short *canalList;
    unsigned short neighbor = *(neighborList);
    unsigned short canalp,cfp;
    int i=0,j;

//Vérification avec les nœuds voisins du père appartenants à la meme SR
    while(*(neighborList+i) != 1000)
    {
        cfp = TableVoisins.returnCF((unsigned short) neighbor);
        j = 0;
        canalList = TableVoisins.returnCanalList((unsigned short) neighbor);
        canalp = *(canalList);
        while(*(canalList+j) != 100)
        {
            If ((canalp == canal)&& (cfp == cf))
            {
                cfp++;
                //Vérification et recalcul avec les nœuds voisins de la liste LFC
                cf = TableVoisins.returnLFCFinalCF((unsigned short) cfp);
            }
            j++;
            canalp = *(canalList+j);
        }
        i++;
        neighbor = *(neighborList+i);
    }

if (cf > TableVoisins.returnCFmax())
{
//Calcul de la taille de fenêtre de réception de trames balise
double PR = (((aMaxPHYPacketSize*8) / getRate('d'))+12) / mac->phy->
getRate('s'));
double win = (cf*PR);
double time = ((aBaseSuperframeDuration * (1<< mac-
>mpib.macSuperframeOrder)-12) / mac->phy->getRate('s'));
double MinCAPLength = (aMinCAPLength / mac->phy->getRate('s'));
double period = (time - MinCAPLength);

```

```

if (win <= period) //la taille de fenêtre ne dépasse pas la période MinCAP
    TableVoisins.UpdateCFmax((unsigned short) cf);
else //la taille de fenêtre dépasse la période Min de la section CAP
    cf = 1000;

}
return cf;
}
    
```

Figure45: Code d'implémentation de la fonction FindCFOptimal

```

void TableVoisins::AddNeighbor(unsigned short nodeId, unsigned short
neighbor)
{
    int i=0;
    bool found = false;
    while (Neighbors[nodeId][i] !=0)
    {
        if (Neighbors[nodeId][i] == neighbor)
        {
            found = true;
            break;
        }
        i++;
    }
    if(!found) //add it
    {
        Neighbors[nodeId][i] = neighbor;
        fprintf(stdout, "node %d add node %d as neighbor \n",nodeId,
neighbor);
    }
}
    
```

Figure46: Code d'implémentation de la procédure AddNeighbor

## 5. Environnement de simulation

Pour bien montrer l'effet de notre algorithme, nous avons établi le modèle d'expérimentation représenté par la figure 47 en créant un environnement susceptible à la réalisation de deux types de collisions (directe et indirecte). Nous assumons que tous les nœuds ont une position fixe durant toute la période de simulation. Tous les nœuds commencent la simulation par énergie initiale égale à 1 J et dans des instants différents présentés dans le tableau 10 afin de les permettre de faire la procédure d'association avec la station de base. De plus, l'énergie de la station de base est considérée comme illimitée. Nous avons utilisé deux valeurs pour le variable SO: 1 et 3 pour voir la différence entre les périodes de réception de trames balise. Le tableau 11 résume les paramètres utilisés dans notre modèle de simulation pour lequel nous avons utilisé quatre types de protocoles:

- Nous avons utilisé le protocole mac802.15.4 standard (sans utilisation de notre algorithme) avec un seul canal pour tous les nœuds de réseaux;
- Nous avons utilisé notre algorithme sans mécanisme de gestion de CFTSs avec deux canaux pour présenter la manière d'affectation de fréquences du protocole TMCP. Ce choix est utilisé à cause de l'absence de la source du protocole TMCP d'une part, et d'autre part l'absence de l'implémentation du protocole IEEE802.15.4 dans le simulateur GLOMOSIM utilisé par TMCP.
- Nous avons utilisé notre algorithme complet avec deux configurations différentes:
  - la première avec un seul canal afin d'évaluer l'ordonnancement par section exclusive de trames balise basé uni canal;
  - la deuxième avec deux canaux afin de présenter notre protocole.

Tous les autres nœuds du réseau sont configurés pour utiliser un seul canal.

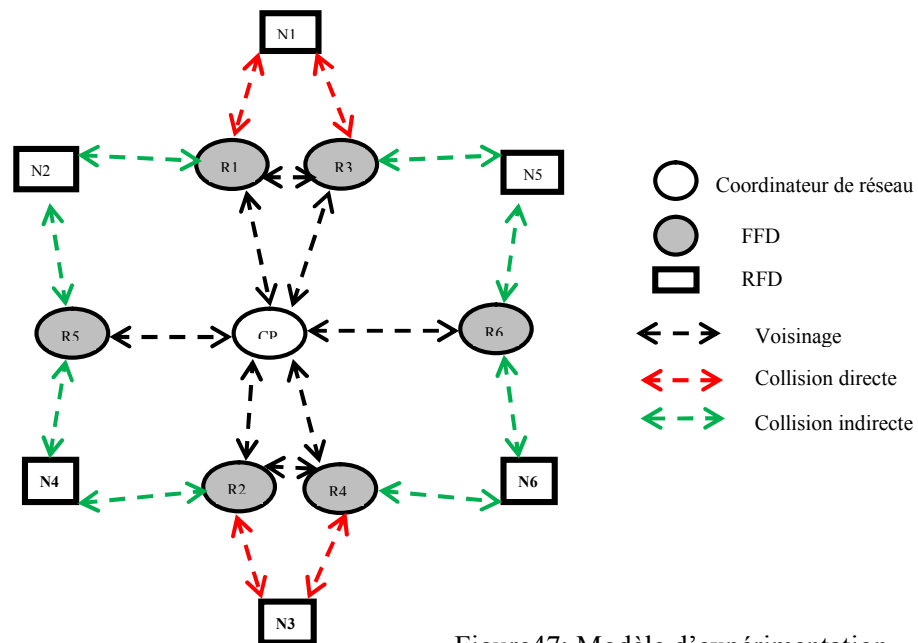


Figure47: Modèle d'expérimentation

Nœud	Instant de commencement(s)	Nœud	Instant de commencement(s)
PAN	0	R3	6
R1	0.5	N5	6.5
N1	2.5	R4	7
N2	3	N6	7.5
R2	3.5	R5	8
N3	4	R6	8.5
N4	5.5		

Tableau10: Les instants de commencement des nœuds

<i>Paramètres</i>	<i>Valeur</i>
Nbr de cannaux	1ou2
BO	4
SO	1,3
Portée de transmission	15m
Energie initiale d'un capteur	1J
$E_{elec}$	60nj/b
$\epsilon_{fs}$	10nj/b

Tableau 1: Paramètres de simulation

### 5.1. Evaluation de la consommation d'énergie

La consommation d'énergie dans les réseaux sans fil concerne essentiellement les communications (transmissions et réceptions). Donc, pour l'évaluer, il suffit de connaître le nombre de bits transmis et ceux réceptionnés. Pour cela, on a utilisé le modèle de dissipation d'énergie radio proposé dans [35]. Soient  $E_{Tx}$  /  $E_{Rx}$  l'énergie consommée pour la transmission / réception d'un bit, l'énergie consommée pour transmettre q-bits de données sur une distance d est égale à :

$$E_{tx}(q,d) = qE_{elect} + q\epsilon_{fs}d^2 \quad (10)$$

L'énergie consommée pour recevoir q-bits de données est égale à :

$$E_{rx}(q) = qE_{elect} \quad (11)$$

Où  $E_{elect}$  est l'énergie consommée par les circuits électroniques (énergie de calcul),  $\epsilon_{fs}$  est l'énergie perdue dans l'espace de transmission.

## 6. Résultats et analyse

Pour comparer l'aspect d'esquive de collisions entre les différents protocoles, nous avons considéré qu'un nœud est considéré mort quand il ne reçoit pas un nombre égal à  $a_{MaxLostBeacons}$  de trames balise. Ce nombre est fixé dans le standard par 4. Pour mesurer l'énergie résiduelle des nœuds capteurs, on a calculé la moyenne d'énergie consommée par les nœuds du réseau chaque 20 secondes de deux manières.

- 1- L'ensemble de nœuds y compris le coordinateur de réseau;
- 2- L'ensemble de nœuds sans tenir compte du coordinateur de réseau.

Nous avons réutilisé et reconfiguré, selon nos paramètres, les informations de simulation pour chaque cas cité ci-dessus afin de comparer les résultats, ce qui nous a donné comme résultats les graphes suivants:

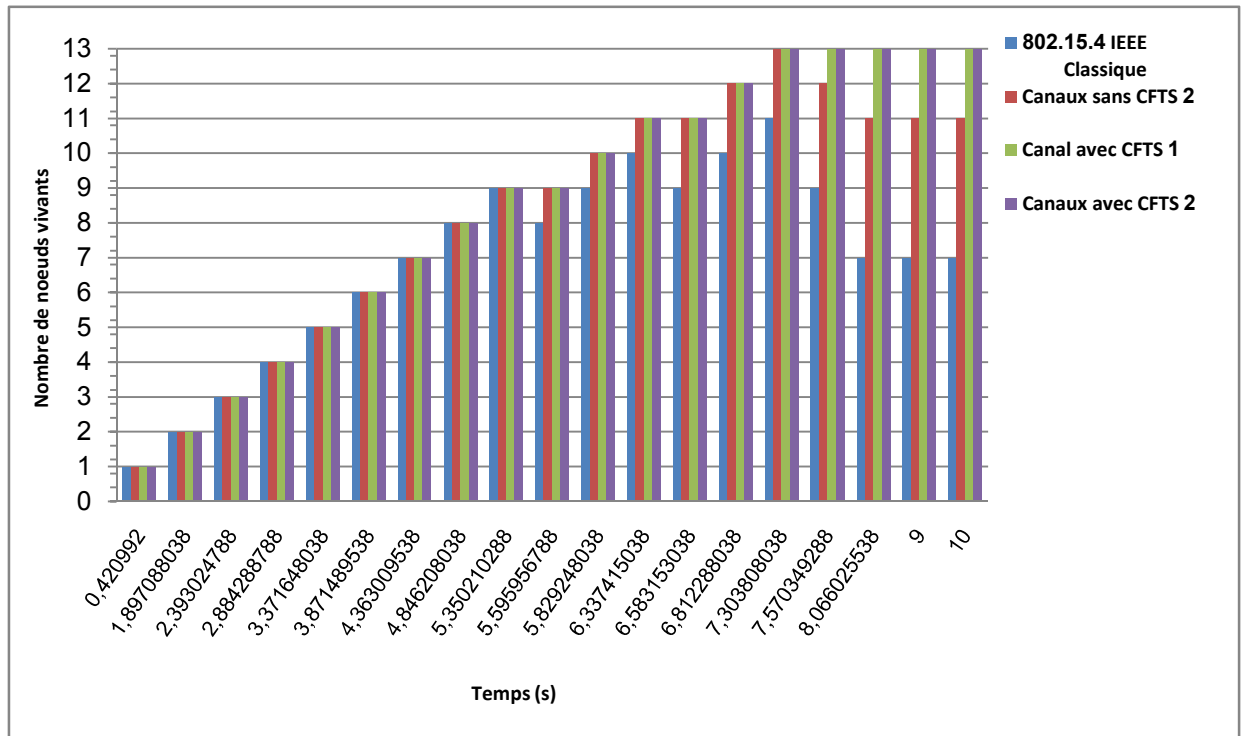


Figure48: Nombre de nœuds vivants avec SO=3

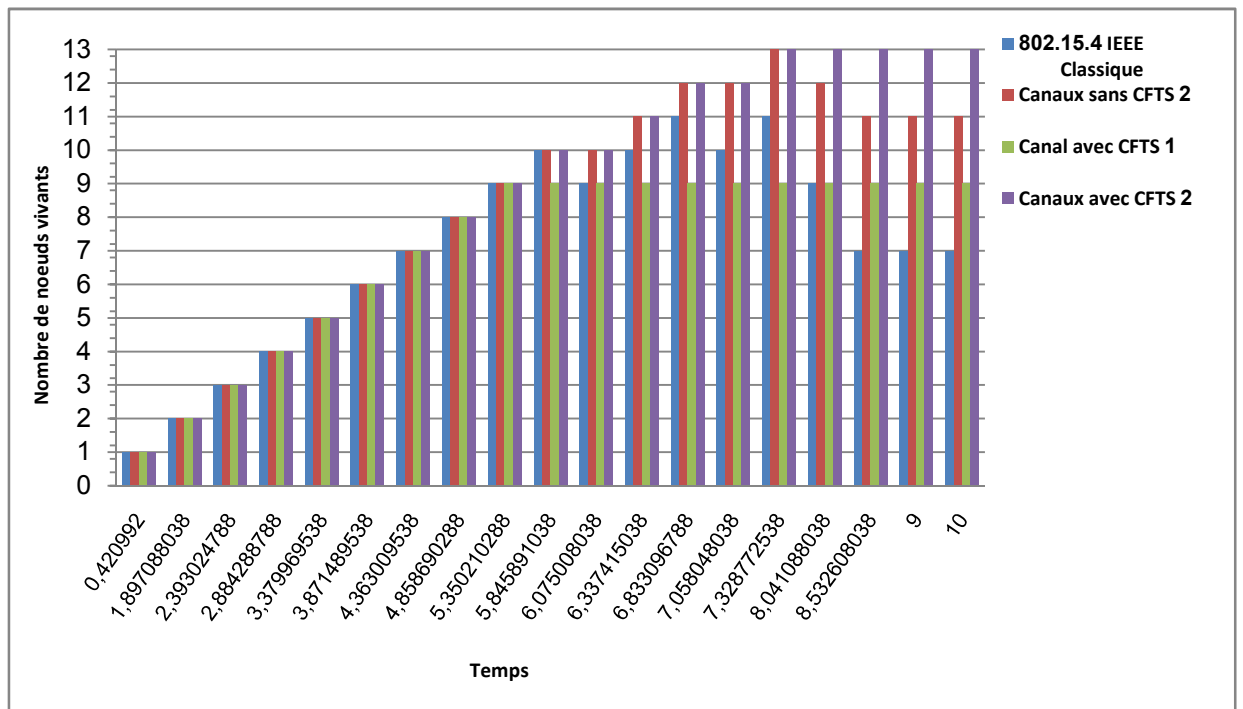


Figure49: Nombre de nœuds vivants avec SO=1

Les figures 48,49 représentent la somme de nœuds vivants par rapport au temps dans les 4 protocoles. Le protocole IEEE 802.15.4 classique n'a pas évité les deux types de collisions, la collision directe de N1 puis N3 et la collision indirecte de N2, N4, N5 et N6, respectivement. Toutefois, le protocole avec 2 fréquences sans gestion de CFTS a réussi dans l'esquive de trames balise des inter sous-réseau, mais il n'a pas réussi dans l'esquive des collisions intra sous-réseau au sein de chaque sous-réseau représenté par le nœud N2 entre les deux coordinateurs R1 et R5 dans le premier sous-réseau puis le nœud N5 entre les deux coordinateurs R3 et R6 dans le second sous réseau.

Les deux autres protocoles ont réussi dans le processus d'esquive de collisions avec 1 canal, ainsi que deux canaux si l'ordre de supertrame (SO) est égal à 3 ce qui signifie qu'il y a une période suffisante pour ordonnancer tous les nœuds dans les deux cas. Cependant, si SO égale à 1, la période d'ordonnancement des trames balise ne couvre pas tous les nœuds mais seulement avec deux fréquences (à partir de 8 nœuds avec un canal unique à 12 nœuds avec deux canaux) par le fait de minimiser la période d'ordonnancement nécessaire pour 12 nœuds en utilisant 1 canal, à 6 nœuds avec 2 canaux ce qui signifie que l'utilisation de deux canaux seulement augmente le nombre de nœuds acceptés dans notre modèle d'expérimentation par 50%.

Dans la figure 50, la consommation moyenne d'énergie du réseau par rapport aux premières 200 secondes, sans tenir en compte le coordinateur de réseau, est présentée. Afin de couvrir tous les nœuds dans les deux protocoles uni-canal avec gestion des CFTSs et notre protocole (POMF) avec deux canaux, l'ordre supertrame (SO) est fixé par la valeur 3. Dans cette simulation, le deuxième protocole consomme moins d'énergie que le premier en raison du nombre de paquets écoutés par les nœuds après le processus d'affectation de fréquences établi par le coordinateur de réseau.

Si on prend en considération l'énergie consommée par le coordinateur de réseau (figure 51), on trouve que les protocoles multifréquence consomment plus d'énergie que les protocoles uni fréquence ce qui montre l'énergie considérable consommée par le coordinateur de réseau.

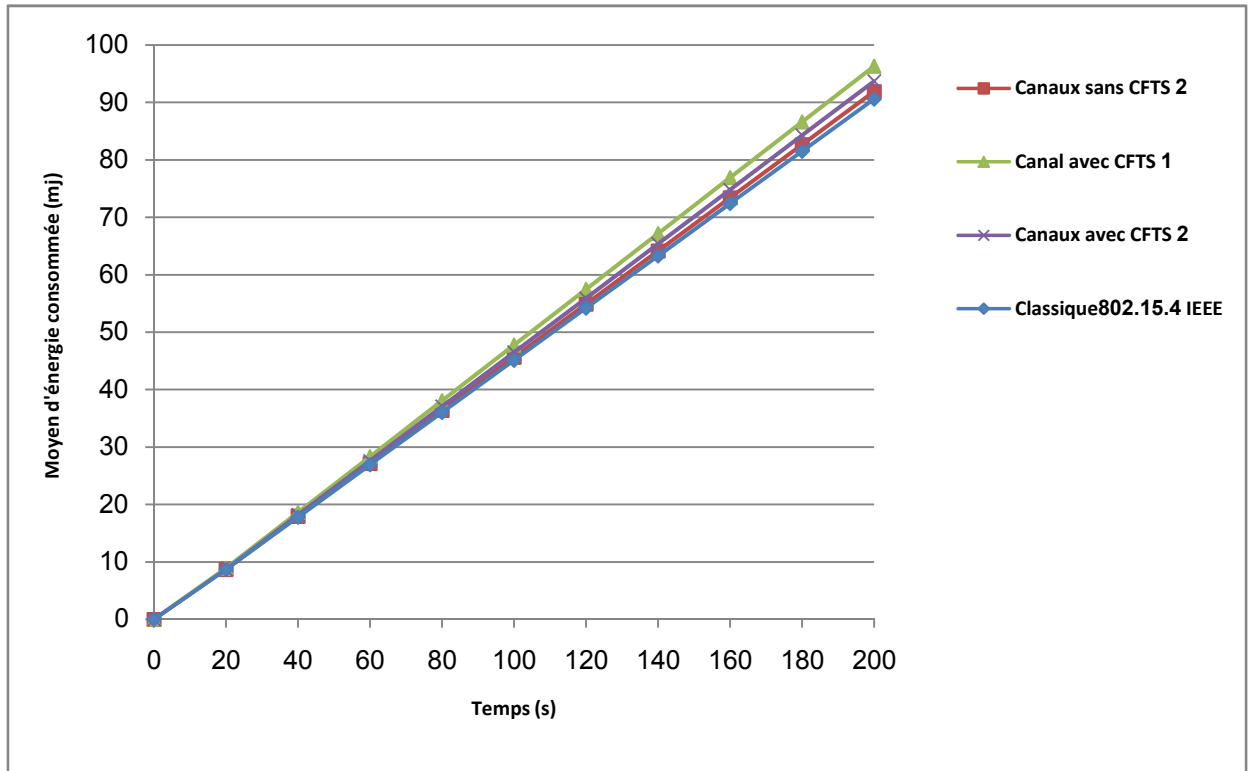


Figure50: Moyenne de consommation d'énergie du réseau sans PAN

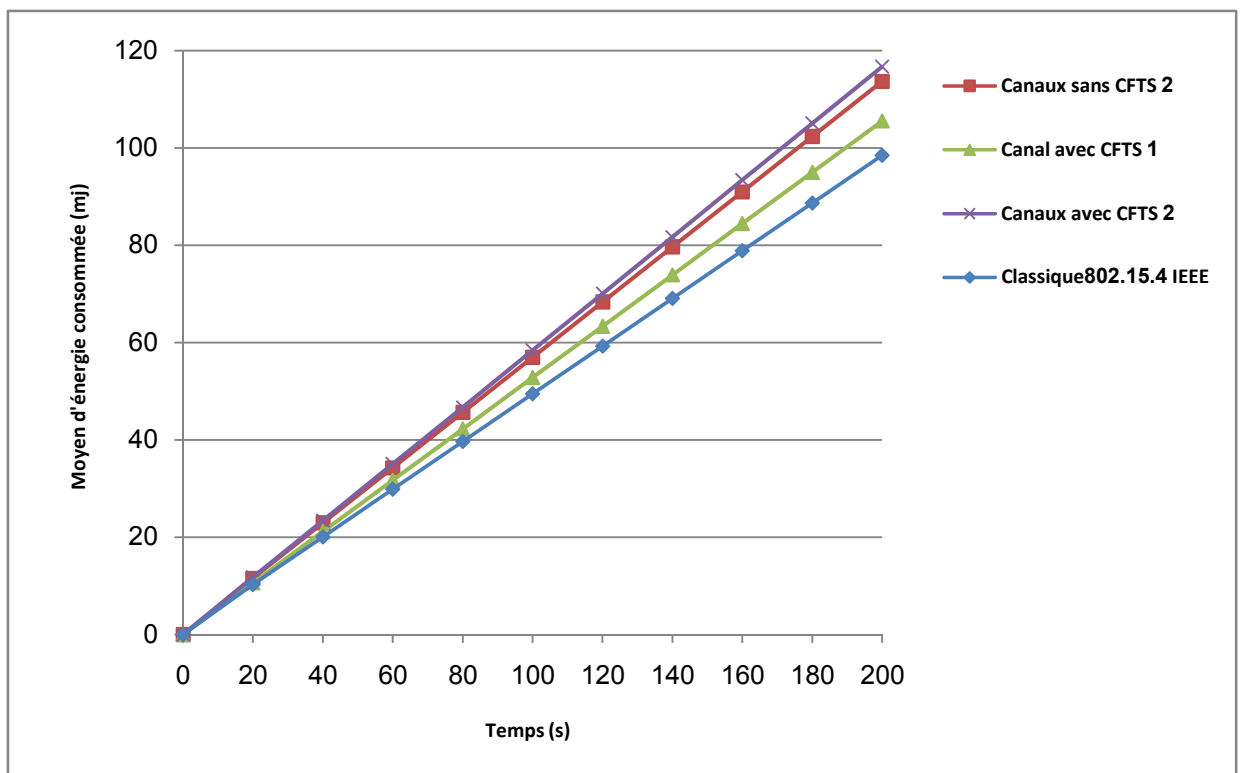


Figure51: Moyenne de consommation d'énergie du réseau avec PAN

## 7. Conclusion

Basé sur les résultats de la simulation, nous avons démontré que notre algorithme améliore pas seulement l'esquive de collisions entre les sous-réseaux, mais aussi à l'intérieur de chaque sous-réseau, ce qui prolonge la durée de vie du réseau dans un environnement susceptible aux collisions à un niveau très considérable (50% dans notre modèle d'expérimentation) par le fait de l'esquive de deux types de collisions de trames balise en divisant les nœuds à ordonnancer sur l'ensemble de fréquences, ce qui permet à un nombre plus grand de nœuds de pouvoir être associés avec le réseau. En outre, notre protocole d'ordonnancement multifréquence consomme moins d'énergie par rapport à ceux uni fréquence par le fait de diminuer le taux de paquets à écouter par les nœuds voisins. De plus, il minimise la période exclusive pour l'ordonnancement de trames balise ce qui augmente la section CAP.

# Conclusion générale

Les réseaux de capteurs sans fils (RCSFs) sont une nouvelle technologie qui a surgi après les grands progrès technologiques concernant le développement des capteurs intelligents, des processeurs puissants et des protocoles de communication sans fils. Ce type de réseau composé de dizaines à des milliers d'éléments, a pour but la collecte de données de l'environnement, leur traitement et leur dissémination vers le monde extérieur.

Les applications des réseaux de capteurs sans fils sont nombreuses. Elles comprennent différents domaines: médical, agricole, militaire,...etc. Cependant, ces réseaux rencontrent plusieurs problèmes qui affectent leur bon fonctionnement à cause de leurs caractéristiques; telles que les limitations de batterie, le type de communication, les environnements hostiles où sont déployés les capteurs ou encore leur faible coût. Afin de faire face à ce genre de problèmes, l'Institut des Ingénieurs en Electronique et Electricité (IEEE) propose le protocole IEEE 802.15.4, en 2003, qui dispose de caractéristiques et de potentialités répondant globalement à celles-ci. Néanmoins, ce protocole souffre encore d'un des facteurs qui influencent le fonctionnement adéquat des réseaux RCSFs maillés, s'agissant de collisions qui peuvent paralyser tout ou une partie de ce type de réseau.

Dans ce document, nous avons réalisé une étude générale sur le protocole IEEE 802.15.4 ainsi que les collisions qui peuvent en souffrir. Ces derniers ont connu un intérêt auprès de plusieurs recherches. Pour mieux les étudier, nous avons analysé son concept ainsi que les différentes solutions posées dans la littérature. Grâce à cette étude, on a trouvé que l'approche par section exclusive semble l'approche qui répond aux besoins de communication dans les réseaux FCSRs maillés, de plus, les différentes solutions sont basées sur l'utilisation d'un seul canal malgré l'existence de plusieurs canaux offerte par le protocole IEEE 802.15.4. En plus des solutions uni canal, plusieurs autres solutions multi canal ont été proposées pour les RCSFs en général afin d'agrandir le débit, de minimiser le délai de bout en bout mais aussi pour l'esquive de collisions. Nous avons classifié ces protocoles selon la méthode d'affectation des canaux en trois classes: affectation dynamique, affectation semi dynamique et affectation fixe des canaux. Après l'étude des avantages et des inconvénients de chaque classe par rapport à sa compatibilité avec le protocole IEEE 802.15.4, nous avons trouvé que la manière d'affectation fixe du protocole "Tree based Multi Canals Protocol"(TMCP), semble le plus compatible avec le protocole IEEE802.15.4 et permette l'esquive de collisions entre les sous-réseaux (inter sous-réseaux), en plus, les meilleurs résultats réalisés par les

protocoles de cette manière d'affectation par rapport aux autres avec l'utilisation d'un nombre minimum de canaux. Cependant, les collisions restent possibles à l'intérieur de chaque sous-réseau.

Après avoir analysé le protocole TMCP et conclu les points forts avec le manque qu'il enregistre et afin de mieux renforcer le processus d'esquive de collisions dans le protocole IEEE 802.15.4 pour les réseaux RCSFs maillés, nous avons défini une solution curative dont l'idée de base est de combiner la manière d'affectation de fréquences du protocole TMCP avec l'approche d'esquive de collisions par section exclusive de trames balise à l'intérieur de chaque sous-réseau.

La simulation et l'évaluation de la nouvelle solution ont montré des meilleurs résultats par rapport au protocole IEEE 802.15.4 classique ainsi que pour l'utilisation de la multifréquence sans ordonnancement de trames balises à l'intérieur de chaque sous-réseau en termes d'esquive de collisions. En effet, l'étape de simulation nous a posé un véritable défi puisque le code d'implémentation du protocole IEEE802.15.4 n'est pas disponible que dans NS2 avec certains changements par rapport au standard, donc, nous étions menés à le modifier afin de pouvoir l'utiliser. De plus, on a fait face à la difficulté d'obtenir le patch de la multifréquence.

Enfin, comme perspectives, nous envisageons d'améliorer les performances de notre solution par un mécanisme de gestion de CFGTS, afin d'ordonner la communication dans la section CFP (Contention Free Period) qui reste menacée par les deux types de collisions: directe et indirecte.

# Bibliographie

- [1] A. Goldsmith - *Wireless Communication s-* Cambridge University Press, 2005, ISBN 0521837162
- [2] ZIGBEE ALLIANCE - ZigBee Specification : ZigBee Standards Organization - Available from [http://www.zigbee.org/en/specdownload/download\\_request.asp](http://www.zigbee.org/en/specdownload/download_request.asp), 2006
- [3] IEEE COMPUTER SOCIETY - Std 802.15.4TM – 2003, Part 15.4 : Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs) - <http://standards.ieee.org/getieee802/download/802.15.4-2003.pdf> , Oct. 2003.
- [4] IEEE COMPUTER SOCIETY - Std 802.15.4TM – 2003, Part 15.4 : Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs) - IEEE Std 802.15.4TM – 2006 (Revision of IEEE Std 802.15.4-2003) <http://standards.ieee.org/getieee802/download/802.15.4-2006.pdf>, sept. 2006
- [5] A. BOUZOUALEGH - Etude et proposition d'un réseau local acoustique aquatique - Mémoire de thèse- Laboratoire ICARE, Université Toulouse II, Février 2006
- [6] IEEE COMPUTER SOCIETY - 802.11 Standard for Information Technology, Part11 : Wireless LAN medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications - IEEE Standard 802.11, 1999
- [7] A. Khayyat -Distributed contention Free Access for Multi Hop IEEE802.15.4 WSN- Mémoire de thèse- Department of Electrical and Computer Engineering, Queen's University Kingston, Ontario, Canada, October 2007.
- [8] V. Jérôme - Adaptation de la couche MAC du standard IEEE 802.15.4 à une couche physique Ultra Wide Band- Mémoire de projet de diplômé - CSEM, Automne 2003.
- [9] J. Zheng and M. J. Lee - A Comprehensive Performance Study of IEEE 802.15.4 - in Sensor Network Operations, IEEE Press, Ed. Wiley Interscience, 2006, ch. 4, pp. 218–237.
- [10] Low Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs) -NS2 Simulation Platform- SAIT-CUNY Joint Lab, <http://ees2cy.engr.cuny.cuny.edu/zheng/pub/>

- [11] IEEE COMPUTER SOCIETY - WPANTM Task Group 4b (TG4b) - <http://www.ieee802.org/15> -2007
- [12] M. LEE, J. ZHENG, Y. LIU, H.-R. SHAO, H. DAI, J. ZHANG and H. JEON - Combined Beacon Scheduling - Proposal to IEEE 802.15.4b, Sept., 2004
- [13] H.-R. SHAO, J. ZHANG, H. DAI - Enhancements to IEEE 802.15.4 - Proposal to IEEE 802.15.4b Task Group, July 2004
- [14] A. KOUBAA, M. ALVES, M. ATTIA and A. VAN NIEUWENHUYSE - Collision-Free Beacon Scheduling Mechanisms for IEEE 802.15.4/Zigbee Cluster-Tree Wireless Sensor Networks - 7th International Workshop on Applications and services in Wireless Networks (ASWN2007) - Santander (Spain) , May 2007
- [15] R. HOLTE, A. MOK, L. ROSIER, I. TULCHINSKY, D. VARVEL - The pinwheel : a real-time scheduling problem - Proceedings of the Twenty-Second Annual Hawaii International Conference on System Sciences, Kailua-Kona, USA, 1989- Vol. 2, pp. 693-702
- [16] M. MEGARD - Théorie élémentaire des graphes - Revues pédagogiques de la mission laïque française, mai 2002, No 47 pp.33-66
- [17] M. RIGO – Théorie des graphes – Facult2 de Liège – 2007
- [18] J. FRANCOMME, G. MERCIER and T. VAL - Beacon Synchronization for GTS Collision Avoidance in an IEEE 802.15.4 Meshed Network - 7th IFAC International Conference On Fieldbuses & Networks in Industrial Systems (FET'07), Toulouse, France , Nov. 2007
- [19] S. RAMANATHAN - Scheduling algorithms for Multihop radio networks - PhD Thesis, 1992
- [20] P. Kyasanur and N. H. Vaidya - Capacity of multi-channel wireless networks: impact of number of channels and interfaces- In *MobiCom 05: Proceedings of the 11th annual international conference on Mobile computing and networking*, New York, NY, USA, 2005, pages 43–57, ISBN 1-59593-020-5.
- [21] J. Crichigno, M. Wu, and W. Shu. -Protocols and architectures for channel assignment in wireless mesh networks- *Ad Hoc Networks*, 6(7):1051–1077, 2008, ISSN 1570-8705.
- [22] O. Durmaz Incel. - Multi-Channel Wireless Sensor Networks:Protocols, Design and Evaluation- Mémoire de these, Centre for telematics and information technology, Université de Twente , March 2009.

- [23] M. Wang, L. Ci, P. Zhan, and Y. Xu. -Multi-channel mac protocols in wireless ad hoc and sensor networks- In CCCM - 08: Proceedings of ISECS International Colloquium on Computing, Communication, Control, and Management, Aug 2008, volume 2, pages 562–566.
- [24] T. Voigt - Self-organizing, collision-free, multi-channel convergecast- In *Proceedings of European Conference on Wireless Sensor Networks (poster paper)*, Bologna, Italy, 2008, page 2.
- [25] X. Chen, P. Han, Q. He, S. Tu, and Z. Chen - A multi-channel mac protocol for wireless sensor networks- In *CIT '06: Proceedings of the Sixth IEEE International Conference on Computer and Information Technology*, Washington, DC, USA, 2006, page 224, ISBN 0-7695-2687-X.
- [26] Y. Kim, H. Shin, and H. Cha -Y-mac: An energy-efficient multi-channel mac protocol for dense wireless sensor networks- In *IPSN 08: Proceedings of the 7th international conference on Information processing in sensor networks*, April 2008, pages 53–63.
- [27] G. Zhou, C. Huang, T. Yan, T. He, J. Stankovic, and T. Abdelzaher - Mmsn: Multi-frequency media access control for wireless sensor networks - In *Infocom 06: Proceedings of the 25th IEEE International Conference on Computer communications*, 2006, pages 1–13.
- [28] S.Mastooreh, S. Hamed, and K. Antonis - Hymac: Hybrid tdma/fdma medium access control protocol for wireless sensor networks- In *PIMRC 2007: The proceedings of the 18th IEEE Personal, Indoor and Mobile Radio Communications Symposium*, September 2007, pages 1–5.
- [29] A. Gupta, C. Gui, and P. Mohapatra - Exploiting multi-channel clustering for power efficiency in sensor networks- In *Comsware 2006: First International Conference on Communication System Software and Middleware*, Jan. 2006, pages 1–10.
- [30] Y. Wu, J.A. Stankovic, T. He, and S. Lin. Realistic and efficient multi-channel communications in wireless sensor networks. In *Infocom 08: Proceedings of the 27th IEEE International Conference on Computer Communications*, 2008 ,pages 1193–1201.
- [31] O. Durmaz Incel, L. van Hoesel, P.G. Jansen, and P. Havinga- Impact of network density on bandwidth resource management in wsn- Technical Report TR-CTIT-05-43, University of Twente, Enschede, September 2005.

- [32] M. Caccamo, L.Y. Zhang, S. Lui, and G. Buttazzo - An implicit prioritized access protocol for wireless sensor networks - In *RTSS 2002: Proceedings of the 23rd IEEE Real-Time Systems Symposium*, 2002, pages 39–48.
- [33] Y. Wu and J. A. Stankovic -Exploiting multi-channels in Wireless Sensor Networks- Tech. Rep., UVA, 2007, <http://www.cs.virginia.edu/yw5s/multi-channel.pdf>.
- [34] Information Sciences Institute - The Network Simulator ns-2- <http://www.isi.edu/nanam/ns/>, University of Southern California
- [35] W..R. Heinzelman, A. Chandrakasan, and H.Balakrishnan -An Application-Specific Protocol Architecture for Wireless Micro sensor Networks- *IEEE Transactions on the wireless communications*, Oct. 2002, Vol. 1, No. 4, pp. 660-670.

# Abstract

Advances in micro-electromechanic (MEMS), microprocessor, and wireless technologies, have accelerated the deployment of network-capable computing devices attached to various objects over the world. These devices should be small in size and have a characteristic of extremely low power consumption. Therefore, in 2004, IEEE802.15.4 has been established as a global standard satisfying low power and low cost. After that, the phenomenal popularity of this standard has also led to the indiscreet deployment of WPANs. However, sometimes; LR-WPANs suffer from several types of collisions. In spite of being able to avoid data packets colliding with each other by using CSMA/CA, the risk of beacon collisions still remains especially in a cluster-tree network topology that exist more than one coordinator. In order to solve this problem, we propose a novel fixed channel management scheme using MCSP (Multi-Canal Scheduling Protocol). The key objective in this work is to minimize energy consumption within the network by reducing the effects of collisions that may occur if the clusters operate on the same frequency. By using a newly proposed method, MCSP that uses two beacon avoidance mechanisms: it starts by dividing the hole network into a number of sub networks according to the number of the existing channels in order to avoid the inter sub networks beacon frame collisions, and it uses the mechanism of beacon frame scheduling for each sub network in order to avoid the intra sub networks beacon frame collisions. We also evaluate the performance of the proposed scheme through simulation. The simulation results show that the proposed scheme can minimize the possibility of beacon collisions by the efficiently managing of the multiple available channels while the dissipated power consumption using MCSP is better than the PAN which uses the classical IEEE 802.15.4.

**Key words:** IEEE 802.15.4, Wireless Personal Area Network, LR-WPAN, Zigbee, Wireless Sensor Networks.

## ملخص

تسبب التطور التكنولوجي في مجال الاتصالات اللاسلكية، الالكترونيات والالكتروميكانيكيات الدقيقة في تسارع وتيرة تطوير أجهزة شبكات صغيرة قادرة على القيام بأعمال متطورة. إنها أجهزة الاستشعار التي تتسم بقيود قوية في مجال الطاقة نظرا لصغر حجمها وانتشارها. وقد ساهمت هذه الخصائص في ظهور معيار خاص يسمى IEEE 802.15.4 ، الذي أنشئ في عام 2004 كمعيار عالمي للشبكات اللاسلكية الشخصية ذات الطاقة المنخفضة (LR - WPAN). على الرغم من الآليات التي يستخدمها هذا المعيار للحفاظ على الطاقة مثل استخدام تقنية CSMA/CA لتفادي الاصطدام بين حزم البيانات، إلا أن الاصطدامات تبقى محتملة بين حزم الارشاد خاصة في الشبكات ذات بنية شجرة الخلايا حيث يوجد العديد من العقد المنسقة المسؤولة عن توليد هذا النوع من الحزم. يمكن لهذا النوع من الاصطدامات أن يشل كل أو جزء من شبكة أجهزة الاستشعار. لحل هذه المشكلة، نقترح طريقة جديدة لتوزيع عدة قنوات بطريقة ثابتة باستخدام POMF (بروتوكول جدولة متعدد التردد). الهدف الرئيسي من هذا العمل هو التخفيض من استهلاك الطاقة في الشبكة عن طريق الحد من الآثار الناجمة عن الاصطدامات التي قد تحدث إذا كانت العقد تعمل على نفس التردد. هذا الأسلوب الجديد يعتمد على استخدام آليتين لتفادي اصطدام حزم الارشاد: يبدأ بتقسيم الشبكة إلى عدد يساوي القنوات المتاحة من الشبكات الفرعية لتجنب الاصطدامات بين هذه الشبكات الفرعية. بالإضافة إلى ذلك، فإنه يستخدم آلية لجدولة حزم الارشاد داخل كل شبكة فرعية لتجنب الاصطدامات التي قد تحدث على نفس القناة (داخل الشبكات فرعية). نتائج تقييم أداء الطريقة المقترحة عن طريق المحاكاة أظهرت أن البروتوكول المقترح يقلل، بشكل فعال من إمكانية اصطدام حزم الارشاد باستخدام عدد قليل من القنوات المتاحة في معيار IEEE 802.15.4.

**الكلمات الأساسية:** IEEE 802.15.4، الشبكات اللاسلكية الشخصية، Zigbee، LR-WPAN، شبكات أجهزة الاستشعار اللاسلكية.