



HAL
open science

Propositions pour un protocole déterministe de contrôle d'accès et de routage avec économie d'énergie dans les réseaux ZigBee

Jackson Francomme

► To cite this version:

Jackson Francomme. Propositions pour un protocole déterministe de contrôle d'accès et de routage avec économie d'énergie dans les réseaux ZigBee. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Université Toulouse le Mirail - Toulouse II, 2008. Français. NNT: . tel-00324196

HAL Id: tel-00324196

<https://theses.hal.science/tel-00324196v1>

Submitted on 24 Sep 2008

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

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



Université
de Toulouse



LABORATOIRE 'L A T T I S' EA 4155
Groupe SCSF
Systèmes Communicants Sans Fil

MEMOIRE pour l'obtention du

DOCTORAT délivré par L'UNIVERSITE de TOULOUSE le Mirail

École Doctorale Systèmes

Spécialité : Génie Informatique, Automatique et Traitement de Signal

Présenté par M. Jackson FRANCOMME

Maître ès Sciences Université Paris XII

**« Propositions pour un protocole déterministe de contrôle d'accès
et de routage avec économie d'énergie dans les réseaux ZigBee »**

Soutenu le 24 juin 2008 devant le jury composé de :

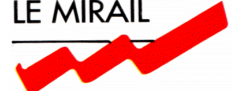
Rapporteurs :	J.-M. THIRIET	Professeur à l'Université de Grenoble 1 – GIPSA-Lab
	J.-P. THOMESSE	Professeur à l'Université de Nancy – INPL
Examineur :	K. GODARY	Maître de Conférences à l'Université de Montpellier 2 - LIRMM
Directeur :	T. VAL	Professeur à l'Université de Toulouse II - LATTIS
Co-encadrant :	G. MERCIER	Maître de Conférences-HDR à l'Université de PARIS XII
Invité :	C. ZARADER	Directeur technique - FREESCALE Toulouse



Université de Toulouse ; UTM ; LATTIS (Laboratoire Toulousain de
Technologie et d'Ingénierie des Systèmes) EA 4155
I.U.T de Blagnac, 1 Place Georges Brassens ; F-31 703 Blagnac, France

Tél. : + 33 (0) 5 62 74 75 85
Fax : + 33 (0) 5 62 74 75 87

UNIVERSITE
DE TOULOUSE
LE MIRAIL



Remerciements

Je remercie en premier lieu Monsieur le Professeur Thierry VAL, directeur adjoint du laboratoire LATTIS de TOULOUSE et directeur du groupe de recherche SCSF, d'avoir accepté de prendre la direction de ma thèse, de m'avoir assuré de sa confiance pendant ces trois années et de m'avoir permis de conclure cette belle expérience, dans les conditions particulières que mon éloignement engendrait.

J'exprime mon infinie gratitude à Gilles MERCIER, Maître de Conférence-HDR de l'Université de CRETEIL/VAL DE MARNE, co-directeur de ma thèse, pour m'avoir insufflé le goût de la recherche et m'avoir donné les outils pour réussir dans ce domaine. Je le remercie également pour sa patience, la qualité de son encadrement et les conseils qu'il m'a prodigués depuis notre rencontre à l'Université de CRETEIL/VAL DE MARNE jusqu'au laboratoire LATTIS. Je tiens ici à lui témoigner de mon profond respect et de mon amitié.

Je suis très particulièrement honoré du Professeur THIRIET de l'Université de Grenoble, et du Professeur THOMESSE de l'Université de Nancy, d'avoir accepté d'être rapporteurs de cette thèse. Je tiens à leur exprimer ma plus profonde reconnaissance.

Je remercie très chaleureusement Karen GODARY, pour m'avoir ouvert les portes du domaine de la validation et pour son aide dans le cadre de la modélisation de systèmes. J'ai travaillé avec elle avec beaucoup de plaisir.

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

Philippe MANGAUD et Cyril ZARADER, directeurs techniques de la société FREESCALE qui m'ont assisté dans la mise en œuvre de la technologie ZigBee. Monsieur ZARADER en particulier, qui a bien voulu s'intéresser à mon travail et a accepté l'invitation du jury.

Adrien Van Den BOSSCHE, Nicolas FOURTY et Céline GUILLEMINOT qui m'ont aidé sur les plans scientifiques et personnels par les nombreux échanges que nous avons eus. Je remercie tout autant les chercheurs de l'équipe SCSF du laboratoire LATTIS et du groupe de travail L2I, et tant d'autres que je ne peux nommer de façon exhaustive.

L'Ecole Doctorale Systèmes de TOULOUSE qui a participé au financement de ma formation scientifique, et à travers elle tout particulièrement Sophie ACHTE pour sa gentillesse et ses conseils pour les démarches liées à cette thèse.

L'interdisciplinarité étant à la mode, la Direction du lycée LOUIS ARMAND de PARIS, ainsi que tous mes collègues, qui ont été attentifs à mes travaux et m'ont permis de concilier mon activité professionnelle d'enseignant avec cette thèse. J'ai une pensée toute particulière pour mes collègues Anne GAUCHET et Marie-Josée FAIVRE pour leur aide précieuse. Je n'oublie pas non plus mes étudiants de BTS SYSTEMES ELECTRONIQUES.

Férial VIROLLEAU et Olivier VENARD de l'ESIEE qui m'ont permis d'utiliser leur laboratoire et d'approfondir avec leurs étudiants la technologie ZigBee.

Messieurs Sébastien SALAS, José REBEJAC et Alain BRITON de l'association JESSICA qui m'ont permis d'investir les connaissances acquises durant ma thèse dans le projet CAP'TRONIC.

Monsieur Sébastien PORTAL de NATIONAL INSTRUMENT qui m'a dispensé des conseils techniques et a mis gracieusement à ma disposition du matériel de mesure complémentaire.

Brigitte BELIN, Patrick MEUMEU, Saliou DIOUF, Lamine THIAW, Sofiane BOUYOUCHEF, Brahim

DJOUDI, Gilles REY, Christian GABORIAUD et Denis BROUSSE, Fabrice LASNE avec lesquels j'ai eu de passionnants échanges scientifiques autant sur le plan de la recherche que celui de l'enseignement.

Et parce que ce challenge personnel était aussi familial, je remercie tous mes proches, parents et amis, pour leur patience et encouragements, en particulier mes parents Wilson et Josiane, mon beau père Joseph. Une pensée émue pour ma belle-mère Alice qui n'a pu partager avec moi l'aboutissement de tous ces efforts et à qui je dédie cette thèse.

Je tiens tout particulièrement à exprimer toute mon admiration à Joëlle, mon épouse pour m'avoir soutenu et accompagné dans cette grande expérience scientifique mais surtout personnelle qu'est une thèse. Elle a su faire preuve d'une infinie patience.

Jackson FRANCOMME

Juin 2008

Table des matières

1	Introduction	1
2	Définition du problème et contexte de l'étude	5
2.1	Introduction	5
2.2	Règlementation sur les transmissions radiofréquence	6
2.3	Coexistence de l' <i>IEEE 802.15.4</i> avec les autres technologies sans fil	7
2.4	Introduction à <i>ZigBee/IEEE 802.15.4</i>	8
2.5	Description du contexte de recherche	8
2.5.1	Architecture du réseau	8
2.5.2	Les communications et la consommation	10
2.5.3	La synchronisation dans le réseau maillé	11
2.5.4	Le routage	11
2.6	Les techniques de qualité de service dans les réseaux sans fil	11
2.7	Notre contribution	12
2.8	Conclusion	12
3	Qualité de Service dans les réseaux de capteurs sans fil <i>ZigBee</i>	15
3.1	Réseaux de capteurs sans fil industriels	15
3.2	Analyse des caractéristiques principales du standard <i>IEEE 802.15.4</i>	16
3.2.1	Description générale du standard	17
3.2.1.1	Les dispositifs du réseau	17
3.2.1.2	Les topologies réseau	17
3.2.2	La couche physique	20
3.2.3	La sous-couche MAC	21
3.2.3.1	Description générale	21
3.2.3.2	Les modes de fonctionnement du protocole <i>IEEE 802.15.4</i>	22
3.2.3.3	La structure de la supertrame	23
3.2.4	Les mécanismes de la sous-couche MAC	25
3.2.4.1	Les mécanismes de l'algorithme CSMA/CA	25
3.2.4.2	Mécanisme de découverte des nœuds	26
3.2.4.3	Allocation et gestion des GTS	26
3.2.5	Analyse temporelle du standard <i>IEEE 802.15.4</i>	29
3.2.5.1	Communication en CAP avec compétition pour l'accès au médium	29
3.2.5.2	Communications en CFP sans compétition avec échéance garantie	31
3.3	Synchronisation des cellules dans un réseau maillé	32
3.3.1	Collision de balises dans un réseau avec une topologie en arbre de cellules	33
3.3.2	Approches simples pour l'esquive de collision de trames balise	35
3.3.2.1	Esquive de collision par <i>multiplexage temporel de supertrames</i>	35
3.3.2.2	Optimisation du multiplexage temporel par groupement de nœuds	38
3.3.2.3	Esquive de collision par <i>section exclusive de trames balise</i>	41
3.3.3	Conclusion sur la synchronisation	45
3.4	La Qualité de Service dans le routage	46
3.4.1	Introduction sur les protocoles de routage à économie d'énergie	46
3.4.2	Principes des protocoles OLSR et AODV	47
3.4.2.1	OLSR	47

3.4.2.2	AODV	48
3.4.2.3	QOLSR	49
3.4.2.4	Le routage dans <i>ZigBee</i>	49
3.4.2.5	Bilan des méthodes de routages existantes présentées	50
3.4.3	Conclusion sur le routage	51
3.5	Aspects consommation	51
3.5.1	Hierarchie de la consommation	51
3.5.2	Analyse de la consommation énergétique au niveau du MCU	53
3.5.2.1	Relation entre la consommation et le temps	54
3.5.2.2	Puissance dissipée et consommation énergétique	54
3.5.2.3	Technologie des processeurs	55
3.5.3	Unité de communication (Emetteur/Récepteur sans fil)	56
3.5.4	Unité d'acquisition et d'action sur l'environnement	56
3.5.5	Techniques logicielles de réduction de la consommation	57
3.5.5.1	Les Systèmes <i>Temps Réel</i> et l'ordonnancement de tâches orienté économie d'énergie	57
3.5.5.2	Les différentes méthodes de transmission	57
3.5.5.3	Rapport cyclique	57
3.5.5.4	Exécution à distance et optimisation de code	58
3.5.6	Unité de stockage de l'énergie et systèmes associés	58
3.5.6.1	Dimensionnement de la capacité d'une batterie	58
3.5.6.2	Comportements des batteries	59
3.5.6.3	Modèles de batteries pour l'estimation de l'état de charge	60
3.5.6.4	Algorithme de Handy-Timmermann	63
3.5.6.5	Synthèse des méthodes de modélisation des batteries	63
3.5.6.6	Conclusion sur les techniques d'estimation de l'état de charge de la batterie	64
3.5.7	Protocoles de communication avec gestion de l'énergie	66
3.5.8	Systèmes de recharge de batterie ou fonctionnement sans batterie (<i>Harvesting</i>)	66
3.6	Conclusion sur la qualité de service dans les réseaux sans fil	66
4	Propositions d'amélioration de la Qualité de Service pour un réseau maillé	67
4.1	Les métriques de performances et les scénarios d'expérimentation	67
4.2	Démarche de validation	68
4.3	Synchronisation dans un réseau maillé utilisant le standard <i>IEEE 802.15.4</i>	68
4.3.1	Contribution pour l'amélioration de la synchronisation des balises dans un réseau maillé	68
4.3.1.1	Principe de la méthode de synchronisation des balises	70
4.3.1.2	Description du scénario avec un coordinateur défaillant	71
4.3.1.3	Estimation du délai de synchronisation du réseau sans le mécanisme des demi-périodes	72
4.3.1.4	Estimation du délai de la synchronisation avec le mécanisme des demi-périodes	72
4.3.1.5	Estimation de l'énergie nécessaire à la synchronisation avec le mécanisme des demi-périodes	74
4.3.1.6	Remplacement d'un coordinateur défaillant	74
4.3.1.7	Evaluation du délai de remontée des informations de synchronisation vers le superviseur	75
4.3.2	Extension de la synchronisation des balises et des GTS	76
4.3.2.1	Extension du principe de synchronisation des balises	78
4.3.2.2	Principe de synchronisation des GTS	81
4.3.2.3	Principe des GTS Virtuels	84
4.3.2.4	Limite de la solution des CFTS et CFGTS	85
4.3.2.5	Le cas des réseaux étendus	85
4.3.3	Conclusion préliminaire sur le principe des synchronisations proposées	86
4.4	Ordonnancement de trames au sein d'une cellule	87
4.4.1	Principe d'ordonnancement des GTS dans la CFP	87
4.4.2	Ordonnancement conjoint de CFGTS : intra-cellulaire et extra-cellulaire	87

4.5	Validation par <i>Réseaux de Petri Temporisés</i> du mécanisme de synchronisation de balises pour le réseau maillé	88
4.5.1	Introduction sur la validation formelle	88
4.5.2	Principe de la validation par <i>Réseaux de Petri Temporisés</i> du mécanisme de synchronisation de balises	88
4.5.3	Choix du langage de modélisation	89
4.5.4	Propriétés à valider	90
4.5.5	Méthodes d'analyse	90
4.5.6	Structure du système à modéliser	91
4.5.7	Hypothèses pour la modélisation	92
4.5.8	Modélisation du mécanisme de synchronisation <i>sans contrôle de propagation</i>	92
4.5.8.1	Modèle simple du superviseur de synchronisation	92
4.5.8.2	Modèle simple d'un coordinateur	93
4.5.8.3	Modèle du support de communication	94
4.5.8.4	Résultats de l'analyse sur la synchronisation <i>sans contrôle de propagation</i>	94
4.5.8.5	Conclusion préliminaire pour l'analyse <i>sans contrôle de propagation</i>	97
4.5.9	Modélisation du mécanisme de synchronisation <i>avec contrôle de propagation</i>	97
4.5.9.1	Modèle du superviseur de synchronisation <i>avec gestion des demi-périodes</i>	97
4.5.9.2	Modèle d'un coordinateur de cellule <i>avec contrôle de propagation</i>	98
4.5.9.3	Modèle du support de communication	98
4.5.9.4	Résultats de l'analyse de la synchronisation <i>avec contrôle de propagation</i>	98
4.5.10	Extension de l'analyse du modèle du réseau	100
4.5.11	Conclusion et perspectives pour la synchronisation	101
4.6	Proposition de routage réactif avec QoS	102
4.6.1	<i>AODV-en</i> : une technique de routage adaptatif pour réseaux de capteurs sans fil	103
4.6.1.1	Métrique pour le choix de route	104
4.6.1.2	Illustration avec notre simulateur de routage	104
4.6.2	Résultats comparatifs	105
4.6.2.1	Descriptif des fonctionnalités du simulateur	105
4.6.2.2	Résultats des simulations et analyse	107
4.6.2.3	Conclusion préliminaire sur le routage multicritère	109
4.6.3	Extension de la technique de recherche de route	110
4.6.3.1	Principe d'évaluation du coefficient de pondération énergétique ζ	111
4.6.3.2	Paramètre de contrôle d'admission	112
4.7	Validation expérimentale pour la consommation d'un nœud sans fil	112
4.7.1	Description du premier scénario de mesure	113
4.7.1.1	Démarche d'évaluation de la consommation d'un nœud	113
4.7.1.2	Évaluation de la consommation globale du nœud	114
4.7.1.3	Conclusion préliminaire pour la consommation globale du nœud	116
4.7.1.4	Évaluation de la consommation pour les <i>15 niveaux de transmission</i>	116
4.7.2	Scénario de contrôle à distance	117
4.7.2.1	Description des différents niveaux de consommation du nœud contrôleur	118
4.7.3	Conclusion préliminaire sur l'évaluation de la consommation d'un nœud	120
4.8	Détection du niveau de charge de la batterie	120
4.8.1	Analyse expérimentale du comportement d'une batterie	120
4.8.2	Ajustement de l'estimation de la charge de la batterie	124
4.8.3	Conclusion sur l'analyse expérimentale du comportement de la batterie	126
5	Conclusion et perspectives	127
	Bibliographie générale	131
A	Annexe - Extrait des constantes du standard <i>IEEE 802.15.4</i>	139
	Glossaire	143
	Liste des figures	147

Liste des tableaux	151
Publications personnelles	153

Chapitre 1

Introduction

Nous constatons aujourd'hui, dans le domaine des communications industrielles et grand-public, un grand intérêt pour les réseaux d'appareils qui communiquent par liaison radio et qui s'auto-organisent. Chaque appareil peut servir de relais à ses voisins en réémettant un message reçu qui ne lui serait pas adressé. C'est le cas de la plupart des *réseaux ad hoc de capteurs sans fil*.

Actuellement, de nombreuses applications sont envisagées pour ces *réseaux de capteurs*, dans des domaines aussi variés que la robotique, le transport, la défense, le contrôle de processus industriel, la surveillance environnementale et le télédiagnostic à distance, la santé, l'habitat intelligent, la radiolocalisation d'intérieur et diverses autres applications commerciales [Cho03, Lin04]. Leur fonction consiste souvent à surveiller une zone géographique et à remonter une alarme ou activer un actionneur par exemple. [Sma06, Car03] illustrent cette fonction par la présentation d'un dispositif de surveillance de feux de forêts à base d'un réseau de poussières électroniques communicantes (*Smart Dust ou eGrain*). On désigne également ces dispositifs « *d'intelligence ambiante* » dans la mesure où il s'agit d'enfouir les technologies de la société de l'information (*Pervasive technologies*) dans le tissu même de la société. Les ordinateurs et les réseaux s'intègrent dans l'environnement quotidien (*Ubiquitous technologies*) et communiquent entre eux ; on parle du *M2M (Machine to Machine)*.

Ces communications *Machine à Machine (M2M)* [Syn06] peuvent être définies comme l'association des *Technologies de l'Information et de la Communication (TIC)* avec des objets intelligents et communicants, dans le but de donner à ces derniers les moyens d'interagir avec le système d'information d'une organisation ou d'une entreprise. Ces types de communication existent depuis longtemps ; c'est l'évolution technologique et la baisse des coûts de communication et de l'électronique embarquée qui font aujourd'hui porter sur le *M2M* un grand intérêt. [Car03] présente un exemple concret dans lequel une application à base de capteurs sans fil *Infineon* intégrée dans une moquette permet de surveiller des zones de haute sécurité.

Ces communications basées essentiellement sur une structure de réseau non-architecturée (*Ad hoc*) présentent de nombreux avantages ; ces réseaux permettent une grande flexibilité en termes d'infrastructure, et de robustesse dans la mesure où ils peuvent être fixes, semi-fixes ou mobiles. Ils s'adaptent ainsi à des situations différentes et à des aléas potentiels. Ceux-ci peuvent être installés rapidement dans des endroits difficiles à câbler et sont donc peu coûteux.

Les technologies sans fil ont d'ores et déjà remplacé les réseaux câblés dans un grand nombre d'applications domestiques et bureautiques. Devenant des technologies de grande consommation, leur coût diminue et elles suscitent ainsi un intérêt croissant pour l'industrie [App06, Ind07] qui souhaite également bénéficier de leurs avantages. Ces technologies permettent une adaptation aux contraintes des applications industrielles de contrôle de processus telles que le contrôle de l'énergie électrique consommée et le déterminisme pour la transmission des données. Aujourd'hui encore, l'essentiel des architectures de contrôle de processus industriel automatisé reste filaire, générant une mobilité réduite. En général, les applications industrielles, comme la lecture de capteurs¹, nécessitent un faible débit, mais un haut niveau de fiabilité, tandis que les applications commerciales, comme les réseaux informatiques de gestion, entraînent un volume et un débit de données très important.

¹Nous associerons au terme « *capteur* » tout dispositif constitué d'un transducteur et/ou d'un dispositif agissant sur son environnement, d'une structure microprogrammée ainsi que d'une interface de communication sans fil faible portée.

L'ouverture des moyens de communication n'est pas sans risque car les informations peuvent y être altérées par des phénomènes externes ; ceux-ci peuvent provenir de l'homme, de l'organisation des procédures et des dispositifs de contrôle d'erreurs, des pannes, des accidents mais également de malveillance ou d'espionnage.

La problématique du contrôle industriel sans fil existe depuis plusieurs années. [Alv02, Kon05] proposent par exemple une solution hybride câblée/sans fil pour la technologie PROFIBUS permettant de préserver le comportement temps réel sur l'ensemble du réseau. Afin de standardiser les applications sans fil dans le domaine industriel, le comité *ISA-SP100*² a été formé en 2005 ; deux sous-comités proposent des recommandations : *ISA-SP-100 WG3* se penche surtout sur le standard de communication relié aux périphériques de lecture (sondes de température, de pression) tandis que *WG4*³ travaille sur les normes du monitoring [Isa07, Smi06].

Parmi les standards de communication sans fil qui se sont imposés, on trouve principalement les standards *IEEE 802.11.b/g*, *Bluetooth* et *ZigBee* [Des06, Gue06], ces derniers particulièrement destinés aux réseaux personnels (WPAN - *Wireless Personal Area Networks*). D'autres réseaux sans fil existent, mais ne semblent pas à ce jour aboutis, comme UWB, WINA, WiMax, WiBree, Z-Wave, etc. Le respect de contraintes temps réel par les applications de contrôle de processus industriel joue un rôle fondamental dans le cadre des applications qui nous concernent. En effet, dans une application de supervision, lorsqu'un évènement se produit et nécessite une réaction, celle-ci doit intervenir au plus tard avant un instant connu et borné. Ce temps de réaction borné est appelé contrainte temps réel et dépend de la dynamique du système. Nous avons aujourd'hui une bonne vision des contraintes que doivent respecter ces systèmes de communication sans fil pour pouvoir implémenter les différentes classes d'applications. Dans la littérature, aucun des standards de communication pour les réseaux de capteurs ne répond aujourd'hui à ces exigences d'environnement fortement contraint. Les caractéristiques essentielles sont la flexibilité des topologies, une propagation radio robuste, la sécurisation des données, un déterminisme au niveau du transport des données garantissant des temps de transmission bornés pour les applications sensibles au temps de « *latence* » et « *gigue* », l'immunité à certaines perturbations électromagnétiques dans les bandes des fréquences utilisées, une compatibilité des équipements. De plus, les éléments de ces réseaux étant soumis à une forte contrainte de consommation en raison de leur dimension réduite ainsi qu'à leur déploiement, il est nécessaire de leur conserver une autonomie aussi grande que possible qui nous conduit à optimiser l'énergie, par la mise en place de stratégies protocolaires de modes basse consommation et de découverte de routes optimales.

Les réseaux de capteurs sans fil (WSN - *Wireless Sensor Network*) sont un type particulier de réseau *Ad hoc* dans lesquels les nœuds sont des capteurs intelligents (*Smart Sensors*), de petite taille (approximativement de la taille d'une pièce de monnaie) et équipés de fonctionnalités avancées telles qu'un microcontrôleur, un transducteur et/ou actionneur et un émetteur/récepteur sans fil à faible portée. Dans ce type de réseau, les nœuds capteurs échangent des informations sur l'environnement dans le but d'obtenir un aperçu sur une région contrôlée.

Ces réseaux peuvent être composés de nombreux capteurs répartis sur des surfaces de quelques mètres carrés à plusieurs centaines de mètres carrés. Les standards de communication permettant de répondre aux contraintes énumérées dans le paragraphe précédent ne sont pas nombreux ; la technologie *IEEE 802.15.4/ZigBee* qui a été utilisée dans cette thèse semble actuellement la seule qui dispose de caractéristiques et de potentialités répondant globalement à celles-ci. Elle permet notamment une approche déterministe de la gestion de la bande passante par un mécanisme adapté de la sous-couche MAC et offre également une meilleure qualité de liaison radio, comparée aux systèmes similaires. De plus, elle a été conçue dans un esprit de préservation de l'énergie consommée afin d'accroître l'autonomie du nœud capteur et de l'application réseau. Le standard *IEEE 802.15.4* nous apporte donc d'autres avantages, tels qu'une faible consommation énergétique, la gestion de la consommation au niveau de la couche MAC (couche 2 du *modèle OSI*), mais également sa capacité à gérer un nombre élevé de capteurs. Très souvent, ces contraintes sont considérées distinctement afin d'apporter des améliorations au comportement d'un standard ; c'est ainsi que l'on considère séparément le problème de l'optimisation en consommation et celui du déterminisme. Il nous a semblé nécessaire d'apporter un nouveau mécanisme qui permette de prendre en considération des paramètres liés à l'état énergétique de chacun des capteurs du réseau mais aussi liés à la réactivité du système, alors que les standards actuels considèrent ces contraintes séparément.

²ISA : *Instrument Society of America*

³WG4 : *Working Group 4*

Nous considérons donc dans ce mémoire, un contexte de supervision et de contrôle de processus dans un environnement industriel, c'est-à-dire dans un domaine d'applications où certaines classes de données nécessitent des échéances temporelles garanties pour la remise de messages. C'est ainsi que nous proposons un concept d'implantation d'une architecture sans fil centralisée de nœuds capteurs correspondant à une organisation de réseau en arbre de cellules (*Cluster-Tree*) de l'alliance *ZigBee*, développée au niveau de la couche réseau. Les nœuds capteurs sont organisés en cellules et le recouvrement de leur zone de couverture permet une certaine mobilité, chacune des cellules étant administrée par un coordinateur. Les nœuds capteurs appartenant de façon permanente à une seule cellule, nous préférons parler de flexibilité plutôt que de mobilité.

Dans cette optique d'implantation pour un grand réseau organisé en arbre de cellules, communément appelé *passage à l'échelle*, il sera indispensable de compléter la spécification de la couche MAC du standard *IEEE 802.15.4* afin de permettre le fonctionnement concurrent de plusieurs cellules, notamment pour éviter les collisions de trames de synchronisation et/ou de données. Cette couche MAC offre les bases protocolaires à une couche supérieure « réseau » pouvant avantageusement en tirer parti, en particulier sur la qualité des liens, afin d'assurer un routage adaptatif. Nous développerons pour cela une méthode d'accès au médium basée sur le standard *IEEE 802.15.4*, adaptée au déterminisme et aux exigences de QoS telles que l'absence de collision pour les messages à échéance garantie et la faible consommation énergétique. Cette méthode propose une extension de la couche MAC adaptée au LP-WPAN⁴ s'appuyant sur le standard *IEEE 802.15.4/ZigBee* en faisant des hypothèses réalistes sur des réseaux maillés de capteurs, de taille moyenne.

Nous proposons la mise au point de mécanismes d'adaptation dynamique du réseau en fonction des contraintes du milieu, de faible débit et des applications, puis nous validons les principes en utilisant les *réseaux de Petri*, ou la simulation, ou encore le prototypage sur une architecture réelle à base de technologie Freescale [Fre07].

La suite du mémoire est organisée de la façon suivante :

Le chapitre 2 « *Définition du problème et contexte de l'étude* » présente la structure de réseau retenue et les principes recherchés. Nous présentons ensuite chronologiquement les problèmes à résoudre afin de permettre une communication multi-niveaux dans un réseau maillé de capteurs sans fil, tout en garantissant un certain déterminisme et une optimisation associée de la consommation.

Le chapitre 3 « *Qualité de Service dans les réseaux de capteurs sans fil : ZigBee* » présente les différents aspects de la problématique pour des applications mettant en œuvre des réseaux de transmission sans fil dits, basse consommation. Dans un premier temps, nous présentons les caractéristiques du standard *IEEE 802.15.4*, utilisé par *ZigBee*, apportant une optimisation de la consommation énergétique en même temps qu'un comportement déterministe, en accord avec un fonctionnement dans un contexte de contrôle de processus industriel, tout en considérant une architecture de réseau relativement simple. Dans un deuxième temps, nous analysons la capacité du standard *IEEE 802.15.4* à conserver les caractéristiques précédentes dans une architecture de réseau étendu, beaucoup plus complexe, telle qu'un réseau maillé (*mesh*). Nous retrouvons ainsi dans le réseau, de multiples flux de données devant respecter des contraintes temporelles plus ou moins fortes en même temps que la capacité du réseau à maximiser sa durée de vie. Afin de proposer notre mécanisme de routage multi-critère des trames à travers le réseau tout entier, nous introduisons la nécessité d'apporter au standard *IEEE 802.15.4* une synchronisation à plusieurs niveaux, c'est-à-dire pour les balises (*beacons*) et les slots de temps garantis (GTS).

Le chapitre 4 « *Propositions d'amélioration de la Qualité de Service pour un réseau maillé* » présente nos différentes contributions. Notre première contribution sur la synchronisation permet d'apporter des mécanismes réactifs aux changements de topologie, pour l'évite de collisions de balises et de GTS dans un réseau maillé. Cette synchronisation préserve l'aspect déterministe du standard *IEEE 802.15.4*. Nous analysons ensuite le comportement de notre mécanisme de synchronisation, à l'aide des *réseaux de Petri temporisés* afin d'assurer un fonctionnement sans faille des applications critiques. Une fois ces mécanismes rapportés, nous décrivons notre deuxième contribution sur le mécanisme de routage adaptatif *AODV_en* proposant une recherche de routes basée sur l'optimisation conjointe du délai et de la consommation. Nous présentons ensuite les résultats comparatifs de routage obtenus

⁴LP-WPAN : *Low Power-Wireless Personal Area Network*, une forme de réseau LR-WPAN (*Low Rate-WPAN*) dans lesquels on insiste sur l'aspect très faible consommation

par notre simulateur entre les algorithmes de routage actuellement associés au standard *ZigBee* par rapport à notre solution *AODV_en*. Ce flux de trames routées devra s'insérer entre les flux de trames internes de chacune des cellules sans compromettre les fonctionnements déjà établis, et respectant notamment des échéances.

Nous terminons ce chapitre par une analyse expérimentale de la consommation d'une architecture matérielle basée sur la technologie Freescale, et cela, pour plusieurs scénarios de fonctionnement. Nous complétons cette analyse par une synthèse de résultats expérimentaux obtenus sur une batterie. Nous serons ainsi en mesure de proposer une optimisation de la durée de vie de l'application embarquée sur un système autonome contraint énergétiquement (alimenté par batterie). Nous en ferons émerger quelques règles pour une exploitation optimale.

Le chapitre 5 « *Conclusion et perspectives* » propose une synthèse des résultats obtenus ainsi que des recommandations quant aux différentes techniques développées, permettant de répondre aux contraintes de temps et d'énergie. Il propose également une continuité de cette thèse, notamment avec une validation par prototypage d'un réseau de capteurs et d'actionneurs sans fil à consommation énergétique optimisée (consommation vue côté réseau) et une qualité de service pour des fonctions de surveillance critique ou des fonctions de contrôle/commande.

Les annexes apportent des informations complémentaires sur les mécanismes de notre simulateur de routage multicritère ainsi qu'une synthèse des constantes du standard *IEEE 802.15.4*, qui seront utilisées tout au long de ce mémoire de thèse.

Chapitre 2

Définition du problème et contexte de l'étude

Ce chapitre présente le contexte de recherche à partir duquel nous établissons les principes recherchés. Cet environnement devra considérer les contraintes énumérées dans le chapitre précédent. Nous définissons concrètement les problèmes pour lequel nous apportons nos contributions.

2.1 Introduction

Dans les applications de contrôle de processus industriel, les périphériques bas-niveau et les contrôleurs communiquent généralement via des bus de terrain [Tho05b], les communications câblées garantissant les contraintes temps réel. L'industrie à base de réseau ad hoc a commencé par l'introduction du LAN sans fil au début des années 80¹ [Lxe01] pour répondre au nombre croissant de machines informatiques et la nécessité de les interconnecter. En outre, les réseaux personnels sans fil (WPAN) ont ajouté une nouvelle dimension à l'accès sans fil qui a été à l'origine d'une explosion du nombre des applications novatrices. L'évolution des réseaux sans fil WPAN apporte aujourd'hui un nouveau paradigme de communication dans lequel les systèmes et les communications s'auto-organisent, ainsi qu'un certain niveau de la qualité de service (*QoS*) qui semble permettre aux réseaux de terrain sans fil de pouvoir atteindre les contraintes recherchées, que nous avons énumérées dans le chapitre précédent (page 2).

Ce nouveau type de réseau est constitué par les dispositifs mobiles. Ces derniers doivent coopérer pour fournir la fonctionnalité qui est habituellement apportée par l'infrastructure de réseau, comme par exemple les routeurs, les commutateurs et les serveurs. De tels systèmes sont parfois désignés en tant que réseaux ad hoc mobiles (MANET²). Ils disposent, de part leur conception, de caractéristiques importantes telles que :

- *l'auto-organisation*, bâtie sur la connaissance du voisinage et d'algorithmes de routage automatique : découverte et maintien de lien avec les différents nœuds du réseau, détermination du chemin pour une destination donnée, et routage d'un paquet de données le long de ce chemin,
- *l'adaptation* de leur organisation et de leurs communications de façon dynamique en fonction de l'environnement et des contraintes : coopération des nœuds du réseau en mode point-à-point pour un fonctionnement globalement correct du réseau et distribution des services associés à des mécanismes de sécurité permettant de garantir l'intégrité et le secret des données.

De nombreuses études ont déjà montré l'intérêt des standards de communication sans fil et plus particulièrement du standard *IEEE 802.15.4* pour notre contexte de réseau de capteurs sans fil [Wan05, Wil05, Blu07, Car06, App06]. Ce standard permet de palier aux limitations actuelles des réseaux de capteurs industriels pour lesquels la mobilité est réduite et la capacité d'auto-organisation peu développée ou inexistante [Van07, Val02].

¹Dans les années 1980, les seules solutions envisageables en matière de réseaux de données sans fil recouraient aux bandes étroites, couvertes par des licences, de *450-470 MHz*, supportant des débits de données peu élevés, d'environ 4.8 ou 9.6kbps.

²MANET : *Mobile Ad hoc NETWORK*

Ce chapitre présente les différentes technologies et les services qui régissent le fonctionnement des réseaux de capteurs sans fil que nous avons choisis pour notre contexte de recherche ; à la fois au niveau de l'ensemble des mécanismes d'économie d'énergie locale au nœud, et au niveau de l'ensemble des mécanismes d'associations et de routage associés à des contraintes de temps et de consommation pour le réseau tout entier.

Cette thèse s'intègre dans la thématique *Ingénierie des systèmes de communication sans fil* du laboratoire LATTIS EA-4155 de l'UTM et de l'INSA, Université de Toulouse. Le groupe de recherche SCSF (*Systèmes Communicants Sans Fil*) composé de spécialistes des domaines électronique, automatique et informatique collabore à des activités transversales sur les réseaux sans fil. Celles-ci sont axées principalement sur des méthodes de modélisation et validation formelles, sur l'utilisation de méthodes de simulation de réseaux, mais aussi le prototypage réel et la métrologie des couches physiques et protocolaires basses. Différents aspects du sans fil sont ainsi abordés tels que la modélisation de liens asynchrones Bluetooth (*IEEE 802.15.1*) pour les systèmes communicants sans fil [Kho07], l'accès déterministe pour le réseau personnel sans fil *ZigBee* (*IEEE 802.15.4*) avec fortes contraintes temporelles [Van07], la modélisation de la chaîne d'émission/réception pour le protocole *WiMAX* (*IEEE 802.16*) [Fou08], etc. Cette thèse est également une suite logique à la thèse de D. Vilcu [Vil04] et de la thèse de S. Chebira [Che06] dirigée par Monsieur Gilles Mercier [Mer07]. D. Vilcu a proposé des mécanismes permettant à une architecture monoprocesseur et multiprocesseur d'associer la consommation aux contraintes habituelles du temps réel. S. Chebira aborde, quant à lui un premier niveau de *qualité de service* axé sur le déterminisme pour les communications intracellulaires. Sa méthode propose l'organisation des messages et l'attribution des slots de temps garantis (GTS - *Guaranteed Time Slot*) afin d'assurer les échéances des messages, c'est-à-dire la transmission, la réception et le traitement de celui-ci. L'aspect énergie est basé uniquement sur l'endormissement du nœud capteur et son réveil un peu avant son GTS, après avoir reçu la trame balise de son coordinateur dans laquelle il a extrait les informations sur la supertrame (mode balisé) et les informations sur l'emplacement du GTS qui lui a été alloué.

Cette nouvelle thèse étend la gestion de l'énergie à des mécanismes utilisant, l'ensemble des modes de fonctionnement du standard *IEEE 802.15.4*, une information optimale sur l'état de charge de la batterie des nœuds mais utilisant également des mécanismes de recherche de chemins de routage dans le réseau considérant conjointement l'énergie et le délai.

2.2 Règlements sur les transmissions radiofréquence

L'évolution progressive du monde des télécommunications vers des réseaux et des services de nouvelle génération résulte de la conjonction d'un ensemble de facteurs comme les évolutions des télécommunications, le développement de nouveaux services. Le développement des réseaux WLAN a été rendu possible par l'ouverture des bandes de fréquences ISM (acronyme de « *Industrial, Scientific, and Medical* »). En France, le régime d'autorisation pour les réseaux LAN s'est assoupli depuis le 25 juillet 2005. Les réseaux LAN réservés à un usage privé ne nécessitent plus de démarche particulière auprès de l'ARCEP³ [Arc07]. Une simple déclaration auprès de l'ARCEP suffit, sous réserve du strict respect des conditions techniques relatives à la puissance d'émission, aux excursions en fréquence, et à la perturbation de fréquences voisines. Les champs d'applications typiques utilisent aujourd'hui des réseaux sans fil tels que les dispositifs *Bluetooth* (WPAN)[Mer05, Val02], *Wifi* (WLAN)[Fra05], le *DECT*⁴ pour les téléphones sans fil, etc.

- En métropole, les émissions radioélectriques sont limitées dans la bande de fréquences *2400-2454 MHz* à une PIRE (*Puissance Isotrope Rayonnée Equivalente*) maximum de *100mW*. Dans la bande *2454-2483,5 MHz* à une PIRE de *100 mW* en intérieur et *10 mW* en extérieur.
- La bande de fréquences *5,15-5,35 GHz* est également utilisable en intérieur si on ne dépasse pas une PIRE de *200 mW*. Elle est interdite en extérieur.

Des exemples de champs d'applications futurs des réseaux sans fil pour l'industrie sont illustrés dans [Jau06]. On y indique qu'en l'état actuel des développements, seuls les standards *802.11* et *Bluetooth* remplissent les conditions minimales d'éligibilité, mais ils nécessitent encore d'importants travaux à mener

³ARCEP : *Agence de Régulation des Communications Electroniques et des Postes*, ex.ART (*Agence Régulation des Télécommunications*)

⁴DECT : *Digital Enhanced Cordless Telephone*

pour pouvoir répondre de façon satisfaisante à l'ensemble des besoins et contraintes exprimés par les industriels⁵.

On distingue habituellement plusieurs catégories de réseaux sans fil, selon leur connectivité (appelée zone de couverture) (figure 2.1).

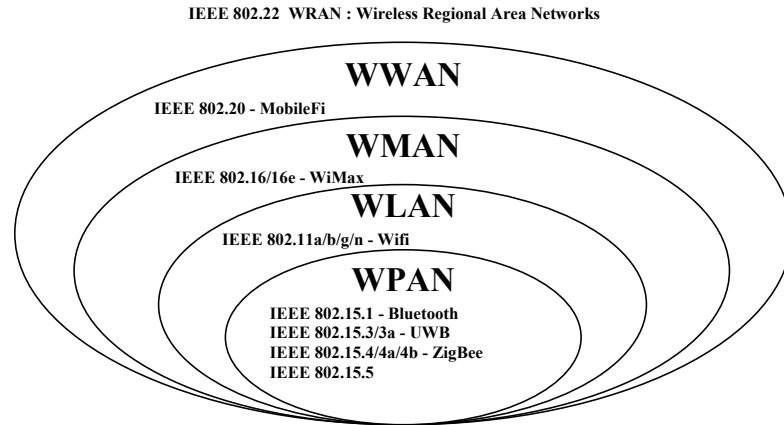


FIG. 2.1 – La famille des réseaux sans fil

2.3 Coexistence de l'IEEE 802.15.4 avec les autres technologies sans fil

La cohabitation est la capacité à opérer, dans une portion du spectre ouvert, sans être perturbé ou perturber les autres. [Gab04] propose une matrice de cohabitation avec les technologies sans fil *Bluetooth*, *Home-RF/Home-RF2*, *Wifi/802.11*, *Wifi 5/802.11a*, *ZigBee*, *DECT*, *nanoNet*. Bien que la majeure partie des études soient théoriques, on remarque toutefois, et cela semble tout à fait logique, que *ZigBee/IEEE 802.15.4* travaillant dans la même bande de fréquence ne puisse être complètement exempt de perturbations. Il serait bien possible de choisir des canaux *ZigBee* non utilisés par les autres technologies. L'exemple illustré sur la figure 2.2 permettrait de faire cohabiter les trois canaux *IEEE 802.11b* (CH_1 , CH_6 , CH_{11}) avec 4 canaux *IEEE 802.15.4* (CH_{15} , CH_{20} , CH_{25} , CH_{26}) sans perturbations.

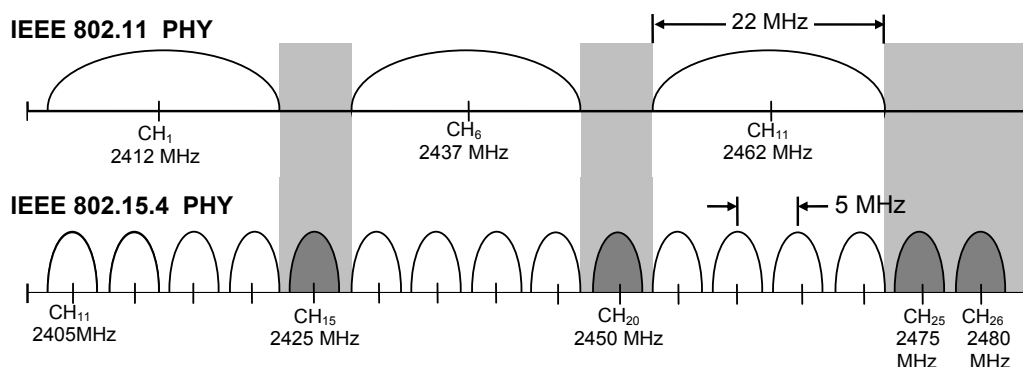


FIG. 2.2 – Cohabitation IEEE 802.15.4 avec IEEE 802.11

L'étude menée dans [Rod05] décrit les caractéristiques et les performances d'une couche physique Freescale pour le standard *IEEE 802.15.4/ZigBee* en présence d'interférences dans la bande ISM du $2.4GHz$. Ces interférences peuvent provenir de communications utilisant le même standard, ainsi que de *802.11b/g* et *802.15.1/Bluetooth*.

⁵Il est également indiqué que les standards *ZigBee*, *UWB* (Ultra Wide Band) ou *WiMax* peuvent également répondre à ces contraintes.

2.4 Introduction à ZigBee/IEEE 802.15.4

Beaucoup moins connue aujourd'hui que *Bluetooth*, *ZigBee* est une norme de transmission de données sans fil permettant la communication de *machine à machine*. Sa très faible consommation électrique et son faible coût ouvre la voie à des applications domotiques également. *ZigBee*, utilisant les couches MAC et PHY du standard de communication *IEEE 802.15.4*, est le prolongement de la norme HomeRF (*Home Radio Frequency*) qui a, depuis son lancement en 1998, été dépassée par Wifi. Les débits autorisés sont relativement faibles, entre 20 et 250 Kbits/s, mais sa très faible consommation énergétique en fait son atout principal. *ZigBee* fonctionne dans le monde entier⁶ sur la bande de fréquences des 2,4 GHz et sur 16 canaux. Sa portée est de plusieurs dizaines de mètres. Un réseau *ZigBee* peut contenir jusqu'à 254 nœuds par cellule en plus d'un nœud qui en assure la gestion, nommé coordonnateur. Le protocole *ZigBee* est optimisé pour permettre une durée de vie de plusieurs mois à plusieurs années aux dispositifs alimentés par batterie. La pile protocolaire est suffisamment petite pour tenir dans la mémoire interne d'un microcontrôleur actuel (quelques dizaines de Koctets) [Van07].

De nombreux industriels parmi lesquels, Freescale [Fre07] et Philips [Phi07] sont partie prenante dans l'élaboration et la diffusion de la norme. Ils appartiennent à l'*Alliance ZigBee* [All07], association visant à promouvoir la technologie. *ZigBee* a notamment été créée pour répondre aux besoins exprimés par le marché afin de créer une technologie réseau sans fil domestique (HAN - *Home Area Network*) qui soit bon marché, basée sur des standards et capable de supporter de faibles échanges de données, en consommant peu, de manière sécurisée et fiable.

2.5 Description du contexte de recherche

2.5.1 Architecture du réseau

Notre structure de réseau dépend directement de l'infrastructure industrielle et de l'architecture de l'application de contrôle de processus industriel. Un exemple d'infrastructure de réseau est illustré sur la figure 2.3; UP_i désigne une unité de production et PS_i un poste de supervision.

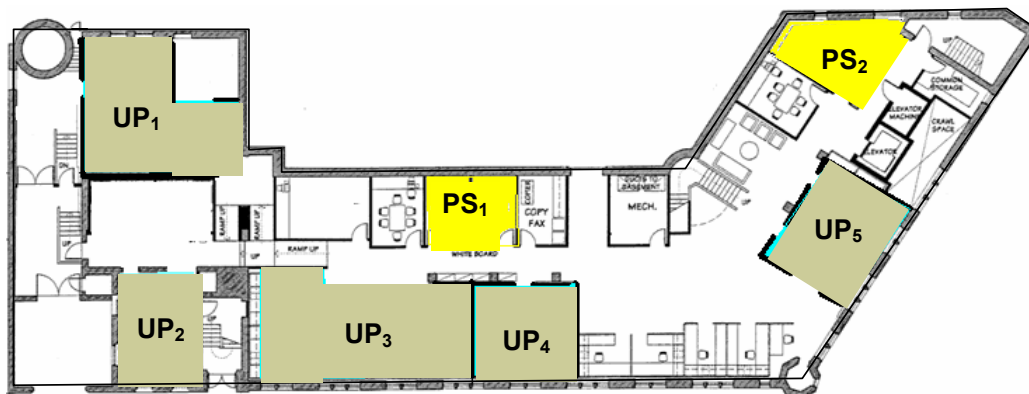


FIG. 2.3 – Infrastructure de contrôle et d'automatisation

Nous proposons une organisation dans laquelle le trafic de messages au sein d'une cellule pilotée par un coordonnateur doit être garanti dans le cas de messages périodiques, ou alors, borné dans le temps pour les messages aperiodiques et sporadiques en transit dans la cellule. Ces derniers concernent exclusivement les messages des cellules voisines devant être traités localement ou routés. La figure 2.4 donne un exemple d'implantation des nœuds sans fil sur le réseau. A l'intérieur de l'infrastructure, des cellules de production correspondent à peu près à la zone de couverture d'une cellule. Chaque cellule est composée d'un nœud coordonnateur (C_i) pilotant sa propre cellule et communiquant avec les autres cellules par le biais des autres coordonnateurs de cellule. Ces coordonnateurs sont plus communément nommés dans la littérature « têtes de cellule » (*cluster head*). Certaines cellules mobiles peuvent se déplacer à l'intérieur de l'ensemble de

⁶La couche physique du standard *IEEE 802.15.4* comprend deux autres bandes de fréquences sur la bande ISM : 868 MHz en Europe et 915 MHz aux Etats-Unis.

production. Certains coordinateurs auront simplement un rôle de relais afin d'assurer une continuité de la couverture géographique du site de production (C_3, C_7, C_8, C_9). Les nœuds capteurs d'une cellule de production sont supposés peu mobiles au niveau de la cellule. Le lien entre les coordinateurs constitue l'épine dorsale du réseau.

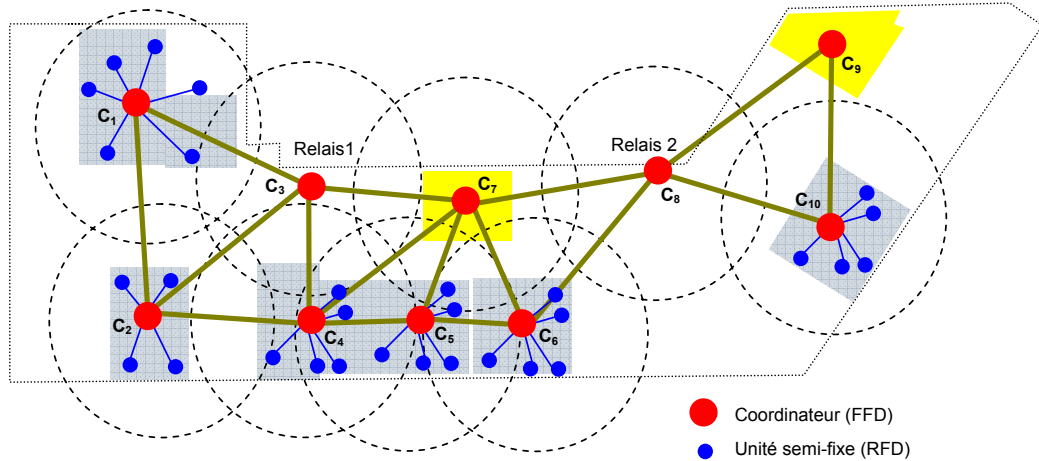


FIG. 2.4 – Architecture de l'application de contrôle de processus

On distingue trois types de nœuds mobiles :

- Les nœuds connectés à une cellule qui pourront obtenir au sein de celle-ci une échéance garantie pour la transmission de messages. Ce sont essentiellement des données issues de capteurs. L'application étant locale, leur périodicité est connue. S'ils ne sont pas périodiques, et afin d'assurer une garantie d'échéance, il sera nécessaire de connaître un intervalle minimum d'inter-arrivée. Le traitement de leur ordonnancement est alors plus délicat.
- Les nœuds attachés à une cellule, mais ne nécessitant pas une garantie d'échéance, qui se verront garantir une bande passante moyenne, donc un temps d'attente moyen connu, et géré par le coordinateur.
- Les nœuds réellement mobiles qui se déplacent de cellule en cellule et qui pourront transmettre un message à tous les membres du réseau. La tête de cellule gère une liste d'accès de ses membres « permanents » et assure un contrôle d'admission des messages externes en établissant un protocole de négociation principalement basé sur un délai d'attente du message en transit. Ainsi, le nœud mobile pourra choisir la route la mieux adaptée pour transmettre un message à un destinataire, en évitant par exemple un point de congestion comme cela est illustré sur la figure 2.5.

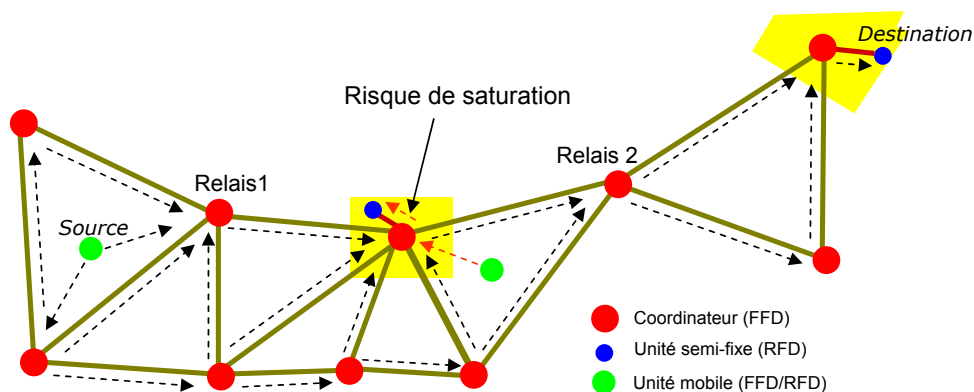


FIG. 2.5 – Problème de routage dans un réseau maillé

2.5.2 Les communications et la consommation

Selon que le message est destiné à être propagé à l'intérieur d'une même cellule (*cas 1 : intracellulaire*), ou transmis à travers un réseau global (*cas 2 : intercellulaire*), la gestion de l'ordonnancement des messages se situera à des niveaux différents de l'organisation du réseau. Les communications locales à la cellule, entre l'émetteur que nous nommerons producteur et le récepteur que nous nommerons consommateur, seront gérées exclusivement par la tête de cellule (coordinateur de cellule). Les communications à l'échelle du réseau seront synchronisées par le coordinateur de réseau PAN afin de garantir la cohabitation de ce flux global avec les communications locales à chacune des cellules.

L'architecture adaptée à notre applicatif implique que l'épine dorsale du réseau (backbone) soit composée d'une partie fixe constituée essentiellement des coordinateurs de cellules et du coordinateur de réseau PAN, puis d'une partie flexible constituée des nœuds capteurs.

Pour ce qui concerne les nœuds associés aux communications périodiques, ils peuvent se déplacer à l'intérieur de la cellule. Les autres types de nœuds peuvent migrer d'une cellule à l'autre, mais leur trafic de données subira un contrôle d'admission au niveau du coordinateur qui a en charge la gestion de la nouvelle cellule. Le contrôle d'admission a pour fonction de maintenir les garanties temporelles à l'intérieur d'une cellule en acceptant les messages externes, donc sporadiques, seulement si le coordinateur ne dépasse pas une limite d'utilisation de la bande passante attribuée pour cette fonction de routage.

Si l'on souhaite intégrer le concept de réseau adaptatif issu du standard *IEEE 802.15.4* dans le concept de réseaux de capteurs/actionneurs on distinguera trois types de communications :

- communications périodiques,
- communications apériodiques,
- communications sporadiques.

On se pose le problème de la capacité de ce type de réseau à assurer une garantie d'échéance à l'émission du message. Le standard *IEEE 802.15.4* est suffisamment flexible pour accepter cette variété de trafics :

- pour le **cas 1** (communications intracellulaires), l'ordonnancement des trames pourra être assuré localement par le nœud coordinateur en utilisant les fonctionnalités des fenêtres GTS⁷.
- pour le **cas 2** (communications intercellulaires), les trames transitant d'une cellule à l'autre feront l'objet d'une latence dans la file de transit du coordinateur de cellule qui devra gérer une priorité entre les trames internes de sa propre cellule, et celles en attente pour transfert vers une autre cellule. Il devra définir une répartition de bande passante entre les cas 1 et 2. Il délivrera également une information de délai d'attente moyen au nœud externe. La technique de routage retenue déterminera les performances de délais de transmissions des trames de bout en bout.

La consommation énergétique est un paramètre à prendre en considération lorsque l'on veut accroître l'autonomie des nœuds capteurs :

- Pour le **cas 1**, au niveau de la cellule, chaque nœud capteur adaptera son activité à sa dépendance en énergie ainsi qu'aux contraintes liées à son activité de communication.
- Pour le **cas 2**, au niveau du réseau, chaque message devra utiliser une route optimale répondant conjointement à un critère de consommation et de délai. On considèrera toutefois que chaque route doit garantir de façon prioritaire un délai de transmission borné.

La consommation énergétique doit donc être considérée à tous les niveaux de la communication : aussi bien sur la couche physique en privilégiant les architectures matérielles consommant une énergie moindre, qu'aux niveaux des couches protocolaires hautes, dans le but d'accroître l'autonomie des nœuds capteurs et coordinateurs. Nous considèrerons le cas général où l'ensemble des nœuds peuvent être contraints énergétiquement et nous affecterons un facteur de charge infini pour les nœuds reliés à une source d'alimentation fixe.

Pour les nœuds capteurs, les données périodiques peuvent être lues ou transmises en utilisant une synchronisation par le système de suivi de balises, dans lequel les nœuds capteurs doivent se réveiller juste avant la balise pour sa réception, et vérifier les messages en attente avant de se rendormir. La balise est

⁷GTS : Guaranteed Time Slot

une trame spéciale émise par une entité qui coordonne l'ensemble des communications au sein d'un réseau PAN respectant une topologie étoile. Cette trame est constituée d'éléments permettant la synchronisation, l'identification et la communication du coordinateur vers les autres membres du réseau. Une présentation plus complète de la fonction de la trame balise sera faite dans la section 3.2.3.

Nous cherchons dans notre démarche à apporter des améliorations au standard *IEEE 802.15.4*, en essayant dans la mesure du possible de respecter, au plus près, celui-ci. En effet, ce standard n'apporte pas de solutions à toutes les utilisations possibles, ce qui induit des modifications importantes, l'éloignant fondamentalement de ses fonctionnalités initiales, donc du standard.

2.5.3 La synchronisation dans le réseau maillé

La synchronisation dans les réseaux WPAN est un point crucial pour des applications temps réel. Comme cette synchronisation des réseaux WPAN *IEEE 802.15.4* est assurée essentiellement par le mécanisme des balises⁸ (*beacon*), la connaissance de ce standard est fondamentale. Le domaine des applications qui nous concerne implique le contexte d'un réseau étendu supportant la topologie en arbre de cellules (*cluster-tree*) qui est une forme de réseau maillé (*mesh*). La problématique de diffusion de la synchronisation en devient encore plus importante. De plus, le réseau étant constitué de plusieurs cellules, chacune pilotée par un coordinateur, l'émission de balises par l'ensemble de ces coordinateurs devient hasardeuse. Les standards *ZigBee* [Zig06] et *IEEE 802.15.4* [IEE03] n'ont actuellement prévu aucun mécanisme permettant d'esquiver les collisions de trames balise entre cellules adjacentes. Des propositions ont toutefois été faites par le groupe de travail TG4b de l'IEEE [IEE07] afin de remédier à ce manque. Nous présenterons ces propositions dans le §3.3 et discuterons de l'opportunité d'utiliser celles-ci dans notre contexte. A notre connaissance peu de travaux ont été publiés dans cet axe de recherche; l'équipe de recherche de l'ISEP-IPP du Portugal a toutefois abordé le problème de la synchronisation et apporté une contribution sur l'évitement de collisions de balises dans [Kou06, Kou07].

La problématique de la synchronisation dans les réseaux sans fil est très vaste. Nous n'aborderons dans cette thèse que l'aspect relatif à l'ordonnement des balises pour l'esquive de collisions. [Mit07] présente une description de plusieurs algorithmes portant sur des aspects complémentaires tels que la datation d'événements, l'évaluation du temps entre deux événements, directement liés à la synchronisation des horloges de toutes les entités du réseau. Nous considérons que ces aspects de la synchronisation sont réalisés par le standard.

2.5.4 Le routage

On comprend intuitivement qu'un effort doit être apporté à tous les niveaux de la communication si on veut obtenir une préservation maximale de l'énergie disponible dans chacun des nœuds. Cet effort doit aussi bien être appliqué à la démarche de routage, dans laquelle la recherche de route pour le transport d'une trame ne doit pas gaspiller l'énergie propre à chaque nœud. Les algorithmes mis en œuvre devront être capables de s'adapter à l'évolution de l'état du réseau (décharge des batteries) afin de répartir l'effort de routage sur toutes les parties du PAN et garantir ainsi une durée maximale de l'application de communication. Ces algorithmes doivent également pouvoir faire face à un changement de topologie due à la défection d'un ou plusieurs nœuds, par exemple en rupture d'énergie ou en déplacement.

Il est fort probable qu'une solution unique ne soit pas possible et qu'il faille imaginer une famille de protocoles de routage intégrant différentes options.

2.6 Les techniques de qualité de service dans les réseaux sans fil

Il est difficile d'identifier les critères de QoS que l'on peut attendre d'un réseau sans fil, en particulier face à une grande variété des topologies, des contraintes et des spécificités du médium de transmission lui-même (problème de la station cachée, taux d'erreurs importants, etc) [Val05]. D'autre part, les modifications dans les routes suivies par le flux de transmission amènent des points de congestion qui peuvent conduire à ne plus être en mesure d'assurer un niveau de QoS acceptable. A ce problème s'ajoute la mise en sommeil de

⁸Une balise est une trame émise régulièrement par un coordinateur lui permettant principalement de synchroniser et d'informer les nœuds qui lui sont associés.

certaines nœuds qui reste délicate à gérer au niveau des mécanismes de Qualité de Service. Notre contribution portera ainsi sur les aspects conjoints de la consommation et du temps, et plus particulièrement du délai de transmission de bout en bout d'un message.

2.7 Notre contribution

Cette thèse propose des mécanismes pour les couches protocolaires basés sur les réseaux personnels sans fil associant Qualité de Service (QoS) et économie d'énergie. Elle considère une topologie de réseau de type maillé.

Nous contribuons à l'amélioration de la Qualité de Service (QoS) par la mise en place d'un mécanisme déterministe de la sous-couche MAC du standard *IEEE 802.15.4* en améliorant les méthodes d'accès proposées par le groupe de travail de l'*IEEE TG4* et de l'*alliance ZigBee*, afin de concilier faible latence et optimisation de l'énergie globale consommée par l'ensemble du WPAN. Nous apporterons de plus une nouvelle technique de routage offrant un compromis entre la consommation et le délai afin de minimiser la consommation tout en garantissant le respect des échéances du système.

Enfin, nous validerons par une méthode formelle utilisant la modélisation par *réseau de Petri temporisé* puis par une simulation les principes proposés, respectivement la synchronisation puis le routage. L'optimisation et la validation de cette couche MAC sera adaptée aux domaines applicatifs choisis.

Les différents aspects développés dans cette thèse sont résumés sur la figure 2.6 qui relie les trois grandes parties que sont le routage, la synchronisation et la consommation. Il faudra nécessairement considérer le contexte de contrôle de processus industriel dans lequel nous nous sommes placés. On remarque bien que l'aspect routage ne peut pas être mis en œuvre sans considérer conjointement l'aspect synchronisation et l'aspect consommation ; l'aspect synchronisation est indispensable pour pouvoir implanter notre proposition de routage tout en conservant le fonctionnement balisé du standard *IEEE 802.15.4* ; la consommation permet d'appuyer notre recherche d'un mécanisme de routage économe en énergie afin de ne pas s'extraire de la philosophie des réseaux de capteurs. On remarquera sur la figure 2.6 le lien entre les différents aspects abordés dans cette thèse ainsi que nos contributions et leur validation.

2.8 Conclusion

Nos recherches contribuent à une évolution du standard *IEEE 802.15.4* permettant l'implémentation d'applications de contrôle de processus industriel sur des architectures de communication sans fil maillées. Nos propositions apportent une QoS supplémentaire, notamment dans la synchronisation des différentes cellules par l'utilisation des mécanismes du standard dans le réseau maillé, mais aussi dans la capacité du mécanisme de routage pour s'adapter à l'évolution des conditions de fonctionnement du réseau, en relation avec la dépendance énergétique des nœuds, mais aussi avec l'aspect temporel lié aux activités distinctes de chaque cellule. Ces travaux permettent au laboratoire LATTIS d'étendre ses savoir-faire en terme de protocoles de communication sur les couches basses des réseaux sans fil.

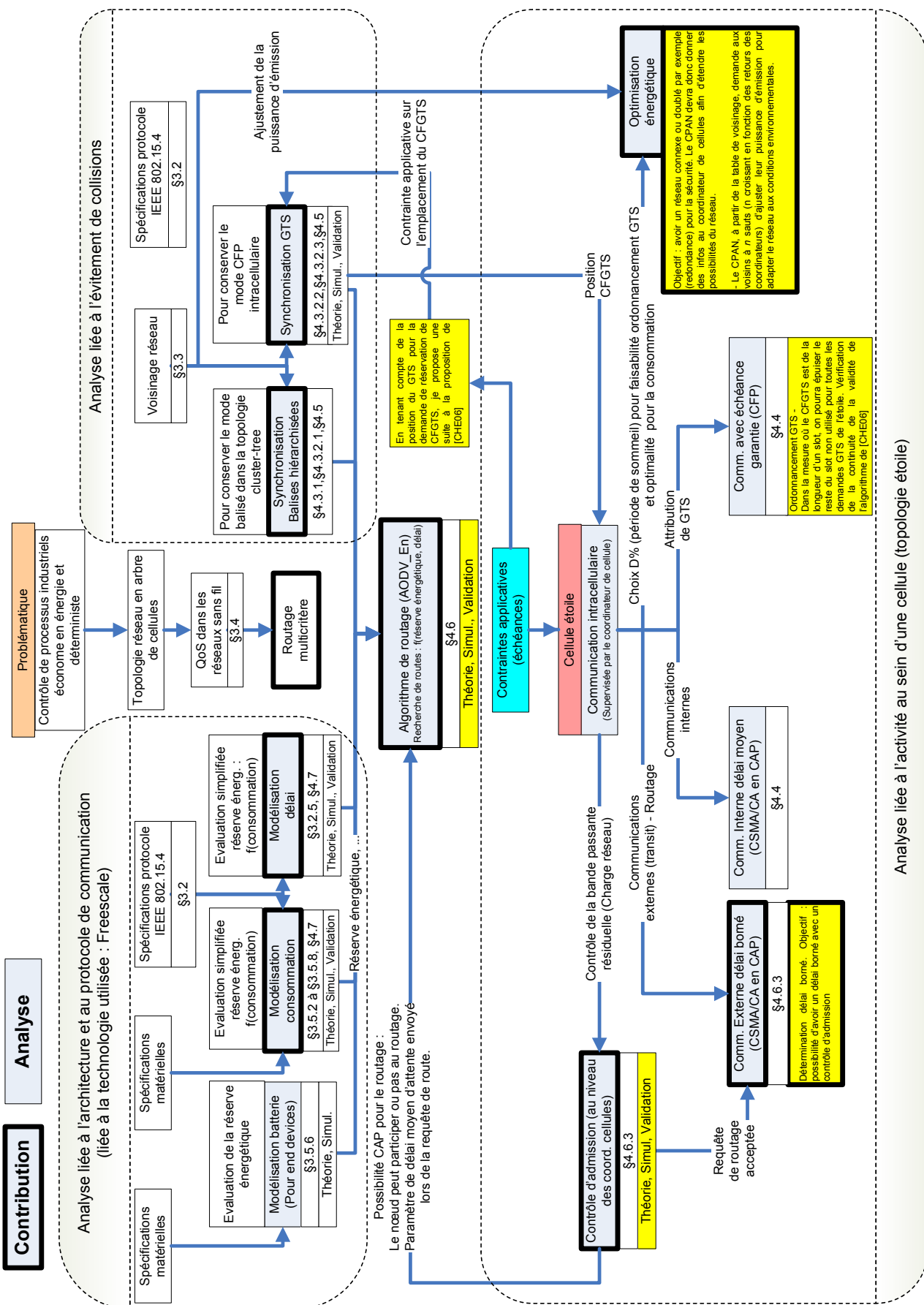


FIG. 2.6 – Synoptique globale de la thèse

Chapitre 3

Qualité de Service dans les réseaux de capteurs sans fil *ZigBee*

Ce chapitre présente un état de l'art sur l'architecture et les services associés à la communication dans les réseaux de capteurs ainsi que les technologies permettant à ce type de réseaux de répondre à la contrainte sur la consommation liée à l'aspect autonomie et à la contrainte de déterminisme recherché dans le contrôle de processus industriel. Nous présentons le standard de communication sans fil IEEE 802.15.4 et discutons de sa capacité à répondre aux contraintes de consommation et de déterminisme recherchées ; nous parlons notamment des mécanismes d'accès au médium, des mécanismes basse consommation, de réservation de bande passante et de synchronisation. Nous abordons ensuite la problématique de la synchronisation visant à esquiver les collisions de trames pour les communications n'utilisant pas de mécanisme d'évitement de collision ; cette étude est essentielle si nous voulons garantir l'utilisation du mode balisé du standard IEEE 802.15.4 dans un réseau maillé.

Nous proposons ensuite une analyse des techniques de routage dans les réseaux sans fil qui aura pour objectif de déterminer les caractéristiques essentielles d'un algorithme de routage respectant des contraintes sur la consommation et le délai de transmission de bout-en-bout : la communication pouvant être interne à une cellule, ou externe (le message est transmis de cellule en cellule pour atteindre sa destination).

Enfin, nous abordons les aspects liés à l'économie d'énergie dans les systèmes embarqués communicants à travers une analyse de la consommation de ces systèmes. Nous analysons alors les stratégies de gestions matérielles et logicielles qui peuvent améliorer l'utilisation globale de cette énergie électrique. Nous poursuivons par une étude des modélisations de batteries afin d'être en mesure de disposer d'une estimation optimale de la capacité en énergie d'un nœud autonome.

3.1 Réseaux de capteurs sans fil industriels

Avec l'avènement des technologies MEMS¹ [Sio02][Aky02], des micromachines intégrant sur une même puce de silicium des éléments électromécaniques, capteurs et actionneurs, la mise en œuvre de réseau de nœuds capteurs sans fil à grande échelle devient envisageable. Ces nœuds capteurs interagissent avec leur environnement afin d'obtenir des valeurs d'entrées (valeurs de capteurs, informations sur le comportement, l'environnement et la position) ou bien appliquer le résultat d'un traitement (actionneur). Les nœuds sont équipés d'un élément transducteur, d'un émetteur/récepteur radio et sont souvent alimentés par batterie. L'autonomie est un problème essentiel pour ces équipements électroniques dont l'alimentation en énergie est assurée par batterie ou pile. La progression des performances et des fonctionnalités de ces équipements nécessite l'utilisation de composants électroniques fonctionnant à des fréquences toujours plus élevées et consommant donc de plus en plus d'énergie. Parallèlement, la technologie des batteries ne progresse pas suffisamment vite pour satisfaire ces nouveaux besoins. Il est donc nécessaire d'apporter des contributions à la réduction de la consommation en énergie d'autant plus que le gain se situe non seulement au niveau de l'autonomie des systèmes, mais également au niveau de l'encombrement et de la masse consacrés aux batteries, des dissipations thermiques et donc de la fiabilité de l'électronique. Mais le contexte des réseaux de capteurs dans un environnement industriel demande également un fonctionnement dans lequel un ensemble

¹MEMS : Micro-Electro-Mechanical Systems

de tâches doit respecter des échéances. L'aspect de la consommation ne peut pas être dissocié de celui du déterminisme dans la mesure où il y a une relation directe entre ces deux contraintes. C'est par exemple le cas d'une communication devant s'effectuer entre deux nœuds du réseau qui pourrait échouer parce que le nœud voisin est endormi afin d'économiser de l'énergie, ou parce qu'il ne dispose plus d'assez d'énergie pour répondre à la requête. Il y a donc une nécessité de s'adapter aux changements de topologie du réseau. On peut donc dire qu'il y a un réel défi dans la conception d'un nœud capteur cherchant à minimiser la consommation en énergie et à maximiser la durée de vie de l'ensemble de l'application, mais aussi à respecter les échéances de l'application.

3.2 Analyse des caractéristiques principales du standard *IEEE 802.15.4*

Notre propos n'est pas de décrire dans ce paragraphe l'intégralité du standard mais d'en présenter les aspects essentiels qui seront nécessaires au développement de notre contribution. Nous analyserons ainsi les fonctionnalités du standard pour une topologie étoile, puis ses insuffisances pour un fonctionnement avec une topologie plus complexe telle que la topologie maillée, qui ne lui permettraient pas de conserver ses caractéristiques de déterminisme et d'optimalité en consommation.

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 des réseaux personnels sans fil 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* mis 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 *profiles* [Zig06]. Un aperçu de l'architecture protocolaire *ZigBee/IEEE 802.15.4* est présenté figure 3.1.

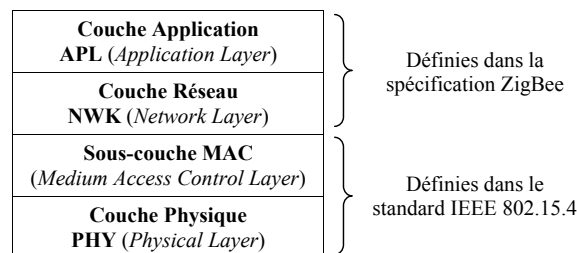


FIG. 3.1 – Pile de protocoles *IEEE 802.15.4/ZigBee*

1. **La couche Physique (PHY)** est la couche la plus basse définie dans le standard *IEEE 802.15.4* [IEE03]. Le standard est en fait constitué de deux couches physiques, opérant chacune sur deux plages de fréquences différentes : 868/915 MHz et 2.4 GHz.
2. **La sous-couche MAC** (*Medium Access Control*) est définie dans le standard *IEEE 802.15.4*. La sous-couche MAC contrôle l'accès au médium sans fil en utilisant le mécanisme CSMA/CA [IEE03]. 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.

²CRC : Code à redondance Cyclique ou Cyclic Redundancy Check

3. **La couche réseau (NWK)** définie par l'*Alliance ZigBee*, assure le routage et envoie/reçoit des données vers et depuis la couche application. En outre, elle exécute les tâches d'association et dissociation dans le réseau, gère la sécurisation des communications et pour les coordinateurs *ZigBee* 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 nœud *ZigBee* doté d'une radio peut contenir plusieurs applications comme par exemple un interrupteur, des fonctions de thermométrie, dans un même boîtier. Dans ce cas, l'APS traite les paquets et décide à quelle application est destiné le paquet de données. L'objet périphérique *ZigBee* (ZDO, *ZigBee Device Object*) aide à coordonner le fonctionnement de l'application et celui de la pile logicielle *ZigBee* [Zig06].

3.2.1 Description générale du standard

3.2.1.1 Les dispositifs du réseau

Le standard *IEEE 802.15.4* pour les réseaux LR-WPAN³ propose deux types de dispositifs qui se différencient par leur utilisation et le nombre de fonctionnalités du standard qui y est implémenté :

- 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.
- 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 PAN qui fournira des services de synchronisation à l'ensemble du réseau et qui pilotera les FFD et RFD de son réseau. On appellera indistinctement *nœud*, tous dispositifs FFD ou RFD appartenant au réseau. On citera quand cela sera nécessaire la fonction juste après celui-ci : *nœud coordinateur* de réseau PAN et/ou de cellule, *nœud routeur* ou *nœud terminal*. Un FFD peut assurer la fonction de routeur au même titre que le coordinateur.

3.2.1.2 Les topologies 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 que nous décrirons également.

a. La topologie étoile

Dans une topologie étoile (figure 3.2(a)), un seul nœud assure la fonction de coordinateur de PAN : par exemple, le premier nœud de type FFD qui s'active peut assurer cette fonction. Ce coordinateur de PAN choisit un identifiant unique de PAN, c'est-à-dire un identifiant non utilisé par un autre réseau qui serait dans sa zone de fonctionnement. C'est la topologie la plus simple, qui permet de plus l'exploitation de toutes les fonctionnalités du standard.

Les communications sont centralisées : tous les FFD et RFD (*nœud terminaux* ou *end devices*) du réseau communiquent les uns avec les autres en passant systématiquement par le nœud coordinateur

³LR-WPAN : *Low-Rate Wireless Personal Area Network*

de réseau qui est obligatoirement à portée radio, 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.

b. La topologie point-à-point

La topologie point-à-point (figure 3.2(b)) possède également un coordinateur de PAN. 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.

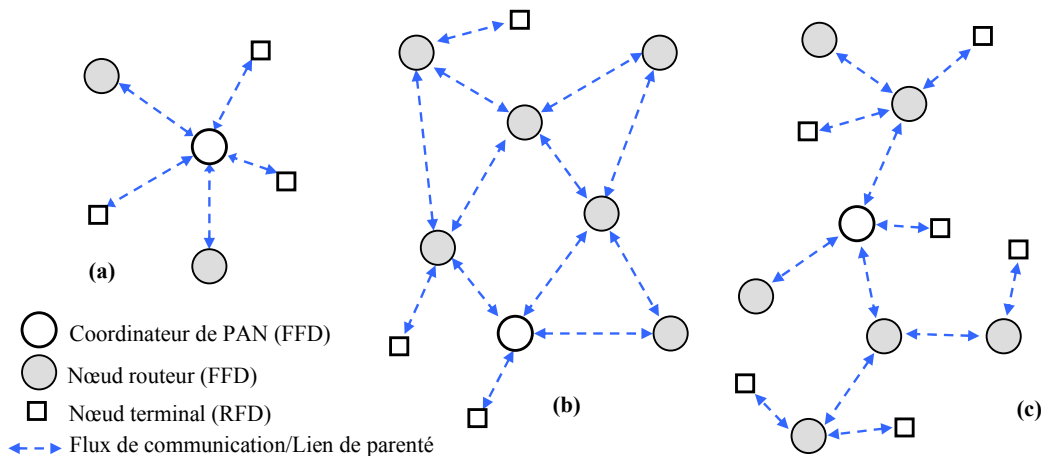


FIG. 3.2 – Variantes de topologies pour les réseaux *ZigBee*

c. La topologie en arbre de cellules ou maillage partiel

La topologie en arbre de cellules (figure 3.2(c)) est un cas particulier des réseaux point-à-point dans laquelle une grande partie des nœuds sont des FFD (figure 3.2(b)).

- elle est constituée d'un (et un seul) coordinateur de PAN qui coordonne le réseau
- Les FFD peuvent être des coordinateurs de cellules fournissant des services de synchronisation aux autres nœuds simples de la cellule (*RFD 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 sera 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 TG4⁴ de l'IEEE [IEE03] 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. La création d'une cellule suit le schéma suivant :

- Le coordinateur du réseau PAN :
 - . construit la première cellule en prenant la fonction de tête de cellule (*Cluster head*) avec un iden-

⁴TG4 : Task Group 4

- tifiant égal à 0.
 - . choisit un identifiant de réseau PAN non utilisé
 - . diffuse des balises pour ses nœuds voisins.
- Un nœud recevant la trame balise du coordinateur de PAN peut demander à rejoindre le réseau en tant que « tête de cellule ».
- . Si le coordinateur de réseau accepte la requête d'association, il ajoute ce nœud voisin à la liste de ses nœuds enfants. Dans ce cas, ce nœud enfant ajoute le nœud coordinateur de réseau PAN comme un parent à la liste de ses voisins et commence lui aussi à transmettre des balises périodiques. Les nouveaux nœuds recevant cette balise pourront rejoindre le réseau en s'associant à cette *tête de cellule*.
 - . Si pour une raison quelconque, le nœud demandant une association ne peut pas rejoindre cette cellule, il recherchera un autre nœud parent.

Pour un réseau de grande échelle, il est possible de former un réseau maillé constitué de plusieurs cellules voisines. Dans ce cas, le coordinateur de réseau PAN peut transformer un nœud FFD en coordinateur d'une nouvelle cellule adjacente à une autre. Les nœuds se connectant au fur et à mesure forment ainsi un arbre de cellules (figure 3.3). La couche réseau, définie dans la spécification *ZigBee*, utilise les primitives de la sous-couche MAC du standard *IEEE 802.15.4* et permet une association constituée d'une simple cellule ou d'une éventuelle association de cellules pour un réseau plus grand. On pourra donc avoir dans un réseau deux types de coordinateurs; nous ne citerons la différence que lorsque cela sera nécessaire.

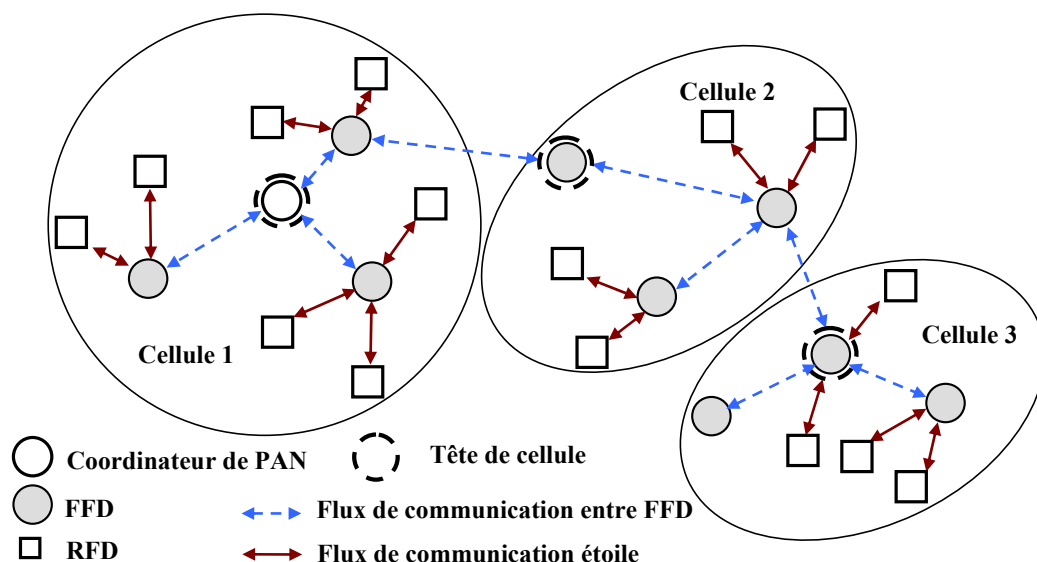


FIG. 3.3 – Topologie en arbre de cellules

On peut noter que dans la topologie en arbre de cellules, les chemins de communication sont organisés de telle façon qu'il semble n'exister qu'une seule route entre deux dispositifs. Cette propriété sera essentiellement utilisée pour la synchronisation des têtes de cellules que nous présentons au §3.3. Dans le cas plus général de la transmission de données, les trames pourront être considérées par n'importe laquelle des têtes de cellule dans la mesure où elles sont à portée radio l'une de l'autre. Plusieurs routes de données peuvent donc exister entre deux dispositifs. Cette redondance de routes, transparente pour les dispositifs terminaux (RFD), apporte de la fiabilité dans le réseau, moyennant une complexité de routage plus importante.

L'arborescence du réseau apparaît au fur et à mesure que les nœuds s'associent au réseau. Cette association peut considérer uniquement un critère d'accessibilité; ainsi un nœud s'associera avec le coordinateur le plus proche. Afin de ne pas congestionner une partie du réseau par une trop forte concentration de nœuds, il est évident que la dissémination de ceux-ci doit être réfléchi. Dans le cas de nœuds mobiles, une méthode consiste à rechercher un coordinateur qui acceptera une association si l'activité de sa cellule lui permet de prendre en charge une nouvelle entité, c'est-à-dire par un contrôle de la bande passante utilisée afin de garantir une utilisation optimale du médium. Afin d'identifier chacun des nœuds associés au réseau, le

standard propose un mécanisme de distribution des adresses. Ce mécanisme est important dans la mesure où il permet de visualiser la relation entre les différents nœuds. Ces relations seront utilisées notamment dans le cadre de la synchronisation afin d'identifier parents et descendants qui propageront les informations de synchronisation : depuis le superviseur de réseau jusqu'aux nœuds les plus éloignés [Sin04]. Son principe est basé sur les relations suivantes, où C_m est le nombre de descendants par parent, R_m le nombre maximum de routeurs par parent, L_m la profondeur maximum du réseau, d la profondeur de réseau considérée et n le rang du nœud considéré :

$$C_{skip} = 1 + C_m \cdot (L_m - d - 1) \quad \text{si } R_m = 1$$

$$\text{sinon } C_{skip} = \frac{1 + C_m - R_m - C_m \cdot R_m^{L_m - d - 1}}{1 - R_m} \quad (3.1)$$

Les adresses se calculent alors respectivement en utilisant les relations suivantes :

$$A_{parent} + (n - 1) \cdot C_{skip}(d) + 1$$

$$A_{parent} + R_m \cdot C_{skip}(d) + n \quad (3.2)$$

L'exemple de la figure 3.4 illustre l'attribution des adresses avec les paramètres suivants : maximum de 5 descendants par parent ($C_m = 5$), dont 3 routeurs max ($R_m = 3$) et une profondeur $L_m = 3$.

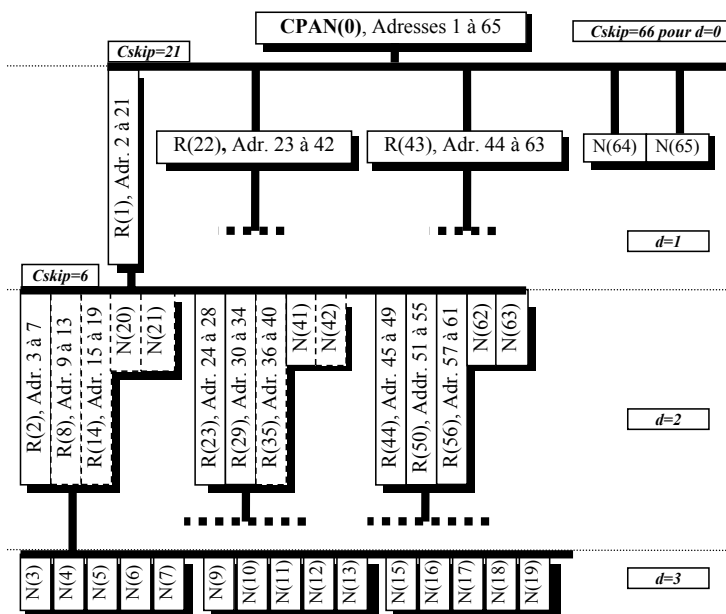


FIG. 3.4 – Attribution des adresses dans un réseau en arbre de cellules

Nous pouvons remarquer que cette distribution d'adresses tient compte de paramètres statiques (R_m , C_m , L_m). Cela implique qu'une fois associé, un coordinateur disposera d'un ensemble d'adresses qui ne pourront plus être utilisées par les autres coordinateurs. Ainsi, si peu de nœuds sont associés à ce coordinateur les adresses sont tout simplement perdues pour le reste du réseau. Nous pouvons facilement imaginer que pour un réseau très étendu devant comporter un grand nombre de nœuds, ce mécanisme trouve rapidement ses limites.

3.2.2 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 : 2.4 GHz , 915 MHz et 868 MHz . La bande de $868/868.6\text{ MHz}$ est composée d'un seul canal, la bande $902/928\text{ MHz}$ de 10 canaux alors que la bande $2.4/2.4835\text{ GHz}$ est

constituée de 16 canaux (figure 3.5). 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.

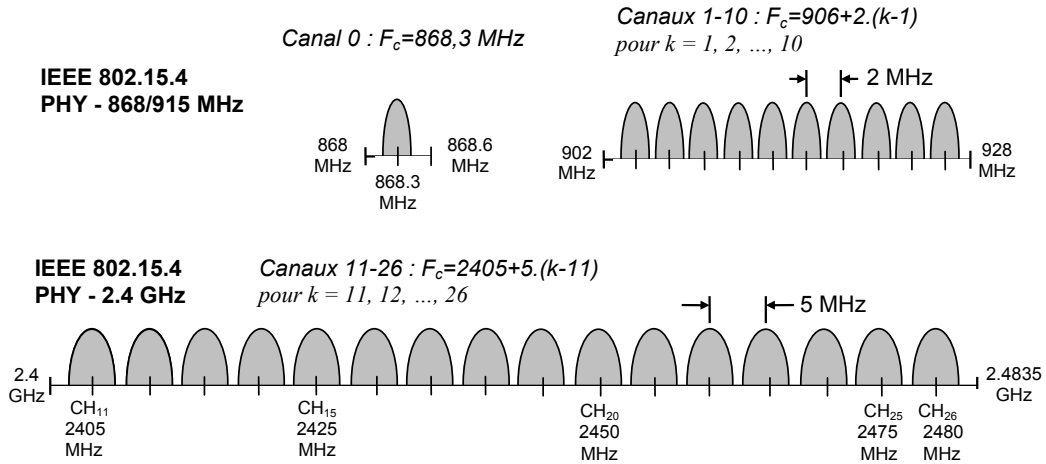


FIG. 3.5 – Bandes de fréquences du standard *IEEE 802.15.4*

Le débit est de 250 Kbit/s pour la bande 2.4 GHz , 40 Kbit/s pour 915 MHz et 20 Kbit/s pour celle de 868 MHz . La révision du standard en 2006 [IEE06] a introduit deux couches physiques supplémentaires offrant un compromis entre complexité et débit pour les deux bandes de fréquences basses : pour la bande 868 MHz , on obtient ainsi 20 Kbit/s ou 100 Kbit/s ou 250 Kbit/s ; pour la bande 915 MHz , on obtient 40 Kbit/s ou 250 Kbit/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 radioélectriques. 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 [Bou06]. Les caractéristiques de chacune des bandes de fréquences sont résumées dans le tableau 3.1.

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 ⁵	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

TAB. 3.1 – Caractéristiques de la couche physique - Bandes de fréquences et débits

3.2.3 La sous-couche MAC

3.2.3.1 Description générale

La sous-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* [IEE99] 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 *IEEE 802.15.4* supporte deux modes de fonctionnement gérés par le coordinateur :

- a. le mode balisé (*beacon-enabled mode* ou *slotted mode*) : des balises sont envoyées périodiquement 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). La trame balise est le premier élément d'une supertrame. 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*) puis le second mode pour lequel le coordinateur donne explicitement l'ordre des nœuds pour l'utilisation du médium puis la durée d'occupation de celui-ci ; on parle de réservation de bande passante. Dans ce dernier, des sections de temps nommées GTS (*Guaranteed Time Slots*) sont réservées dans la supertrame.
- b. le mode non balisé (*non-beacon-enabled mode* ou *unslotted mode*) : dans ce mode, les nœuds ne peuvent envoyer leurs données qu'en utilisant le mécanisme CSMA/CA ; il n'y a pas de supertrame.

La figure 3.6 résume les différents modes de fonctionnement du standard *IEEE 802.15.4*.

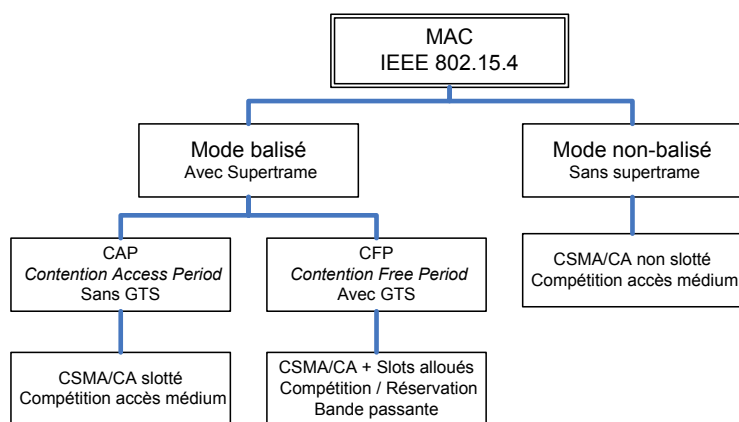


FIG. 3.6 – Modes de fonctionnement du standard *IEEE 802.15.4*

Dans le paragraphe suivant, nous présentons les caractéristiques principales des modes *balisé* et *non-balisé*.

3.2.3.2 Les modes de fonctionnement du protocole *IEEE 802.15.4*

– Mode balisé - *Beacon-Enabled*

Lorsque le coordinateur fonctionne en mode *Beacon-Enabled*, il impose l'utilisation d'une structure de supertrame 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. Cette supertrame est composée d'une section active puis d'une section inactive (figure 3.7). Durant la section inactive, les nœuds sont dans un mode de fonctionnement basse consommation afin d'économiser leur énergie. La section active de la supertrame est divisée en 16 slots de durées identiques. La structure de la supertrame sera décrite dans le §3.2.3.3.

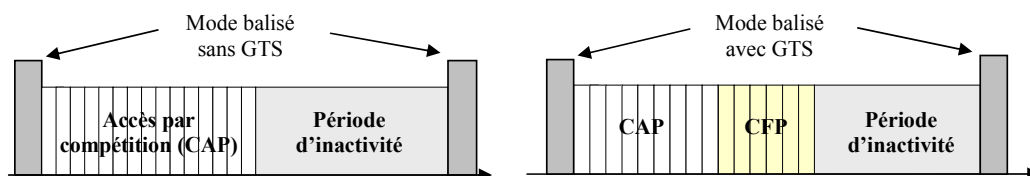


FIG. 3.7 – Les structures de la supertrame en mode balisé

La supertrame contenue entre deux trames balise consécutives a une durée appelée « intervalle inter-balise » (*BI - Beacon Interval*). Elle contient une section de temps CAP (*Contention Access Period*)

pendant laquelle l'accès au médium se fait par compétition en respectant l'algorithme CSMA/CA puis éventuellement une section de temps CFP (*Contention Free Period*). Toutes les communications commencées dans une section de la supertrame doivent impérativement se terminer avant le début de la section de temps suivante.

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 3.7. 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 le mode balisé, toutes les communications CAP doivent se terminer avant le début de la CFP, et 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. L'utilisation de GTS dans le contexte de contrôle de processus étant indispensable afin de garantir un comportement déterministe de la communication, la gestion de ceux-ci sera développée dans le §3.2.4.3 afin d'en comprendre l'intérêt, mais également les limites.

Dans tous les cas de configuration du mode balisé, limité à la topologie étoile (CAP ou CAP+CFP), la supertrame peut contenir une période d'inactivité durant laquelle le coordinateur de réseau n'agit plus sur le réseau et peut fonctionner dans un mode de faible consommation. Alternier périodes d'activité et d'inactivité permet aux nœuds de consommer moins d'énergie et ainsi d'étendre leur durée de vie. Nous décrirons dans la section 3.5 les mécanismes du standard permettant d'économiser de l'énergie dans les systèmes communicants sans fil. Nous choisissons de présenter cette partie après les problématiques principales de cette thèse sur la synchronisation et le routage. L'analyse de la consommation apportera les éléments permettant de justifier la relation entre le délai et la consommation au niveau d'un nœud qui sera notamment prise en considération dans notre algorithme de routage.

– Mode non-balisé - *Non Beacon-Enabled*

Lorsque le coordinateur de réseau choisit ce mode de fonctionnement, il n'y a pas de balise, donc pas de supertrame. L'accès au médium est réalisé exclusivement avec le mécanisme CSMA/CA non slotté. 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 la non-préemption d'une requête acceptée. La priorité est mise en œuvre grâce à un jeu de délais intertrames, SIFS (*Short Interframe Spacing*) et LIFS (*Long Interframe Spacing*).

3.2.3.3 La structure de la supertrame

La supertrame correspond à un intervalle de temps qui est contenu entre deux trames balise consécutives (figure 3.7).

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 lors de la période d'inactivité. La structure de la supertrame est définie par les deux paramètres *BO* et *SO* (figure 3.8) :

- *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 3.3.

$$BI = aBaseSuperframeDuration * 2^{BO} \quad [symboles] \text{ pour } 0 \leq BO \leq 14, \quad (3.3)$$

La valeur $BO = 15$ indique un cas particulier de fonctionnement dans lequel il n'y a pas d'émission de balises (§7.4.2 de [IEE06]) 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 variable PIB *macSuperframeOrder* et la durée de la section active (*SD*) sont associées par la relation 3.4.

$$SD = aBaseSuperframeDuration * 2^{SO} \quad [\text{symboles}] \text{ pour } 0 \leq SO \leq BO \leq 14, \quad (3.4)$$

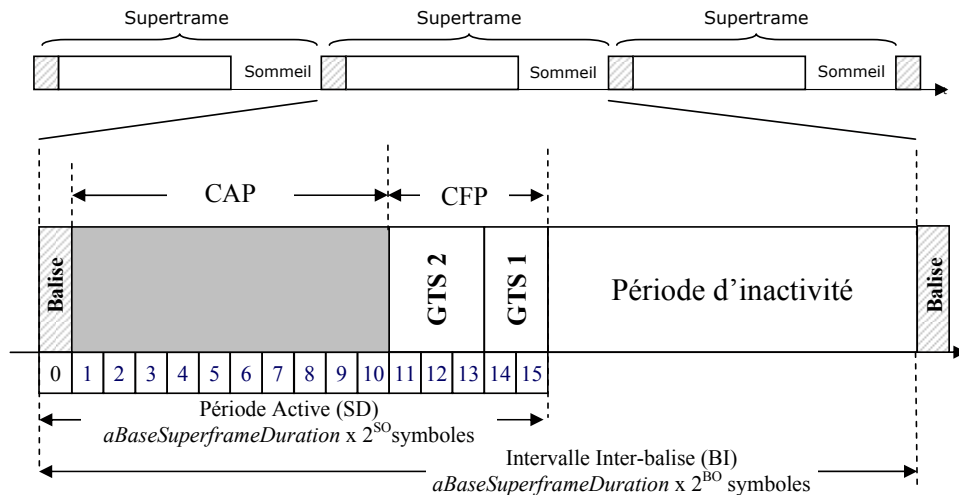


FIG. 3.8 – Structure générale de la supertrame

Dans la spécification de la norme *IEEE 802.15.4*, les durées sont indiquées en nombres de symboles afin de garder une forme généraliste pour le calcul des temps, quelque soit la couche physique du standard utilisée. Ainsi, dans notre cas, pour la bande des 2.4 GHz avec un débit de 250 Kbit/s , la durée de transmission d'un bit est de $4\mu\text{s}$; un symbole étant composé de 4 bits, on aura donc une durée symbole de $16\mu\text{s}$. La valeur de la constante *aBaseSuperframeDuration* indiquée dans le standard vaut $aBaseSlotDuration * aNumSuperframeSlots$ ([IEE03] : §7.4.2). Les principales constantes du standard *IEEE 802.15.4* qui nous serviront d'ailleurs dans l'élaboration de nos simulateurs sont résumées dans les tableaux A.1 à A.5.

En remplaçant *aBaseSlotDuration* par 60 symboles et *aNumSuperframeSlots* par 16, on obtient $aBaseSuperframeDuration_{min} = 960$ [symboles]. Soit un $BI_{min} \approx 15.36\text{ms}$ et un $BI_{max} \approx 251.66\text{s}$. Une synthèse est donnée dans le tableau 3.2. Le rapport cyclique est une notion importante dans les réseaux de capteurs notamment ceux basés sur le standard *IEEE 802.15.4*. Le tableau 3.3 résume l'ensemble des valeurs que celui-ci pourra prendre en fonction des deux paramètres *SO* et *BO*. Les valeurs de *BI* et *SD* sont indiquées en *ms* mais également en nombre de symboles; pour ce dernier, cela se justifie par le fait que le standard propose 3 couches physiques ayant des débits différents, permettant alors d'indiquer une valeur temporelle indépendante du débit de la couche physique. Cela nous servira également lorsque nous évaluerons le nombre de trames d'un certain type qui pourront théoriquement être émises dans un slot de la supertrame.

<i>BO</i> ou <i>SO</i>	0	1	2	3	4	5	6	7
		8	9	10	11	12	13	14
<i>BI(BO)</i> ou <i>SD(SO)</i> (ms)	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</i> (symboles x10)	96	192	384	768	1536	3072	6144	12288
		24576	49152	98304	196608	393216	786432	1572864
<i>T_{Slot}</i> (ms)	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

TAB. 3.2 – Durée de la *supertrame* et de la *section active* en fonction de *BO* et *SO*

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

TAB. 3.3 – Relation entre le rapport cyclique RC et $(BO - SO)$

Si $SO = BO \Rightarrow SD = BI$, alors la section active occupe la totalité de la supertrame. Le standard indique que la constante $macBeaconOrder = 15$ correspond au mode non balisé ([IEE03] : §7.5.4.2).

La partie active de la supertrame est constituée de trois parties :

- **la balise** (*Beacon*) : la balise est transmise sans utilisation du mécanisme CSMA/CA au début du $slot_0$. 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. Pour plus de détails sur la trame balise, le lecteur pourra consulter la spécification *IEEE 802.15.4* [IEE03].
- **la section avec contention** (CAP) : la section CAP commence juste après le $slot_0$ 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. Toutes les communications durant cette période sont effectuées en respectant l'algorithme du CSMA/CA⁶ 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 (MPDU⁷) 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.
- **la section sans contention** (CFP) : cette période commence juste après la section CAP. Durant cette plage de temps, le coordinateur peut garantir des ensembles de « time-slots » (GTS) à un ou plusieurs dispositifs de son association en étoile. Tous les GTS qui seront alloués par le coordinateur seront situés dans la CFP et occuperont obligatoirement un ensemble de slots contigus. Les transmissions dans cette section 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. On rappelle ici que la section CFP n'est utilisée qu'entre un parent (le coordinateur de cellule) et son enfant.

3.2.4 Les mécanismes de la sous-couche MAC

Cette section n'a pas pour objectif de décrire l'intégralité des mécanismes du standard *IEEE 802.15.4*. Elle présente les mécanismes principaux nécessaires à la compréhension des limites actuelles du standard, et elle introduit les paramètres nécessaires à l'analyse de la consommation et des délais associés à ces mécanismes. Ce sera notamment le cas du mécanisme d'accès au médium (CSMA/CA) et de l'ensemble des mécanismes liés à la gestion des GTS.

3.2.4.1 Les mécanismes de l'algorithme CSMA/CA

Le standard *IEEE 802.15.4* définit deux versions du mécanisme CSMA/CA :

- la version balisée du CSMA/CA (*slotted*) utilisée dans le mode avec balise
- la version non balisée du CSMA/CA (*unslotted*) utilisée dans le mode sans balise.

⁶La spécification du standard [IEE03] donne les informations nécessaires à la compréhension de ce mécanisme, adapté au standard *IEEE 802.15.4*

⁷MPDU : *MAC Protocol Data Unit* - Correspond à l'intégralité de la trame MAC qui sera encapsulé dans la trame physique

Le principe du CSMA/CA consiste à détecter l'activité du réseau avant de transmettre, afin d'éviter des collisions de trames : si le canal n'est pas libre, on attend qu'il se libère. Le CSMA/CA est utilisé uniquement pour la transmission des trames de données et de commande. Par contre, il n'est jamais utilisé pour les trames d'acquittement, les trames de réponse suivant un acquittement, les trames balise ou toute trame de la section sans compétition (CFP).

Dans les deux cas, l'algorithme du CSMA/CA est basé sur des périodes d'abandons « *backoffs* » où une période de backoff est égale à $aUnitBackoffPeriod = 20 [symboles]$. C'est 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. Dans la version balisée du CSMA/CA, les périodes de backoff doivent être alignées sur les slots de la supertrame alors que dans la version non balisée, les périodes de backoff des différents nœuds du réseau sont complètement indépendantes. Davantage d'informations sur le mode CSMA/CA sera trouvée dans la spécification du standard *IEEE 802.15.4* [IEE03]. Nous ne le développons pas ici étant donné que notre travail porte essentiellement sur les aspects consommation et déterminisme. Nous l'évoquerons toutefois lors de l'étude liée à l'énergie afin de proposer une borne de temps pour le transit associée à un accès en CSMA/CA pour les messages externes à la cellule. Nous indiquerons uniquement que la génération des backoffs en mode balisé prend en compte une variable *macBattLifExt* qui permet de minimiser les périodes de backoff et réduire ainsi la consommation comparé au mode de fonctionnement standard.

3.2.4.2 Mécanisme de découverte des nœuds

D'après le standard [Zig06], dans un réseau maillé, une fois qu'un nœud FFD est associé à un PAN, dans la mesure où il a une fonction de tête de cellule, il doit envoyer des trames balise afin de permettre aux nouveaux nœuds de s'associer. Ce point n'est pas développé dans le standard. En effet, si un FFD qui n'est pas le coordinateur de réseau PAN envoie des trames balise après s'être associé avec un coordinateur de réseau PAN, des collisions de balises provenant des différents coordinateurs peuvent alors se produire. Plusieurs propositions ont été faites pour palier à ce défaut et sont publiées par le groupe de travail *IEEE 802.15.4b* [IEE07, Van07]. La proposition la plus intéressante consiste à synchroniser les balises du coordinateur de cellule sur la balise du coordinateur de réseau [Lee04]. Elle consiste à rajouter le nouveau paramètre *BeaconTxOffset* à la primitive `MLME-START.request`.

- Le paramètre *BeaconTxOffset* est une durée donnée en nombre de symboles, permettant à un nœud coordinateur de cellule de décaler dans le temps l'envoi de sa balise par rapport à celle de ses parents. Nous présenterons les techniques de base pour la synchronisation dans le §3.3.2
- Le paramètre sera ignoré pour le coordinateur de réseau PAN.

Cette solution proposant la synchronisation des balises n'est pas complète car elle ne résout pas le problème de recouvrement des messages émis avec le mécanisme CSMA/CA et les balises des autres coordinateurs. C'est toutefois la seule qui ait été acceptée par le groupe de travail TG4b. Ce problème sera décrit plus précisément dans la section 3.3.

3.2.4.3 Allocation et gestion des GTS

a. Définition des GTS et règles d'usages

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. 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 (*GTS Descriptor Count* - 3 bits, *GTS Directions Mask* - 7 bits) ([IEE03] §7.2.2.1). 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.

b. Allocation des GTS

Un nœud désirant obtenir un GTS doit envoyer une requête d'allocation de GTS (*GTS Request*), par le biais de la section CAP, à son coordinateur en lui indiquant les caractéristiques relatives à la tâche qu'il exécute. La structure de la trame de requête de GTS est représentée sur la figure 3.9.

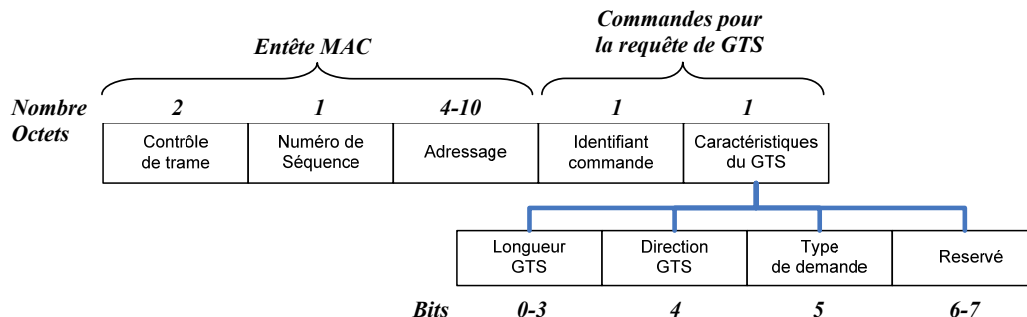


FIG. 3.9 – Trame MAC de commande pour la requête de GTS

Le champ *Longueur GTS* contient le nombre de slots de la supertrame requis pour le GTS. *Direction GTS* indique la direction de la trame de données : si la valeur est *1*, la demande d'allocation est faite pour une réception depuis le coordinateur, sinon elle est faite pour une transmission vers le coordinateur. Le champ *Type demande* représente une demande d'allocation de GTS pour la valeur *1* et une demande de libération pour la valeur *0*.

L'allocation des GTS est effectuée en mode FIFO⁸ par le coordinateur. Le coordinateur prend sa décision avant un temps *aGetDescPersistenceTime* équivalent à 4 supertrames. En conséquence, le nœud ayant demandé une réservation de GTS va attendre la réponse en scrutant les balises pendant au moins *aGetDescPersistenceTime* supertrames. Si aucun descripteur de GTS n'est reçu par le nœud avant ce temps, la requête est considérée comme ayant échoué.

Le résultat de la requête est fourni par le coordinateur au moyen des champs de description des GTS de la trame balise. Si le GTS a été alloué, le coordinateur le démarre alors au numéro de slot indiqué dans le champ « *Slot de départ* » du descripteur du GTS et utilise pour celui-ci le nombre de slot indiqué dans le champ « *Longueur du GTS* ». Si le GTS n'a pas pu être alloué faute de temps disponible dans la supertrame, le coordinateur initialise le champ « *Slot de départ* » avec la valeur *0* et le champ « *Longueur du GTS* » avec la plus grande valeur admise.

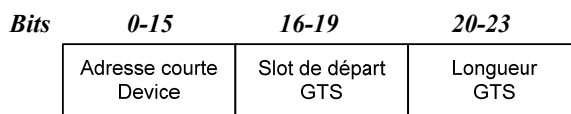


FIG. 3.10 – Descripteur de GTS

Lorsque le GTS est alloué, le coordinateur inclut le descripteur du GTS dans sa balise et met à jour la spécification des GTS de la supertrame. Il remet à jour également le champ « *Final CAP Slot* » qui indique le dernier slot alloué à la section CAP qui a été réduite. Le coordinateur est autorisé à réduire la section CAP en dessous de la limite fixée par « *aMinCAPLength* » pour s'adapter ponctuellement à la surcharge apportée dans la trame balise par l'inclusion des descripteurs de GTS.

Le problème du déterminisme dur ne sera pas envisagé dans cette thèse. En effet, un mécanisme déterministe se doit de garantir un comportement temporel borné quelque soient les conditions de fonctionnement. Dans le cas de l'utilisation d'un GTS qui propose de réserver une section de temps pour une communication entre un nœud et son parent, ce premier doit nécessairement demander une autorisation par le biais d'un mécanisme non déterministe, c'est-à-dire utilisant l'algorithme

⁸FIFO : First In First Out

CSMA/CA. On peut aisément se rendre compte que dans le cas d'un trafic important au sein de la cellule, cette requête ne peut aboutir. Une proposition de mécanisme complètement déterministe a été décrite dans la thèse de A. VAN DEN BOSSCHE au sein du LATTIS [Van07] ;

c. Utilisation des GTS

Lorsque la couche supérieure sollicite la sous-couche MAC pour la transmission de données utilisant le mécanisme des GTS, la sous-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,
- pour un nœud qui n'est pas un coordinateur, elle vérifie si un GTS lui a bien été alloué.

Si un GTS valide a été trouvé, la sous-couche MAC transmet la donnée durant son GTS. Si le nœud attend la réception de données en section CFP, le récepteur radio du nœud devra être actif un peu avant le début du GTS et pendant toute la durée de celui-ci. Le coordinateur acquittera toutes les trames reçues dans le GTS si le champ « *Acknowledgment Request* » a été positionné à 1. Chaque nœud devra s'assurer avant de commencer une transmission que la somme des temps de transmission, d'acquiescement et d'inter-trames (IFS) sera compatible avec la durée du GTS.

d. Libération des GTS

Un nœud peut libérer un GTS dont il n'aurait plus besoin. Nous renvoyons le lecteur à la spécification [IEE03] pour des informations détaillées sur celui-ci.

e. Expiration d'un GTS

Afin d'optimiser les performances de l'application, le coordinateur peut entreprendre de détecter les nœuds qui n'ont plus besoin de GTS en utilisant la démarche suivante :

- Dans le cas d'une transmission, le coordinateur suppose qu'un nœud n'utilise plus son GTS s'il ne reçoit plus aucune trame de données du nœud utilisant ce GTS pendant $2 * n$ supertrames ; n est défini ci-dessous.
- Dans le cas d'une réception, le coordinateur suppose que le nœud n'utilise plus son GTS s'il ne reçoit plus d'acquiescements depuis le nœud pendant $2 * n$ supertrames ; n est défini ci-dessous.

La valeur de n est définie en fonction de BO comme suit :

$$\begin{aligned} n &= 2^{8-macBeaconOrder} && \text{pour } 0 \leq macBeaconOrder \leq 8 \\ n &= 1 && \text{pour } 9 \leq macBeaconOrder \leq 14 \end{aligned}$$

f. Réallocation de GTS

La réallocation d'un GTS peut être à l'origine d'une fragmentation de supertrame. La figure 3.11 illustre un exemple de fragmentation après la libération du GTS n° 2. Le coordinateur doit s'assurer qu'aucun vide n'existe dans la CFP afin de maximiser la longueur de la CAP.

Lorsque le coordinateur a libéré un GTS, il ajoute un descripteur de GTS dans la trame balise indiquant au nœud considéré que celui-ci n'est plus disponible. Si la libération a été effectuée par le nœud terminal, cette démarche n'est pas utile. Lors d'une modification sur le descripteur d'un GTS, le coordinateur envoie une modification en insérant dans la prochaine trame balise le descripteur du GTS avec les paramètres modifiés. A la réception de la trame balise contenant le descripteur de GTS, le nœud ajuste l'adresse de départ du GTS et la longueur de celui-ci, puis l'utilise.

Nous montrerons dans le §4.3.2 que cette fonctionnalité ne peut plus être utilisée dans un réseau maillé, dans la mesure où l'organisation des GTS dans la section CFP est directement fonction de la topologie du réseau. Cette organisation considère les relations de voisinage entre les nœuds afin d'éviter les collisions de trames entre les cellules voisines.

g. Synthèse sur le mécanisme des GTS

Le mécanisme des GTS du standard *IEEE 802.15.4* décrit précédemment permet d'apporter un comportement déterministe à l'application par la réservation de sections temporelles lorsque la topologie reste simple (topologie étoile), mais ne peut plus être utilisé pour des topologies complexes telles que la topologie maillée, que nous considérons dans le cadre de cette thèse. La principale raison vient du

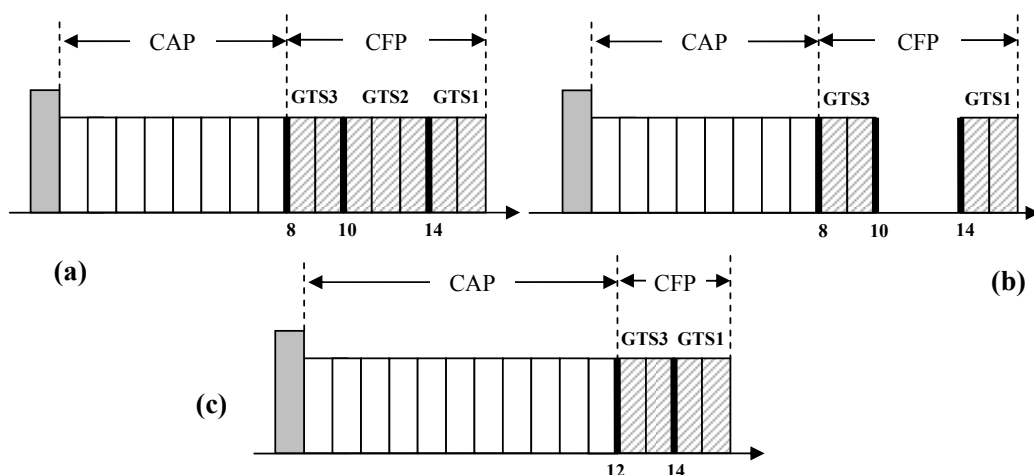


FIG. 3.11 – Gestion des descripteurs de GTS

fait que dans un réseau de capteurs sans fil, le nombre de cellules, c'est-à-dire d'étoiles coordonnées, peut être important et que leur proximité peut provoquer un grand nombre de collisions si les communications se font de façon désorganisée. De plus, la limitation à 7 du nombre de GTS autorisé par le standard dans une supertrame risque d'être nettement insuffisant pour des applications ayant de très fortes contraintes temporelles.

Nous venons d'indiquer dans ce paragraphe quelques limites du standard dans une topologie maillée, pour les sections de supertrame n'utilisant pas de mécanisme d'évitement de collisions, c'est-à-dire pour les balises et les GTS. Avant de décrire les principes de la synchronisation dans un réseau maillé qui permettront la cohabitation de plusieurs cellules dans un environnement proche, nous présenterons dans le paragraphe suivant une analyse temporelle pour les principaux mécanismes d'accès au médium du standard *IEEE 802.15.4*.

3.2.5 Analyse temporelle du standard *IEEE 802.15.4*

Nous développons dans ce paragraphe les notions qui permettent de quantifier les performances temporelles du standard *IEEE 802.15.4*. L'analyse porte sur des communications dans les sections CAP et CFP, uniquement intracellulaires. Nous introduisons ensuite les problèmes du standard lorsque nous considérons l'extension à un fonctionnement dans un réseau en arbre de cellules.

3.2.5.1 Communication en CAP avec compétition pour l'accès au médium

1. Transmission d'un message durant la section avec contention (CAP)

La section CAP est utilisée pour de multiples opérations telles que l'envoi de requêtes et de données au coordinateur en mode balisé. La figure 3.12 donne un exemple de séquences de transmission de données du coordinateur vers le nœud capteur. B_{zz} indique la section inactive de la supertrame. Pour chacun des nœuds, on indique les périodes de temps durant lesquelles il est émetteur ou récepteur. D'après les valeurs des fiches techniques des composants radio pour ce standard, nous pouvons considérer que l'émetteur consomme une puissance identique à celle du mode réception pour les périodes d'établissement de celui-ci, ou de commutation du mode récepteur vers le mode émetteur et inversement.

Une étude plus approfondie de la séquence d'échange est nécessaire pour notre étude sur la consommation et le délai : la figure 3.13 donne un exemple pour le cas d'une transmission du coordinateur vers le nœud terminal dans la section CAP. Le formalisme $R_{CAP-A/NA}$ indique une réception en CAP acquittée (A) ou non-acquittée (NA); cet exemple s'appuie sur la description de l'algorithme du CSMA/CA indiqué dans le §7.5.1.4 page 172 de la spécification du standard [IEE06]. La transmission de la balise coïncide avec le premier slot et la première borne de backoff de la supertrame. La trame balise qui a une durée T_B , indique au nœud que des données sont en attente. Le nœud capteur

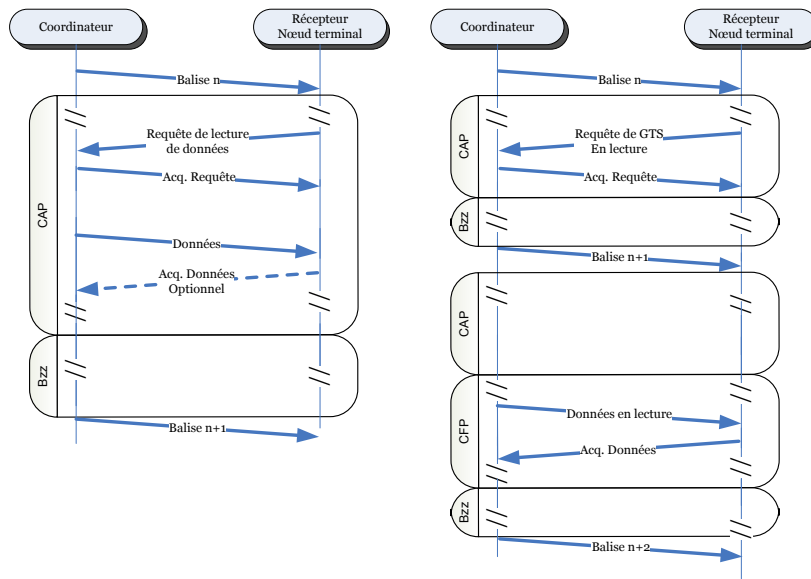


FIG. 3.12 – Principe des échanges en CAP(a) et CFP(b) pour une réception par un nœud terminal

démarre le mode récepteur T_{CDC} secondes avant l'arrivée de la trame balise, ce qui est nécessaire afin de compenser la dérive d'horloge entre le nœud capteur et son coordinateur. La durée moyenne de la durée de compensation T_{CDC} est donnée par $T_{CDC} = 2 * \theta * T_{BI}$, où θ est la tolérance en fréquence du quartz et T_{BI} l'intervalle de temps inter-balises.

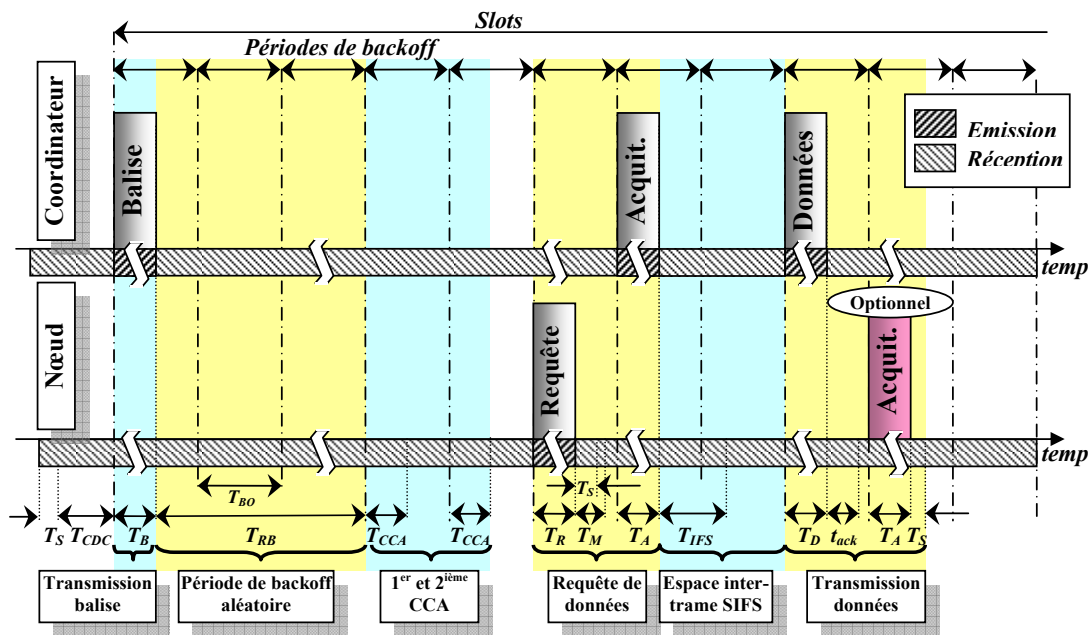


FIG. 3.13 – Séquence des échanges pour une réception en CAP par un nœud terminal ($R_{CAP-A/NA}$)

Immédiatement après la réception de la trame balise, le nœud capteur commence la période de backoff aléatoire T_{RB} qui est fixé par l'exposant BE et la période de base de backoff T_{BO} : $T_{RB} = (2^{BE} - 1) * T_{BO}$. Après l'expiration de la période de backoff, au moins deux *CCA* (*Clear Channel Assessment*) sont nécessaires. Dans le cas où les deux *CCA* ne détectent aucune activité sur le médium, le nœud capteur peut commencer à transmettre une requête de transfert de données à partir de la borne suivante de backoff. Le coordinateur recevant cette requête doit acquitter la réception de la

requête avant une durée de T_M secondes et la trame d’acquiescement est transmise à partir de la borne suivante de backoff, après l’expiration de T_M ou dès lors que la trame d’acquiescement est prête à être transmise. Les durées T_R et T_A sont respectivement la durée de la trame de requête et la durée de la trame d’acquiescement. Après expiration de la durée inter-trame « T_{IFS} » le coordinateur transmet la trame de données à partir de la borne suivante de backoff qui sera acquiescée par le nœud coordinateur.

Si le bit « *frame pending* » de la trame de données est actif (valeur 1), le nœud capteur sait que d’autres données sont en attente chez le coordinateur (la trame de données de la couche physique ne peut pas dépasser la valeur $aMaxPHYPacketSize = 127$). Dans ce cas, le nœud capteur pourra les extraire en envoyant une nouvelle requête de données au coordinateur en utilisant le même mécanisme de CSMA/CA (backoff aléatoire, 2 CCA minimum, requête de données et transmission). Dans la séquence de transmission de données du nœud capteur vers le coordinateur, la trame de requête sera simplement remplacée par la trame de données qui sera acquiescée (optionnel) par le coordinateur ; on réitère le mécanisme pour les autres trames éventuelles de données.

2. Traitement de l’acquiescement

La transmission de l’acquiescement est obligatoire pour les trames de requêtes de données. Les acquiescements ne sont pas systématiquement nécessaires dans les autres cas, par exemple pour les trames de données. Dans le cas où il n’y a pas d’acquiescement, l’émetteur considère simplement que la transmission a réussi.

3. Option d’extension de la durée de vie de la batterie

Le standard *IEEE 802.15.4* propose un mode de fonctionnement dans lequel l’activité de la couche MAC est réduite, afin de permettre une économie d’énergie. Celle-ci se déclare au niveau des paramètres du réseau avec le paramètre *macBattLifeExt* (BLE - *Battery Life Extension*). Les modifications se font notamment au niveau du mécanisme CSMA-CA pour lequel le nombre de backoffs est plus faible, impliquant ainsi une durée de compétition plus courte et par conséquent la possibilité de se mettre dans un mode d’économie d’énergie plus rapidement.

3.2.5.2 Communications en CFP sans compétition avec échéance garantie

1. Transmission de données dans la section CFP avec GTS

Un GTS doit être réservé avant son utilisation par le coordinateur en fonction des critères qui lui auront été fournis lors de la requête de réservation de GTS et de la capacité disponible dans la supertrame. Les GTS sont servis à la façon d’une FIFO (*First In First Out*) et sont placés de façon contiguë à la fin de la section active de la supertrame et après la section CAP. Chaque GTS peut être annulé (*deallocated*) quand il n’est plus requis, mais aussi à tout moment par le coordinateur de réseau ou le nœud capteur ayant demandé sa réservation.

Un GTS est défini par son slot de départ, sa longueur, sa direction et l’adresse du nœud capteur associé. Une trame de données transmise dans un GTS emploiera seulement l’adressage court. La direction pour le GTS qui est relative au sens du flux de données depuis le nœud capteur indique la réception ou la transmission. Chaque nœud peut obtenir un GTS pour émission et/ou un GTS pour la transmission de données. Lorsqu’un nœud a obtenu la réservation d’un GTS pour une réception, il devra activer son récepteur durant toute sa durée. Si une trame de données a été reçue par le nœud dans un GTS et qu’un acquiescement est requis, le nœud devra envoyer l’acquiescement comme l’indique la spécification. Une séquence typique d’une transmission en CFP de données d’un nœud vers le coordinateur est illustrée dans la figure 3.14. Une particularité du standard *IEEE 802.15.4* peut être soulignée, dans laquelle chaque trame de données reçue par un nœud dans un GTS doit être acquiescée alors que dans le cas de la transmission de trames de données envoyée durant un GTS, l’acquiescement est optionnel. Ceci peut s’expliquer simplement par le fait que le récepteur, logiquement plus contraint en énergie que son parent (le coordinateur de cellule), doit superposer périodes d’activité et de sommeil afin d’économiser son énergie ; l’acquiescement indique au coordinateur que la trame a été correctement reçue par le nœud terminal.

Les caractéristiques temporelles décrites dans ce paragraphe ne sont valables que pour une communication entre un coordinateur et l’un de ses descendants, c’est-à-dire pour une topologie étoile. Afin de pouvoir garantir ce fonctionnement au sein d’une cellule alors que celle-ci appartient à un réseau maillé,

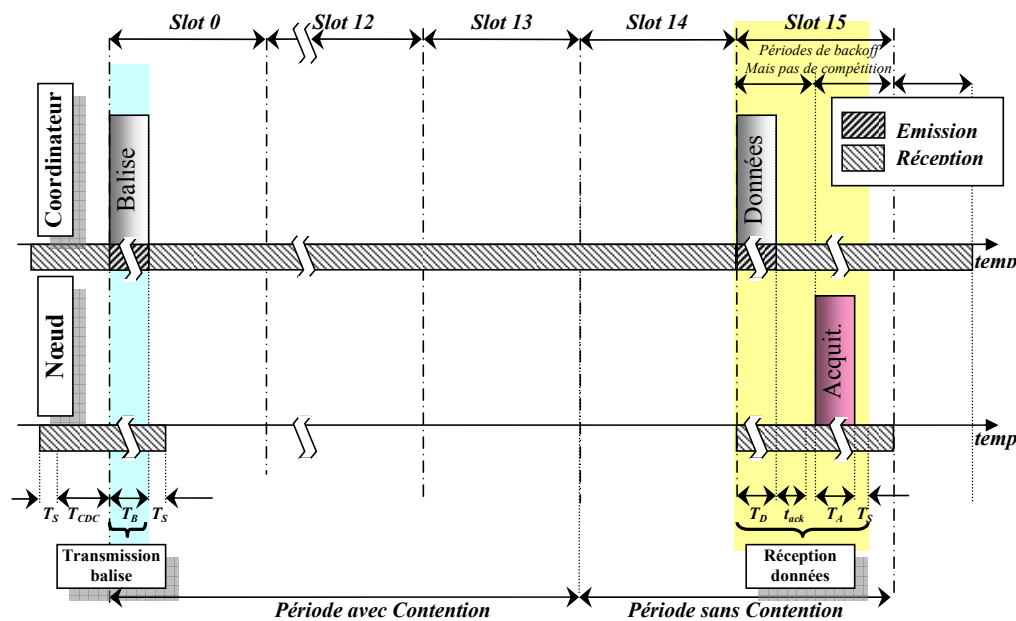


FIG. 3.14 – Séquence des échanges entre un coordinateur et un nœud capteur en CFP (Réception)

il est nécessaire de considérer le problème de la synchronisation des coordinateurs de cellules afin d'éviter toute collision qui aggraverait ses caractéristiques temporelles, les rendant même complètement erronées si un trop grand nombre de communications s'effectuaient en même temps. Le paragraphe suivant traite du problème de cette synchronisation afin de faire cohabiter l'ensemble des cellules en permettant l'utilisation du mode balisé du standard *IEEE 802.15.4* avec toutes ses fonctionnalités, dont l'émission de balises et l'utilisation de GTS.

3.3 Synchronisation des cellules dans un réseau maillé

Les réseaux de capteurs sans fil comportent généralement, dans le contexte du contrôle de processus industriel, un grand nombre de nœuds répartis sur une surface importante. Les nœuds capteurs sont associés à un coordinateur et forment une cellule ; il existe un grand nombre de cellules sur la surface du réseau. Pour chacune des cellules du réseau maillé, un coordinateur (nœud dédié) assure la synchronisation des communications internes, afin d'apporter le déterminisme et l'optimisation en consommation proposés par le standard *IEEE 802.15.4* pour une architecture de réseau en étoile (c'est-à-dire l'architecture de base) ; cette synchronisation est réalisée par la transmission régulière d'une trame balise. Il est facile d'imaginer qu'un coordinateur de cellule puisse perturber la réception de la balise dans la cellule voisine s'il est à portée radio. Le standard ne propose dans son état actuel, aucun mécanisme de synchronisation dans le cas des architectures de réseau maillé. Nous rappelons que notre problématique consiste à permettre la transmission de trames à travers le réseau en utilisant comme relais les nœuds ayant des capacités de routage ; c'est notamment le cas des nœuds coordinateurs de cellule. Il faut pour cela faire cohabiter les communications intracellulaire avec les communications intercellulaires, c'est-à-dire attachées au routage. Cela passe donc nécessairement par une synchronisation des échanges, 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*, dont les caractéristiques temporelles des communications internes à chaque cellule. Il est important d'insister sur le fait que le standard *ZigBee* n'utilise actuellement aucun mécanisme de synchronisation pour la communication dans un réseau maillé et que toutes les transmissions utilisent l'algorithme du CSMA/CA pour l'accès au canal de transmission. Cela interdit donc le mode balisé dans un réseau maillé ou en arbre de cellules.

Avant d'aborder l'état de l'art des mécanismes de routage, il nous paraît donc nécessaire de bien cerner les problèmes liés à la cohabitation de plusieurs cellules dans un même réseau, chacune possédant un nœud coordinateur ayant la fonction de tête de cellule. On retrouve dans le même réseau plusieurs entités gérant

localement (têtes de cellule) ou globalement (le nœud coordinateur de réseau PAN) les communications au sein de leurs associations. L'ensemble des communications du réseau s'effectuant 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.

La section suivante présente le problème des collisions et dresse un état de l'art des diverses méthodes de synchronisation de trames pour le standard *IEEE 802.15.4*.

3.3.1 Collision de balises dans un réseau avec une topologie en arbre de cellules

Le problème de collision des balises dans un réseau organisé en arbre de cellules communicant sur un même canal a été soumis au groupe de travail IEEE TG4b [IEE07].

Nous présentons dans cette section les différents cas de collision de trames balise. Nous étudions pour cela le modèle de réseau présenté figure 3.15. Le réseau PAN est nommé par le coordinateur de réseau PAN (CPAN) qui est unique. Ce coordinateur peut attribuer une fonction de coordination de cellule et de routage à certains nœuds FFD du réseau qui enverront des trames balise pour la synchronisation des nœuds associés dans leur voisinage (nœuds R_1 , R_2 , R_3). Nous considérons indistinctement la fonction de coordination de cellules et de routage et les nommerons simplement *coordination de cellule*. Ainsi nous nommerons R_i les nœuds assurant la fonction de coordination de la cellule j pour l'ensemble des nœuds enfants qui sont rattachés 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-fils* de coordinateurs, sur une certaine profondeur. Ainsi R_2 est, par exemple, le coordinateur parent de R_5 , mais le fils 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* entre trames balise et, (2) *collisions indirectes* de trames balise. Elles sont présentées dans le paragraphe suivant.

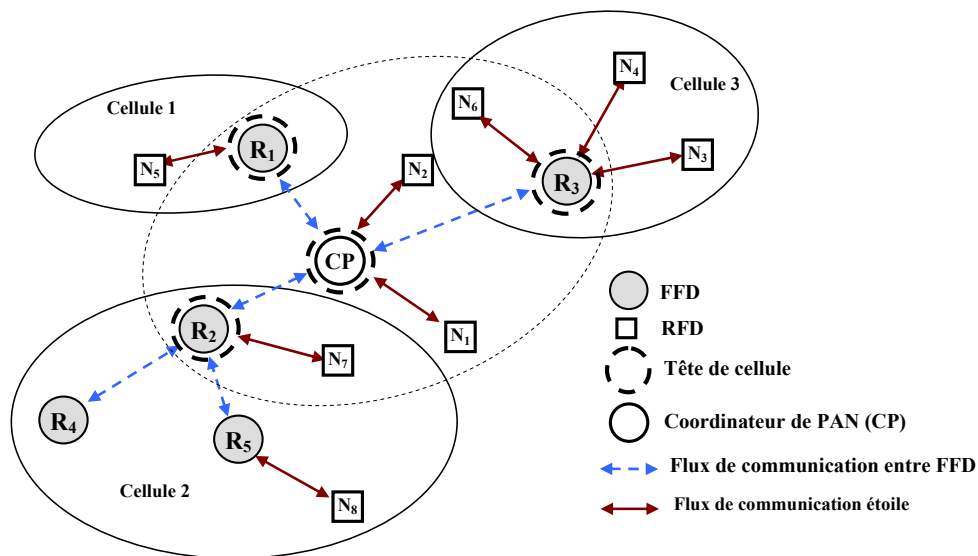


FIG. 3.15 – Modèle de réseau en arbre de cellules

1. Collision directe de 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-fils) et émettent leurs trames balise approximativement en même temps comme cela est indiqué dans la figure 3.16 : le nœud N_5 est à portée radio de R_1 et R_2 qui s'entendent ; 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 parent R_1 suite à la collision des trames balise.

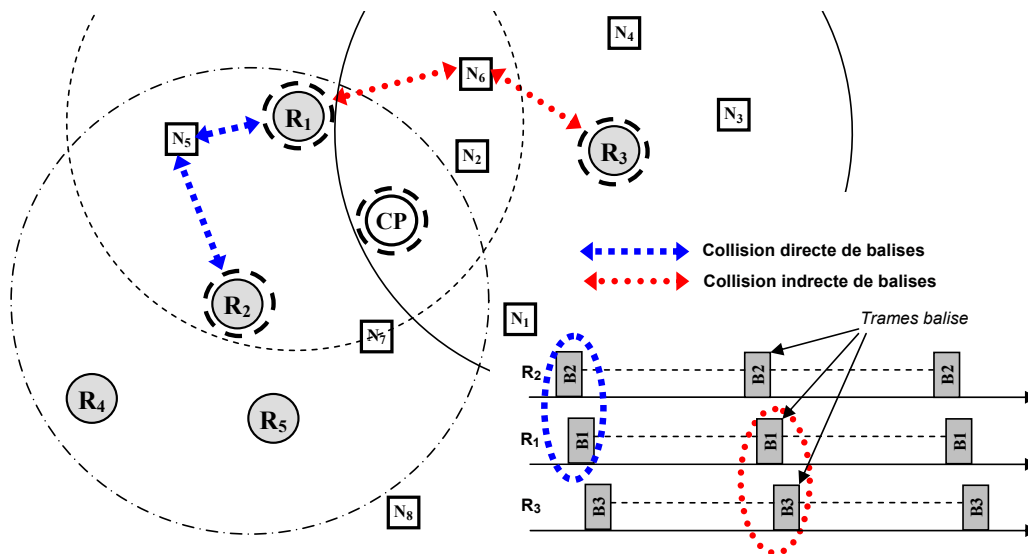


FIG. 3.16 – Collisions directes et indirectes de trames balise

2. Collision indirecte de balise

Les collisions indirectes de trames balises se produisent lorsqu'au moins deux coordonnateurs ne pouvant pas s'entendre directement émettent leur balise approximativement en même temps. Dans ce cas, le nœud N_6 (figure 3.16) qui est situé à l'intersection des zones de couverture superposées des coordonnateurs R_1 et R_3 perd sa synchronisation avec son coordonnateur 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 coordonnateurs voisins à 1 saut, mais il faut également connaître les coordonnateurs qui sont à 2 sauts plus loin. Deux alternatives ont été proposées par le groupe de travail *TG4b* de l'IEEE :

– l'approche réactive

Pour cette approche, un coordonnateur n'utilise aucune procédure pour éviter la collision indirecte de trames balise lors de l'association avec un coordonnateur 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* [IEE07].

– l'approche proactive

Dans cette approche, les coordonnateurs tentent d'éviter les collisions indirectes de trames balise, durant l'association avec un nœud coordonnateur parent, en collectant des informations sur les caractéristiques des supertrames des coordonnateurs voisins. Dans cette approche, chaque coordonnateur potentiel doit pouvoir retransmettre le *BeaconTxOffset* (figure 3.17) de son parent aux coordonnateurs voisins et maintenir à jour la table des coordonnateurs de son voisinage. Cette technique est plus complexe que la méthode réactive, mais permet d'éviter les collisions indirectes de balises.

On comprend donc que des collisions entre trames sont possibles lorsqu'une trame est transmise durant la section active des coordonnateurs voisins. Dans le cas d'une transmission durant la section inactive d'un coordonnateur voisin, cela ne pose évidemment plus aucun problème.

Pour l'analyse des propositions d'esquive de collisions, nous parlerons indistinctement de collisions directes et indirectes. La différence essentielle entre les deux types consiste en la détection du voisinage, respectivement à 1 saut ou 2 sauts. Nous précisons le type lorsque cela sera nécessaire.

3.3.2 Approches simples pour l'esquive de collision de trames balise

Au début de mes travaux, il n'existait aucun mécanisme d'esquive de collision de balises pour le standard *IEEE 802.15.4* ; des solutions ont été néanmoins envisagées par le groupe de travail TG4b [IEE07]. La section suivante présente les idées principales ainsi que l'implantation de ces propositions par l'équipe de recherche IPP-Hurray décrites dans [Kou07].

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* [Lee04, Sha04] et l'approche par *section exclusive de balises* [Kou07].

3.3.2.1 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 envoyées durant la section de temps inactive des nœuds voisins comme le montre la figure 3.17. L'idée est que chaque coordinateur du réseau (routeur ou coordinateur de cellule) sélectionne une date de départ *BeaconTxOffset* pour transmettre sa balise. La date de démarrage d'un coordinateur doit être différente de la date de démarrage 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.

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 ayant un même parent ne peuvent plus communiquer directement : ils ne sont jamais actifs en même temps. La densité de coordinateurs supportée dans ce cas est proportionnelle au facteur d'utilisation du médium $2^{SO/BO}$ en supposant que tous les *SO* et *BO* soient égaux. 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. Le problème s'accroît lorsque les *BO* et *SO* sont différents d'une cellule à l'autre. Ce cas sera abordé à la fin de cette section.

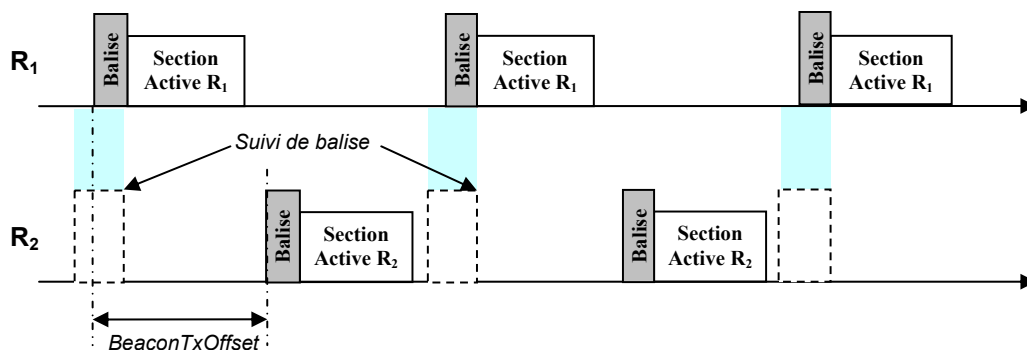


FIG. 3.17 – Esquive de collisions par multiplexage temporel de supertrames

a. Formulation du problème pour le multiplexage temporel des supertrames

On considère un réseau *IEEE 802.15.4* avec une architecture réseau telle que celle présentée figure 3.15, constitué de N coordinateurs $\{R_i = (SD_i, BI_i)\}_{1 \leq i \leq N}$ qui génèrent périodiquement des trames balise avec un SO_i et un BO_i particuliers. BI_i et SD_i représentent respectivement la durée de la supertrame et la durée de la section active de la supertrame du i^{ieme} coordinateur (R_i). Le problème consiste à organiser les trames balise des différents coordinateurs afin d'éviter les collisions directes avec la méthode du multiplexage temporel de supertrames. L'idée la plus simple est d'organiser la transmission des balises à la manière d'une communication série évitant ainsi toutes collisions directes ou indirectes. De plus, afin de ne pas avoir de collisions avec les trames de données, une trame balise ne pourra pas être transmise durant la section active de la supertrame d'un autre coordinateur. Ainsi le problème de l'organisation des balises revient à une organisation de supertrame.

A première vue, le problème peut être considéré comme l'ordonnancement d'un ensemble de tâches périodiques où, la durée d'exécution d'une tâche est égale à la durée de la section active de la supertrame

(SD), et la période est égale à la durée inter-balise (BI) (figure 3.18). Une contrainte supplémentaire de ce problème est de séparer chaque section active des supertrames (SD) consécutives, d'exactlyment une durée inter-balises (BI), c'est-à-dire sans gigue. Ce qui amène à donner une échéance D_i qui serait dans ce cas égale la période BI (nommée dans le jargon temps réel « à échéance sur requête »). Une autre contrainte importante provient du fait que lorsqu'une émission a commencé, elle ne peut pas être interrompue; cela signifie que l'ordonnancement est non-préemptif. Le problème est considéré en deux temps : en premier lieu, le cas où les sections actives des supertrames (SD) sont identiques pour tous les nœuds coordinateurs (les périodes inter-balises peuvent être différentes). En second lieu, les résultats sont étendus à un cas général en considérant des sections actives de supertrames de valeurs différentes.

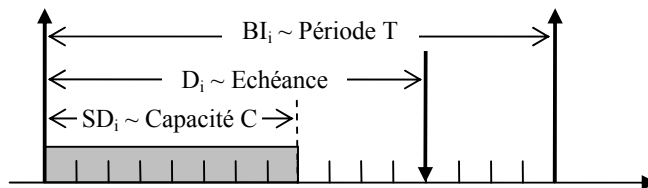


FIG. 3.18 – Analogie entre la structure de la supertrame et une tâche périodique temps réel

b. Ordonnancement des durées de supertrame (SDS - *Superframe Duration Scheduling*)

La démarche suivante est issue de [Kou07]. Dans le cas particulier où les coordinateurs ont la partie active de leur supertrame de longueur égale, le problème peut être résolu par la technique du « *Pinwheel Schedule* » [Hol89]. 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 $SD = aBaseSuperframeDuration * 2^{SO}$. Le rapport cyclique pour chacune des supertrames est donc $DC_i = (SD/BI_i) = (2^{SO}/2^{BO_i})$. Par analogie au « *Pinwheel problem* », un coefficient a_i est défini tel que :

$$\frac{1}{2^{(BO_i - SO)}} = \frac{1}{a_i} \quad (3.5)$$

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 :

$$\sum_{i=1}^n DC_i = \sum_{i=1}^n \frac{SD}{BI_i} \leq 1 \quad (3.6)$$

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 3.5, 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 [Hol89], un ensemble de coordinateurs $C_i = (SD_i, BI_i)$ qui appartient à la classe \mathcal{C}_M définie par

$$\mathcal{C}_M = \left\{ A \mid A = \{a_1, \dots, a_n\} \text{ ou } i < j \Rightarrow a_i/a_j \text{ et } \sum_{i=1}^n \frac{1}{a_i} \leq 1 \right\} \quad (3.7)$$

est toujours ordonnançable. Comme on a toujours ($\forall i < j, a_i/a_j$), l'équation 3.6 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 portions actives de longueur différentes. [Kou07] propose un autre algorithme qui vérifie l'ordonnançabilité

d'un ensemble de trames balise ayant différent SD , puis donne un ordonnancement si l'ensemble est ordonnançable.

c. Cas de la durée de la section active des supertrames de longueur différente

Nous rappelons que l'on considère dans cette section un ordonnancement non-préemptif hors-ligne pour des coordinateurs émettant des balises sur le même canal. L'objectif est de trouver un ordonnancement d'un jeu de supertrames dont les SD_i sont 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. [Kou07] propose 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 B_i est proportionnel à une puissance de 2, le $ppcm(BI_i)$ est naturellement égal à BI_{maj} [Car03].

L'idée de l'algorithme d'ordonnancement est le suivant ; tout d'abord, l'ensemble des BI_i est organisé dans l'ordre croissant. Ainsi pour $i \in Min$, les SD_i des supertrames ayant les plus petits intervalles inter-balises, $BI_i = BI_{min}$ sont ordonnancées en priorité. Ainsi dans une hyper-période, est placée une instance de longueur SD_i , $i \in Min$, à chaque intervalle BI_{min} . 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.

Une illustration de cet algorithme est donnée sur la figure 3.19. L'exemple considère un ensemble de 6 coordinateurs dont les caractéristiques sont données dans le tableau 3.4.

Coordinateur	SD	BI
R_1	4	16
R_2	1	8
R_3	2	16
R_4	1	32
R_5	4	32
R_6	2	16

TAB. 3.4 – Exemple de configuration de réseau PAN

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), il sera le premier à être ordonnancé. On remarque sur la figure 3.19 (ligne 2) quatre instances de R_2 séparées par le microcycle $BI_{min} = 8$ et placées en priorité dans le macrocycle. 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_2, R_3 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 $BI_2 = 16$ 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 3.19. 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 .

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

Condition 1. Le rapport cyclique total doit vérifier : $DC_T = \sum_{i=1}^n \left\{ \frac{SD_i}{BI_i} \right\} \leq 1$

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

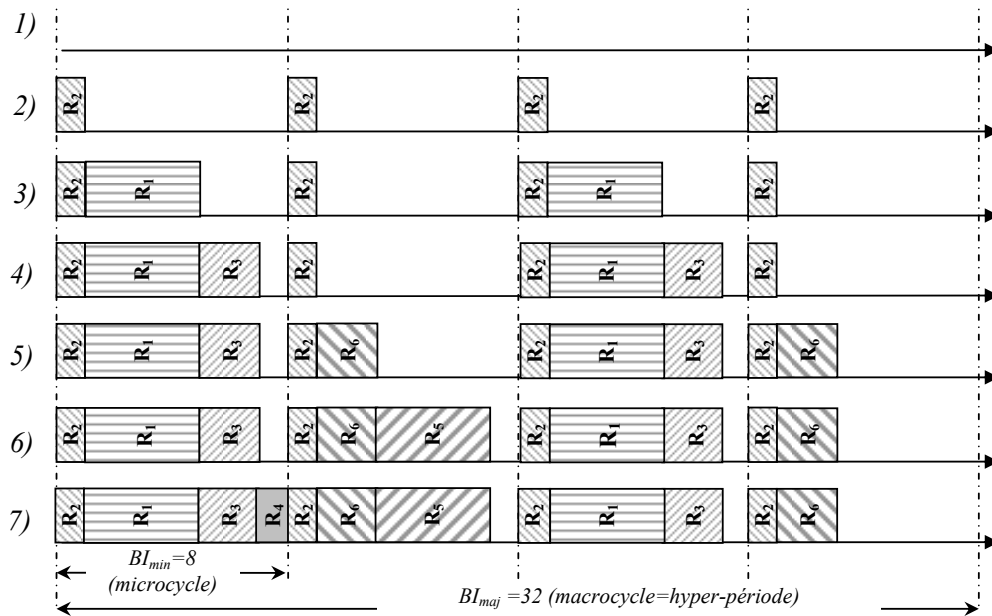


FIG. 3.19 – Illustration de l’algorithme DSD

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

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’ordonnancement n’est pas possible [Liu73]. La seconde garantit l’aspect non-préemptif et la troisième, qu’il y a assez d’espace contigu dans un microcycle pour l’ordonnancement des autres supertrames.

En résumé, lorsque l’on a un coordinateur i à ordonnancer, il faut s’assurer qu’un des microcycles possède suffisamment d’espaces contigus pour placer la section active de la supertrame. Si l’espace libre recherché n’est pas disponible, l’ordonnancement n’est pas faisable.

Cette solution considère que toutes les supertrames sont exécutées séquentiellement ; ce qui signifie qu’il n’y a aucune supertrame simultanée. Enfin, 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.

3.3.2.2 Optimisation du multiplexage temporel par groupement de nœuds

Dans ce paragraphe, nous décrivons une extension de [Kou07] pour la proposition précédente permettant d’optimiser l’ordonnancement pour les topologies de grandes dimensions, en utilisant la théorie des graphes colorés. 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.

a. Formulation du problème

Afin de donner une idée simple de cette approche, la figure 3.20 propose un premier exemple où trois coordinateurs CP , R_2 et R_3 fonctionnent avec les caractéristiques indiquées dans le tableau 3.5. SD est considéré comme étant égal à l’unité de temps dans cette table.

La figure 3.20 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’ordonnancer les supertrames de ces coordinateurs étant donné que le rapport cyclique total (RC) est supérieur à 1 : $\sum_{i=1}^n RC_i = 0.5 + 0.5 + 0.5 > 1$.

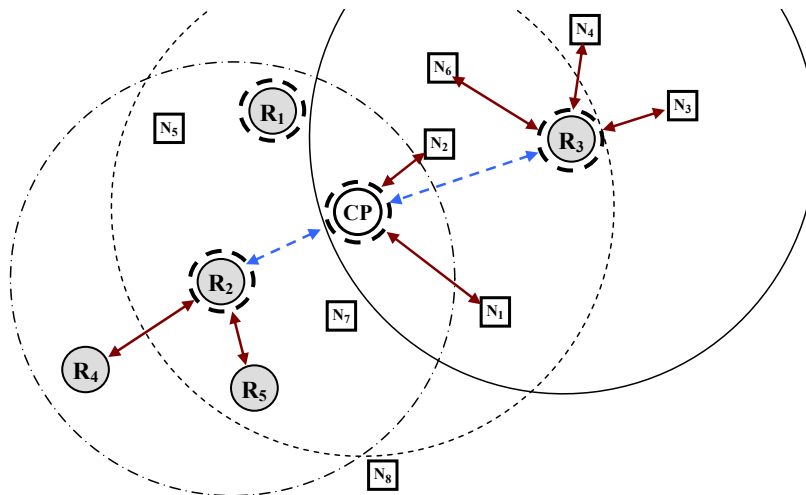


FIG. 3.20 – Exemple de topologie du réseau PAN

Coordinateur	SO	BO	SD	BI
CP	0	1	1	2
R_2	0	1	1	2
R_3	0	1	1	2

TAB. 3.5 – Exemple de configuration de réseau PAN

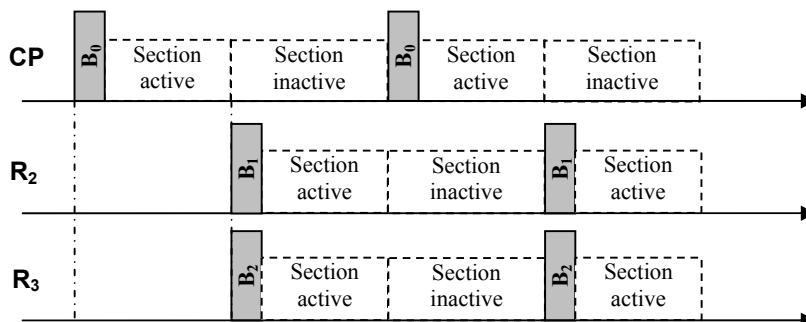


FIG. 3.21 – Exemple d’organisation de superframes

Cependant, on remarque que les coordinateurs R_2 et R_3 pourraient envoyer leur trame balise simultanément sans pour autant provoquer de collisions dans leur voisinage direct ou indirect (pas de recouvrement entre zones de portée hormis pour CP). Ainsi l’ordonnement 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.

Comme nous l’avons indiqué dans le §3.3.2.1, les zones de portée qui se recouvrent dans un réseau en arbre de cellules sont à l’origine des collisions de trames balise. On peut considérer qu’il s’agit d’un problème de coexistence qui peut être résolu par la théorie des graphes [Rig07] et plus particulièrement les graphes colorés [Meg02]. 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. Avec cette hypothèse, un réseau en arbre de cellules peut être représenté comme sur la figure 3.22 proposée par [Kou07].

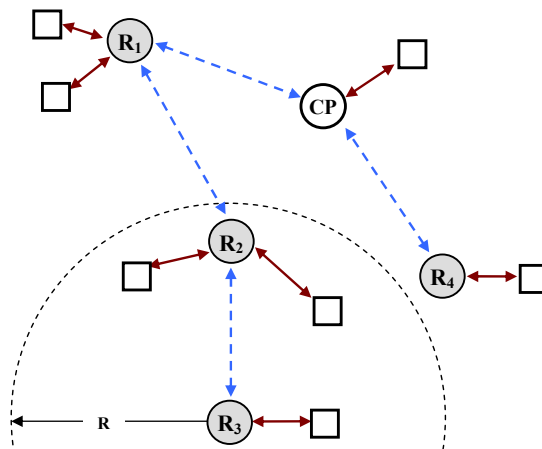


FIG. 3.22 – Exemple de topologie en arbre de cellules (Cluster-tree)[Kou07]

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.

Deux scénarios de groupement possibles des nœuds sont présentés dans les paragraphes *a* et *b* suivants.

b. Groupement de nœuds - Premier Scénario

Dans ce premier type de groupement, on associe tous les coordinateurs qui émettent des trames balise. Cette stratégie n'est pas indemne de collisions étant donné que le coordinateur de réseau PAN est dépourvu de mécanismes d'esquive de collision.

Après avoir associé les coordinateurs en plusieurs groupes, nous pouvons envisager leur ordonnancement : un unique canal de transmission est alors partagé par ceux-ci ; en d'autres termes, on doit partager le canal entre tous les groupes : chaque groupe de coordinateurs utilisera le canal durant un intervalle de temps déterminé.

On doit rechercher une solution afin d'allouer un intervalle de temps à chaque groupe. L'idée est d'élire un coordinateur pour représenter le groupe. Deux situations sont possibles :

- lorsque dans le groupe, tous les coordinateurs ont le même intervalle de temps inter-balises (BI), on choisit celui ayant le plus grand rapport cyclique pour représenter le groupe. Le coordinateur ayant la plus grande section active est choisi, car durant sa section active (SD) les autres coordinateurs du groupement peuvent envoyer leurs supertrames en évitant les collisions avec celles des autres groupements.
- lorsque les coordinateurs du groupe n'ont pas le même intervalle inter-balises (BI), on sélectionne toujours le coordinateur ayant le plus grand rapport cyclique, mais en prenant soin de prendre celui qui a le plus petit intervalle inter-balise (BI_{min}) et la plus grande section active (SD_{max}). Comme l'intervalle inter-balise de chaque coordinateur est proportionnel à une puissance de 2, le coordinateur ayant le plus petit BI sera l'élément stimulateur, et chaque transmission de trame balise par l'un des coordinateurs du groupe se fera « conjointement » avec une transmission de balise de l'élément stimulateur. Le stimulateur doit avoir la plus grande durée de section active (SD) afin de laisser aux autres coordinateurs du groupe le temps d'envoyer leur supertrame. Si la condition n'est pas satisfaite, on adapte simplement les coordinateurs dans le groupe en leur faisant utiliser la durée de section active du stimulateur.

On peut noter qu'un ordonnancement n'est pas toujours possible et qu'il est nécessaire d'implémenter un mécanisme permettant d'adapter le BO et le SO de chaque nœud coordinateur afin de favoriser un ordonnancement de l'ensemble des supertrames.

c. Groupement de nœuds - Deuxième Scénario

Le deuxième scénario consiste à ajouter chaque coordinateur à un groupe, juste après l'étape d'association et avant de commencer à envoyer leur trame balise.

Dans ce scénario, lorsqu'un coordinateur rejoint un réseau PAN, il essaie de rejoindre un des groupements. Il devra choisir un groupe avec lequel il n'y aura pas de collision de trames balise. Si aucun groupement ne convient, il crée son propre groupement et il devient la tête du groupe (*Group-head*). Quand un nœud rejoint un groupe, il adapte la configuration de sa supertrame (SO , BO) à celle du coordinateur du groupe. Lorsqu'un groupe est créé, un test d'ordonnancement est exécuté.

Ce deuxième scénario est plus facile à implémenter et prévient la collision des balises. Il est considéré comme une approche « *proactive* » qui esquive les collisions de balises directes et indirectes.

On peut aussi préparer hors ligne l'ordonnancement d'un ensemble de coordinateurs (SD , BI), et à chaque fois qu'un groupe est ajouté, on alloue un couple (SD , BI) à la tête de groupe.

Pour conclure sur la synchronisation par multiplexage de supertrame, dans le premier scénario, on regroupe les coordinateurs, puis on choisit un coordinateur pour chaque groupe devant être ordonné. Dans le second scénario, la tête de groupe est attribuée au coordinateur qui crée le groupe puis les futurs autres nœuds coordinateur du même groupe utiliseront la même structure de supertrame que celui-ci. Nous avons ainsi présenté la première solution de [Kou07] permettant d'éviter la collision de trames balise dans un réseau maillé de type WPAN *IEEE 802.15.4*. Elle utilise une combinaison entre la théorie d'ordonnancement des tâches périodiques et la théorie de coloration des graphes. Elle ne permet toutefois pas systématiquement une communication directe entre les nœuds coordinateurs du même groupement. Dans notre cas, 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 une approche qui permet de compenser la limitation de la proposition précédente.

3.3.2.3 Esquive de collision par *section exclusive de trames balise*

L'approche avec section exclusive de 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 des balises en début de chaque supertrame (figure 3.23). 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. 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 proposition faite par [Lee04] 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. L'analyse de cette approche sera suivie de la description de la solution proposée par [Kou07].

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 parents-enfants mais aussi du mécanisme d'allocation des CFTS pour chaque coordinateur.

a. Allocation d'un slot dans la *section exclusive de balises*

Cette approche a été décrite dans [Lee04]. La première étape 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

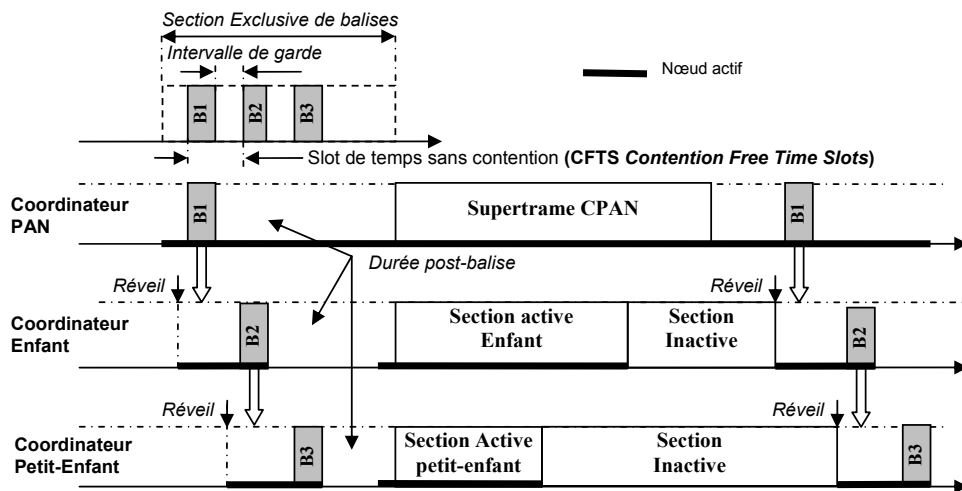


FIG. 3.23 – Section exclusive de balises

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

Les nœuds RFD n'ayant pas de fonctionnalité réseau (routage, coordination) ne sont pas considérés dans cette démarche. On peut synthétiser l'ensemble des règles précédentes en considérant que « *le CFTS utilisé par un coordinateur n'est plus disponible pour ses enfants ainsi que pour les coordinateurs voisins* ».

b. Formulation du problème

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. L'exemple suivant décrit l'utilisation des règles (1) et (2).

La figure 3.24 décrit une topologie en arbre de cellules constituée de 8 coordinateurs (1 coordinateur du réseau PAN 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.

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 .

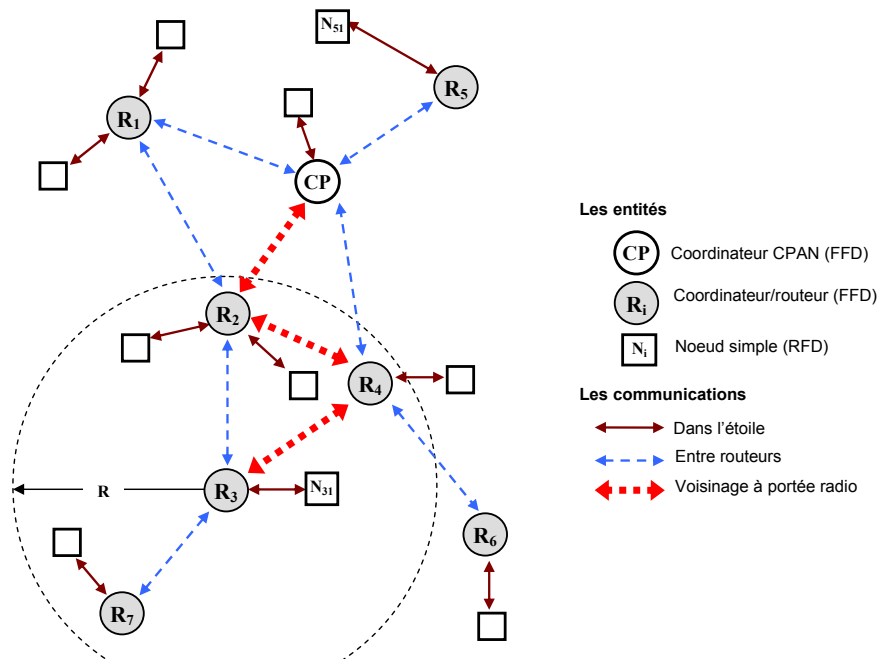


FIG. 3.24 – Topologie en arbre de cellules - Scénario pour une synchronisation [Kou07]

- 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 figure 3.25.

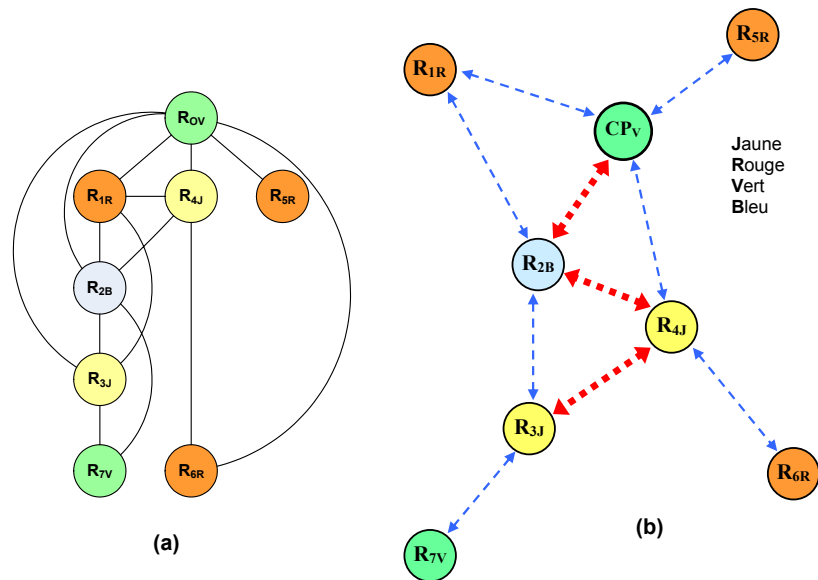


FIG. 3.25 – Graphe (a) et Réseau (b) colorés pour l'assignation des CFTS [Kou07]

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

c. **Limites de cette solution**

Deux problèmes majeurs persistent avec cette solution utilisant les règles (1) et (2). En premier lieu, cette proposition permet d'éviter la collision directe de balises dans le cas de relations parents-enfants, mais n'est pas exempte de collision d'autres natures. En effet, celle-ci est d'abord orientée

vers la protection du coordinateur plutôt que vers la protection des nœuds terminaux : 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 3.25-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 parent R_3 , mais que durant la $(i + 1)^{ieme}$ période exclusive de balises, le coordinateur R_7 sera synchronisé avec la trame beacon envoyée par son parent lors de la i^{ieme} période exclusive de balises, soit une synchronisation se faisant avec un délai d'une période inter-balise (BI). Cette hystérésis n'est pas compatible avec des contraintes temps réel. En fait, il peut arriver que R_3 envoie sa trame balise durant la i^{ieme} période exclusive de balises et perde la connexion au réseau PAN durant sa section active (SD). Le coordinateur R_7 recevra la balise de son parent R_3 durant la i^{ieme} période exclusive de balises et enverra sa trame balise lors de la $(i + 1)^{ieme}$ 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 et opérationnel, ce qui est paradoxal.

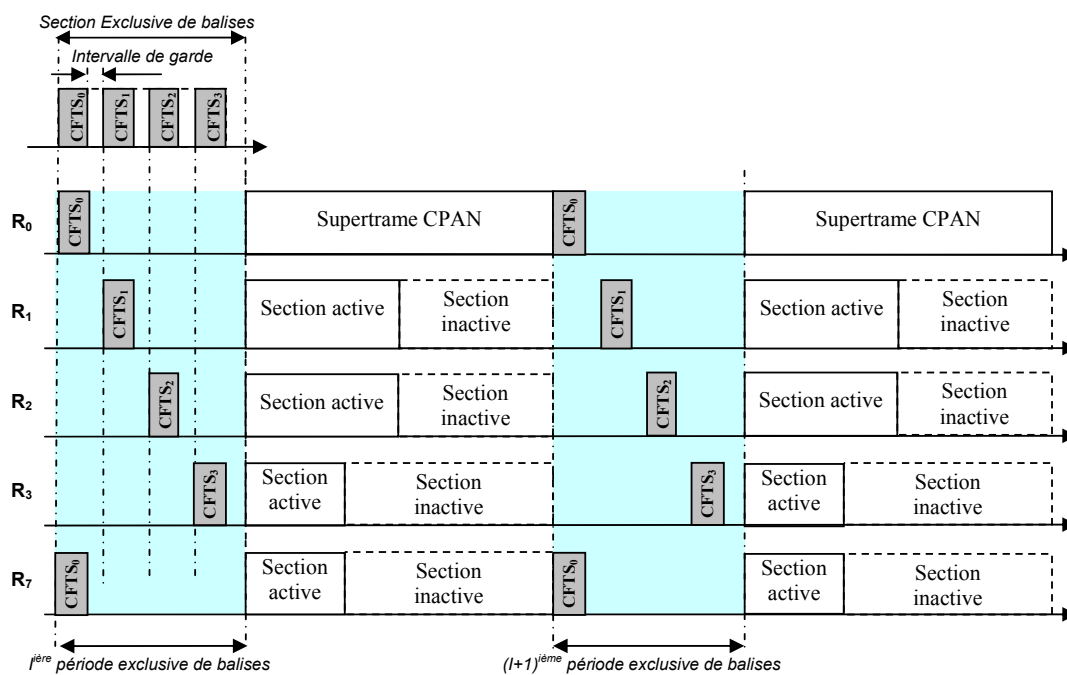


FIG. 3.26 – Illustration de la synchronisation par *section exclusive de balises*

d. Extension de la proposition de la période exclusive de balises

Dans cette extension, [Kou07] propose une nouvelle règle 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 3.24) et que la règle (2') est utilisée : les coordinateurs R_3 et R_4 utilisent

le même CFTS comme indiqué sur la figure 3.26. 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 par la même occasion la règle 1.

[Kou07] propose 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 hiérarchique 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.

La règle (1) est également absorbée par la (3) étant donné que dans les voisins se trouvent au moins les parents.

Six CFTS suffisent pour les 8 coordinateurs au lieu des 4 dans la version précédente.

e. 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 maillé. Dans le scénario précédent (figure 3.25-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 [Kou06] 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).

3.3.3 Conclusion sur la synchronisation

L'approche par période exclusive de balises permet de résoudre le problème des collisions de balises dans les réseaux *LR-WPAN* maillés respectant le standard de communication *IEEE 802.15.4*. Nous avons présenté l'approche proposée par le groupe de travail TG4b pour l'*IEEE 802.15.4b* et décrit ses limites. La proposition a ensuite été complétée par les propositions de [Kou07] afin de résoudre les limites précédemment citées. On peut aisément voir que ces techniques fonctionnent tant qu'aucune erreur de transmission ne vient rompre la chaîne de propagation de la synchronisation, depuis le superviseur de synchronisation jusqu'aux nœuds les plus profonds du réseaux. Dans le cas contraire, on se retrouverait avec un réseau inopérant dans lequel les communications ne seraient plus synchronisées suite à une multitude de collisions.

Notre 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 en CFP ainsi que ceux pour la gestion de l'énergie. le protocole réseau doit donc être pourvu d'un système de synchronisation réactif aux problèmes de propagation des informations de synchronisation. Nous développerons notre proposition de synchronisation réactive aux changements de topologie dans la section 4.3 du chapitre 4.

Une fois la synchronisation mise en place, nous pouvons considérer que chaque cellule est en mesure d'assurer un trafic de communications internes dans les sections CAP et CFP du standard *IEEE 802.15.4*, malgré le recouvrement radio de certains nœuds. Cette hypothèse nécessite la connaissance de la distance. Nous pouvons maintenant aborder la transmission à travers le réseau maillé qui doit pouvoir s'intégrer dans le flot de communication interne, différent au sein de chaque cellule.

Mais l'optimisation de la consommation ne s'arrête pas aux mécanismes du standard *IEEE 802.15.4*. Comme cela a été indiqué dans le §2.5.2, elle doit être considérée à tous les niveaux de l'architecture de communication. Nous présentons dans la section suivante une analyse des mécanismes de routage les plus

couramment cités dans le cadre de la technologie *ZigBee*. Nous analysons conjointement la consommation avec le délai afin d'apporter une vision globale de ces deux paramètres très souvent considérés distinctement.

3.4 La Qualité de Service dans le routage

3.4.1 Introduction sur les protocoles de routage à économie d'énergie

Avec le nombre grandissant des nœuds terminaux associés à des capteurs et/ou des actionneurs (que nous qualifierons par la suite de capteurs), la topologie des réseaux de communication sans fil devient toujours plus complexe. La *couche 3* qui gère les problèmes de routage est alors d'une importance capitale, étant donné que les nœuds source et destination ne sont pas toujours à portée radio l'un de l'autre et que les communications se font par de multiples sauts (*multi-hops*). Selon la méthode de création et de maintenance de routes pour l'acheminement des données, les protocoles de routage peuvent être classés en deux catégories : *proactifs* et *réactifs* (figure 3.27). Les protocoles proactifs établissent les routes à l'avance en se basant sur l'échange périodique de tables de routage, alors que les protocoles réactifs cherchent les routes à la demande. La couche réseau de *ZigBee* propose un mécanisme de routage réactif basé sur l'algorithme AODV (*Ad hoc On-demand Distance Vector*).

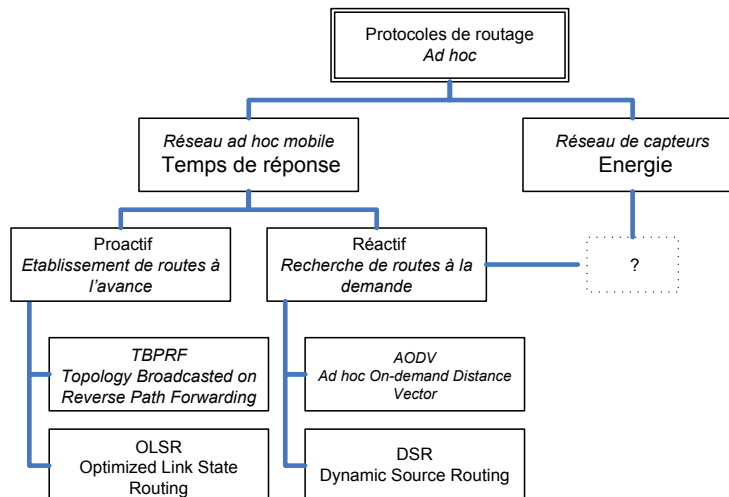


FIG. 3.27 – Classification usuelle des protocoles de routage classiques

De nombreuses publications présentent des solutions de routage pour les réseaux ad hoc sans fil [Aky02, Roy99]. Parmi ces contributions, des travaux spécifiques sur les protocoles de routage à économie d'énergie font l'objet de publications très variées, dont il serait vain de vouloir dresser une liste exhaustive, nous citerons plus particulièrement ceux de *W. R. Heinzelman et al.* [Hei00(a), Hei00(b)] et de *M. Younis* [You02, You03] qui font référence en la matière.

TBRPF (*Topology Broadcasted on Reverse Path Forwarding*) [Bel99] puis OLSR (*Optimised Link State Routing*) [Jac00] sont les deux protocoles proactifs les plus utilisés dans les réseaux filaires. Tous deux utilisent l'algorithme du plus court chemin et nécessitent une mise à jour topologique régulière de leur table de routage par l'envoi périodique de la liste de leurs voisins. TBRPF ne transmet qu'une liste différenciée des nouveaux voisins et ceux disparus depuis la dernière mise à jour, tandis que OLSR, ne transmet que les voisins caractérisés comme « relais multipoints » (MPR - *Multipoint Relays*), permettant d'économiser de la bande passante en réduisant le nombre de messages reçus en plusieurs copies par un nœud. C'est probablement parce qu'OLSR offre une route optimale, en termes du nombre de sauts, qu'il est largement utilisé dans les réseaux ad hoc sans fil, même s'il ne présente pas la meilleure performance sur le plan de la consommation énergétique. Il est plus particulièrement adapté aux réseaux à faible mobilité.

Dans la catégorie des routages réactifs, DSR (*Dynamic Source Routing Protocol*) et AODV (*Ad hoc On demand Distance Vector*), sont les protocoles les plus usités dans les réseaux ad hoc sans fil.

DSR permet à chaque émetteur de sélectionner dynamiquement et de contrôler les routes utilisées. *Source Routing* (SR) est une technique de routage dans laquelle la source détermine les nœuds qui établiront le chemin par l'envoi de paquets jusqu'au destinataire. La seconde fonctionnalité de ce protocole *Routing Maintenance* (RM) est la maintenance de la route, par l'envoi de messages d'erreur, en cas de rupture de route, provoquant une nouvelle demande d'établissement de route (*RREQ - Route Request*). Des variantes apportent à ce protocole une performance améliorée dans la préservation de l'énergie consommée, augmentant la durée de vie du réseau.

AODV est basé sur la découverte de route par inondation. Les protocoles de routage AODV et DSR, n'assurent pas l'utilisation du plus court chemin existant entre la source et la destination. Par contre, AODV ne présente pas de boucle de routage, offrant ainsi une convergence rapide lorsque la topologie du réseau ad hoc change rapidement. Plus simple à mettre en œuvre que DSR, AODV est très utilisé dans les réseaux ad hoc sans fil.

DSR et AODV sont bien adaptés aux réseaux à forte mobilité. Ils représentent la meilleure performance des délais de bout-en-bout par rapport aux protocoles proactifs [Per03]. AODV renommé DYMO (*DYnamic MANET On-Demand*) [Cha07] est en passe de devenir un standard pour les protocoles réactifs.

Concernant OLSR et AODV, dans leur version originale, aucun de ces deux protocoles ne prend en considération la consommation énergétique des nœuds, et donc la durée de vie d'un réseau constitué de nœuds dépendant énergétiquement d'une alimentation de type embarqué.

OLSR fait actuellement l'objet d'améliorations, visant à compenser ses défauts initiaux. Une variante (QOLSR), en cours de mise au point [Mun03], introduit un paramètre QoS (*Qualité de Service*) qui tient compte du délai de la route à établir, et de la bande passante utilisée. Les deux protocoles, OLSR appelé OLSRv2, et DYMO utilisent un format de message standard [Cla07].

Le §3.4.2 rappelle succinctement les principes de fonctionnement des protocoles de routage OLSR et de AODV, en précisant les avantages et inconvénients de chacune de ces méthodes. Les techniques de routage employées dans les réseaux *ZigBee* intégrant les couches 1 et 2 du standard *IEEE 802.15.4* [IEE03] et utilisant une adaptation du protocole AODV sont également décrites. Les inconvénients propres à OLSR ont conduit à l'intégration d'un niveau de qualité de service en une variante QOLSR en cours de mise au point dont les principes seront décrits.

A l'instar de QOLSR, cette thèse propose une version modifiée du protocole AODV (*AODV_en*) dans lequel nous introduisons un critère de qualité de service basé sur une métrique mixte de calcul de route, considérant *l'énergie* consommée comme critère de choix (ajustable individuellement au niveau de chaque route), associé au *délai* de bout-en-bout. En plus du choix de la route principale, cette variante offre le choix d'une route secondaire, qui assure une redondance et évite une nouvelle requête de route en cas de défaillance de la route principale. Nous développerons dans le §4.6.1 du chapitre 4 (sur nos contributions) les principes de notre proposition de routage *AODV_en* intégrant un niveau de *QoS* afin de compenser les limites du routage AODV. Nous présenterons dans le §4.6.2 (chapitre 4) les résultats comparatifs de coût des routes établies avec les protocoles de routage OLSR, AODV et *AODV_en*.

3.4.2 Principes des protocoles OLSR et AODV

3.4.2.1 OLSR

Le concept principal utilisé dans le protocole OLSR est celui des *relais multipoint* (RMP). Ce sont des nœuds choisis qui expédient des messages de diffusion pendant le processus d'inondation.

Les voisins d'un second niveau, pouvant être recouverts par plusieurs nœuds du premier niveau, constituent un ensemble multipoints. Cet ensemble permet d'économiser de la bande passante en réduisant le nombre de messages reçus en plusieurs copies par un nœud, car seules les stations appartenant à l'ensemble RMP vont être utilisées pour relayer les messages.

Cette technique réduit sensiblement la surcharge due aux messages par rapport à un mécanisme classique d'inondation, où chaque nœud retransmet chaque message quand il reçoit la première copie du message. Ce principe est illustré sur la figure 3.28.

Les nœuds A, B, C,... F de premier niveau propagent une requête de route du nœud central vers tous

leurs voisins, soient 6 transmissions dans un mécanisme d'inondation classique. Les nœuds E et F dupliquent les messages à leur nœuds voisins G, H et I, J qui ont déjà été relayés par les nœuds A, B, C, D. Si on les exclut de la liste des RMP, le nombre de transmissions passe à 4.

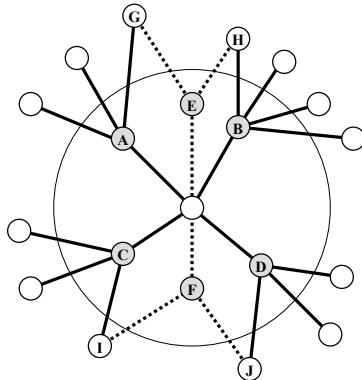


FIG. 3.28 – Nœuds multipoints

Dans OLSR, l'information d'état de lien est produite seulement par des nœuds élus comme RMP. Une deuxième optimisation est ainsi réalisée en réduisant au minimum le nombre des messages de contrôle inondant le réseau. Comme troisième optimisation, un nœud RMP doit rapporter seulement des liens entre lui-même et ses sélecteurs. Pour trouver une route parmi les relais multipoints retenus, l'algorithme du chemin le plus court est utilisé.

Le protocole OLSR est composé de deux fonctionnalités complémentaires :

- **la détection de voisinage** : chaque nœud procède à la découverte de ses voisins directs et ses voisins à deux sauts. Chaque nœud doit aussi désigner ses relais multipoint.
- **la gestion de topologie** : cette deuxième fonctionnalité, s'occupe de l'apprentissage de la topologie globale du réseau. Cet apprentissage se fait par l'analyse des paquets de contrôle contenant des informations sur la topologie à deux sauts.

Le protocole fonctionne de façon complètement distribuée et ne dépend de ce fait d'aucune entité centrale. Son inconvénient principal est le coût du maintien, en bande passante et énergétique, des informations topologiques du réseau même en l'absence d'un trafic de données. Par contre, le routage ou le re-routage éventuel s'en trouve accéléré. On pourra consulter avec intérêt, le travail de *A. Laouiti* sur ce protocole [Lao02].

3.4.2.2 AODV

AODV est un protocole réactif qui utilise les principes des numéros de séquence afin de maintenir la consistance des informations de routage. A cause de la mobilité des nœuds dans les réseaux ad hoc, les routes changent fréquemment, ce qui implique que les routes maintenues par certains nœuds, deviennent invalides. Les numéros de séquence permettent d'utiliser les routes les plus récentes.

Le protocole de routage AODV (tout comme le protocole DSR) n'assure pas l'utilisation du plus court chemin existant entre la source et la destination. Cependant, des évaluations de performance ont montré qu'il n'y a pas de grandes différences entre les chemins utilisés par le protocole AODV et ceux utilisés par les protocoles basés sur les algorithmes de recherche des plus courts chemins. Nous nous attacherons à vérifier cette assertion dans le §4.6.2–*Résultats de simulation* du chapitre 4 contenant nos *Contributions*.

De plus, le protocole AODV ne présente pas de boucle de routage, et évite le problème de « comptage à l'infini » de Bellman-Ford [Bel58], ce qui offre une convergence rapide lorsque la topologie du réseau ad hoc change.

AODV utilise une *requête de route* dans le but de créer un chemin vers une destination particulière. Cependant, AODV maintient les chemins d'une façon distribuée en conservant une table de routage, au niveau de chaque nœud de transit appartenant au chemin cherché. Une entrée de la table de routage contient essentiellement :

- l'adresse de la destination,
- le nœud suivant,
- la distance en nombre de nœuds (c'est-à-dire le nombre de nœuds nécessaires pour atteindre la destination),
- le numéro de séquence destination,
- le temps d'expiration de l'entrée de la table.

OLSR, AODV sont des protocoles de routage implémentés au niveau de la couche réseau du modèle OSI.

3.4.2.3 QOLSR

Les défauts inhérents à OLSR ont amené l'équipe *INRIA-LRI* à compléter ce protocole par un dispositif de qualité de service additionnel [Mun03].

Pour offrir de la QoS, des extensions sont ajoutées aux messages OLSR pendant la découverte du voisinage. Les messages de contrôle d'OLSR servent à apporter la qualité de service souhaitée.

Pour implanter le routage avec QoS, un paramètre doit au moins être pris en compte : *le délai maximal* de bout en bout. Chaque nœud maintient une table de routage pour acheminer les données destinées aux autres nœuds du réseau. La construction de la table de routage est basée sur les informations contenues dans la table des voisins reconnus et dans la table de la topologie du réseau. Ainsi, si l'une de ces tables est modifiée, alors la table de routage doit être recalculée afin de faire la mise à jour de l'information de la route disponible pour chaque destination du réseau. Fondamentalement, il existe un certain nombre de routes possibles entre deux nœuds qui communiquent et chaque chemin doit avoir une capacité disponible différente.

Cette capacité peut ou non satisfaire la QoS désirée. Même si le chemin sélectionné entre la source et la destination répond aux besoins de l'utilisateur pendant le temps d'une session, la capacité et les erreurs observées le long du chemin sont susceptibles de varier dans le temps à cause de la dynamique du réseau, surtout pour un réseau mobile utilisant un médium immatériel. Une vérification régulière est donc nécessaire. On peut donc inclure la fonctionnalité des services adaptatifs, comme par exemple le re-routage, après la mobilité des nœuds ou après une dégradation d'une route.

La métrique délai

Dans la version QOLSR proposée, le délai est utilisé comme critère de choix du meilleur chemin. Chaque nœud inclut dans son message *Hello*, pendant la découverte du voisinage réalisé par OLSR, le moment de création de ce message. Quand le message *Hello* est reçu par le nœud voisin, le délai entre le nœud émetteur et le nœud récepteur est calculé.

3.4.2.4 Le routage dans *ZigBee*

ZigBee a intégré dans sa pile protocolaire le standard *IEEE 802.15.4* pour les couches 1 et 2. La pile protocolaire *ZigBee* offre deux types de routage selon la manière dont le réseau est constitué : les mécanismes de routage en *arbre de cellules* et *AODV*.

Trois organisations de réseau sont supportées comme cela a été illustré sur la figure 3.2 : (a) *réseau étoile* ou *cellule de base*, (b) *réseau maillé* et (c) *réseau arborescent*.

Dans un réseau arborescent (*cluster-tree*), seul le nœud coordinateur et les routeurs peuvent émettre des balises⁹ et disposent donc d'une capacité de découverte de routes et d'établissement de tables de routage. Ces nœuds de routage disposent d'une pile protocolaire *ZigBee* plus complète (FFD : *Full Function Device*) que les nœuds terminaux (RFD : *Reduced Function Device*).

Dans un réseau maillé (*mesh*), les balises régulières (*beacons*) ne sont malheureusement pas permises. Les nœuds de routage (*coordinateur ou tête de grappe*) ne peuvent donc communiquer entre eux que par des transmissions point-à-point sans QoS [Van07]¹⁰.

⁹Cela a déjà été présenté dans le §3.3 sur la synchronisation des balises pour l'esquive de collisions.

¹⁰La thèse d'A. Van den Bossche présentée en juillet 2007 traite plus particulièrement d'une technique d'accès au médium permettant d'apporter un comportement déterministe pour l'utilisation des GTS.

Dans un réseau *ZigBee*, les adresses sont assignées aux nœuds par un mécanisme de distribution hiérarchique (*père > enfant*) : *coordinateur > routeur > nœuds terminaux*. Les relations entre ascendants et descendants sont facilement déductibles. Ce mécanisme d'assignation des adresses a été présenté dans le §3.2.1.2 page 20.

Dans un réseau arborescent, la découverte de route s'effectue de la manière suivante :

- quand un nœud reçoit un paquet de données, il vérifie s'il lui est destiné ou à l'un de ses enfants,
- dans l'affirmative, il accepte le paquet et le transmet à son enfant désigné,
- sinon, il relaie le paquet aux autres voisins de l'arbre.

Dans un réseau maillé, deux options peuvent cohabiter pour la découverte de routes :

- la méthode de découverte réactive pour les nœuds disposant des capacités de routage,
- et la méthode arborescente pour les autres nœuds.

Dans la pratique, la méthode de découverte de routes réactive est tout d'abord utilisée sur l'ensemble des nœuds ayant des capacités de routage ; un adressage direct arborescent est ensuite appliqué pour les nœuds terminaux.

ZigBee utilise une variante de protocole proche d'AODV (figure 3.29). La route retenue sera celle présentant un ensemble de liens symétriques de plus faible coût. Le plus faible coût est basé sur la probabilité de délivrance d'un paquet tout au long de la route. De façon pratique, le coût de la route utilisé est inversement proportionnel au débit global R du lien ($1/R$). Donc, sur une *requête de route*, la première qui arrive à son destinataire sera retenue et la *réponse de route inverse (RREP)* sera propagée sur le chemin retenu jusqu'à la source.

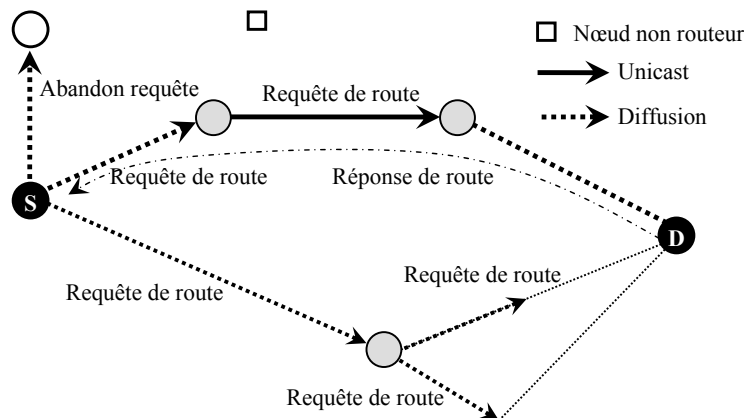


FIG. 3.29 – Requête de route AODV dans *ZigBee*

3.4.2.5 Bilan des méthodes de routages existantes présentées

OLSR annonce une route optimale sur le seul critère du nombre minimum de sauts. Ce protocole proactif nécessite une mise à jour périodique de la liste des nœuds de routage, engendrant une surcharge de la bande passante du réseau importante.

AODV (*ZigBee*) établit une route principalement basée sur le délai de propagation de la requête. En principe, la surcharge du réseau n'est supportée qu'au moment de la demande de route. Dans le cas de nœuds à forte mobilité, la route établie peut s'interrompre du fait de la mobilité d'un ou plusieurs nœuds de cette route, et engendrer une surcharge due à la maintenance de route qui risque de devenir supérieure à celle d'une mise à jour périodique de type OLSR.

QOLSR introduit un critère de qualité de service qui consiste en fait à choisir, parmi plusieurs solutions de plus court chemin, celle qui présente le plus petit délai de bout-en-bout. Considérant que ce délai peut varier, à cause de la dynamique des nœuds, la vérification de ce délai autorise un changement de route, en cas de dépassement d'un délai borné préalablement défini.

Plusieurs articles affirment, que l'écart quantitatif en nombre de sauts par route, défini par AODV, varie peu par rapport à celui du protocole OLSR réputé optimal sur ce critère. Si l'on accepte cette hypothèse, étant donné que QOLSR retient le plus petit délai parmi les routes à nombre de sauts équivalents, les deux protocoles QOLSR et AODV devraient présenter des performances analogues. La différence de performances entre ces deux méthodes de routage ne s'apprécierait donc que sur la différence de surcharge de réseau engendrée par les deux mécanismes de requête de route (*proactif* et *réactif*). Mais aucun de ces protocoles ou variantes ne considère la consommation énergétique des liens établis.

3.4.3 Conclusion sur le routage

Les protocoles de routage utilisés ou envisagés dans les réseaux de capteurs sans fil ne proposent une optimisation qu'en considérant les contraintes énergétique et temporelle séparément. Au début des travaux de cette thèse en septembre 2005, aucun protocole à notre connaissance, ne proposait la prise en compte simultanée des critères indispensables au contexte des communications dans un environnement industriel : à savoir la forte contrainte sur la consommation dans la mesure où les dispositifs sont pour la majorité alimentés par batterie, mais aussi la forte contrainte sur le temps (déterminisme) nécessaire pour les applications temps réel.

Nous présentons dans la section 4.6 du chapitre 4 notre contribution sur une variante de qualité de service (*AODV_en*) qui intègre le concept de consommation énergétique ainsi que la garantie de délai borné de bout-en-bout. Ce mécanisme de routage permet de prendre en considération simultanément l'aspect consommation et l'aspect temporel. Nous proposons ainsi un chemin de routage utilisant une énergie moindre répartie sur l'ensemble des nœuds de ce chemin afin d'optimiser la durée de vie du réseau, mais également une durée de transfert des messages, de leur source à leur destination, en respectant des contraintes temporelles liées à l'application. Nous proposerons de vérifier quantitativement ces hypothèses par des simulations.

Afin de préciser l'aspect consommation qui sera considéré dans notre contribution, essentiellement au niveau du routage, nous développons dans la section suivante les points relatifs à l'architecture matérielle et à l'estimation du niveau d'énergie disponible dans la batterie.

3.5 Aspects consommation

Après avoir abordé la problématique du routage dans les réseaux de capteurs sans fil et fait le point sur leurs manques, une analyse sur la consommation met à jour les différentes possibilités qui seront envisagées pour la prise en compte de l'énergie dans le mécanisme de routage. Nous cernerons ainsi les postes de consommation de l'architecture apportant une contribution importante. Nous proposerons un panel des techniques matérielles et logicielles avant d'aborder celle qui nous semble la plus adaptée au contexte des réseaux de capteurs où l'activité d'un nœud reste faible. Nous apporterons les principes permettant l'évaluation de l'état de charge de la batterie d'un nœud afin d'orienter l'algorithme de routage vers les nœuds disposant de la plus grande réserve d'énergie. Notre contrainte dans cette démarche est de proposer une solution qui soit implémentable sur une architecture standard de nœud capteur, considérant donc la faible quantité de mémoire pour le stockage de l'application et des données.

3.5.1 Hiérarchie de la consommation

L'optimisation de la consommation passe nécessairement par une étape d'estimation. Estimer la consommation dans un contexte de réseau de capteurs revient à considérer le « réseau » et le « nœud capteur ». La distinction entre le « *niveau nœud* » et le « *niveau réseau* » est nécessaire dans la mesure où les méthodes de modélisation sont très différentes. Notre objectif sera d'estimer la puissance consommée et l'énergie résiduelle pour l'ensemble du réseau en utilisant l'une de ces méthodes [Par03]. La figure 3.30 présente une architecture de nœud capteur standard. Elle est constituée de quatre unités principales : une unité d'acquisition, une unité de calcul, une unité de communication sans fil, et un dispositif d'alimentation en énergie (par exemple une pile ou une batterie). Le nœud peut disposer de fonctionnalités supplémentaires liées à l'application, incluant un système de localisation, un système de recharge de la batterie et un système mécanique permettant la mobilité [Aki02].

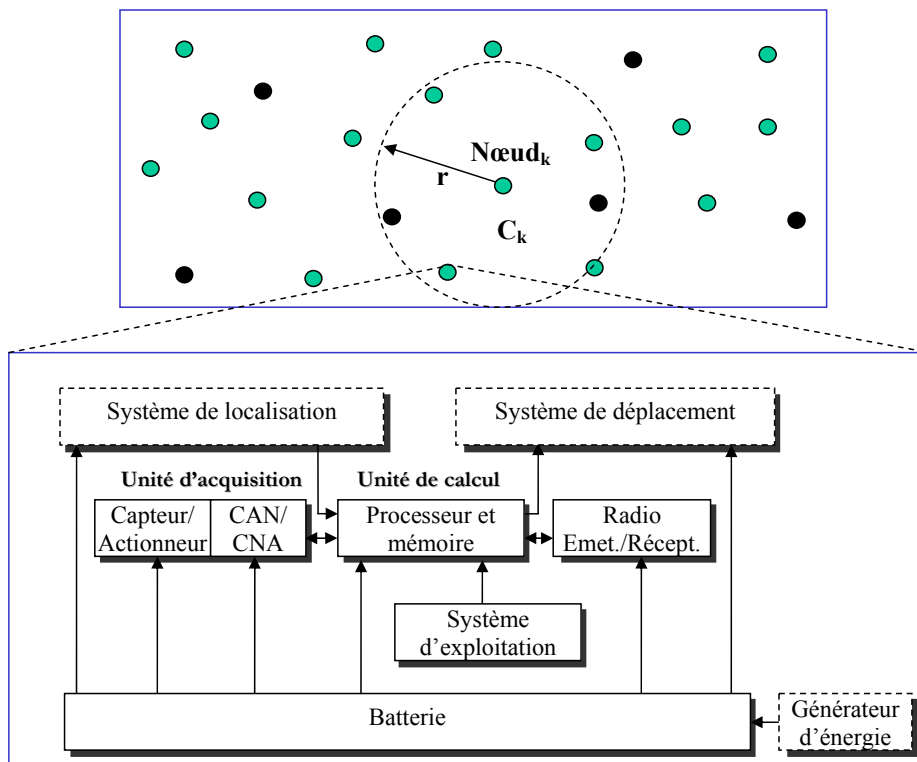


FIG. 3.30 – Les composants d'un nœud du réseau de capteurs

Outre l'aspect matériel, l'environnement logiciel doit également être pris en considération lors de l'optimisation en consommation [Tiw94] et donc au niveau MAC. [Vau06] propose dans cet esprit une comparaison en consommation de plusieurs couches MAC. Le problème exploré dans cette thèse est essentiellement centré sur l'aspect consommation, pour lequel il sera nécessaire de considérer l'ensemble des mécanismes logiciels permettant d'accéder au médium de communication, exclusivement avec le standard *IEEE 802.15.4/ZigBee*. Nous considérerons, pour une architecture donnée que nous aurons choisie au préalable, que l'essentiel de notre optimisation sur la consommation est réalisée sur l'ensemble des couches de la pile protocolaire (figure 3.31).

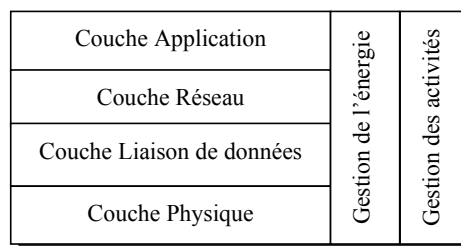


FIG. 3.31 – Pile de protocoles d'un nœud capteur

Nous présenterons en complément de cette étude l'unité de stockage de l'énergie, c'est-à-dire la batterie, car le choix de sa technologie et la gestion de son utilisation ne sont pas à négliger dans la démarche d'optimisation de la consommation. Il est aisé de concevoir que la durée de charge de la batterie est directement liée à l'utilisation que l'on en fait. Nous proposerons pour cela un mécanisme d'information sur la durée de vie d'un nœud directement lié à la capacité résiduelle de la batterie.

La consommation en énergie d'un nœud capteur peut être classée en trois grandes parties : l'énergie consommée par la partie calcul, celle consommée pour la communication sans fil, puis celle due à l'interaction avec l'environnement par le biais des capteurs et actionneurs rattachés au nœud. Chacune de ces trois parties

sera présentée succinctement afin d'avoir une idée de l'influence de chacune d'elles.

3.5.2 Analyse de la consommation énergétique au niveau du MCU

Cette unité constituée d'un microprocesseur ou d'un microcontrôleur (MCU¹¹) est généralement associée à une faible quantité de mémoire. Elle pilote l'activité du nœud afin d'effectuer les tâches « d'acquisition et de commande », puis de collaborer avec les autres nœuds du réseau.

Plusieurs méthodes permettent de réduire la consommation énergétique d'une architecture micro-programmée [Lan95, Sen97]. Une première stratégie consiste à travailler sur la technologie des composants électroniques. Une diminution de la taille des composants, rendue possible par des avancées dans les techniques de fabrication, autorise une tension d'alimentation plus faible et donc une consommation moindre (§3.5.2.2).

Une seconde stratégie consiste à limiter l'alimentation d'un composant aux blocs internes nécessaires au traitement en cours. Une autre possibilité est de limiter le nombre de changements d'état dans un circuit car ces derniers induisent un coût énergétique. On peut également intervenir au niveau de l'architecture matérielle en privilégiant les mécanismes les moins gourmands en énergie. Une autre voie spécialise les composants, pour un usage spécifique, à l'aide de technologies reconfigurables (FPGA¹²). Enfin certains travaux étudient l'utilisation de circuits électroniques « asynchrones » qui, contrairement aux circuits synchrones traditionnels ont l'avantage de ne consommer de l'énergie que dans les sous-parties du circuit réellement utilisées lors de l'exécution d'une instruction. Cette technologie sera présentée plus en détails dans le §3.5.2.3.

Il existe des techniques dites hybrides basées sur la collaboration entre composants matériels et logiciels : par exemple, les stratégies de mise en veille plus ou moins profondes des composants, ou l'adaptation de la tension d'alimentation du processeur, et donc de la fréquence, au besoin de l'application en termes de performances. Cette dernière classe de techniques permet une réduction de la consommation importante, d'une part parce que l'énergie consommée varie avec le carré de la tension dans les technologies CMOS actuelles et d'autre part, car généralement le processeur consomme une part importante de l'énergie dans la plupart des systèmes [Dt01]. Ce dernier point n'est pas une règle immuable dans les systèmes embarqués dans la mesure où le processeur peut être associé à des mécanismes plus gourmands que lui en énergie, par exemple un émetteur récepteur sans fil. La figure 3.32 résume les techniques les plus couramment utilisées pour la gestion de l'énergie électrique en relation avec l'architecture matérielle d'un nœud mobile du réseau.

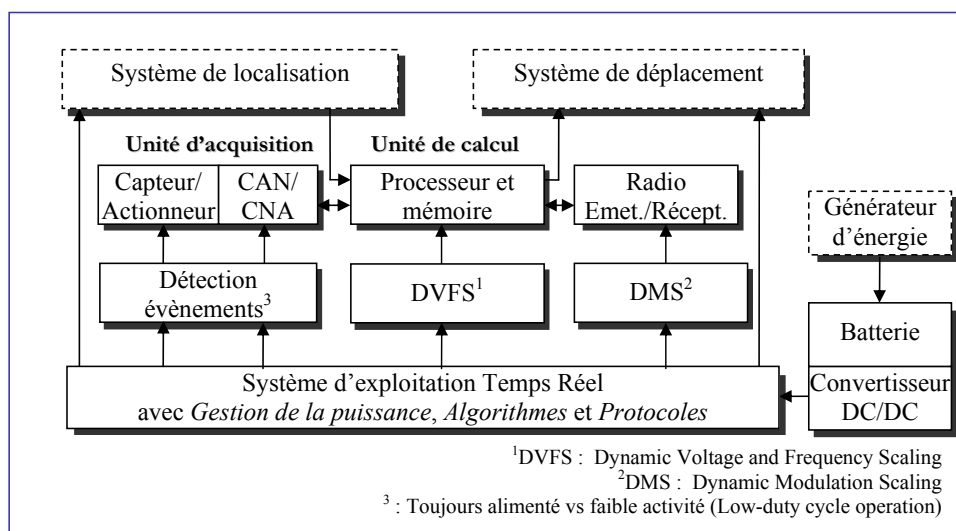


FIG. 3.32 – Mécanismes de réduction de la consommation en énergie d'un nœud

La suite de ce §3.5.2 ne décrit que les concepts associés aux techniques de réduction de la consommation

¹¹MCU : *Microcontroller Unit* ou *Microprocessor Unit*

¹²FPGA : *Field-Programmable Gate Array*

en énergie. [Par00] propose un développement complet de ces techniques.

3.5.2.1 Relation entre la consommation et le temps

L'apparition de composants électroniques à tension d'alimentation variable constitue un progrès dans le sens d'une plus grande autonomie. De nos jours de nombreux processeurs comportant cette possibilité sont commercialisés. La puissance consommée d'un composant en technologie CMOS variant avec le cube de la fréquence de fonctionnement (§3.5.2.2) il est préférable de faire fonctionner le processeur à la fréquence la plus faible compatible avec les contraintes du système.

Lorsque des contraintes de temps pèsent sur certaines activités du système, il s'agit de les respecter avec l'objectif supplémentaire de minimiser la consommation en énergie. Le problème de l'ordonnancement consiste non seulement à déterminer l'ordre des activités du système mais également à fixer la fréquence de fonctionnement du système. L'ordonnancement avec contrainte d'énergie acquiert une nouvelle dimension qui est la vitesse processeur. Si aucune contrainte de temps n'est requise, la meilleure stratégie vis-à-vis de la consommation est alors de mettre le processeur en veille [Nav06]. Ces aspects seront développés dans le §3.5.5.1.

3.5.2.2 Puissance dissipée et consommation énergétique

De façon générale, une unité de calcul est conçue à base de technologie CMOS (*Complementary Metal Oxide Semiconductor*). La puissance dissipée dans un circuit électrique se compose de la puissance statique et de la puissance dynamique : $P_{Totale} = P_{Statique} + P_{Dynamique}$ [Shi01, Aug04]. $P_{Dynamique}$ représente la puissance dissipée lors des changements d'état dans l'architecture interne du MCU, causée par les charges et décharges de condensateurs. $P_{Statique}$ est constituée pour l'essentiel de courant de fuite des diodes polarisées en inverse et de courant sous-seuil [Cha02]. Des résultats expérimentaux ont montré que plus de 10% de l'énergie dissipée totale était due aux fuites. Ainsi, des techniques ont été imaginées afin de réduire la consommation d'énergie pour les fonctionnements à rapport cyclique faible [Bor99]. Dans les circuits CMOS, la puissance dynamique représente la composante dominante de la puissance dissipée et on néglige en général la puissance statique. La puissance dissipée totale s'exprime donc par :

$$P \approx P_{Dynamique} \approx \alpha \cdot f \cdot C \cdot V_{DD}^2 \quad (3.8)$$

où α est le nombre de transitions par cycle d'horloge, f la fréquence de fonctionnement, C est la capacité équivalente et V_{DD} la tension d'alimentation. On voit dans l'équation 3.8 qu'il existe quatre paramètres pour diminuer l'énergie consommée, et toutes les techniques d'économie d'énergie s'attaquent à l'un ou à l'autre de ces facteurs. Le terme α dépend des données traitées et de la technique de codage utilisée, C est une caractéristique du circuit utilisé. Réduire la fréquence f sans modifier la tension sera sans effet au niveau de la consommation car globalement, le temps nécessaire pour terminer une séquence de code augmente d'un facteur k si l'on réduit la fréquence d'un facteur $1/k$. Il est finalement possible de diminuer la tension V_{DD} mais la fréquence et la tension sont liées par la relation :

$$\frac{1}{f} \approx \frac{V_{DD}}{(V_{DD} - V_t)^\gamma} \quad (3.9)$$

avec V_t correspondant à la tension de seuil et γ une constante liée à la technologie. Pour une tension de seuil suffisamment petite par rapport à la tension d'alimentation, la relation entre la fréquence et la tension d'alimentation devient $f \approx V_{DD}^{\gamma-1}$. Dans le modèle MOSFET classique (*Metal Oxide Semiconductor Field Effect Transistor*), γ est approximé par deux. La fréquence est donc linéaire en la tension et la puissance varie en le cube de la fréquence. Pour une tension d'alimentation donnée, il existe une fréquence de fonctionnement optimale du point de vue énergétique qui est la fréquence maximale supportée par le circuit à cette tension.

Lorsque l'on doit à la fois satisfaire les contraintes sur la consommation et le délai, il est alors nécessaire de diminuer simultanément la puissance dynamique générée par l'activité du processeur, ainsi que le délai de propagation. Un compromis est alors nécessaire, car d'une part il faut diminuer V_{DD} pour réduire la consommation et d'autre part il faut l'augmenter pour réduire le délai. Ce compromis est le minimum

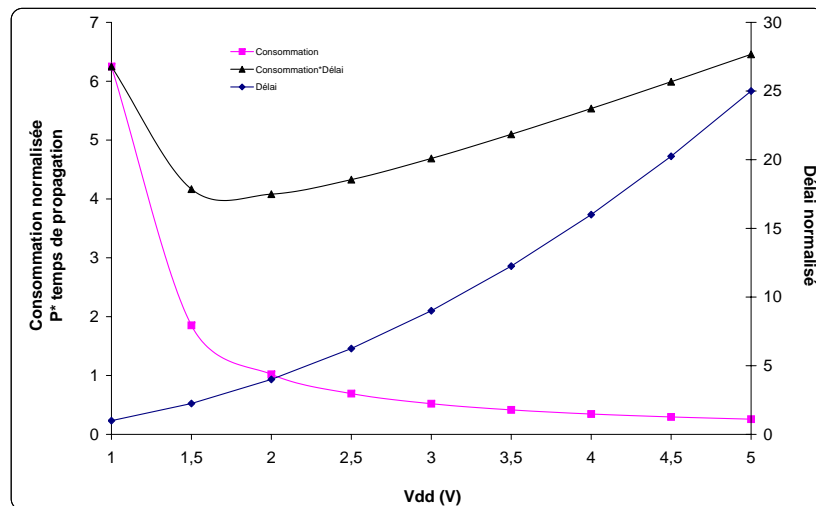


FIG. 3.33 – Ajustement de la tension et de la fréquence pour un point de fonctionnement optimal

du produit « *Energie-Déai* ». Ce produit est équivalent à $= \frac{V_{DD}^3}{(V_{DD}-V_t)^2}$ et le minimum est obtenu pour $V_{DD} \approx 3.V_t$ (figure 3.33).

Dans la suite, plutôt que de raisonner en termes de fréquence, nous parlerons de la vitesse du processeur qui est le rapport entre la fréquence de fonctionnement et la fréquence maximale du processeur, appelée aussi fréquence nominale. Finalement, l'énergie consommée dans un intervalle de temps $[a, b]$ est l'intégrale de la puissance dissipée (équ. 3.10) où $P(t)$ est la puissance instantanée à un instant t .

$$E = \int_a^b P(t)dt \quad (3.10)$$

3.5.2.3 Technologie des processeurs

Parmi les processeurs disponibles sur le marché, un grand nombre est conçu dès l'origine dans l'optique d'une faible consommation. Dans [Anc03], l'auteur chiffre la réduction de consommation d'énergie par rapport à des processeurs classiques comme étant de l'ordre d'un facteur 10 pour une réduction de l'efficacité d'un facteur de 2 à 3. Nous distinguons deux classes de processeurs en fonction de la possibilité de changer ou non la fréquence nominale de fonctionnement du processeur. L'efficacité des stratégies d'ordonnancement « économes en énergie » sera naturellement dépendante de la classe du processeur.

a. Processeurs à vitesse constante et mode veille

Les processeurs à vitesse constante opèrent à leur fréquence d'horloge et leur tension d'alimentation nominale et consomment donc invariablement la même quantité d'énergie à l'exécution, c'est-à-dire pour des cycles d'activités de durées identiques. Le plus souvent, ces processeurs possèdent néanmoins au minimum deux modes de fonctionnement : le mode actif et le mode veille durant lequel aucune instruction n'est exécutée et la consommation énormément réduite. Ainsi le microcontrôleur MC68HC908GT16 de Freescale possède trois modes de fonctionnement dont deux modes « faible consommation » qui diffèrent par le nombre de modules du microcontrôleur mis en veille, la consommation en mode veille et les temps de remise en fonctionnement. Ces techniques qui visent à sélectionner les modes de fonctionnement des ressources sont connues sous le terme de « *Dynamic Power Management* » (DPM) et certaines sont par exemple implémentées dans le standard ACPI (*Advanced Configuration and Power Interface*). La transition entre les différents modes est réalisée à l'aide de techniques logicielles telles que la « gestion dynamique de la tension d'alimentation » du MCU (DVS - *Dynamic Voltage Scaling*) [Per98] et la mise à l'état *Off* progressive des composants non utilisés. De façon générale, les transitions impliquent une surconsommation en énergie et un délai pour atteindre le nouveau mode de fonctionnement. De ce fait, les niveaux de consommation des différents modes de fonctionnement, leur coût énergétique et le temps passé dans chacun de ces

modes sont des paramètres indispensables pour estimer la consommation énergétique du nœud capteur. Pour que l'étude soit complète, il faudra associer ces délais et consommations à ceux engendrés par l'émetteur/récepteur.

b. Processeurs à vitesse variable

Des processeurs plus spécifiquement conçus pour l'économie d'énergie offrent la possibilité de faire varier la tension d'alimentation et aussi la fréquence de fonctionnement. Les stratégies d'adaptation dynamique de la tension sont connues sous le nom de « *Dynamic Voltage Scaling* » (DVS). Remarquons que même si dans la littérature, l'hypothèse d'une plage de fréquence continue est souvent faite, la technologie actuelle des processeurs synchrones implique nécessairement un nombre fini de fréquence.

Parmi les processeurs à fréquence variable, on peut distinguer ceux qui permettent un changement de fréquence pendant l'exécution d'une application et ceux qui ne le permettent pas par nécessité de réinitialisation, de temps de changement de fréquence trop important, de manipulation d'un inverseur sur une carte mère, etc. On peut citer parmi les processeurs à fréquence variable, les processeurs *Crusoe et Inflicéon de Transmeta* [Tra07], le *lpARM* basé sur un cœur ARM8 [Arm07], etc.

c. Processeurs asynchrones

De nouvelles architectures de processeurs émergent et permettront d'obtenir des consommations encore plus faibles ; c'est le cas des processeurs asynchrones. Ces processeurs sans horloge sont constitués d'une architecture modulaire dont les éléments distincts et indépendants sont activés en fonction des instructions à traiter. Cela implique une programmation et une conception très différente de la programmation actuelle. Ils cumulent à la fois un intérêt de vitesse de traitement mais aussi d'économie d'énergie [Ver06, Boy05]. Plusieurs groupes de recherche travaillent sur cette technologie dont le laboratoire TIMA du CNRS [Viv01, Gro06] qui a mis au point le microprocesseur ASPRO et le microcontrôleur MICA. Une description de ceux-ci est faite dans [Tim07]. D'autres fondeurs proposent ce type de processeurs, ainsi que leurs outils de développement tels que *ARM et Philips* [Arm04], *Epson* [Boy05].

3.5.3 Unité de communication (Emetteur/Récepteur sans fil)

Cette unité est constituée d'une interface de communication sans fil à faible portée. C'est dans notre cas, un émetteur/récepteur radiofréquence qui fonctionne dans la bande des 2.4 GHz. On peut indiquer que la majeure partie de l'énergie électrique est consommée pour la réception/transmission à travers le lien sans fil [Hei02]. Plusieurs facteurs permettront de réduire la consommation, tel que l'ajustement de la puissance d'émission à la distance entre les nœuds, la gestion des modes de fonctionnement basse consommation (rapport cyclique). En général l'unité radio peut fonctionner dans quatre modes distincts : la transmission, la réception, l'écoute (*Idle*), le sommeil. Dans la plupart des cas, la puissance consommée dans le mode écoute est non négligeable. Il serait donc préférable de mettre l'émetteur/récepteur en mode sommeil, mais la réactivation de celui-ci nécessite de passer par une étape de démarrage qu'il faudra prendre en considération au même titre que la puissance consommée pour effectuer le changement de mode. Il en résulte qu'un changement de mode trop fréquent consomme plus d'énergie que si l'émetteur/récepteur restait dans le mode écoute. Un inconvénient majeur de la technique de mise en veille concerne la surveillance du réseau : lorsqu'une synchronisation par rapport aux autres nœuds doit être assurée, il est nécessaire de se réveiller relativement souvent afin de compenser les dérives de l'horloge. De plus, le nœud ne pouvant plus entendre les messages qui transitent sur le réseau, peut manquer ceux-ci et amener une corruption de l'application. Ces points ont été décrits dans la section 3.2 lors de la présentation du standard *IEEE 802.15.4* qui propose des mécanismes adéquats.

3.5.4 Unité d'acquisition et d'action sur l'environnement

L'unité d'acquisition permet un lien avec l'environnement physique et est constituée de capteurs et d'actionneurs. Un capteur est composé d'une partie transducteur qui effectue la conversion d'un phénomène physique en grandeur électrique et, généralement associé à une unité d'acquisition intégrée ou non (CAN¹³).

¹³CAN : *Convertisseur Analogique Numérique*

La consommation de celui-ci est en général très inférieure à celle du MCU et de l'émetteur/récepteur, nous la négligerons dans notre étude. Le nœud capteur peut également disposer d'un dispositif permettant d'agir sur l'environnement.

3.5.5 Techniques logicielles de réduction de la consommation

Comme nous l'avons indiqué au §3.5.1, la gestion de l'énergie se fait à tous les niveaux de l'architecture d'une application. Elle commence par le choix d'une architecture matérielle adaptée. L'architecture logicielle de l'application, pour un nœud du réseau, apporte sa contribution qui n'est pas négligeable. Mais il ne faut pas oublier que dans notre application, le nœud n'est qu'une simple entité, et bien qu'il est souvent alimenté par batterie, donc d'une durée de vie limitée. C'est au niveau du réseau tout entier qu'il faut porter son attention : la durée de vie qu'il faut impérativement considérer est celle de l'application, c'est-à-dire du réseau, sachant que le nœud y contribue.

3.5.5.1 Les Systèmes *Temps Réel* et l'ordonnancement de tâches orienté économie d'énergie

De nombreuses études traitent du problème de l'ordonnancement temps réel de tâches conjointement avec la consommation [Bel06, Gau03, Gui04]. L'activité d'un nœud dans notre contexte de réseau, dans lequel des capteurs acquièrent des informations sur l'environnement ou agissent sur celui-ci par le biais d'actionneur, reste relativement faible : la quantité de données étant de l'ordre de quelques octets. Il n'y a probablement pas de réel intérêt à surcharger l'application d'un nœud avec une couche logicielle (peut-être importante) pour gérer cet aspect temps réel. On peut toutefois y penser pour une application de supervision de réseau tout entier dans lequel le coordinateur aurait à sa charge une grande quantité de tâches qu'il devrait avoir acquittée en respectant des contraintes temporelles liées à l'activité des autres nœuds du réseau. Bien que ces gains soient directement fonction du taux d'occupation du processeur par les différentes tâches, on remarque toutefois qu'un gain substantiel d'énergie peut être obtenu par l'adaptation de la tension d'alimentation du processeur, tout en évitant l'utilisation d'une structure supplémentaire comme le nécessite la variation de fréquence. Nous ne retenons dans notre cas que la technique de mise en sommeil, facile à mettre en œuvre, qui apporte tout de même une économie importante de l'énergie. Notre choix est guidé par la faible quantité de ressources, notamment en termes d'occupation mémoire de l'application sur le nœud embarqué.

3.5.5.2 Les différentes méthodes de transmission

Cet aspect concerne plus particulièrement le pilotage de l'émetteur/récepteur radio. Il consiste à adapter la puissance de l'émetteur radio en fonction de la distance qui le sépare du récepteur. L'intérêt est de n'utiliser que la juste quantité de puissance pour réaliser la communication. Il faut savoir que généralement, la fonction de réception consomme plus d'énergie que la transmission dans la mesure où le traitement d'un signal radio reçu avec une puissance très faible nécessite un traitement électronique composé d'une série d'amplifications. On adaptera ainsi la puissance de l'émetteur en fonction de la distance avec le récepteur. Cet aspect sur la consommation sera quantifié dans le §4.7.1 du chapitre 4 sur nos contributions.

3.5.5.3 Rapport cyclique

La meilleure façon d'économiser de l'énergie au niveau du nœud est de le mettre en sommeil lorsqu'il n'a plus de tâche à exécuter. La difficulté, dans notre application comportant un grand nombre de cellules (de l'ordre de la centaine), donc un grand nombre de coordinateurs gérant localement la période de sommeil, provient du fait qu'une activité de groupe, c'est-à-dire entre tous les coordinateurs du réseau, doit être garantie. Cette dernière consiste en le routage de trames mettant en œuvre deux coordinateurs ne pouvant pas s'entendre. Il est donc impératif d'avoir tous ces coordinateurs actifs lors de cette opération. Un minimum de synchronisation doit donc être garanti afin de permettre cette fonction de routage. C'est ce qui justifie notre approche sur la synchronisation avant même de considérer l'aspect routage, étant donné que l'objectif de qualité de service recherché dans notre application nécessite l'utilisation du mode balisé dans chaque cellule. Nous assurons ainsi une protection contre les collisions de trames émises par les entités du réseau attachées à l'application, et une synchronisation pour une activité commune de tous les coordinateurs. Notre contribution expliquée au §4.3 du chapitre 4 présente la mise en place de cette qualité de service.

3.5.5.4 Exécution à distance et optimisation de code

Certaines activités du nœud peuvent demander des ressources processeur importantes afin d'obtenir des informations sur l'état de fonctionnement du nœud. C'est notamment le cas pour l'estimation de l'état de charge de la batterie que nous présentons dans le paragraphe suivant. Une idée intéressante consisterait à exécuter le traitement sur les données par l'entité de la cellule disposant de plus d'énergie que le nœud terminal, mais également de plus de capacité de calcul ; c'est le cas du coordinateur de cellule. Il faudra toutefois comparer l'énergie consommée par l'activité de calcul (au niveau du microcontrôleur) avec l'énergie consommée pour la transmission de l'ensemble des données au coordinateur (au niveau de la structure émetteur/récepteur). Cette technique très répandue est présentée dans [Par00] parmi un ensemble d'autres techniques logicielles permettant de diminuer la consommation en énergie électrique. Ces optimisations, bien qu'intéressantes, ne font pas partie de mes contributions et ne seront donc pas exposées.

3.5.6 Unité de stockage de l'énergie et systèmes associés

Dans la section précédente, nous avons introduit les aspects matériels et logiciels permettant de minimiser la consommation énergétique d'un nœud du réseau. Cette minimisation de la consommation en énergie a, nous le rappelons, pour objectif, d'optimiser la durée de vie de l'application.

Nous pensons qu'une information fiable du niveau de charge de la batterie est essentielle dans l'implantation de réseaux de capteurs dans un contexte industriel, afin de garantir un certain niveau de confiance de l'application. Elle permettra également d'optimiser la durée de vie de l'application. Les études sur cette optimisation considèrent rarement le comportement de l'élément de stockage de l'énergie, en l'occurrence la batterie. Cela s'explique d'une part par le fait que la technologie des batteries évolue très peu par rapport à celle des semiconducteurs, mais également par le fait que peu de modèles donnent une image précise du comportement en décharge, voire en charge d'une batterie. Quelques études récentes, que nous présenterons plus loin dans cette section, permettent d'obtenir une estimation fiable de l'état de charge d'une batterie, en considérant les comportements qui déchargent prématurément la batterie, mais également ceux qui permettent de récupérer un peu de l'énergie consommée.

Aucun mécanisme considérant l'état de charge de la batterie n'est prévu par le standard *IEEE 802.15.4*. Lors du routage par les nœuds coordinateurs qui assurent également la fonction de coordination de cellule, un chemin utilisant des nœuds contraints énergétiquement peut être utilisé. Afin de ne pas épuiser ces nœuds prématurément, il sera nécessaire de répartir la charge de routage sur les nœuds non contraints énergétiquement ou ayant un niveau de charge conséquent par rapport à d'autres nœuds du réseau. Nous proposerons d'utiliser au niveau de la couche physique (*PHY*) une nouvelle primitive de type *MLME-BattLevelTest*, appelée systématiquement afin de mesurer le niveau de courant et de tension ainsi que la durée associée à l'activité considérée. L'ensemble des informations de charge batterie sera utilisé lors de la recherche de route. Nous proposerons dans les perspectives, l'utilisation de la bibliothèque *PWRLIB* [Fre05c] de Freescale permettant une exploitation avancée des mécanismes de gestion de l'énergie sur notre plateforme d'évaluation.

Ce paragraphe présente les principaux modèles de décharge de batteries et piles, qui permettront une estimation de la charge restante en énergie. Une présentation exhaustive de ces méthodes pourra être trouvée dans [Bre96a]. La description détaillée des technologies des piles et batteries dans [Boi03, Lin02, Bre96a] apportera quelques éléments permettant de s'appropriier les bases des méthodes de modélisation.

3.5.6.1 Dimensionnement de la capacité d'une batterie

Avant d'introduire les modèles comportementaux des batteries, nous présentons une méthode simple permettant de dimensionner une batterie en fonction de la consommation de l'application et de la durée d'utilisation envisagée. Le mode de fonctionnement retenu est celui dans lequel l'ensemble des dispositifs se mettent en sommeil si aucune activité n'est nécessaire ; le fonctionnement de l'application repose donc sur un rapport cyclique.

Nous considérons dans cet exemple, une consommation moyenne de $40mW$ pour l'ensemble de l'architecture du nœud, en émission ou en réception. Nous proposons ensuite de déterminer la valeur du rapport cyclique pour une durée d'utilisation d'un an avec une batterie ayant une capacité de $750mAh$.

Pendant une année, le courant moyen extrait de la batterie devra être de $86\mu A$ (équation 3.11). La puissance moyenne consommée sous une ddp de $2,5V$ est de $215\mu W$ (équation 3.12).

$$I_{avg} = 750mAh / (365 * 24) = 86\mu A \quad (3.11)$$

$$P_{avg} = 2,5V * 86\mu A = 215\mu W \quad (3.12)$$

Nous extrayons depuis la figure 3.34 la valeur du rapport cyclique, en supposant $I_{on} = 45mA$, $I_{stby} = 20\mu A$, $I_{avg} = 86\mu A$. Nous obtenons un rapport cyclique de $0,15\%$ (équation 3.13). En nous reportant au tableau 3.3 de la page 25, nous pouvons en déduire une valeur de $BO-SO$ égale à 13 pour le standard *IEEE 802.15.4* utilisant le mode balisé.

$$T_{on} = \frac{I_{avg} - I_{stby}}{I_{on} - I_{stby}} = \frac{86 - 20}{45 * 10^3 - 20} = 0,15\% \quad (3.13)$$

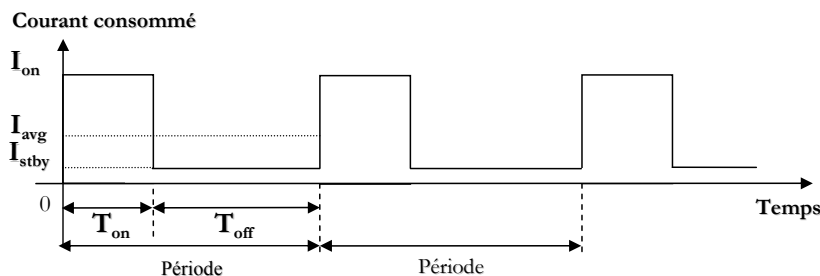


FIG. 3.34 – Mode de fonctionnement avec rapport cyclique

Nous pouvons de façon logique en conclure que la consommation sera minimisée par une minimisation de la durée d'activité T_{on} tout en ayant un débit de données suffisant pour transmettre l'intégralité des données durant cette période, ainsi que par une minimisation de la consommation en courant à l'état actif I_{on} . Ce dernier point directement lié à la technologie utilisée est en dehors du propos de cette thèse dans la mesure où nous nous concentrons sur la consommation liée aux mécanismes logiciels pour la communication. Il n'est toutefois pas à négliger et doit être considéré dans le but d'obtenir une architecture répondant à des critères de consommation, aussi bien que de capacité mémoire, d'encombrements et de prix.

3.5.6.2 Comportements des batteries

La durée de charge d'une batterie ou d'une pile dépend de ses propriétés intrinsèques dont, la capacité, la température, la résistance de fuite, la tension de rupture, mais également du mode d'utilisation de celle-ci : décharge à courant constant ou intermittent, amplitude du courant de décharge. L'étude expérimentale [Cas04] effectuée sur des échantillons de piles et de batteries de différentes technologies révèle que la durée de décharge d'un élément peut varier jusqu'à près de 30% entre modes de décharge continu et intermittent. Ces différences sont essentiellement justifiées par les caractéristiques non linéaires des dispositifs de stockage de l'énergie. Alors que l'effet de relaxation des batteries implique une récupération d'une partie de l'énergie (figure 3.35), les résultats de cette étude indiquent que le profil de décharge en mode intermittent est, dans le meilleur des cas, identique au profil à décharge continue. Une autre étude effectuée sur des batteries de type Lithium-ion [Rak02], mais exclusivement théorique, indique que l'effet de relaxation lors d'une décharge discontinue apporte un mieux sur la durée de vie d'une batterie. La différence essentielle entre les deux études concerne la méthode d'estimation de la charge résiduelle : dans le premier cas, les auteurs considèrent le niveau de tension aux bornes de la batterie comme indicateur de décharge alors que dans le second cas, la discussion porte sur un modèle mathématique directement lié à la valeur de la charge de la batterie. Le paragraphe suivant présente différents modèles de batteries pour les deux types de décharges présentés ci-dessus.

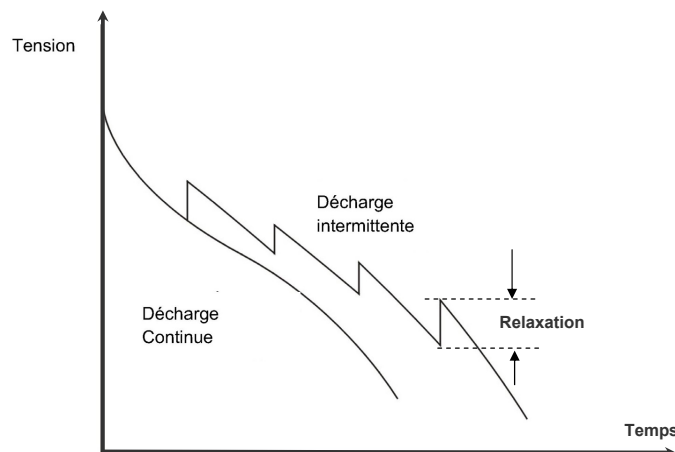


FIG. 3.35 – Effet de récupération de l'énergie lors des périodes de repos de la batterie

3.5.6.3 Modèles de batteries pour l'estimation de l'état de charge

L'architecture matérielle et logicielle disponible autour des technologies LR-WPAN ne permet pas encore aujourd'hui de prédire la durée de vie effective d'un matériel embarqué, liée à la durée de charge de la batterie. Les applications de contrôle de processus industriel que nous visons nécessitent une bonne connaissance de l'état de fonctionnement de l'ensemble des matériels : effectif lorsque cela est possible, mais très souvent statistique comme dans le cas de l'état de charge de la batterie. Aucune méthode, à notre connaissance, ne permet de connaître avec précision l'état de charge d'un élément de batterie. Quelques méthodes récentes proposent néanmoins d'obtenir une information d'état de charge fiable [Par03], mais souvent, les variations de capacité avec l'intensité du courant de décharge sont modélisées par des lois empiriques, dont la *loi de Peukert* est la plus commune. Nous présentons dans cette section une comparaison des principales techniques de modélisation de batterie permettant d'obtenir la durée de charge restante de la batterie, puis nous proposons le choix d'une méthode offrant le meilleur rapport fiabilité/complexité.

L'utilisation de ces modèles de décharge de batterie nécessite une connaissance a priori du profil de consommation, c'est à dire de la façon dont le nœud va utiliser l'énergie de la batterie. On trouvera des profils de décharge continus et des profils discontinus. Nos architectures nécessitant une modulation du mode de fonctionnement afin de pouvoir économiser l'énergie de la batterie (une succession de périodes de repos et de périodes d'activité variables), ceux-ci ne seraient en aucun cas continus. Nous présentons tout de même le principe des modèles utilisant des profils de décharge continu afin d'appréhender plus simplement les modèles les plus complexes.

Les modèles de décharge de batterie appartiennent à deux classes : les *modèles linéaires* ou les *modèles non-linéaires*. Nous considérerons dans cette section deux modèles pour chacune de ces deux classes pour en expliquer les principes les plus importants.

a. Décharge idéale (linéaire)

Le modèle linéaire considère que le courant $I(t)$ reste constant pendant la durée t_d et que la capacité maximum de charge n'est pas affectée par le taux de décharge (figure 3.36). Expérimentalement, cela pourrait correspondre à un scénario dans lequel aucune commutation de fonctionnement du CPU (de l'état actif à l'état repos par exemple) ou du transceiver (de l'émission vers la réception par exemple) ne serait considérée.

$$E_r = E_i - \int_{t=t_0}^{t_0+t_d} I(t)dt \quad (3.14)$$

avec E_r : Capacité restante
 E_i : Capacité initiale
 $I(t)$: Courant instantané consommé par le nœud à l'instant t
 T : Durée de vie de la batterie

Avec ces considérations, nous obtenons : $E_r = E_i - I.t_d$; ce modèle est insuffisant pour représenter le comportement réel de la batterie.

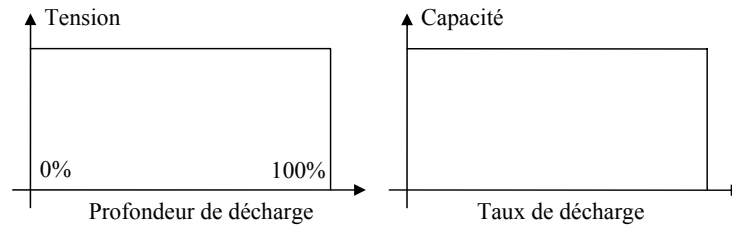


FIG. 3.36 – Modèle comportemental idéal de la batterie

b. Dépendance au taux de décharge (linéaire)

Ce modèle considère l'effet de la décharge de la batterie dans laquelle la capacité effective est fonction de la valeur du courant de décharge :

$$E_r = k.E_i - I.t_d \quad (3.15)$$

Le coefficient k varie avec le courant de décharge I :

- $k = 1$: taux de décharge très faible
- $k = 0$: taux de décharge très important

$$k = \frac{E_{eff}}{E_{max}} \quad , \quad 0 \leq k \leq 1 \quad (3.16)$$

- avec E_{eff} : capacité effective de la batterie
- E_{max} : capacité maximum de la batterie

On pourra construire une table des valeurs de k à partir d'une documentation technique de la batterie telle que celle présentée sur la figure 3.37.

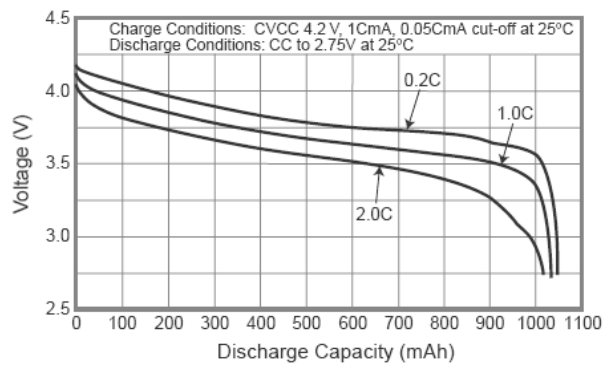


FIG. 3.37 – Caractéristique de décharge d'une batterie

Ce modèle simple est insuffisant pour représenter le comportement de la batterie en considérant des variations rapides de courant qui entraînent des phénomènes de relaxation.

c. Modèle de Peukert [Sma07] (non-linéaire)

La capacité en énergie totale E fournie par une batterie peut être prédite en se basant sur la relation empirique de Peukert (Equ. 3.17).

$$E = I^n . T_d \quad (3.17)$$

- E : capacité en Ah
 n : constante sans dimension propre à la batterie (cas idéal : $n = 1$)
 T_d : temps de décharge en h
 I : courant de décharge en A

Les coefficients n et E sont déterminés expérimentalement pour la batterie considérée ; la valeur de n est proche de 1 pour les courants faibles et peut atteindre 2 pour de grands courants. On écrit donc plus généralement la relation sous la forme donnée par l'équation 3.18, où a et b sont les paramètres propres à une batterie.

$$a = I^b \cdot L \quad (3.18)$$

Remarque : cette loi ne convient pas pour les décharges variables (le courant varie dans le temps) ; il existe toutefois une loi modifiée qui considère un profil en courant variable (Equ. 3.19).

- a et b : coefficients propres à la batterie
 L : durée de vie de la batterie
 I : courant de décharge

$$a = \left[\frac{\sum_{k=1}^n I_{k-1} (t_k - t_{k-1})}{L} \right]^b \cdot L \quad (3.19)$$

Les courants considérés dans notre domaine d'application étant relativement faible (de l'ordre de la cinquantaine de mA), ce coefficient reste proche de 1. Cela implique donc une relation linéaire entre la capacité, le courant de décharge et le temps. Ce modèle ne nous apporte pas d'information supplémentaire par rapport au modèle linéaire. Nous rappelons que nous considérons dans notre contexte de recherche uniquement la consommation de l'architecture de communication et non de l'application d'acquisition et/ou d'action sur l'environnement.

d. Modèle de Rakhmatov et Vruthula - Batterie Li-ion [Rak01] (non-linéaire)

Rakhmatov et Vruthula expliquent les non-linéarités et les phénomènes de relaxation par un processus de diffusion de l'électrolyte, mais uniquement pour les batteries de type Li-ion.

Décharge constante :

Si $I(t)$ est le courant débité par la batterie à un instant t , alors la capacité utilisée après un temps T est :

$$E(t) = \int_0^T I(t) dt + 2 \cdot \sum_{m=0}^{\infty} \int_0^T e^{-\beta^2 \cdot m^2 \cdot (T-t)} I(t) dt \quad (3.20)$$

Le premier terme de l'équation correspond à la puissance consommée idéale ; le deuxième terme correspond aux non-linéarités et historiques de recouvrements.

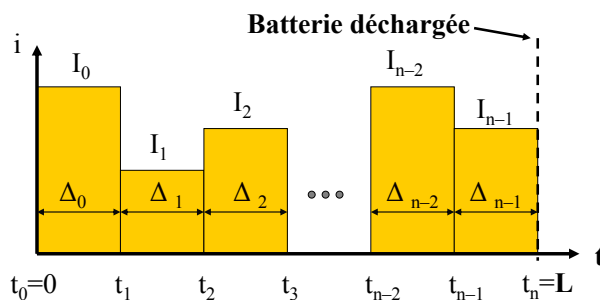
La durée de vie L est obtenue en résolvant l'équation $\alpha = E(L)$

L'estimation de L est obtenue avec seulement deux paramètres :

- α représente la capacité de la batterie
- β représente le comportement non-linéaire de la batterie

Les modèles précédents ne considèrent que des profils de décharge continus pour le calcul de la durée de charge de la batterie. Ce modèle de comportement n'est pas optimal dans les cas de fonctionnement que nous considérons pour les matériels communicants utilisés. Nous présentons maintenant une extension de ces modèles en considérant un profil de courant variable.

Le profil de consommation en courant présenté sur la figure 3.38 permet de considérer l'ensemble des modes de fonctionnement des architectures communicantes : la transmission et la réception de différents paquets, les différents modes de sommeil, etc. Le courant de décharge variable peut être exprimé par la fonction en escalier donnée par l'équation 3.21.

FIG. 3.38 – Profil en courant variable $i(t)_{[0,L]}$

$$i(t) = \sum_{k=0}^{n-1} I_k \cdot [U(t - t_k) - U(t - t_k - \Delta_k)] \quad (3.21)$$

Modèle comportemental en décharge de *Rakhmatov et Vrudhula* :

– Décharge à courant constant

$$\alpha = I \cdot \left[L + 2 \cdot \sum_{m=1}^{10} \frac{1 - e^{-\beta^2 \cdot m^2 \cdot L}}{\beta^2 \cdot m^2} \right] \quad (3.22)$$

– La durée de vie est fonction du profil de décharge en courant

$$\alpha \approx \sum_{k=0}^{n-1} I_k \cdot F(L, t_k, t_{k-1}, \beta) \quad (3.23)$$

$$F(L, t_k, t_{k-1}, \beta) = t_{k-1} - t_k + 2 \cdot \sum_{m=1}^{10} \frac{e^{-\beta^2 \cdot m^2 \cdot (L - t_{k+1})} - e^{-\beta^2 \cdot m^2 \cdot (L - t_k)}}{\beta^2 \cdot m^2} \quad (3.24)$$

L'inconvénient majeur de la méthode de *Rakhmatov et Vrudhula* est de nécessiter la connaissance à priori du profil de décharge ; cela n'est pas envisageable pour nous. *Handy et Timmermann* proposent un algorithme basé sur les mêmes relations, pour lequel le profil en courant est mis à jour régulièrement avec les valeurs de courant et de temps.

3.5.6.4 Algorithme de Handy-Timmermann

L'algorithme de *Handy/Timmermann* [Han03] permet d'obtenir de façon fiable la durée de charge restante de la batterie. Cet algorithme (figure 3.39) utilise les relations de *Rakhmatov et Vrudhula*. Les tests élaborés sur une batterie de technologie Lithium ont montré l'efficacité de cette méthode moyennant une complexité de calcul moindre [Han03].

La méthode consiste à déterminer par une première expérimentation avec une décharge continue les paramètres intrinsèques à la batterie. Possédant ensuite le profil de décharge de la batterie, il est possible de déterminer sa capacité restante. Les résultats de la comparaison des courbes théoriques et expérimentales montrent la fiabilité de la démarche [Han03].

3.5.6.5 Synthèse des méthodes de modélisation des batteries

– Décharge continue

Nous résumons sur la figure 3.40 les caractéristiques principales des techniques de modélisation de décharge de batterie pour des décharges continues. Nous y reportons notamment la précision des modèles trouvée dans les publications relatives à ce sujet. Certains de ces modèles utilisent des coefficients propres à chaque batterie, ce qui nécessite de disposer pour chacune d'elles d'information détaillées (deux coefficients personnalisés). Chaque modèle sera donc différent d'une batterie à l'autre.

Algorithme du programme d'estimation de la charge résiduelle de la batterie

Variables globales : L_i , S_T , p , Δ , α , β

Tant que la simulation est active

Si Décharge(l , t) > α **alors**

DuréeVie_Batterie = Durée_Simulation

Exit

FinSi

Niveau_Batterie = décharge(l , t) / α

Fin TantQue

Fin Algorithme

Algorithme procédure décharge(l , t)

Si $l \neq L_{p-1}$ **alors**

$L_p = 1$

Si $t \neq 0$ **alors** $S_p = t - \Delta$

Sinon $S_p = 0$

Incrémenter p

Fin Si

$S_p = t$

Si $p = 1$ **alors** retourner $2 \times L_0 \times A(t, t, 0, \beta)$

Sinon retourner $\sum_{k=1}^p 2 \times L_{k-1} \times A(t, S_k, S_{k-1}, \beta)$

Fin procédure décharge

Avec

L_i , S_T : profil passé

p : nombre d'éléments du profil

Δ : période d'échantillonnage du courant

α , β : paramètres de la batterie

FIG. 3.39 – Algorithme de *Handy et Timmermann*

Modèle	Dualfoil	Linéaire	Linéaire amélioré	Peukert	Rakhmatov continu	KiBaM
Charge		continue	continue	continue	continue	
Erreur relative max	Référence	-	-	21%	5%	
Complexité	Simulateur	La plus simple	Très simple	facile	Assez difficile	
Inconvénients	Initialisation nécessitant un grand nombre de paramètres	<ul style="list-style-type: none"> •Non représentatif de l'ensemble des cas réels, néanmoins très utilisé •Décharge continue uniquement 	<ul style="list-style-type: none"> •Non représentatif de l'ensemble des cas réels •Décharge continue uniquement 	<ul style="list-style-type: none"> •Défaillant pour les fortes charges •Décharge continue uniquement 	<ul style="list-style-type: none"> •Algorithme de recherche de la durée de vie conséquent •Décharge continue uniquement •Batterie Li-ion 	-
Avantage	Le plus proche de la réalité	Très simple et très rapide	Très simple et très rapide	Simple	Plus précis	
Temps de calcul	Très long	instantané	instantané	rapide	long	
Démarche	Initialisation		Table variation capacité en fonction du courant	Détection paramètres a et b par corrélation	Détection paramètres α et β par corrélation	

FIG. 3.40 – Synthèse des méthodes de modélisation - Décharge continue

– Décharge variable

Nous résumons sur la figure 3.41 les caractéristiques principales des techniques de modélisation de décharge de batterie pour des décharges discontinues. De la même manière que dans le paragraphe précédent, nous y reportons la précision des modèles.

3.5.6.6 Conclusion sur les techniques d'estimation de l'état de charge de la batterie

La plupart de ces modèles nécessitent un travail d'identification de certains paramètres du modèle pour ajuster celui-ci aux caractéristiques de la batterie. Ils sont adaptés à des régimes de fonctionnement et à un

Modèle	Dualfoil	Peukert généralisé	Peukert généralisé	Rakhmatov généralisé	Rakhmatov généralisé	Handi Timmermann	KiBaM
Charge		continue	variable	continue	variable	variable	variable
Erreur relative max	Référence	43%	23%	6%	3%	3%	3%
Complexité	Simulateur	Assez difficile	Assez difficile	difficile	difficile	difficile	difficile
Inconvénient	•Initialisation nécessitant un grand nombre de paramètres	•Défaillant pour les fortes charges	•Défaillant pour les fortes charges	•moins précis que le modèle pour charge continue •Batterie Li-ion	•Algorithme de recherche de la durée de vie conséquent •Nécessite la connaissance du profil de décharge •Batterie Li-ion	•Algorithme de recherche de la durée de vie conséquent •Batterie Li-ion	Paramètres nécessaires pour le calcul obtenus par mesures préalables
Avantage	Le plus proche de la réalité	Relativement simple	Relativement simple	Précision	La meilleure approximation	•Relativement précis •Nécessite la connaissance du profil de décharge	Précision
Temps de calcul	Très long	Long	Long	Long	Long	Meilleur que Rakhmatov généralisé	long
Démarche	Initialisation	Détection paramètres a et b par corrélation	Détection paramètres a et b par corrélation	Détection paramètres α et β par corrélation	Détection paramètres α et β par corrélation	Détection paramètres α et β par corrélation	stochastique

FIG. 3.41 – Synthèse des méthodes de modélisation - Décharge variable

environnement connu. Ils donnent de bons résultats pour le domaine de fonctionnement pour lequel ils ont été prévus (précision d'environ 1 à 5%). Néanmoins, ils nécessitent une activité de calcul importante. En comparaison des possibilités de calcul d'un nœud RFD et du caractère de contrainte énergétique, il paraît peu sérieux de lui rajouter une telle charge lors de ses périodes d'activité. Un délestage de cette charge serait éventuellement intéressant. Afin de ne pas surcharger l'application des nœuds RFD, une première solution consisterait pour un nœud contraint énergétiquement, à construire la table contenant le profil de consommation, puis à l'envoyer à son coordinateur non contraint énergétiquement qui se chargerait des calculs. Le nœud ayant un rapport cyclique de fonctionnement faible, l'activité relativement peu importante ne surchargera pas la table mémorisant le profil de consommation. On entrevoit facilement une surcharge des trames envoyées par le nœud contraint énergétiquement afin de fournir à son coordinateur les données de cette table. Nous proposons dans notre contribution sur l'amélioration des performances énergétiques du routage, lors de l'approche expérimentale, une illustration de la consommation d'un nœud en fonction de la taille du « *payload* » ; on rappelle que la taille maximale du *payload* dans une trame est de 102 octets pour le standard *IEEE 802.15.4*. L'intérêt sera de montrer que les quelques octets rajoutés à une trame pour la mise en œuvre de ce mécanisme ne viennent pas raccourcir de façon importante la durée de vie du nœud contraint énergétiquement.

Il nous semble donc préférable de considérer une technique d'estimation de la charge de la batterie moins gourmande en ressources processeurs, c'est-à-dire en temps processeur et en taille mémoire utilisée pour le stockage du profil de consommation. La technique TDOR (*Time Delay On-Demand Routing*) est une technique basée sur le concept AODV [Tru02, Kim03]. Elle consiste à normaliser le niveau en énergie résiduel de la batterie d'un nœud sur une échelle de 1 à 10, 10 étant le maximum. La détection du niveau de charge de la batterie s'effectuant simplement par la soustraction de l'énergie consommée lors de la dernière activité à l'énergie restante ; ce dernier calcul peut être effectué sans problème par n'importe lequel des nœuds. Cette valeur sera intégrée à chaque trame qu'un nœud enfant enverra à son coordinateur.

Nous avons montré que les modèles de décharge linéaire n'apportaient pas une grande précision sur l'état de charge de la batterie et qu'ils ne considéraient pas le cas des décharges discontinues. Leur avantage est toutefois la simplicité de mise en œuvre. Les modèles pour les décharges discontinues apportent quant à eux une grande précision, mais également une complexité importante de mise en œuvre. Nous proposons une solution qui serait le juste milieu entre les deux types de modèles tout en conservant la simplicité des modèles linéaires. Cette solution sera décrite dans le §4.7.

3.5.7 Protocoles de communication avec gestion de l'énergie

Nous avons vu que la gestion de l'énergie électrique pouvait se faire à tous les niveaux de l'architecture d'un nœud. Elle peut également être considérée au niveau du protocole de communication ; un exemple de gestion de l'énergie au niveau protocolaire a été présenté dans [Dol04].

3.5.8 Systèmes de recharge de batterie ou fonctionnement sans batterie (*Harvesting*)

Les systèmes communicants sans fil souvent alimentés par batterie ou pile restent opérationnels tant que la charge de l'élément de stockage de l'énergie reste suffisante. Afin de s'affranchir de cette limite, il est possible de leur adjoindre des systèmes permettant la recharge de la batterie, ou alors de les alimenter en énergie par le secteur. Cette étude bien que très intéressante ne concerne pas directement les mécanismes d'optimisation de la durée de vie de l'application sur lesquels nous désirons apporter notre contribution. Une description de ces mécanismes pourra être trouvée dans [Pin05]. Il serait toutefois intéressant de rechercher la technique la plus adaptée à l'environnement de l'application, puis à l'architecture matérielle du nœud. Des travaux sont actuellement en cours dans notre laboratoire sur cet aspect [Lli06a, Lli06b]

3.6 Conclusion sur la qualité de service dans les réseaux sans fil

Dans ce chapitre, nous avons révélé les insuffisances de synchronisation du standard *IEEE 802.15.4* pour le fonctionnement dans une topologie maillée plus complexe que la seule topologie étoile prévue pour l'utilisation du mode balisé. Nous avons également montré l'intérêt de prendre en considération l'aspect consommation à tous les niveaux de l'architecture d'un nœud, y compris au niveau des mécanismes logiciels tout en maintenant le comportement déterministe du standard.

Nous présenterons dans le chapitre suivant nos contributions sur les mécanismes de synchronisation et de routage. Celles-ci apporteront une garantie pour une utilisation du standard *IEEE 802.15.4* dans une architecture de réseau maillée, et optimiseront la consommation en énergie électrique tout en conservant les garanties temporelles, telles que le respect des échéances pour les trames internes à la cellule utilisant la CFP, ou le contrôle de la bande passante pour les trames utilisant la CAP. Nous proposerons également une analyse expérimentale de la consommation qui nous permettra d'extraire les caractéristiques énergétiques d'un nœud. Ces informations seront indispensables à l'estimation du niveau de charge de la batterie que nous considérons dans notre mécanisme de routage *AODV_en*. Nous extraierons de ces analyses des principes sur le choix des paramètres du standard, dans le but d'optimiser la consommation, donc la durée de vie d'un nœud, et la latence.

Chapitre 4

Propositions d'amélioration de la Qualité de Service pour un réseau maillé

Nous avons analysé l'aspect énergétique lié à une architecture de communication supportant le standard IEEE 802.15.4 et identifié les mécanismes manquants ou insuffisants de ce standard pour le transport d'informations à fortes contraintes énergétiques et temporelles dans un réseau personnel sans fil ayant une topologie complexe composée de plusieurs cellules à portée radio. Ce nouveau chapitre présente notre contribution pour la mise en œuvre d'un algorithme de routage réactif multicritère. La nécessité de faire cohabiter plusieurs flux de données, c'est-à-dire intracellulaire et intercellulaire, rend indispensable l'utilisation de mécanismes de synchronisation afin de garantir des communications sans collision. Ces mécanismes de synchronisation permettront ainsi aux différents nœuds coordinateurs de cellules de pouvoir répondre aux sollicitations du coordinateur de PAN lors du routage des messages aperiodiques à travers le réseau, tout en permettant l'utilisation des mécanismes liés à la supertrame du standard IEEE 802.15.4.

Dans un premier temps, nous présentons le principe de nos mécanismes centralisés de synchronisation de balises et de GTS pour répondre aux exigences de QoS et d'économie d'énergie dans un réseau maillé, ainsi qu'une validation formelle par Réseaux de Petri Temporisés.

Dans un second temps, nous présentons le principe de notre mécanisme de routage « AODV_en » prenant en considération les contraintes énergétiques et temporelles simultanément, ainsi que sa validation par simulation avec Matlab. Nous établirons un délai moyen de traitement et de transmission borné et une optimisation de la consommation pour le chemin choisi.

Dans un troisième temps, nous évaluerons expérimentalement l'aspect consommation lié aux mécanismes de la couche MAC du standard IEEE 802.15.4. Cette dernière étape nous fournit les éléments essentiels à la modélisation de nos mécanismes afin d'apporter une contribution effective sur les performances énergétiques et temporelles d'une application de contrôle sans fil de processus industriel, mais aussi une estimation réaliste du niveau de charge qui sera pris en considération dans notre algorithme de routage « AODV_en ».

4.1 Les métriques de performances et les scénarios d'expérimentation

Certains algorithmes de télécommunication sont difficiles à évaluer ; c'est le cas pour les protocoles de routage. En fait, ils opèrent sur des topologies de réseaux complexes qui rendent difficile l'application de modèles analytiques. Il est d'usage dans ce cas d'avoir recours à des simulations par ordinateur. Ainsi, la politique de diffusion sans fil par relais multipoints a été simulée par Anis Laouiti [Lao01]. Ses résultats ont montré que cette politique pouvait économiser jusqu'à 80% du trafic généré par une inondation normale dans un réseau de cent nœuds. Les simulations ont porté sur des réseaux dont l'effectif atteignait le millier d'unités.

4.2 Démarche de validation

Dans ce chapitre, nous présentons nos contributions et leur validation. Le tableau 4.1 résume les différentes méthodes utilisées pour la validation de chacune d'elles :

- sur la synchronisation des balises et des GTS,
- sur l'optimisation de la consommation dans le mécanisme de routage multicritère *AODV_en*,
- sur l'évaluation de la consommation d'une architecture matérielle utilisant le standard *IEEE 802.15.4*,
- sur l'estimation du niveau de charge de la batterie du nœud.

	Méthodes		
	Validation par réseaux de Petri	Simulation	Prototypage (Freescale)
Performances de la synchronisation réactive des balises	●	●	<i>Perspective</i>
Validation de la synchronisation intercellulaire des GTS	<i>Perspective</i>	●	<i>Perspective</i>
Evaluation du routage multicritères <i>AODV_en</i>	<i>Perspective</i>	●	<i>Perspective</i>
Profil de consommation d'une architecture de communication respectant le standard IEEE 802.15.4			●
Estimation du niveau de charge de la batterie d'un nœud autonome		●	<i>Perspective</i>

FIG. 4.1 – Méthodes d'évaluation de nos contributions

4.3 Synchronisation dans un réseau maillé utilisant le standard *IEEE 802.15.4*

Nous avons développé deux algorithmes. L'un permet une synchronisation optimale des balises des coordinateurs dans un réseau maillé afin d'esquiver les collisions de balises mais également de détecter rapidement une rupture dans la chaîne de synchronisation et d'organiser un remplacement du ou des nœuds défaillants. Le deuxième sert à synchroniser les sections CFP des différentes cellules du réseau maillé afin de conserver les caractéristiques déterministes des communications dans une cellule.

4.3.1 Contribution pour l'amélioration de la synchronisation des balises dans un réseau maillé

Le mécanisme de synchronisation décrit au §3.3.2.3 permet d'organiser la transmission des balises de tous les coordinateurs du réseau maillé dans une section exclusive de balises située dans le $slot_0$ de la section active de la supertrame. Une proposition d'implémentation de cette technique a été décrite dans [Cun07]. Nous rappelons que ce mécanisme nécessite la connaissance du voisinage à deux sauts de tous les nœuds du réseaux (coordinateurs et nœuds terminaux) afin de se prémunir des collisions directes mais surtout indirectes.

Ce mécanisme de synchronisation est indispensable à l'architecture maillée du réseau afin de garantir des communications sans collisions dans les zones de la supertrame dépourvues de mécanismes de détection de collisions. La propagation des informations de synchronisation étant réalisée par l'émission de balises entre tous les coordinateurs du réseau, depuis le superviseur de synchronisation du réseau jusqu'au coordinateur le plus éloigné géographiquement, il nous paraît indispensable de garantir une bonne diffusion de celles-ci à travers toutes les branches du réseau ; une rupture de la structure de diffusion de la synchronisation peut mettre hors service une grande partie du réseau voire la totalité. L'insuffisance de la norme et des propositions récentes nous amène à proposer une extension de la synchronisation de balises tout en conservant la technique d'ordonnancement des CFTS.

Notre mécanisme est basé sur le fait que le $slot_0$ de la supertrame a une durée suffisamment longue pour contenir un nombre relativement important de CFTS. Actuellement le standard *IEEE 802.15.4* n'envisage pas la transmission de plus d'une balise dans le $slot_0$. Cette trame de taille relativement petite utilise une très faible partie de ce premier slot. Aussi, nous proposons d'utiliser le restant du $slot_0$ pour l'ensemble du mécanisme de synchronisation de balises. Ce mécanisme ne modifiera donc pas le taux de transfert des données étant donné qu'il occupe une section inutilisée de la supertrame.

Pour cela, nous avons calculé la durée d'un slot de la section active de la supertrame en fonction de la variable réseau SO (*Superframe Order*). La table 4.1 donne une idée précise de la capacité de communication du $slot_0$ pour des trames balise ayant un *payload* max, c'est-à-dire *102 octets*. Nous pouvons remarquer dans ce tableau que le nombre de CFTS dans le slot peut être très important pour de grandes valeurs de SO : par exemple, pour une valeur de $SO \geq 5$, le $slot_0$ dispose de suffisamment de place pour contenir plusieurs dizaines de balises associées à leur intervalle de garde, c'est-à-dire l'intervalle de temps nécessaire pour la commutation de l'état émetteur à l'état récepteur (figure 4.2). Pour résumer, nous recherchons une optimisation de l'utilisation du médium dans les sections utilisant le multiplexage temporel de trames avec pour objectif de maximiser le taux de transfert sans pour autant diminuer la fiabilité du standard. Avec cette méthode, nous pouvons remarquer que la synchronisation de balises n'utilise qu'un seul slot pour l'ensemble du réseau.

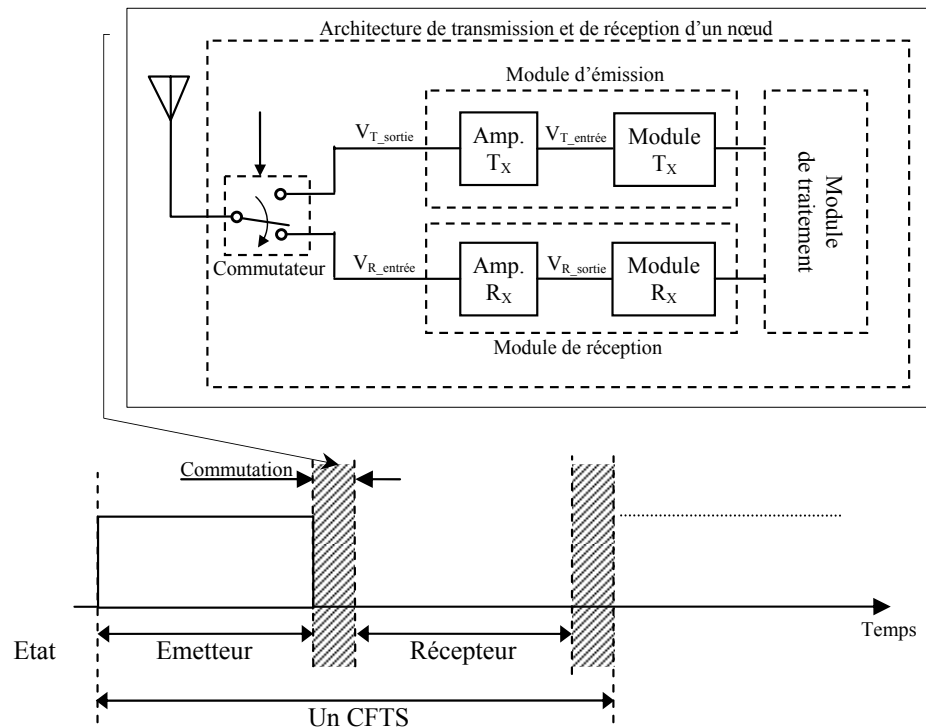


FIG. 4.2 – Architecture de communication avec commutateur émission/réception

SO	1	2	3	4	5	6	7
	8	9	10	11	12	13	14
$T_{Slot}(ms)$	1,92	3,84	7,68	15,36	30,72	61,44	122,9
	245,7	491,5	983	1966	3932	7864	15728
N_{TBO}	6	12	24	48	96	192	384
	768	1536	3072	6144	12288	24576	49152
$N_{Beacon-SO}$	2	4	8	16	32	64	128
	256	512	1024	2048	4096	8192	16384

TAB. 4.1 – Capacité de communication dans le $slot_0$ de la supertrame en fonction de SO pour des *payloads* MAC de longueur max (*102 octets*)

4.3.1.1 Principe de la méthode de synchronisation des balises

Chaque coordinateur du réseau émet régulièrement une trame balise dans laquelle il transmet vers ses nœuds enfants les éléments de synchronisation venant du superviseur de réseau. Nous proposons d'envoyer dans la même trame, des données de mise à jour de la topologie vers le parent. Nous diffusons comme cela est indiqué sur la figure 4.3 des données vers les enfants (sens descendant) mais également vers le parent (sens montant).

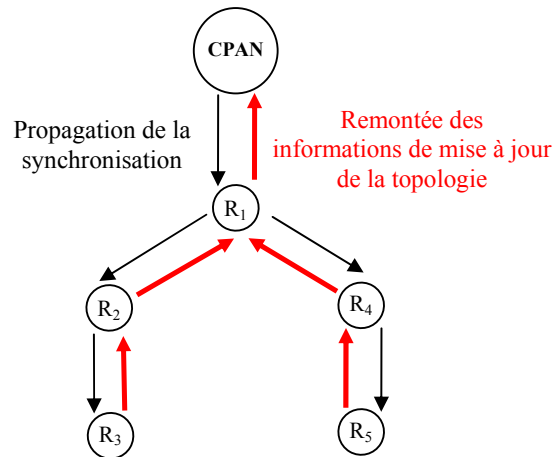


FIG. 4.3 – Principe de synchronisation réactif aux changements de topologie

Le principe est basé sur le découpage du CFTS en deux demi-périodes : la première est utilisée par un nœud coordinateur pour y transmettre sa balise pour ses descendants à 1 saut. La seconde est utilisée par un nœud coordinateur afin de remplacer l'un de ses enfants à 1 saut qui ne pourrait assurer la transmission de sa balise vers les petits-enfants (à 2 sauts de son parent) pour diverses raisons. A chaque transmission d'une trame balise, chaque coordinateur de cellule fait remonter, lorsque cela est possible, les informations sur le voisinage des nœuds de sa cellule. Ce mécanisme permet de réagir plus rapidement aux changements de topologie. Nous pourrions comparer la consommation énergétique liée à une requête de détection de voisinage réseau à deux sauts avec notre mécanisme de mise à jour par trames balise. Ainsi, chaque coordinateur enfant se met en attente d'une trame balise en provenance de son parent afin d'en extraire les informations de synchronisation du réseau, puis les retransmettre aux autres coordinateurs qui ne sont pas à portée radio du superviseur de synchronisation (figure 4.4). Dans ce premier exemple, tous les coordinateurs sont fonctionnels et propagent convenablement les informations de synchronisation.

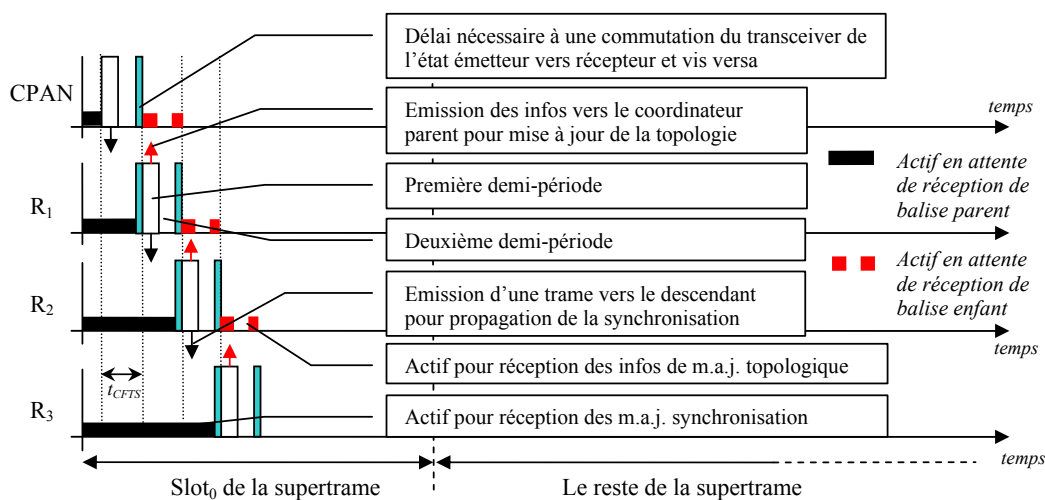


FIG. 4.4 – Mécanisme de synchronisation réactif aux changements de topologie

Dans le scénario illustré par la figure 4.5, nous considérons que le nœud R_2 n'assure plus sa fonction de relais de synchronisation : il ne transmettra pas sa trame balise entre t_2 et t_3 . C'est alors que R_1 assurera le relais en augmentant la puissance de son émetteur afin de joindre ses petits-enfants à 2 sauts (ici R_3).

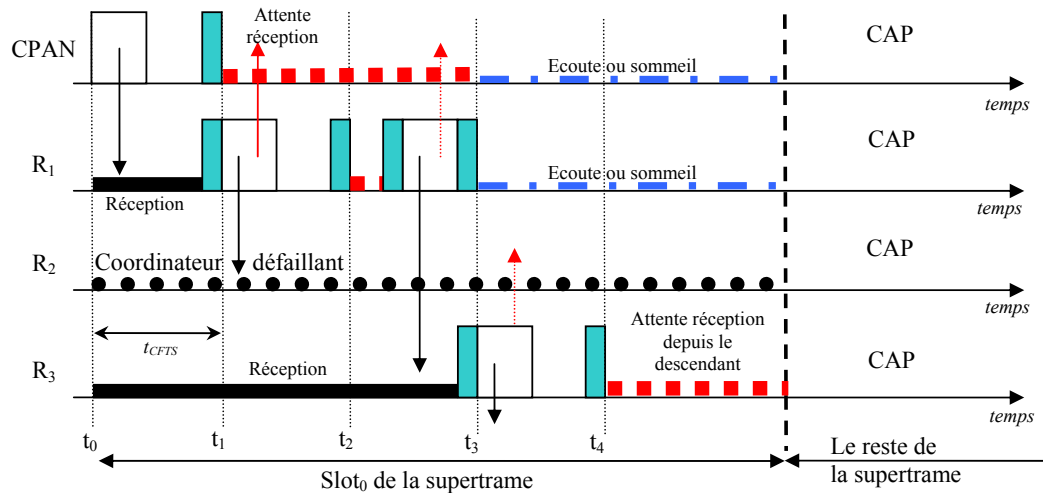


FIG. 4.5 – Scénario de synchronisation avec un coordinateur défaillant

4.3.1.2 Description du scénario avec un coordinateur défaillant

Nous décrivons dans ce paragraphe le scénario illustré sur la figure 4.5 dans lequel le coordinateur R_2 n'assure plus sa tâche de propagation de la synchronisation.

- à t_0 débute une nouvelle supertrame.
 - Elle commence par le *slot*₀ qui contient les CFTS réservés pour l'ensemble des balises des coordinateurs du réseau.
 - Le superviseur de synchronisation du réseau émet sa balise en premier ; elle contient entre autres l'ensemble des informations sur l'ordonnancement des CFTS.
 - Tous les nœuds sont à l'écoute du réseau car ils disposent tous des informations sur la structure de la supertrame depuis la supertrame précédente. Mais attention, la topologie ayant changé (c'est un exemple), tous les coordinateurs doivent s'informer de l'organisation des CFTS. Ils attendent dans l'état réception une trame balise de leur parent. C'est ainsi que le nœud R_1 lit la balise et en extrait les informations de synchronisation à retransmettre.
 - La deuxième demi-période d'émission n'est pas utilisée, car « *tout va bien* » pour le moment.
- à t_1 se termine le premier CFTS et commence le deuxième CFTS.
 - CPAN s'est mis en mode réception
 - R_1 s'est mis en mode transmission et transmet sa balise avec le contenu de la synchronisation à destination de ses enfants (des coordinateurs ici) et les informations de mise à jour sur le voisinage à destination de son parent.
 - CPAN reçoit le contenu de la trame émise par R_1 dans laquelle il extraira les informations de mise à jour du voisinage dont dispose R_1 (les informations remontées depuis la dernière supertrame).
 - La deuxième demi-période de transmission de R_1 n'est pas utilisée.
- à t_2 se termine le deuxième CFTS.
 - R_1 s'est mis en mode réception
 - R_2 est considéré comme défaillant et ne recevra ni n'émettra.

- La première demi-période n'est donc pas utilisée par R_2 (défaillance). Cela est détecté par R_1 qui s'était mis en attente de réception des informations de mise à jour de voisinage.
 - R_1 se remet en mode de transmission et adapte sa puissance d'émission pour pouvoir atteindre les nœuds attendant la trame de synchronisation manquante, en l'occurrence R_3 . Il émet de nouveau sa trame balise. Il faudra évaluer la possibilité d'augmenter la puissance d'émission avec la table de voisinage afin de ne pas gêner la synchronisation des autres branches du réseau, dans le cas d'une utilisation du CFTS par plusieurs coordinateurs.
 - Si le CPAN ne s'est pas mis en sommeil au temps t_2 , il pourra recevoir la trame de R_1 lui indiquant que R_2 n'est pas opérationnel. Il est possible d'attendre la prochaine supertrame pour savoir s'il est réellement hors service. Nous pourrions avec ce mécanisme anticiper une demande de route ou l'utilisation d'une route alternative si ce nœud est utilisé dans le chemin de routage. Un coordinateur peut suggérer une modification de route s'il détecte qu'un nœud de son voisinage appartenant au chemin actif de routage ne répond plus aux sollicitations de synchronisation.
 - On peut considérer ici que le coordinateur R_3 reçoit la trame balise de R_1 .
- à t_3 se termine le troisième CFTS.
- R_1 s'est mis en mode réception ou mode sommeil s'il a terminé son activité.
 - R_3 peut propager à son tour les informations de synchronisation qu'il a reçues.
 - etc.
- Dans le cas où la synchronisation ne peut plus s'effectuer, il faut mettre en œuvre une procédure de recherche globale de voisinage : on refait toute la synchronisation. On pourra alors par exemple évaluer le nombre de fois que cela intervient et le délai nécessaire dans plusieurs scénarios typiques.

Remarque : lors de la mise en œuvre du mécanisme palliatif, il peut être intéressant de réémettre (dans le sens montant) l'information de voisinage, c'est-à-dire celle du nœud qui n'a pas assuré sa fonction de relais de synchronisation. Par contre, pour le nœud R_3 qui a été synchronisé depuis le nœud R_1 , il n'est probablement pas nécessaire de renvoyer ces informations dans la mesure où il lui serait nécessaire d'élever le niveau de puissance de son émetteur afin de pouvoir atteindre ce parent.

4.3.1.3 Estimation du délai de synchronisation du réseau sans le mécanisme des demi-périodes

Cette solution correspond à la solution originale de [Kou07]. Elle considère simplement l'émission d'une balise par CFTS (T_B) et le délai nécessaire pour passer du mode récepteur au mode émetteur (T_r), comme cela est illustré sur la figure 3.23. Le délai nécessaire à la synchronisation du réseau entier T_{Tot_Sync} est donné par la relation 4.1, avec N le nombre de nœuds du réseau, et t_{CFTS} la durée d'un slot de la section exclusive de balises. Cette valeur correspond au cas pour lequel un CFTS n'est utilisé que par un seul coordinateur. La solution proposée permet d'optimiser cette durée en recherchant les associations possibles de coordinateurs tout en évitant les collisions de balises. Le mécanisme ne tient toutefois pas compte des erreurs possibles qui empêcheraient la propagation des balises pour la synchronisation. L'expression 4.1 n'est donc pas bornée.

$$T_{Tot_Sync} \leq \{N * t_{CFTS} = N * (T_B + T_r)\} \quad (4.1)$$

4.3.1.4 Estimation du délai de la synchronisation avec le mécanisme des demi-périodes

Afin de pallier à l'insuffisance de la proposition précédente, nous proposons un nouveau mécanisme de synchronisation utilisant le principe des CFTS. Dans un premier temps, nous utilisons le scénario illustré sur la figure 4.6 dans lequel la synchronisation se propage sans erreur.

- t_{T1} : première demi-période de transmission, utilisée lorsque la réception avec le parent s'est bien opérée et que le nœud enfant est « en forme ».
- t_{T2} : deuxième demi-période de transmission, utilisée lorsqu'aucune réception depuis l'enfant n'a pu être effectuée. Le parent prend l'initiative de remplacer son enfant afin que les autres nœuds de la

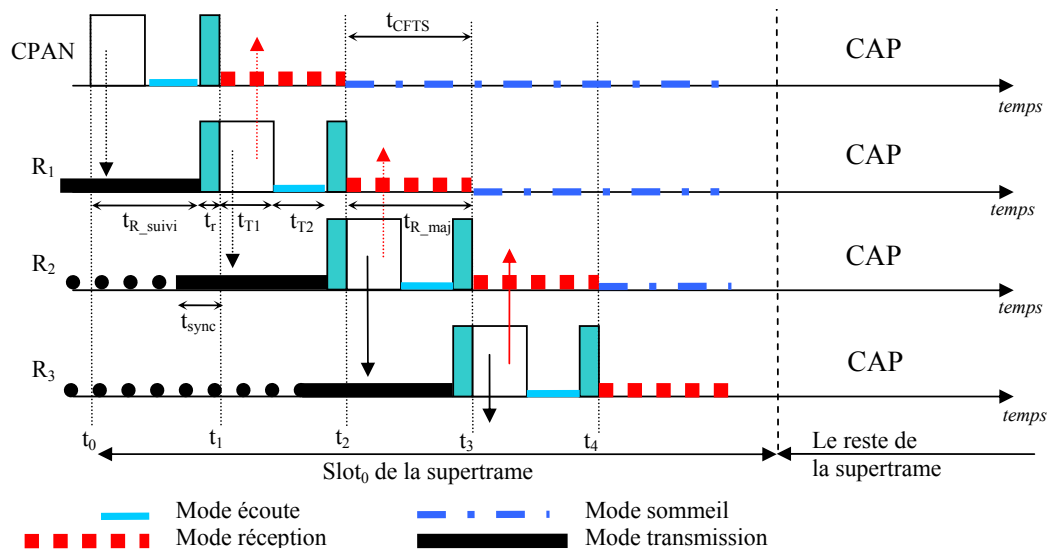


FIG. 4.6 – Analyse temporelle d'un scénario de synchronisation sans erreur

branche puissent tout de même se synchroniser et permettre ainsi une communication locale (dans la cellule) sans collisions.

- t_{R_suivi} : temps nécessaire à la synchronisation avec la balise du parent et la réception de la trame balise.
- t_{R_maj} : temps nécessaire à la détection d'une activité de transmission de l'enfant (ou des enfants) pour une poursuite de la synchronisation et une mise à jour de la table de voisinage. Par défaut, c'est la durée d'un CFTS, mais on pourra le raccourcir si tout se passe bien.
- T_r : temps de retournement nécessaire pour permettre au transceiver de passer de l'état de réception à l'état de transmission et vice et versa.
- t_{sync} : délai nécessaire à la couche physique pour réaliser la synchronisation de l'horloge du nœud ; ce temps ne sera pas considéré au niveau de la synchronisation des balises.

La nouvelle durée d'un CFTS devient maintenant :

- $t_{CFTS} = t_{T1} + t_{T2} + T_r$: c'est le temps nécessaire à deux trames balise et un temps de retournement. Pour plus de précision, nous donnerons ce temps en fonction du paramètre $T_{Symbole}$, qui est directement relié à la couche physique utilisée (tableau A.4), avec T_B la durée d'une trame balise et T_r le délai de retournement¹.

Le délai de synchronisation du réseau est alors donné par la relation 4.2

$$T_{Tot_Sync} \leq \{N * t_{CFTS} = N * (2 * T_B + T_r)\} \quad (4.2)$$

La relation 4.3 donne le délai de synchronisation en fonction des paramètres de la trame, S_B le nombre d'octets de la trame balise, N_O/N_S le nombre de bits par symbole. La valeur obtenue est toujours une borne supérieure si nous considérons qu'un CFTS peut être utilisé par plusieurs coordinateurs.

$$T_{Tot_Sync} \leq \left\{ N * \left(2 * S_B * \frac{N_O}{N_S} + 20 \right) \right\} * T_{Symbole} \quad (4.3)$$

¹La commutation du mode de fonctionnement de l'émetteur/récepteur apporte théoriquement une surconsommation ; celle-ci n'a pas été observée lors de l'analyse expérimentale qui sera décrite au §4.7

4.3.1.5 Estimation de l'énergie nécessaire à la synchronisation avec le mécanisme des demi-périodes

Nous décrivons la méthode d'estimation de l'énergie mise en jeu lors d'une synchronisation entre deux nœuds (entre t_2 et t_3) pour un réseau composé de N nœuds.

Hypothèses : on préférera laisser le nœud dans le mode transmission étant donné que celui-ci consomme moins que le mode réception. Lorsqu'un nœud coordinateur a transmis sa balise et surveillé celles de ses enfants, il peut se mettre en sommeil.

- P_R : puissance consommée dans le *mode réception*
- P_{Tsp} : puissance consommée dans le *mode transmission* (*sp* pour *sans problème*)
- P_{Tp} : puissance consommée lors d'une suppléance de synchronisation (*p* pour *palliatif*)
- P_S : puissance consommée dans le *mode sommeil*
- P_r : puissance consommée lors du changement de mode de fonctionnement
- P_i : Puissance en *mode écoute* ; réception et émission inactive

Lorsque tout se passe bien (un seul coordinateur par CFTS) entre t_2 et t_3 , l'énergie consommée est donnée par la relation 4.4. Nous considérons dans ce cas que les nœuds restent dans l'état récepteur jusqu'à la fin du $slot_0$. Ce cas pourra être considéré lorsqu'un nœud coordinateur peut avoir plusieurs enfants, dont les CFTS sont répartis sur l'ensemble de la section exclusive de balises. Ce nœud coordinateur devra rester actif tant qu'il n'a pas reçu les informations de ses descendants. Si l'on considère que plusieurs coordinateurs peuvent utiliser le même CFTS sans provoquer de collision, cette valeur devient une borne supérieure.

$$E_{CFTS} \leq \underbrace{P_{Tsp} \cdot t_{T1} + P_i \cdot t_{T2} + P_r \cdot t_r}_{\text{Nœud R}_1 \text{ relayant la synchronisation}} + \underbrace{P_R \cdot t_{R \text{ maj}}}_{\text{Nœud parent (CPAN) en attente de la m.à.j. du voisinage}} + \underbrace{P_R \cdot (t_{CFTS} - t_r) + P_r \cdot t_r}_{\text{Nœud R}_2 \text{ en attente de réception}} + \underbrace{(N-3) \cdot P_R \cdot t_{CFTS}}_{\text{Les autres nœuds du réseau en attente de sollicitation ou ayant déjà été sollicités}} \quad (4.4)$$

En considérant une surconsommation nulle lors de la commutation de l'émetteur/récepteur, soit $P_r = P_R$, la relation précédente devient la suivante (4.5) :

$$E_{CFTS} \leq (P_{Tsp} \cdot t_{T1} + P_i \cdot t_{T2} + P_R \cdot T_r) + (N - 1) \cdot P_R \cdot t_{CFTS} \quad (4.5)$$

Si nous considérons qu'un nœud coordinateur puisse se mettre en sommeil (puissance consommée P_S) durant le restant du $slot_0$, après avoir transmis sa balise, vérifié la transmission de la balise de son descendant et récupéré une information montante de défaillance d'un des petits-enfants, la consommation en énergie de l'ensemble du mécanisme de synchronisation pour le réseau est représentée par la relation 4.6. Afin de ne pas surcharger l'écriture, nous considérons que la commutation de l'état émetteur vers récepteur n'amène pas de surconsommation. Cette hypothèse sera vérifiée lors de notre validation expérimentale de la consommation d'un nœud sans fil dans le §4.7. Nous la considérerons simplement égale à la puissance dans le mode réception P_R . Nous rappelons qu'un CFTS n'est utilisé que par un seul coordinateur.

$$E_{Tot_Sync} \leq N \cdot (P_{Tsp} \cdot t_{T1} + P_i \cdot t_{T2} + P_R \cdot T_r) + \sum_{n=1}^N (P_R \cdot (1 + n) + P_S \cdot (N + 1 - n)) \quad (4.6)$$

4.3.1.6 Remplacement d'un coordinateur défaillant

La figure 4.7 illustre le principe de détection d'un coordinateur enfant défaillant et la prise en charge de cette disparition par son parent ; la détection et le remplacement sont réalisés entre t_2 et t_3 sur cette figure.

La consommation pour un slot de la section exclusive de balises (entre t_2 et t_3) peut être déterminée à partir de la relation 4.7 ; P_{Tp} est la puissance mise à niveau de l'émetteur du parent afin de pouvoir atteindre son(ses) petit(s)-fils. La puissance pour le nœud défaillant est considérée au niveau le plus grand (P_R).

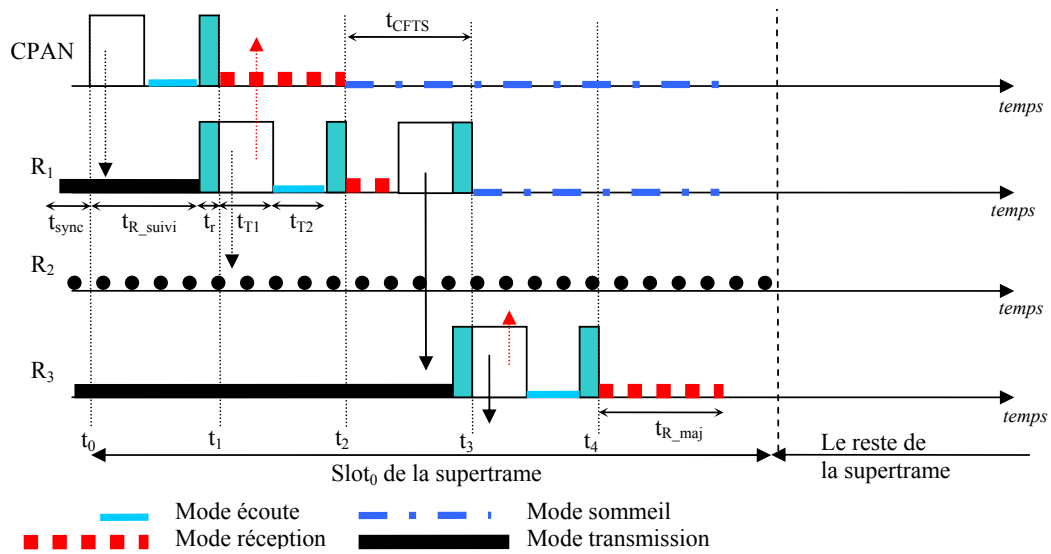


FIG. 4.7 – Consommation énergétique pour un scénario de synchronisation avec erreur

$$E_{CFTS} \leq \underbrace{P_R \cdot t_{T1} + P_{Tp} \cdot t_{T2} + P_r \cdot t_r}_{\text{Nœud } R_1 \text{ relayant la synchronisation}} + \underbrace{P_R \cdot (t_{CFTS} - t_r) + P_r \cdot t_r}_{\text{Nœud en attente de réception (R}_3)} + \underbrace{(N-3) \cdot P_R \cdot t_{CFTS}}_{\text{Les autres nœuds du réseau en attente de sollicitation ou ayant été sollicité}} + \underbrace{P_R \cdot t_{CFTS}}_{\text{Nœud } R_2 \text{ HS}} \quad (4.7)$$

Il sera nécessaire de considérer pour des scénarii simples, que tous les coordinateurs ont des activités indépendantes, c'est-à-dire pas de synchronisation hiérarchique tel que nous l'avons indiqué dans la description de la synchronisation §3.3.2.3.

Le mécanisme décrit précédemment assure maintenant une synchronisation de tous les coordinateurs du réseau et évite les collisions de balises. Le problème de la synchronisation n'est toutefois pas encore réglé dans la mesure où une supertrame du standard *IEEE 802.15.4* est composée d'une autre section pour laquelle les communications n'utilisent pas de mécanisme d'évitement de collisions. C'est le cas de la section CFP. L'ensemble des cellules du réseau étant à portée radio l'une de l'autre, des collisions de trames peuvent avoir lieu. Dans cette section, elles seraient graves dans la mesure où le déterminisme apporté par le standard *IEEE 802.15.4* ne pourrait plus être garanti; ce qui n'est pas admissible dans un contexte industriel. Notre technique décrite dans le §4.3.2.2 propose un mécanisme de synchronisation des GTS de toutes les cellules du réseau évitant toute collision entre les cellules voisines.

4.3.1.7 Evaluation du délai de remontée des informations de synchronisation vers le superviseur

A chaque émission de balise, un nœud parent reçoit les informations de changement de la topologie de ses descendants. Le mécanisme de propagation de la synchronisation est activé à chaque supertrame et utilise le *slot₀*. Le délai nécessaire à un nœud enfant pour faire parvenir ces informations est directement fonction du nombre de sauts N_S pour atteindre celui-ci, c'est-à-dire de sa profondeur. De plus, ces informations ne remontent qu'un seul niveau de la hiérarchie par supertrame. Ce comportement est modélisé par l'équation 4.8 où t_{Maj} est le délai de remontée des informations des modifications de la topologie et BI (*Beacon Interval*) la durée de la supertrame, en considérant que l'application ne nécessite pas de changement de cette dernière.

$$t_{Maj} = N_S \times BI \quad (4.8)$$

Afin de limiter la surcharge protocolaire et pour rester conforme à la philosophie du standard *IEEE 802.15.4*, seules les informations sur les changements de topologie sont remontées vers le superviseur : les nouveaux nœuds ou les nœuds disparus.

Une absence est considérée persistante si un nœud coordinateur doit être remplacé par son parent plus d'une fois. Dans ce cas, une procédure de récupération doit être lancée afin de rechercher un nouvel ordonnancement pour la synchronisation. Mais dans la mesure où cette solution nécessite une nouvelle étude du voisinage, nous pouvons considérer plusieurs réponses en fonction de l'urgence de la réaction.

Pour un défaut ponctuel, il faut pouvoir annuler l'information qui est remontée. Cela est possible si le superviseur attend *1 supertrame de plus* avant de lancer la procédure de réordonnancement. Etant donné que nous avons défini un défaut ponctuel comme un événement n'intervenant qu'une seule fois, si une absence est détectée par un coordinateur parent, il pourra transmettre l'information d'annulation de cette absence dans la supertrame suivante. Le temps de réaction nécessaire dans ce cas à la remontée complète des informations de synchronisation est modélisé par l'équation 4.9.

$$t_{Maj} = (N_S + 1) \times BI \quad (4.9)$$

Nous pouvons donc résumer le comportement de la façon suivante :

- soit détection d'un défaut persistant et sollicitation du superviseur le plus rapidement pour la recherche d'un nouvel ordonnancement.
- soit attente de la remontée des informations de changement de la topologie pendant N_S supertrames.

Si un nœud parent détecte une rupture, c'est qu'il a reçu la synchronisation ; cela signifie également que le chaînage amont est continu.

Dans le cas où un parent doit remplacer son fils en augmentant sa puissance, la trame émise par le petit-fils ne peut pas nécessairement être reçue par le grand parent :

- le petit-fils augmente la puissance de son émetteur jusqu'à ce que tout soit rentré dans l'ordre.
- on ne fait plus remonter les informations de changement de topologie à partir de ce moment, mais on garde en mémoire les informations de la synchronisation aval pour la prochaine supertrame. Dans le cas où le défaut est persistant, ces informations ne seront plus nécessaires étant donné qu'un réordonnancement est lancé.

4.3.2 Extension de la synchronisation des balises et des GTS

Nous avons constaté au §3.2.3.2 que le standard *IEEE 802.15.4* n'autorisait pas le fonctionnement en mode balisé pour une topologie maillée. Il est alors exclu de pouvoir garantir un délai de transmission entre un émetteur et un récepteur. Une récente publication [Kou07] a proposé un mécanisme de synchronisation permettant d'esquiver les collisions de balises dans un réseau maillé, celui-ci étant basé sur l'organisation des balises des coordinateurs de cellules voisines dans le réseau. Cette nouvelle technique n'apporte toutefois pas une réponse à notre problème, dans lequel la section CFP de chaque cellule doit aussi être protégée contre les collisions. En effet, cette méthode organise les balises dans une *section exclusive de balises* qui est contenue dans le *slot₀* de la supertrame. Mais dans notre contexte, les balises ne sont pas les seules susceptibles de subir des collisions ; il y a également l'ensemble des communications effectuées dans la CFP pour chacune des cellules. Il n'y a d'ailleurs, à notre connaissance, pas eu de proposition permettant de combler ce manque. Nous apportons donc une proposition à ce nouveau problème.

La présentation des principes de la méthode de synchronisation de [Kou07] dans le §3.3.2.3 nous a permis de décrire son originalité. De cette étude, nous avons identifié plusieurs points qui méritent d'être développés. C'est notamment le cas de l'adjonction d'une règle supplémentaire qui permettrait de proposer à un ensemble de coordinateurs de cellules la fonction de coordinateur principal. Ces coordinateurs sont classés dans une liste en fonction de leur promptitude à atteindre le plus éloigné des coordinateurs dans le réseau maillé, c'est-à-dire que la synchronisation complète du réseau est réalisée avec un nombre de sauts minimum. Il sera nécessaire de fournir également une procédure permettant une réaffectation de la charge de coordinateur principal à la suite d'une modification importante de la topologie du réseau.

Le principe de cette opération nécessite la construction de la table de voisinage à deux sauts. Son principe sera illustré à partir d'un exemple simple d'organisation du réseau comme celui représenté sur les

figures 4.8 et 4.9. On rappelle que la détection de voisinage à un saut permet l'esquive de collisions directes et que la détection du voisinage à deux sauts permet l'esquive de collisions indirectes.

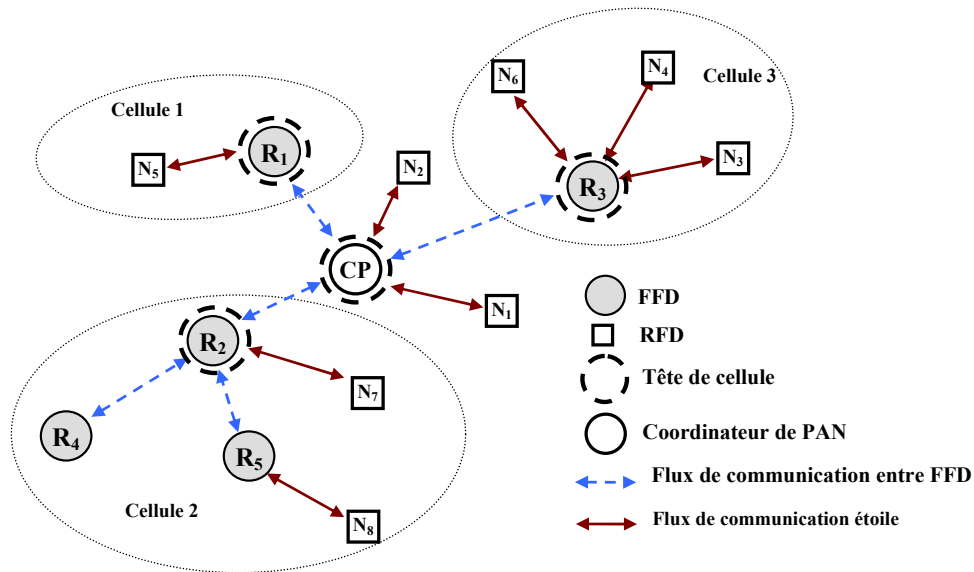


FIG. 4.8 – Arborescence du réseau

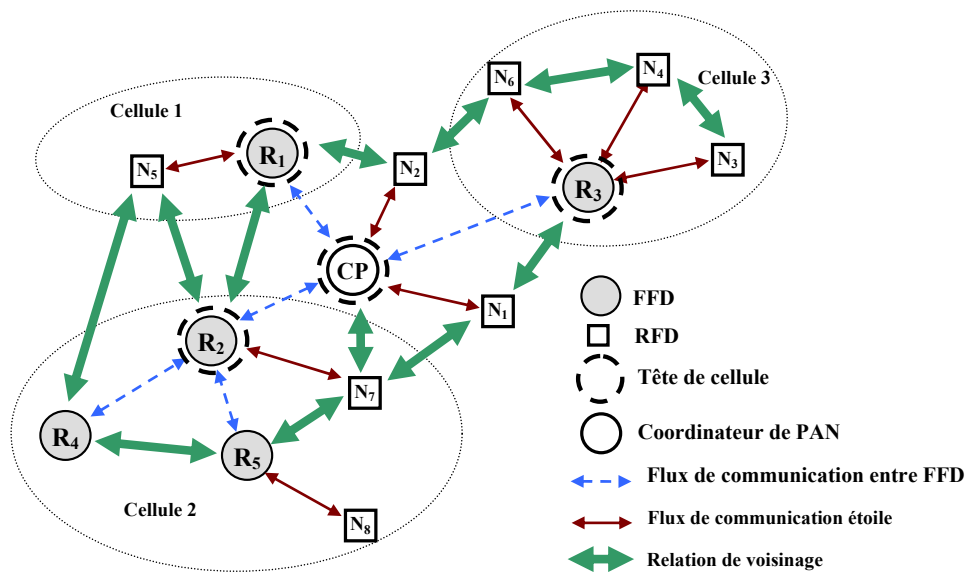


FIG. 4.9 – Relations de voisinage dans le réseau

De la même manière qu'au §4.3, une trame de données transmise ou reçue en CFP par un nœud du réseau est de taille relativement petite comparée à la durée d'un GTS, nous avons évalué le taux d'utilisation pour un slot de la CFP en considérant des trames de longueur maximum (*payload* avec *102 octets*). Nous proposons d'utiliser le restant du GTS pour l'ensemble des communications internes à la cellule. Ce mécanisme ne modifie pas le taux de transfert des données étant donné qu'il utilise une section libre de la supertrame. La table 4.2 donne une idée précise de la capacité de communication de chaque GTS de la section CFP, durant lequel il n'y a théoriquement pas de collisions. On peut remarquer que pour une valeur de $SO \geq 5$, le GTS (d'un slot) dispose de suffisamment de place pour contenir plusieurs trames acquittées. Nous proposons donc une exploitation optimisée de chaque GTS par l'utilisation du médium dans les sections utilisant le multiplexage temporel de trames avec pour objectif de maximiser le taux de transfert de trames sans pour autant diminuer la fiabilité du standard.

SO	1	2	3	4	5	6	7
	8	9	10	11	12	13	14
$T_{Slot}(\text{ms})$	1,92	3,84	7,68	15,36	30,72	61,44	122,9
	245,7	491,5	983	1966	3932	7864	15728
N_{TBO}	6	12	24	48	96	192	384
	768	1536	3072	6144	12288	24576	49152
$N_{R/W-Slot}$	0	0	1	2	5	10	21
	43	86	173	347	694	1388	2776

TAB. 4.2 – Capacité de communication d'un slot de la CFP en fonction de SO

T_{Slot} indique la durée d'un slot de la supertrame ; cette valeur dépend de la longueur de la section active de la supertrame (SD). N_{TBO} représente le nombre de périodes élémentaires de backoff (T_{BO}) contenu dans un slot. Toutes les communications sont synchronisées sur cette période T_{BO} . $N_{R/W-Slot}$ donne le nombre maximum de trames acquittées qu'un slot de la section CFP peut théoriquement contenir (on peut considérer ici un GTS sur un seul slot). Dans la bande de fréquence de $2,4\text{ GHz}$, le débit est égal à $62,5\text{ Ksymboles}$, $T_{Symboles} = 16\mu\text{s}$ et $aUnitBackoffPeriod (T_{BO}) = 20\text{ symboles}$. Nous pouvons ainsi en déduire la durée d'un slot : $aBaseSuperframeDuration = aBaseSlotDuration * aNumSuperframeSlots$ avec $aBaseSlotDuration=60\text{ symboles}$ et $aNumSuperframeSlots=16$.

4.3.2.1 Extension du principe de synchronisation des balises

Le principe de la synchronisation des balises a été présenté dans le §3.3.2.3. Il consiste à optimiser le nombre de CFTS que l'on peut utiliser dans le $slot_0$, notamment pour permettre aux coordinateurs d'émettre leur balise sans risquer de corrompre le fonctionnement d'une cellule voisine, mais également pour autoriser la synchronisation hiérarchique de tout le réseau. Cette synchronisation utilise un mécanisme de la théorie des graphes, les graphes coloriés [Kum92]. Cet outil est très largement utilisé dans les problèmes de communication des réseaux sans fil [Ram92]. Chaque couleur obtenue sur le graphe représente un CFTS de la *période exclusive de balises*. Nous proposons une exploitation plus exhaustive du mécanisme utilisé pour cette approche. Cette méthode est basée sur la connaissance du voisinage pour chacun des nœuds du réseau. Lorsqu'un nœud rejoint le réseau, il envoie au superviseur de réseau PAN 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 [Kou07] :

- **Règle 1** : le CFTS d'un coordinateur doit être différent du CFTS de son voisin, donc de son parent.
- **Règle 2** : le CFTS d'un coordinateur R_i doit être différent du CFTS des voisins de son parent.
- **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.

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* [Ram92], ces règles permettent de déterminer le nombre de slots CFTS nécessaires dans la *section exclusive de balise* afin d'éviter les collisions ; dans notre exemple illustré sur la figure 4.9, nous déduisons la table de voisinage à deux sauts (figure 4.10) qui nous permet d'obtenir 5 CFTS pour assurer un fonctionnement exempt de collisions. Une solution d'ordonnancement est donnée sur les figures 4.11 et 4.12 ; les indices alphabétiques indiquent le CFTS utilisé. Nous remarquons aisément que l'ordonnancement des balises ne règle pas le problème des collisions dans la section CFP.

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. Il semble qu'une étude plus détaillée sur l'architecture du réseau permettrait de dégager un nouveau principe donnant une information sur l'emplacement stratégique du coordinateur principal du réseau ayant en charge la synchronisation ; ceci afin de minimiser le délai nécessaire à la synchronisation de l'ensemble des nœuds. Nous proposons ainsi sur la figure 4.13 un nouvel algorithme pour l'allocation des CFTS.

	Rang	CP	R ₁	R ₂	R ₃	R ₄	R ₅	N ₁	N ₂	N ₃	N ₄	N ₅	N ₆	N ₇	N ₈
CFTS _{1V}	0	CP _V	0	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	0
CFTS _{2C}	1	R _{1C}	1	0	1	1	1	1	1	1	0	0	1	1	0
CFTS _{3M}	1	R _{2M}	1	1	0	1	1	1	1	0	0	0	1	1	1
CFTS _{4R}	1	R _{3R}	1	1	1	0	0	0	1	1	1	1	0	1	0
CFTS _{4R}	2	R _{5R}	1	1	1	0	1	0	1	0	0	0	1	1	1
CFTS _{5B}	2	R _{4B}	1	1	1	0	0	1	0	0	0	0	1	1	1

FIG. 4.10 – Table de voisinage à deux sauts pour la recherche d'un ordonnancement des balises

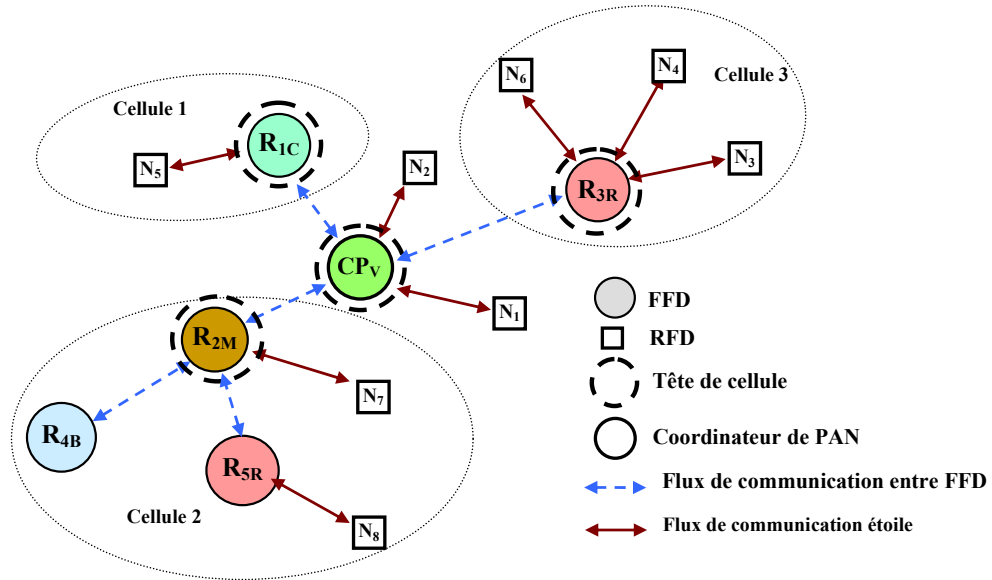


FIG. 4.11 – Ordonnancement de CFTS

En utilisant une fois de plus certains éléments de la théorie des graphes, c'est-à-dire l'élévation de la matrice de voisinage à une puissance u , nous pouvons facilement déterminer le nombre de routes possibles pour atteindre un récepteur depuis n'importe lequel des émetteurs (figure 4.14). En scrutant la matrice de voisinage élevée à la puissance u , nous pouvons remarquer que pour des valeurs croissantes de u , le nombre total de routes (un élément de la matrice) pour le nombre de sauts considéré (l'exposant), est croissant mais que peu de lignes de la matrice contiennent toutes leurs valeurs différentes de 0. Nous pouvons depuis ces nœuds coordinateurs atteindre n'importe lequel des autres nœuds du réseau ; ce sont donc les meilleurs emplacements pour le superviseur assurant la synchronisation du réseau. Un résumé de ces emplacements est illustré sur la figure 4.15².

La recherche de l'emplacement optimal pour le superviseur de synchronisation est décrite sous une forme mathématique par la relation 4.10. A est la matrice de voisinage initiale à un saut ; q est l'exposant recherché pour lequel on obtient, sur au moins une ligne, tous les éléments différents de 0.

$$\begin{cases} A = (a_{ij})_{1 \leq i, j \leq p} & ; (A^n) = (a_{ij}^{(n)})_{1 \leq i, j \leq p} \\ q = \inf\{n \geq 0, \exists i \in [1, p], a_{i,j}^{(n)} \neq 0 \quad \forall j \in [1, p]\} \end{cases} \quad (4.10)$$

Ceci est le premier point important qui permettra de préparer la dissémination des nœuds permettant une accessibilité au plus éloigné des nœuds en un minimum de sauts. Si nous continuons à élever la puissance de la matrice, pour chaque valeur d'exposant, nous obtenons un nouveau groupe (*rang*) de nœuds accessibles avec un nombre de sauts égal à la valeur de l'exposant u . Ils représentent la hiérarchie que nous recherchons. Nous pouvons ainsi classer les nœuds, non seulement en fonction de leur degré, c'est-à-dire le nombre de connexions avec les voisins, mais aussi en fonction de leur *rang* dans le réseau, c'est-à-dire le nombre de

² N_1 et N_7 étant des nœuds de type RFD ne possèdent pas de capacité de routage et ne peuvent donc pas assurer la fonction de propagation de la synchronisation

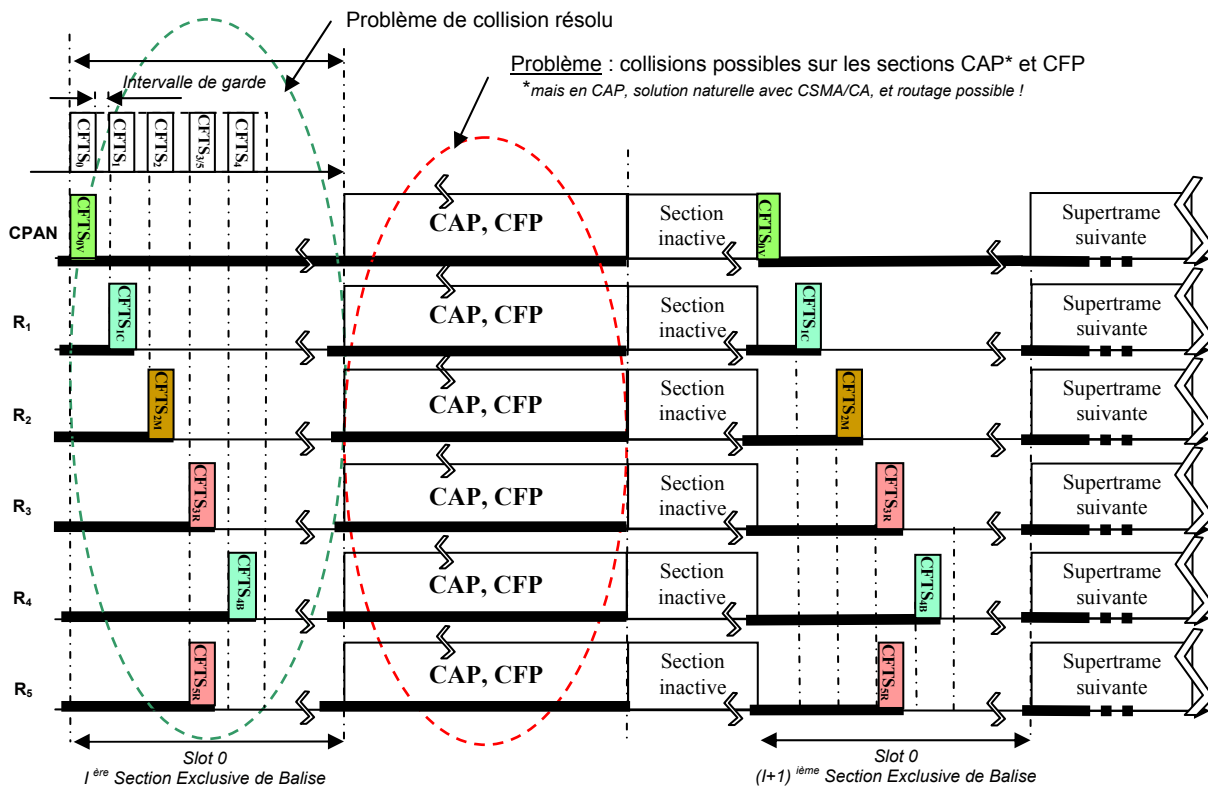


FIG. 4.12 – Organisation des CFTS dans le $slot_0$

- Construction de la table de voisinage à 2 sauts
- Classement des nœuds routeurs en fonction de leur rang, i.e. leur profondeur dans le réseau : les parents sont à la tête de la liste.
- Pour chaque rang, classement des nœuds routeurs en fonction du nombre de leurs voisins
- Allouer le premier CFTS au premier routeur de la liste
- Pour k allant de 1 à m , m étant le rang le plus grand dans le réseau
 - o Pour i allant de 1 à n , n étant le nombre de routeurs dans le rang
 - Pour j allant de $i+1$ à n
 - Si le routeur i et le routeur j n'ont aucun voisin commun
 - o Alors allouer le même CFTS aux routeurs i et j
 - o Exclure le routeur j des prochains tests
 - Incrémenter j pour accéder routeur suivant
 - Incrémenter i pour le traitement du CFTS suivant
 - o Incrémenter k pour le traitement du rang suivant
- Transmission de la table d'allocation des CFTS

FIG. 4.13 – Algorithme général d'allocation des CFTS

sauts les séparant du superviseur de synchronisation. Dans notre exemple, nous obtenons deux classes de coordinateurs : la première où les nœuds sont accessibles en un seul saut depuis le superviseur, composé de R_1, R_2, R_3 , puis la seconde où les nœuds sont accessibles en deux sauts, composé de R_4 et R_5 . La nouvelle distribution donne un ensemble de 6 CFTS comme indiqué 4.16. Cet exemple simple, résumé sur la figure 4.20, permet de comprendre le mécanisme.

Le nombre de sauts maximal est représenté par l'équation 4.11. A est la matrice de voisinage initiale à un saut ; m est l'exposant recherché pour lequel tous les éléments de la matrice sont différents de 0. Dans notre contexte, cela signifie que n'importe lequel des nœuds sera joignable depuis n'importe quel emplacement du réseau. On montre par la même occasion que le réseau est connexe, donc qu'il n'y a pas de nœud ou de section de réseau isolé.

$$\begin{cases} A = (a_{ij})_{1 \leq i, j \leq p} & ; (A^n) = (a_{ij}^{(n)}) \\ m = \inf\{n \geq 0, a_{i,j}^{(n)} \neq 0 \quad \forall (i, j) \in [1, p]^2\} \end{cases} \quad (4.11)$$

	CP	R ₁	R ₂	R ₃	R ₄	R ₅	N ₁	N ₂	N ₃	N ₄	N ₅	N ₆	N ₇	N ₈	Min
CP	0	1	1	1	0	0	1	1	0	0	0	0	1	0	0
R ₁	1	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0
R ₂	1	1	0	0	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0
R ₃	1	0	0	0	0	0	1	0	1	1	1	0	0	0	0
R ₄	0	0	1	0	0	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0
R ₅	0	0	1	0	1	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0
N ₁	1	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0
N ₂	1	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0
N ₃	0	0	0	1	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0	0
N ₄	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0
N ₅	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0
N ₆	0	1	1	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
N ₇	1	0	1	0	0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0
N ₈	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0

	CP	R ₁	R ₂	R ₃	R ₄	R ₅	N ₁	N ₂	N ₃	N ₄	N ₅	N ₆	N ₇	N ₈	Min
CP	10	11	15	12	6	5	9	10	3	4	2	5	12	2	2
R ₁	11	6	12	4	4	6	5	7	2	2	1	8	6	1	1
R ₂	15	12	12	4	10	11	5	4	3	1	1	10	12	2	1
R ₃	12	4	4	6	1	3	8	3	9	7	7	2	3	0	0
R ₄	6	4	10	1	4	8	3	3	0	0	0	7	4	1	0
R ₅	5	6	11	3	8	4	3	3	0	0	0	4	9	4	0
N ₁	9	5	5	8	3	3	4	4	3	3	2	3	8	1	1
N ₂	10	7	4	3	3	3	4	2	6	2	3	3	4	0	0
N ₃	3	2	3	9	0	0	3	6	2	6	2	1	3	0	0
N ₄	4	2	1	7	0	0	3	2	6	4	5	0	2	0	0
N ₅	2	1	1	7	0	0	2	3	2	5	2	0	2	0	0
N ₆	5	8	10	2	7	4	3	3	1	0	0	4	6	2	0
N ₇	12	6	12	3	4	9	8	4	3	2	2	6	6	1	1
N ₈	2	1	2	0	1	4	1	0	0	0	0	2	1	0	0

(a) Table de Voisinage à 1 saut

(b) Table de voisinage élevée au cube

	CP	R ₁	R ₂	R ₃	R ₄	R ₅	N ₁	N ₂	N ₃	N ₄	N ₅	N ₆	N ₇	N ₈	Min
CP	69	40	49	28	25	35	34	24	26	17	16	32	39	5	5
R ₁	40	38	41	21	26	23	21	19	13	7	6	22	34	6	6
R ₂	49	41	70	25	33	36	31	30	9	8	5	34	43	11	5
R ₃	28	21	25	43	9	8	21	25	16	22	13	9	27	3	3
R ₄	25	26	33	9	25	19	11	10	4	1	1	18	27	8	1
R ₅	35	23	36	8	19	32	17	11	6	3	3	25	23	4	3
N ₁	34	21	31	21	11	17	25	17	15	13	11	13	21	3	3
N ₂	24	19	30	25	10	11	17	23	7	12	5	14	21	3	3
N ₃	26	13	9	16	4	6	15	7	21	13	15	5	9	0	0
N ₄	17	7	8	22	1	3	13	12	13	18	11	3	8	0	0
N ₅	16	6	5	13	1	3	11	5	15	11	12	2	5	0	0
N ₆	32	22	34	9	18	25	13	14	5	3	2	25	22	4	2
N ₇	39	34	43	27	27	23	21	21	9	8	5	22	41	9	5
N ₈	5	6	11	3	8	4	3	3	0	0	0	4	9	4	0

	CP	R ₁	R ₂	R ₃	R ₄	R ₅	N ₁	N ₂	N ₃	N ₄	N ₅	N ₆	N ₇	N ₈	Min
CP	##	##	##	##	##	##	##	##	##	69	70	45	##	##	35
R ₁	##	##	##	##	##	##	##	##	##	95	91	47	40	28	##
R ₂	##	##	##	##	##	##	##	##	##	99	63	39	33	##	##
R ₃	##	##	##	##	##	##	##	##	##	98	65	90	72	65	55
R ₄	##	##	##	##	##	##	##	##	##	42	64	98	65	90	72
R ₅	##	##	##	##	##	##	##	##	##	86	##	42	70	93	61
N ₁	##	##	##	##	##	##	##	##	##	64	93	82	66	64	22
N ₂	##	##	##	##	##	##	##	##	##	98	61	66	76	70	51
N ₃	##	##	##	##	##	##	##	##	##	91	99	65	55	64	70
N ₄	##	##	##	##	##	##	##	##	##	69	47	63	90	20	22
N ₅	##	##	##	##	##	##	##	##	##	51	60	36	52	29	26
N ₆	##	##	##	##	##	##	##	##	##	70	40	39	72	14	17
N ₇	##	##	##	##	##	##	##	##	##	47	37	52	46	40	16
N ₈	##	##	##	##	##	##	##	##	##	37	37	59	82	11	11

(c) Table de voisinage élevée à la puissance 4

(d) Table de voisinage élevée à la puissance 5

FIG. 4.14 – Exemple de recherche d’un emplacement pour une efficacité optimale de la synchronisation

Cette approche a été validée avec un simulateur que nous avons programmé sous Matlab. Nous avons développé pour cela un algorithme de construction de la table de voisinage. La validation a porté sur un réseau composé d’une distribution de 25 nœuds uniformément répartis sur une surface rectangulaire. Ce simulateur est capable de générer une distribution de nœuds et de générer un ordonnancement des CFTS à partir de la table de voisinage à deux sauts. Nous avons ainsi obtenu un ensemble de 10 CFTS pour une association non hiérarchique, et 14 CFTS avec des considérations hiérarchiques.

4.3.2.2 Principe de synchronisation des GTS

Nous définissons maintenant la notion de CFGTS (*Contention-Free GTS*) qui permet au coordinateur d’une topologie étoile d’utiliser un GTS dans la section CFP avec esquive 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 que nous appellerons *section exclusive de GTS*. 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.

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 parent P_i et le descendant D_i . Les règles permettant de construire la *section exclusive de GTS* dans la CFP commune sont les suivantes :

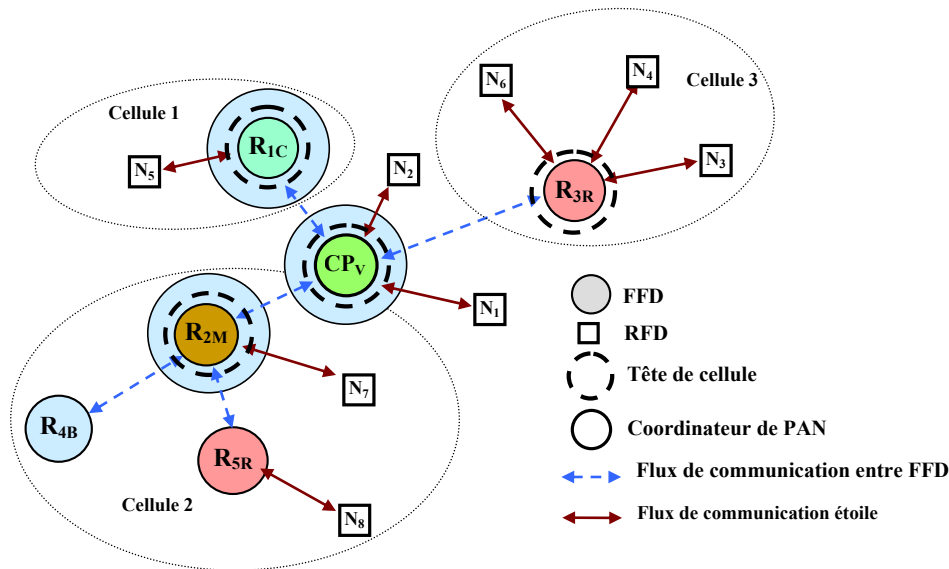


FIG. 4.15 – Localisation pour une synchronisation efficace en nombre de sauts

Groupe	CP	R1	R2	R3	R4	R5	N1	N2	N3	N4	N5	N6	N7	N8	N° CFTS	
-	CP	0	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	0	CFTS ₀
1	R1	1	0	1	1	1	1	1	1	1	0	0	1	1	0	CFTS ₁
1	R2	1	1	0	1	1	1	1	0	0	0	0	1	1	0	CFTS ₂
1	R3	1	1	1	0	0	0	1	1	1	1	0	1	1	0	CFTS ₃
2	R5	1	1	1	0	1	0	0	0	0	0	1	1	1	0	CFTS ₄
2	R4	1	1	1	0	0	1	0	0	0	0	1	1	1	0	CFTS ₅

FIG. 4.16 – Matrice de voisinage à deux sauts des coordinateurs et organisation hiérarchique des CFTS

- **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 parent ; les communications par GTS sont complètement asynchrones d'une cellule à l'autre.

Notre démarche appliquée à un scénario simple dans lequel 6 GTS sont requis sur l'ensemble du réseau nous permet d'obtenir un ordonnancement de 4 CFGTS comme cela est indiqué sur la figure 4.18³ dans lequel les collisions sont esquivées. Le standard IEEE 802.15.4 limite à 7 le nombre de GTS dans une supertrame. Un exemple d'application de cette approche est illustré sur la figure 4.20 et donne une solution pour l'esquive de balise et de GTS, pour l'architecture de réseau considérée. Nous remarquons que dans une association étoile, la supertrame gérée par le coordinateur contient des slots GTS non utilisés pour les communications internes à la cellule afin d'éviter les collisions. Nous rappelons que les nœuds du réseau de capteurs sans fil sont la plupart du temps dans un mode de fonctionnement basse consommation (sommeil par exemple) afin d'économiser de l'énergie, c'est-à-dire sa batterie. Dans chaque association étoile, cela semble priver les nœuds d'une section significative de la supertrame. Cela n'est pas réellement un problème étant donné que le trafic dans une cellule demeure généralement faible, comme cela est attendu dans un réseau de capteurs.

Afin de permettre la réservation de GTS dans une cellule comportant une topologie étoile, sur n'importe lequel des slots de la section CFP, il sera nécessaire de créer une nouvelle entité qui permettra le décalage des GTS à l'emplacement convenable de la section CFP. Nous créerons un GTS virtuel (VGTS - Virtual GTS). Son principe sera décrit dans le §4.3.2.3. L'algorithme général pour l'allocation des CFGTS est

³Les indices alphabétiques du tableau ainsi que les figures qui suivent font références à une couleur afin de les distinguer

donné sur la figure 4.17.

- Construction de la table de voisinage à 2 sauts
- Classement des nœuds routeurs en fonction de leur nombre de voisins
- Assignation du premier CFGTS au premier nœud routeur de la liste
- Pour i allant de 1 à n , n étant le nombre de routeur
 - o Pour j allant de $i+1$ à n
 - Si le routeur i et le routeur j n'ont aucun voisin commun
 - Alors assigner au routeur j le même CFGTS que le routeur i
 - Exclure le routeur j des prochains tests
 - Incrémenter j pour traiter le prochain routeur
 - o Incrémenter i pour affectation sur le prochain CFGTS
- Transmission de la table d'allocation des CFGTS

FIG. 4.17 – Algorithme pour l'allocation des CFGTS

	CP	R ₁	R ₂	R ₃	R ₅	N ₁	N ₃	N ₅	N ₆	N ₇	N ₈	
R ₅ ,R ₂	1	1	1	0	1	0	0	0	1	1	1	CFGTS _{1C}
R ₂ ,N ₇	1	1	1	0	1	1	0	0	1	1	0	CFGTS _{2J}
CP,N ₁	1	1	1	1	0	1	0	0	0	1	0	CFGTS _{3V}
R ₃ ,N ₃	1	0	0	1	0	1	1	1	0	0	0	CFGTS _{1C}
R ₁ ,N ₆	1	1	1	0	0	0	0	0	1	0	0	CFGTS _{4R}
R ₅ ,N ₈	0	0	1	0	1	0	0	0	0	1	1	CFGTS _{3V}

FIG. 4.18 – Matrice de voisinage à 2 sauts et organisation des CFGTS

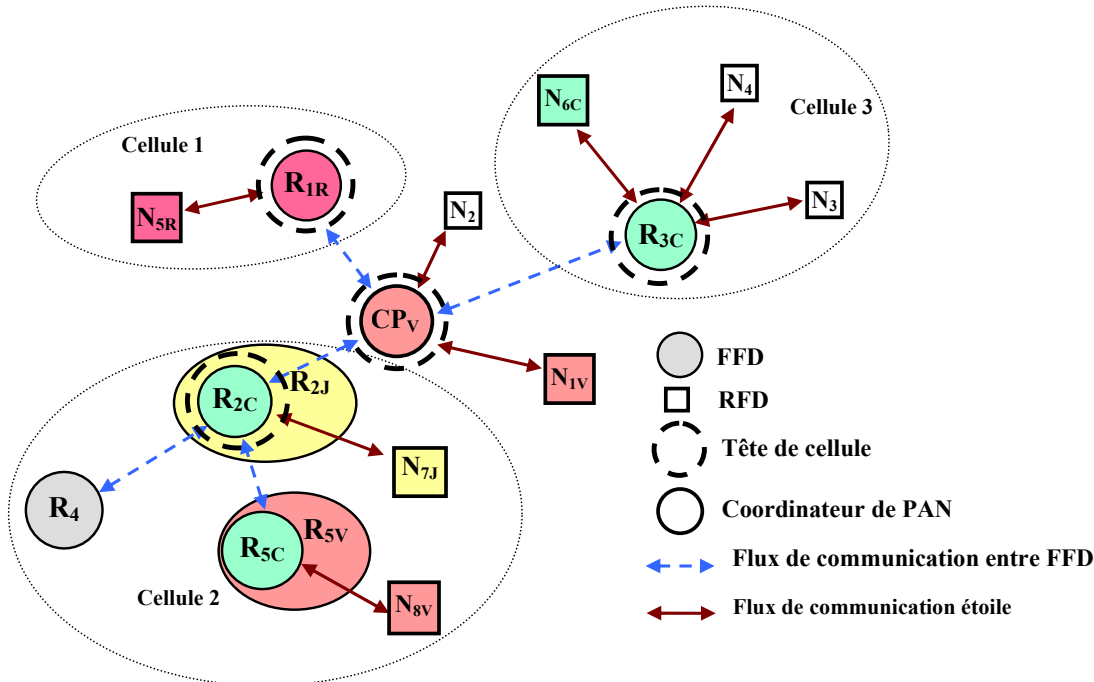


FIG. 4.19 – Organisation des CFGTS pour l'esquive de collisions

Nous proposons maintenant un deuxième exemple de synchronisation de GTS pour la même topologie réseau, mais pour un nombre de GTS plus important : 1 GTS par nœud enfant. Nous avons évalué à 13 le nombre de GTS nécessaires pour le scénario de la figure 4.11. L'algorithme pour l'ordonnancement des CFGTS appliqué à la table de voisinage à deux sauts de la figure 4.21 nous indique un ensemble de 10

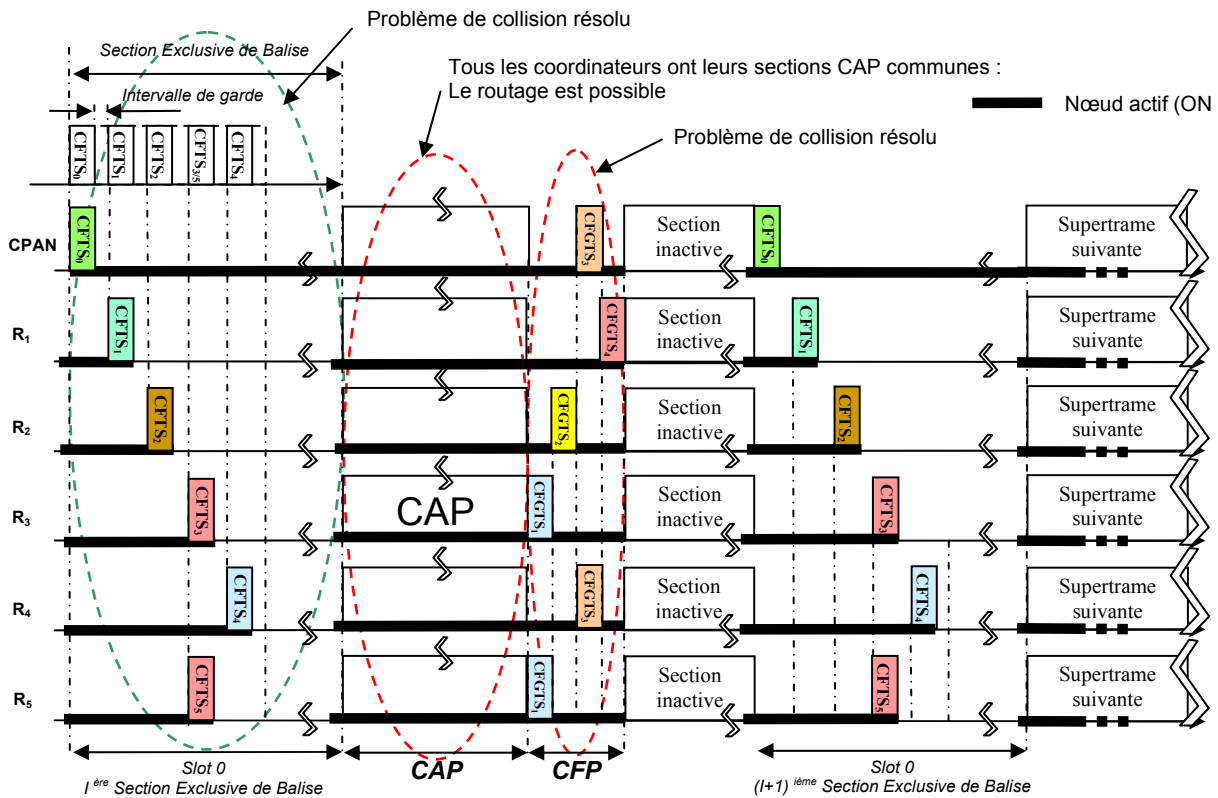


FIG. 4.20 – Synchronisation des balises et des GTS dans le réseau maillé

CFGTS pour éviter toute collision dans la CFP. Le standard limitant le nombre de GTS par supertrame à 7, on ne pourra permettre cet ordonnancement que par un accroissement de ce nombre. Nous proposerons dans le §4.4.2 une autre possibilité dont l'idée est de diminuer la granularité des slots alloués aux GTS.

	CP	R ₁	R ₂	R ₃	R ₄	R ₅	R ₆	N ₁	N ₂	N ₃	N ₄	N ₅	N ₆	N ₇	
CP,R ₂	1	1	1	1	1	1	1	1	0	0	0	1	1	0	CFGTS _{1C}
CP,R ₃	1	1	1	1	0	0	1	1	1	1	1	0	1	0	CFGTS _{2I}
CP,R ₁	1	1	1	1	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	CFGTS _{3V}
CP,N ₂	1	1	1	1	0	0	1	1	1	0	0	0	1	0	CFGTS _{4R}
R ₂ ,R ₅	1	1	1	0	1	1	0	0	0	0	0	1	1	1	CFGTS _{5B}
R ₂ ,N ₇	1	1	1	0	1	1	1	0	0	0	0	1	1	0	CFGTS _{6V}
CP,N ₁	1	1	1	1	0	0	1	1	0	0	0	0	1	0	CFGTS _{7M}
R ₂ ,R ₄	1	1	1	0	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0	CFGTS _{8G}
R ₃ ,N ₃	1	0	0	1	0	0	1	1	1	1	1	0	0	0	CFGTS _{5B}
R ₁ ,N ₆	1	1	1	0	1	0	0	1	0	0	0	1	0	0	CFGTS _{9VI}
R ₃ ,N ₄	1	0	0	1	0	0	1	0	1	1	1	0	0	0	CFGTS _{6V}
R ₃ ,N ₅	1	0	0	1	0	0	1	0	1	1	1	0	0	0	CFGTS _{8G}
R ₅ ,N ₈	0	0	1	0	1	1	0	0	0	0	0	0	1	1	CFGTS _{2I}

FIG. 4.21 – Table de voisinage et ordonnancement de CFGTS pour un scénario nécessitant 13 GTS

4.3.2.3 Principe des GTS Virtuels

Cet aspect ne concerne pas directement notre contribution présente, mais fait l'objet d'un travail de perspective. C'est pourquoi nous en décrivons les principes.

L'utilisation des GTS dans un réseau en arbre de cellules nécessitent quelques aménagements si l'on désire partager la capacité de réservation du médium dans la section CFP de la supertrame entre toutes les cellules. Actuellement, le nombre maximum de GTS par supertrame est de 7, ce qui n'autorise qu'un

maximum de 7 cellules pour l'utilisation de la CFP (avec un GTS par cellule).

Chaque coordinateur de cellule évalue l'échéance la plus courte pour sa demande de GTS. Le coordinateur tient alors compte de cette information pour l'ordonnancement des GTS dans la supertrame. Chaque coordinateur de cellule recevant par la balise du superviseur de synchronisation l'ordonnancement respectant les échéances demandées, il informera ses nœuds enfants de la position du GTS attribué lors de l'émission de sa propre balise.

Le GTS attribué à la cellule pouvant se trouver sur n'importe lequel des slots de la CFP, il sera nécessaire, pour placer les informations du GTS au bon endroit dans la FIFO, d'utiliser notre GTS virtuel pour le décalage de celui-ci. Cela réservera l'emplacement temporel pour la communication dans la CFP des autres cellules. Nous avons indiqué au §3.2.4.3 que le standard possède un mécanisme qui réalloue les GTS s'il y a fragmentation dans la supertrame. Notre mécanisme inhibe donc cette fonctionnalité sans avoir à modifier le standard.

Aucune réservation mémoire n'est nécessaire pour l'enregistrement du contexte. Ces VGTS sont placés sur tous les slots réservés pour le CFGTS des autres coordinateurs du réseau.

Afin d'accroître le nombre potentiel de communications dans la section CFP, et dans le contexte d'un réseau maillé, il peut être intéressant de s'intéresser à la durée d'utilisation du GTS par un couple de nœuds (le coordinateur et l'un de ses nœud enfant). Cet aspect a été décrit au §4.3.2.

4.3.2.4 Limite de la solution des CFTS et CFGTS

Cette nouvelle méthode permet l'esquive de collisions de balises et de GTS entre les différentes cellules du réseau. Afin de permettre une synchronisation efficace, il est nécessaire d'avoir dans chaque supertrame la même durée pour la section active (SD). En outre, comme la section CFP de chacun des coordinateurs est commune, cela implique une densité limitée de GTS. La section active de la supertrame 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 $7,04\text{ ms}$ @ 2.4 GHz). Dans le meilleur des cas, il reste 14 CFGTS par supertrame.

La synchronisation est représentative de la topologie; la distribution des CFTS et CFGTS sera différente si la topologie change. Ainsi, pour chaque nœud ayant une fonction de tête de cellule ou étant coordinateur d'étoile, il sera nécessaire d'écouter systématiquement les balises du superviseur, donc avec le même intervalle inter-balise (BI), afin de propager les informations de synchronisation des CFTS et CFGTS vers les nœuds les plus éloignés, et de permettre alors un fonctionnement du réseau exempt de collision lors du $slot_0$ puis lors de la section CFP.

Ainsi, nous pouvons distinguer deux niveaux d'activités : (1) le premier concernant le suivi de la balise du coordinateur et la synchronisation générale du réseau avec une durée de supertrame permettant la synchronisation; cette durée est identique pour tous les coordinateurs. (2) les autres communications concernant les opérations internes à la cellule en étoile, dans laquelle la durée de la supertrame peut être plus grande que celle précédemment définie; cependant, ils doivent être multiples de celle-ci. Nous placerons cette information dans chacune des balises des coordinateurs.

4.3.2.5 Le cas des réseaux étendus

Lorsque le réseau est constitué d'un grand nombre de nœuds disséminés sur une grande surface, le nombre de sauts nécessaires pour atteindre un nœud particulier peut être important; le mécanisme de réservation des CFGTS peut alors ne plus être efficace si la transmission de la requête de réservation de CFGTS et la trame de réponse mettent trop de temps. La tête de cellule mentionnée dans le §3.2.1.2 doit en conséquence avoir une fonction particulière. Elle peut obtenir une délégation de supervision, mais uniquement pour la cellule qu'elle contrôle. Elle doit également répondre à une requête de réservation de GTS de ses enfants. De plus, la tête de cellule aura un CFGTS automatiquement réservé par le superviseur principal (il y a si peu de CFGTS dans une supertrame), et pourra ainsi le proposer à l'un de ses enfants. Comme le superviseur principal, la tête de cellule analysera la topologie de la cellule et devra en déduire une utilisation potentielle de son unique CFGTS, à priori. Si deux nœuds respectent les règles décrites précédemment et ne causent aucune collision, alors ils peuvent utiliser le même CFGTS. Dans le cas contraire, seul l'un d'eux pourra l'utiliser. Si le trafic interne de l'étoile nécessite un GTS de plusieurs slots,

cette tête de cellule devra envoyer une demande au superviseur afin d'éviter les conflits avec les coordinateurs des cellules voisines. L'implémentation de cette nouvelle technique nécessite une identification des nœuds, comme décrit précédemment : (1) le superviseur de réseau (CPAN), (2) la tête de cellule (R_1 à R_3), (3) le coordinateur d'une association étoile (R_1 à R_5) et (4) les nœuds terminaux (N_1 à N_8) (figure 4.19).

4.3.3 Conclusion préliminaire sur le principe des synchronisations proposées

Cette section présente une nouvelle méthode de synchronisation d'un grand nombre de cellules dans un réseau maillé qui permet d'éviter les collisions de balises et de GTS, mais qui permet également à l'ensemble des coordinateurs ayant une fonction de routage de pouvoir participer à l'effort de routage des trames à travers le réseau tout entier. La section CFP est utilisée pour la transmission des messages internes dans une cellule ayant une topologie étoile et dans laquelle il est nécessaire de garantir l'échéance sur la livraison des données au destinataire. La section CAP est utilisée pour la transmission des messages internes, dans laquelle on accepte un délai moyen de livraison des données. Pour les messages externes utilisant la section CAP, nous garantissons un délai borné lorsqu'ils ont été admis dans le trafic de l'étoile. Une perspective future de ce travail serait de proposer un mécanisme permettant une utilisation optimale d'un GTS au sein d'une association étoile. En se référant aux observations de la table 4.2, dans la majorité des cas, un GTS est nettement sous-utilisé par le nœud qui a peu de données à transmettre ou à recevoir. Nous proposons une exploitation de la section du GTS non utilisée par les autres nœuds de la cellule, auxquels aucun GTS n'a encore été assigné. Par exemple, à l'intérieur d'une balise, le coordinateur peut envoyer une liste de prétendants, qui n'ont pas encore reçu de confirmation pour la réservation d'un GTS. Une fois que le nœud a terminé d'utiliser son GTS, il permet au premier nœud de la liste d'attente d'en utiliser le restant, si il est absolument certain qu'il terminera toutes les transactions avant la fin du GTS.

La technique d'esquive de collisions demeure efficace tant que le trafic interne à la cellule reste faible et la taille du réseau raisonnable ; la synchronisation nécessitant que le $slot_0$ soit commun à tous les nœuds du réseau, comme pour la CFP. Le nombre de CFTS peut être relativement grand et dépend notamment de la taille du $slot_0$ donc de la taille de la section active de la supertrame. Le nombre de CFGTS est limité à 14 ; l'utilisation des GTS dans une cellule étoile doit rester faible si l'on veut faire cohabiter un grand nombre de cellules. Notre exemple avec 14 nœuds a montré que le standard laissait suffisamment de possibilités pour pouvoir utiliser plusieurs CFGTS par coordinateur. Une topologie qui change nécessite une mise à jour de la distribution des CFTS et CFGTS. Il est ainsi nécessaire de garantir une synchronisation qui suit les évolutions de la topologie autant que possible. Cela nécessite de choisir une période de synchronisation faible comparée à la rapidité de changement de la topologie. Toutes les communications étant synchronisées sur la réception de la balise du superviseur, les collisions peuvent être évitées ; les informations de synchronisation des balises et GTS sont disponibles dans le *payload* de la balise. Afin d'éviter des temps d'attente excessifs dans le cas d'un nœud réseau mobile qui a changé de position géographique et de point de rattachement au réseau, cette mise à jour de la synchronisation devra être plus rapide que les changements.

Bien que cela n'ait pas été indiqué dans cette section, le fait d'avoir une synchronisation efficace permet de façon indirecte de minimiser la consommation en énergie dans la mesure où le nombre de collisions diminuant, le nombre de retransmissions diminue également.

Cette étape de synchronisation indispensable à notre contexte permet à l'ensemble des nœuds coordinateurs de cellule d'être synchronisé avec le superviseur de synchronisation. En effet, ceux-ci doivent être en phase avec le coordinateur de réseau PAN afin de pouvoir répondre aux requêtes de routes et au transit de messages lorsque cela est demandé. Il doivent donc être actifs pour pouvoir prolonger la requête de route et répondre aux sollicitations du coordinateur de PAN. Cela ne pourra se faire que dans la section avec contention (CAP) de la supertrame de chacun des coordinateurs de cellules, étant donné que la communication inter-cellules en mode CFP est exclue par le standard *IEEE 802.15.4*. Une piste a toutefois été donnée dans ce sens dans la thèse de A. VAN DEN BOSSCHE [Van07], dans laquelle il est proposé une synchronisation permettant l'échange de données par GTS entre des cellules adjacentes. Nous avons choisi pour notre part de privilégier la piste de communication inter-cellules utilisant la section CAP afin de ne pas entreprendre une restructuration importante du standard.

4.4 Ordonnement de trames au sein d'une cellule

4.4.1 Principe d'ordonnement des GTS dans la CFP

Nous rappelons dans ce paragraphe que notre contexte de contrôle de processus industriel nécessite le fonctionnement en mode balisé du standard *IEEE 802.15.4* afin de conserver l'aspect déterministe des communications avec l'utilisation des GTS dans la CFP. Cela nous a amené à adjoindre au standard, un mécanisme de synchronisation de balises et de GTS afin d'éviter les collisions pour les trames émises par des coordinateurs à portée radio des cellules voisines. La proposition d'ordonnement des GTS dans la CFP d'un coordinateur contrôlant le trafic d'une cellule développée dans [Che06] peut donc toujours être utilisée moyennant quelques aménagements. En effet, lors de la recherche d'une organisation des GTS au sein de l'association étoile (le coordinateur et ses nœuds terminaux enfants), seuls étaient considérés les GTS de la cellule. Pour respecter l'organisation des GTS imposée par le superviseur de synchronisation et afin d'éviter les collisions dans cette section de la supertrame, il sera nécessaire de tenir compte des entités des cellules voisines qui rendent inutilisables la section CFP à cause de la proximité radio. Ainsi, si un ou plusieurs GTS sont demandés pour le fonctionnement de la cellule, la CFP commune à l'ensemble des communications devra être organisée afin de pouvoir placer le ou les GTS convenablement dans la file d'attente des GTS. Nous proposons l'utilisation d'un GTS virtuel (VGTS - *Virtual GTS*). Ce mécanisme a été présenté dans le §4.3.2.3.

4.4.2 Ordonnement conjoint de CFGTS : intra-cellulaire et extra-cellulaire

Comme nous l'avons présenté dans le §4.3.2.2, le standard apporte une limitation importante sur le nombre de GTS dans la CFP (limitation à 7). Nous avons montré par un exemple simple qu'avec un nombre relativement faible de nœuds (6 routeurs et 8 nœuds terminaux), le nombre de CFGTS requis pouvait aisément dépasser la limite du standard. Nous avons également mis en évidence le fait que dans un contexte de réseau de capteurs, la quantité de données de l'ordre de la dizaine d'octets ne permettait pas une exploitation optimisée de la durée de chaque GTS; autrement dit, une simple communication entre un coordinateur et son enfant n'occupait pas la totalité du GTS.

Nous proposons d'utiliser un seul GTS pour l'ensemble des communications de la CFP d'une cellule. Cela évite ainsi la perte de bande passante et apporte une meilleure réactivité des communications utilisant la CFP, dans la mesure où il n'est pas nécessaire d'attendre la supertrame suivante. Pour cela, il est nécessaire de disposer d'un mécanisme pour la signalisation d'un GTS actif et disponible dans la cellule. Le principe est le suivant : le coordinateur de cellule reçoit un ensemble de demande de GTS et les classe en fonction de leur échéance, dans la mesure où cela est possible sur le GTS actuellement disponible pour la cellule. La technique de recherche d'un ordonnancement tenant compte des échéances est décrite dans [Che06]. Elle est inspirée de l'ordonnement dans le protocole FIP⁴. L'ordonnement résultant est mis à disposition des nœuds lors d'une étape de scrutation. Le nœud privilégié de la file d'attente, c'est-à-dire celui ayant la plus proche échéance, utilise la première section du GTS. Lorsqu'il a terminé sa tâche, il en informe explicitement le coordinateur de cellule qui sollicitera les autres nœuds en attente d'un GTS; pour cela le coordinateur envoie une requête de mise à disposition du GTS. Cette requête sera reçue par l'ensemble des nœuds réveillés, reliés au coordinateur par une association étoile (éventuellement en attente du GTS).

Dans le but de limiter l'envoi excessif de trames de contrôle sur le médium, nous installons un système de temporisation qui permettra aux nœuds d'anticiper la prise du médium. La liste des nœuds pouvant utiliser le GTS, ordonnée par priorité, est envoyée au moment de la requête; chaque nœud peut alors évaluer son attente minimum en multipliant son rang dans la liste d'attente par la constante $aMinGTSWait$. Nous rappelons que seul le nœud ayant obtenu un GTS de la part du coordinateur possède les informations de l'emplacement dans la supertrame : il les a reçues dans la section GTS de la supertrame du coordinateur. A l'issue de ce délai, le nœud en attente de l'utilisation du GTS commence à l'utiliser (en réception ou en transmission). La détection par les autres nœuds d'une activité sur le réseau les mettra en attente d'une autre requête de mise à disposition du GTS, et ainsi de suite jusqu'à épuisement de la liste d'attente des

⁴FIP : *Flux Information Process - Factory Instrumentation Protocol*, dénomination qui a évolué en *WorldFIP (Factory Information Protocol)* [Wor01] (<http://www.worldfip.org/>), est un protocole de Terrain. Celui-ci a été proposé par le groupe de travail « Réseaux Locaux Industriels » français dirigé par le Dr. J.P. Thomesse dans les années 80. [Tho98, Tho99, Tho05a] présentent le contexte des réseaux industriels, dont WorldFIP et [Fel02] une synthèse sur un ensemble de réseaux locaux industriels.

GTS. Il est nécessaire d'insister ici sur le fait que le coordinateur de cellule est obligatoirement acteur dans l'ensemble des communications de sa cellule et qu'il tient à jour la liste des GTS qui n'ont pas encore été servis. Il pourra ainsi, lors de la prochaine supertrame, renvoyer une liste rafraîchie contenant ces derniers ainsi que les nouvelles demandes, toujours ordonnées par ordre d'urgence (échéance).

Ce mécanisme ne fait pas partie des contributions de cette thèse ; il sera envisagé de le compléter et de le valider dans les perspectives.

4.5 Validation par *Réseaux de Petri Temporisés* du mécanisme de synchronisation de balises pour le réseau maillé

Cette section propose la validation de notre mécanisme de synchronisation de balises pour le standard *IEEE 802.15.4*. Nous rappelons que celui-ci permet l'esquive de collisions de balises dans une architecture de réseau maillé et réagit promptement aux défauts de propagation dans un voisinage à un saut des coordinateurs, c'est-à-dire à l'absence ponctuelle ou prolongée d'un coordinateur. Seuls les coordinateurs (FFD) disposent des fonctionnalités nécessaires pour participer à la synchronisation.

4.5.1 Introduction sur la validation formelle

Comme nous l'avons introduit au §3.2.3.2 (page 22), le mode balisé du standard *IEEE 802.15.4* est limité dans les spécifications aux réseaux ayant une topologie en étoile. Notre contexte de contrôle de processus industriel ne pouvant s'affranchir du mode balisé, nous proposons une extension d'un mécanisme de synchronisation de balises qui permet de conserver ce mode balisé dans un réseau maillé. Nous proposons deux nouvelles fonctionnalités : une première qui permet de détecter le nœud du réseau le mieux adapté pour un délai de synchronisation minimal (délai qualifié pour un nombre de sauts minimal), puis une seconde permettant aux nœuds coordinateurs de cellule de réagir à une absence d'activité d'un nœud coordinateur enfant dans la chaîne de propagation, afin de garantir une qualité de service pour tous les mécanismes qui en dépendent.

4.5.2 Principe de la validation par *Réseaux de Petri Temporisés* du mécanisme de synchronisation de balises

La validation d'un système peut être réalisée de plusieurs façons : dans le domaine des réseaux, dont les réseaux sans fil, une méthode très utilisée est l'estimation de performances par simulation du système. Des simulateurs tels que *NS* [NS207, Car03], *OPNET/OMNET* [Opn07, Ope07, Omn07] et *TrueTime* [Tru07, Gal07] permettent de tester l'implémentation d'un système dans un environnement simulé avec de nombreuses possibilités de simulation (tout type de scénarii sur des topologies définies par l'utilisateur) : modification de flux, surcharge du réseau, perturbations, bruits, etc. Une autre technique d'étude d'un système est son implémentation sur un prototype et d'effectuer un ensemble de tests en conditions réalistes ou extrêmes. Ces méthodes permettent d'obtenir une vue d'ensemble du comportement du système en fonctionnement normal ou dans certains cas spécifiques (qui ont été testés ou simulés). Elles comportent cependant dans notre contexte plusieurs inconvénients. Tout d'abord, la mise en œuvre d'un prototype pour un réseau de capteurs peut s'avérer coûteuse et complexe. De plus, dans des contextes particulièrement critiques, il pourra s'avérer nécessaire d'étudier le comportement du système d'une façon exhaustive ; ce qui n'est pas réalisable par les méthodes de simulation ou de test. Nous proposons donc de compléter l'étude du système en utilisant des méthodes de validation plus formelles [Rus07] qui permettent la vérification de propriétés sur un modèle formel du système. L'introduction de la dimension formelle permet d'une part, par la modélisation en langue formelle, la détection de certaines erreurs basiques en amont de la phase d'implémentation. D'autre part, l'utilisation de méthodes mathématiques permet une validation plus fine de la fiabilité du système par une analyse exhaustive de tous les comportements possibles du système. La validation exhaustive peut être réalisée par *Model Checking* [Ber01], c'est-à-dire l'analyse de propriétés sur l'espace d'états du modèle (sur tous les états possibles). Nous avons choisi cette méthode de validation de notre mécanisme de synchronisation, afin de vérifier le bon comportement de notre système et le respect des contraintes critiques du contexte de contrôle de processus industriel.

Une fois cette validation effectuée, nous envisagerons dans les perspectives de la thèse l'utilisation d'un simulateur pour l'évaluation du fonctionnement du réseau avec un grand nombre de nœuds.

La validation par *Réseaux de Petri* concerne uniquement la deuxième fonctionnalité, la première ayant déjà été validée à l'aide de la théorie des graphes colorés au §4.3.2.1.

Nous nous sommes inspirés d'un travail analogue établi par K. Godary et D. Andreu et présenté dans [God07]. Ce travail basé sur une méthode d'accès à un médium filaire (STIMAP) propose d'optimiser par glissement temporel, l'occupation du médium et obtenir ainsi un gain de temps sur la transmission de trames vers des nœuds terminaux. Nous avons adapté le principe des demi-périodes à notre contexte de communication sans fil. Notre méthodologie de validation comprend quatre étapes distinctes : le choix du langage de modélisation, la modélisation du système, la modélisation des propriétés, puis la vérification de ces propriétés sur le modèle du système.

- Le choix du langage de modélisation est une étape très importante : le langage doit permettre l'expression des propriétés caractéristiques du modèle, ainsi que des propriétés à valider, mais doit aussi permettre l'utilisation de techniques de validation telle que le *Model Checking*.
- La seconde étape consiste à obtenir un modèle abstrait permettant le processus d'analyse. En effet, l'explosion combinatoire est le principal problème des méthodes d'analyse exhaustives. Il est alors nécessaire de réduire le modèle du système tout en conservant les informations indispensables pour la vérification des propriétés désirées.
- Les propriétés retenues sont ensuite modélisées lors de la troisième étape.
- En dernier lieu, les propriétés doivent être vérifiées pour l'ensemble du modèle. Cette vérification consiste en la construction de l'ensemble des états possibles du système, puis de l'analyse de la propriété sur ces états (après où « à la volée »).

4.5.3 Choix du langage de modélisation

Le protocole de synchronisation a été modélisé avec les *Réseaux de Petri Temporisés* (TPN - *Timed Petri Nets*). Les *réseaux de Petri* sont un formalisme états/transitions permettant l'expression du parallélisme, de la synchronisation, du partage et de la concurrence d'une manière simple. Ils sont ainsi bien adaptés pour la modélisation de systèmes de communications distribués [Val07]. Enfin, les *réseaux de Petri* sont associés à un formalisme mathématique permettant l'analyse formelle du système par construction de l'ensemble des états du système. Dans la mesure où nous considérons des systèmes dépendants, autrement dit des systèmes qui interagissent avec leur environnement par leurs entrées (signaux, capteurs, etc.) et leurs sorties (signaux, actionneurs, etc.), nous utilisons des extensions des *réseaux de Petri* qui permettent non seulement la description de l'évolution de l'état du modèle, mais également d'indiquer le moment de leur occurrence. Une extension temporelle est nécessaire : les *Réseaux de Petri Temporisés* qui permettent de modéliser des durées associées aux transitions.

◇ Principes et vocabulaire de base des *RdP temporisés*

La figure 4.22 montre un *RdP temporisé* simple, composé de 3 places et de 2 transitions. La place *Init* est marquée initialement par un jeton, ce qui sensibilise la transition $t_Début$: cette transition est tirable. Elle n'est pas associée à une information temporelle ; elle fonctionne donc comme un RdP non temporisé : lors du tir de cette transition, le jeton de la place *Init* est consommé et un jeton est généré dans la place *A*. Le marquage de *A* entraîne la sensibilisation de la transition t_Fin . Cette transition est associée à une durée de tir $d=5$ (notée [5,5] sur la figure) : la transition t_Fin ne sera tirable que 5 unités de temps après sa sensibilisation, c'est-à-dire après le marquage de la place *A*. Le tirage de cette transition entraîne ensuite la suppression du jeton de *A* et le marquage de la place *Fin*.

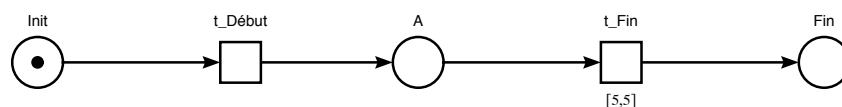


FIG. 4.22 – Réseau de petri temporisé simple

4.5.4 Propriétés à valider

La validation du mécanisme de synchronisation du réseau nécessite d'analyser l'accès au médium de tous les coordinateurs pour tous les cas de fonctionnement. L'accès au médium doit être vérifié d'un point de vue logique (ce qui correspond à l'ordre dans lequel les coordinateurs émettent) et d'un point de vue temporel. L'objectif de la validation est donc de s'assurer que le comportement du modèle du système, c'est-à-dire de tous les coordinateurs dans le réseau, est conforme à celui attendu.

4.5.5 Méthodes d'analyse

La validation est réalisée avec l'outil TINA [Ber03], outil de modélisation et d'analyse des réseaux de Petri classiques, temporisés ou temporels. Cet outil permet la modélisation des réseaux de Petri de façon textuelle ou graphique. TINA [Tina07] offre bien sûr la possibilité d'exécuter le modèle pas à pas ou de façon aléatoire, ce qui permet un déverminage efficace et l'étude de situations précises. TINA inclut également différentes méthodes d'analyse du modèle : analyse structurelle ou construction du graphe d'accessibilité. L'analyse structurelle permet d'obtenir des informations sur certaines propriétés inhérentes aux réseaux de Petri (présence de « *deadlock* » par exemple ou « *bornitude* » du modèle). Mais c'est le graphe d'accessibilité qui nous offre la dimension exhaustive de l'analyse du système : TINA permet la construction du graphe des états ou du graphe des classes, c'est-à-dire le graphe de tous les états possibles accessibles par le système. Il est alors possible de vérifier des propriétés d'accessibilité (marquage ou non d'un état donné).

Cependant, toutes les propriétés ne sont pas initialement des propriétés d'accessibilité. Nous utilisons alors un observateur spécifique. Cette technique est souvent utilisée pour transformer la vérification d'une propriété complexe (propriété de vivacité) en un problème d'accessibilité (accessibilité d'un état d'erreur). La figure 4.23 représente l'observateur utilisé pour vérifier le pire temps, depuis l'émission d'une trame balise par le superviseur de synchronisation du réseau (tir de la transition t_{CFTS_CPAN}) jusqu'à la réception par un nœud terminal de la trame balise émise par le coordinateur enfant ou réémission par le parent en cas de défaillance de cet enfant (transition $t_{Reception_CFTSx^5}$). Si cette durée est plus longue que la date de tir de la transition t_{Erreur} , alors cette transition est tirée et la place $ERREUR$ est atteinte.

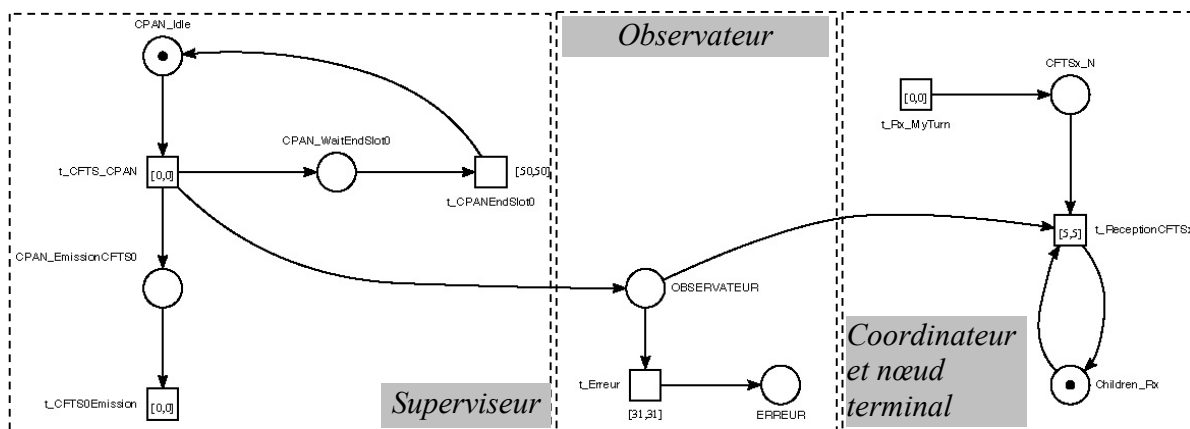


FIG. 4.23 – Modèle de l'observateur

Dans la mesure où le modèle est borné, l'analyse peut être finalisée et ainsi donner un résultat fiable. Il est nécessaire pour vérifier cette condition qu'aucune place du modèle ne voit son nombre de jetons s'incrémenter sans limite. Dans le cas contraire, l'analyse exhaustive ne peut pas être obtenue ; nous pouvons tout juste avoir une tendance. Ce dernier résultat incomplet ne peut servir à qualifier le modèle de convenable. Nous rechercherons ainsi systématiquement à obtenir un modèle borné. Pour cette raison, nous rajouterons l'arc inhibiteur sur la transition t_{Erreur} afin de compter au plus un tir de cette transition.

Lors de l'analyse de notre modèle, nous utilisons le suffixe « *OK* » pour indiquer les résultats obtenus pour une date de tir de la transition t_{Erreur} qui n'amène pas le marquage de la place $ERREUR$. Nous

⁵Le suffixe « *x* » correspond à l'indice du coordinateur.

utilisons le suffixe « *KO* » pour indiquer que la date de tir de la transition t_{Erreur} amène le marquage de la place *ERREUR*.

4.5.6 Structure du système à modéliser

Le modèle présenté dans ce paragraphe est le modèle de la topologie illustrée sur la figure 4.8 (page 77), composé de 6 nœuds coordinateurs et de 8 nœuds terminaux. Lors de la conception de ce modèle, la représentation du médium a été une question importante. Le but était de créer un modèle le plus simple possible, efficace du point de vue de l'analyse, mais offrant également des facilités lors de la modification d'un scénario ou d'une topologie par exemple. Notre démarche nous a conduit à considérer plusieurs types d'architectures :

- un premier modèle (figure 4.24) intuitivement issu de l'observation de la topologie du réseau (figure 4.12, page 80), avec la représentation d'un médium « *privé* » entre chaque couple père/fils (autant de médiums que de liens). Cette représentation simplifie dans un premier temps la modélisation, mais reste très dépendante de la topologie du scénario, et son adaptation pour un changement de scénario amène un grand nombre de modifications. De plus, elle ne permet pas de représenter le risque de collision dans certaines zones de médium partagées. Cette multiplication des liens peut également amener rapidement à une explosion combinatoire.

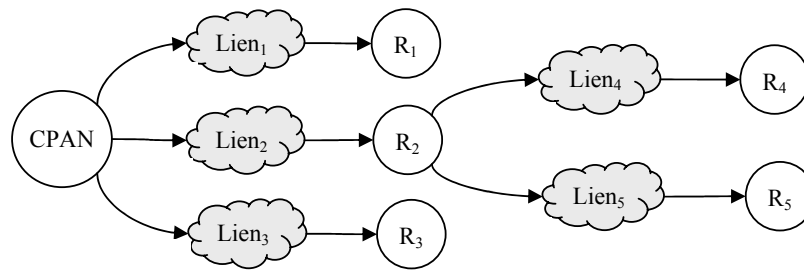


FIG. 4.24 – Principe d'une architecture de réseau avec médium distinct pour chaque lien

- Un second modèle permet une représentation plus proche de la réalité, avec des médiums représentant les zones exactes de transmission de chacun des nœuds. Ce modèle est cependant irréaliste ; un tel modèle représente de façon statique les zones d'émissions alors que celles-ci sont rarement figées. De plus, il est encore plus complexe que le précédent car il peut exister plusieurs chemins entre deux nœuds coordinateurs : un nœud coordinateur peut être relié à plusieurs autres nœuds coordinateurs, etc.
- Enfin, nous préférons le modèle de la figure 4.25 pour lequel le médium est commun à tous les nœuds. Le choix de la représentation d'un médium commun offre plusieurs avantages : le modèle des communications est simplifié, le modèle est modulaire (le modèle d'un nœud terminal ou d'un nœud coordinateur est aisé à rajouter, il suffit de le « *relier* » au médium), et cela permet en outre de vérifier qu'il n'y a pas de collision. En effet, les transmissions se font sur le principe du TDMA, ce qui doit exclure le risque de collision avec les autres trames du réseau. La représentation d'un médium commun permet de vérifier cette propriété d'exclusion des collisions.

Nous pourrions ensuite nous focaliser sur l'architecture du mécanisme de propagation des balises et du remplacement de celles-ci en cas de défaut des descendants. Les entités N_{Rx} représentent les nœuds terminaux enfants des coordinateurs qui ne peuvent que recevoir les informations de synchronisation. Bien que le modèle du système utilise un médium commun à tous les nœuds, le modèle RdP tient compte de l'ordonnancement des CFTS et garantit l'exclusion de collision de balises. Notre contrainte principale est ainsi d'obtenir un modèle de réseau qui soit adaptable facilement à un grand nombre de topologies en amenant un nombre faible d'ajustements ; dans le cas le plus simple, une duplication de la structure à rajouter.

Notre démarche de modélisation s'est déroulée en deux étapes. Une première dans laquelle nous proposons un modèle simple, *sans contrôle de propagation*, respectant l'ordonnancement des CFTS comme cela a été décrit dans le §4.3.2 (page 76). Les coordinateurs émettent ainsi leur balise dans le CFTS qui leur a

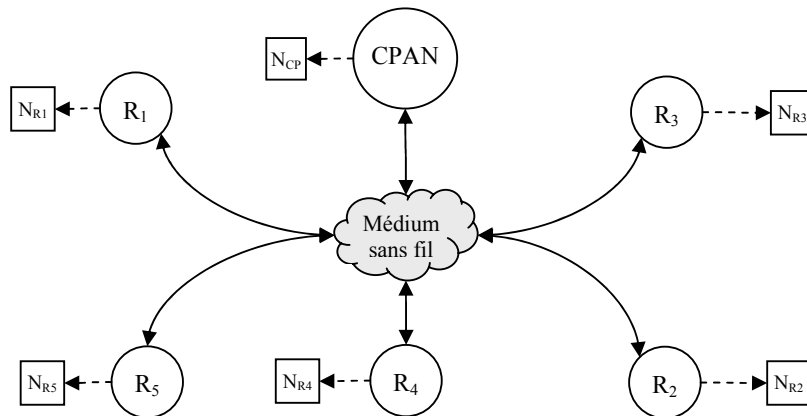


FIG. 4.25 – Principe d'une architecture de réseau avec modèle de médium commun

été alloué. Ce modèle ne prend pas en considération l'absence éventuelle d'activité d'un nœud coordinateur dans la chaîne de propagation de la synchronisation. Nous nommons celui-ci « *modèle sans contrôle de propagation* ». Il représente le fonctionnement de base de notre mécanisme de synchronisation, que nous avons pu valider. Dans une deuxième étape, nous complétons le modèle précédent avec un mécanisme permettant de détecter l'activité ou l'inactivité d'un coordinateur enfant par le biais de son parent, pour éventuellement palier à une absence de transmission de balise, et ainsi garantir une continuité dans la chaîne de propagation de la synchronisation. Pour cela, nous utilisons le principe des demi-périodes qui a été décrit dans le §4.3.1 (page 68). Nous nommerons ce dernier « *modèle avec contrôle de propagation* », sous-entendu de synchronisation. Ce modèle représente la version élaborée pour notre synchronisation et a également été validé.

4.5.7 Hypothèses pour la modélisation

L'ordonnancement des CFTS respecte le voisinage à deux sauts de chacun des nœuds coordinateurs du réseau. Moyennant le respect de cette condition, nous modélisons dans la première étape un comportement de réseau dans lequel plusieurs nœuds coordinateurs peuvent utiliser le même CFTS ; le délai de synchronisation global s'en retrouvera d'autant diminué. Pour le deuxième modèle mettant en œuvre le mécanisme des demi-périodes, nous suggérons qu'un coordinateur parent puisse élever sa puissance d'émission afin de pouvoir joindre les nœuds enfants de son descendant. Mais en même temps qu'il atteint ceux-ci, il vient perturber le voisinage d'autres nœuds non concernés par cette opération, qui utiliseraient le même CFTS que le nœud coordinateur défaillant. Cela implique que nous limitons l'utilisation d'un CFTS par un seul coordinateur à la fois. Cette hypothèse reste réaliste dans la mesure où le nombre possible de CFTS dans le $slot_0$ est important comme nous l'avons montré dans le §4.3.1 (page 68).

4.5.8 Modélisation du mécanisme de synchronisation *sans contrôle de propagation*

Ce paragraphe décrit le modèle de l'ensemble des entités du réseau pour le premier scénario dans lequel les coordinateurs émettent leur balise dans le CFTS qui leur a été alloué par le superviseur de synchronisation, *sans contrôle de propagation*.

4.5.8.1 Modèle simple du superviseur de synchronisation

Le modèle du superviseur de synchronisation illustré sur la figure 4.26 permet d'émettre périodiquement une trame balise dans le premier CFTS du $slot_0$ de chaque supertrame. La représentation donne l'état initial du superviseur, c'est-à-dire avec la place $CPAN_Idle$ marquée. Lorsque la transition t_CFTS_CPAN est tirée, le processus d'émission du CFTS par le superviseur est démarré (marquage de la place $CPAN_EmissionCFTS0$) puis un timer est armé pour la détection de la fin du $slot_0$ (marquage de la place $CPAN_WaitEndSlot0$; le tir de la transition $t_CPANEndSlot0$ après 50 unités de temps⁶ marque

⁶La durée de ce « timer » doit être suffisamment longue pour laisser la synchronisation se propager sur tout le réseau.

la fin du $slot_0$. Nous rappelons que le $slot_0$ est utilisé exclusivement pour l'émission des trames balises. Le reste de la supertrame constitué des 15 autres slots de la section active puis de la section inactive est modélisé par la place $CPAN_Remaining_Active/Inactive_Superframe$ et la transition $t_End_SP_CPAN$. Dans la mesure où nous cherchons à valider le délai de propagation des balises, c'est-à-dire le délai séparant l'émission de la première balise du $slot_0$ et la réception de la balise par le descendant le plus éloigné (en nombre de sauts) du superviseur, nous ne représenterons pas cette partie du modèle afin de limiter la complexité. Nous décrivons plus loin cette étape qui permet d'obtenir un modèle d'abstraction.

Pour la présentation du modèle, nous proposons une représentation du temps avec des unités simples pour en éviter la surcharge. Nous présentons ensuite une version finale du modèle de synchronisation dans laquelle le temps est représenté par un nombre de symboles, unité de temps directement issue de la spécification du standard *IEEE 802.15.4* et fonction de la couche physique utilisée, en l'occurrence un débit de 250 Kbits/s dans la bande des 2.4GHz .

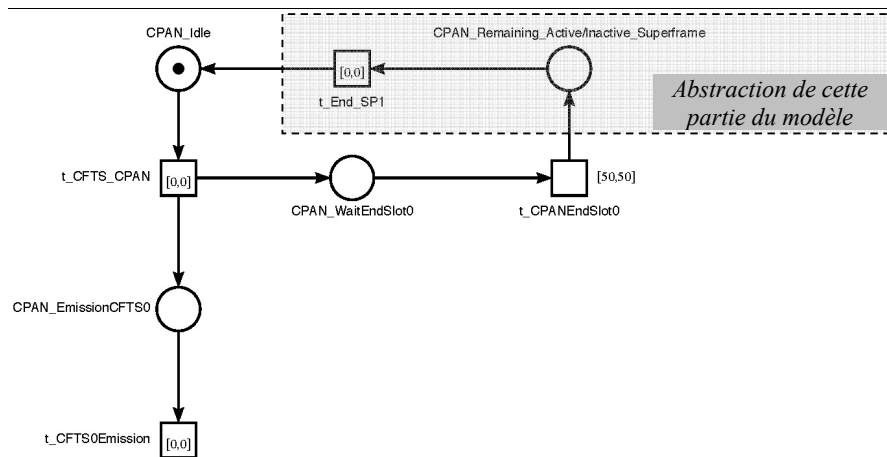


FIG. 4.26 – Modèle simple du superviseur de synchronisation

Le comportement du microcontrôleur n'est pas modélisé ; il est représenté simplement par une place $CPAN_Idle$ pour le superviseur de synchronisation, Rx_Sleep pour un nœud coordinateur de cellule et $Children_Rx$ pour les nœuds terminaux. Ces places sont marquées initialement comme cela est respectivement indiqué sur la figure 4.26 et la figure 4.27. Toutes les communications démarrent depuis ces places par le tir des transitions t_CFTS_CPAN pour le superviseur et $t_RxWakeUp$ pour les coordinateurs.

4.5.8.2 Modèle simple d'un coordinateur

Ce modèle représente le comportement du coordinateur et il est identique pour tous ceux du réseau. Le modèle initial représente l'ensemble des fonctions du coordinateur avec sa couche applicative. Mais ces détails ne sont pas tous nécessaires dans notre contexte. Notre objectif étant de valider le mécanisme de synchronisation, les éléments relatifs aux autres fonctions peuvent être omis sans altérer notre validation. La figure 4.27 donne le modèle d'abstraction pour le comportement du coordinateur simple, c'est-à-dire sans mécanisme de détection de la balise de ses descendants.

Le réveil du nœud coordinateur correspond au tir de la transition $t_RxWakeUp$ qui active deux sections du modèle : une première qui arme la réception sur les trames reçues depuis le médium sans fil (place $Rx_ListenSlot0$), tandis que la seconde permet d'armer une temporisation pour l'utilisation du CFTS convenable dans le $slot_0$ de la supertrame (place $Rx_WaitMyTurn$). Cet instant correspond au début du $slot_0$ et par extension au début de la supertrame. La réception de trames n'est validée que lorsque le nœud coordinateur n'est pas l'émetteur de la balise en question. En effet, la technologie que nous utilisons ne permet pas la réception et la transmission simultanées ; d'où la présence de l'arc inhibiteur sur la transition $t_Rx_CFTSReception$. Afin de ne pas désolidariser la réception d'une trame par les coordinateurs et les nœuds terminaux, la réception de cette trame sensibilise la transition $t_ReceptionCFTSx$ pour la réception par un nœud terminal. Lorsqu'une trame est reçue depuis le médium en A , un jeton est généré dans la place $Rx_CFTSReception$. La trame commencera à être décodée par la couche MAC lorsque la

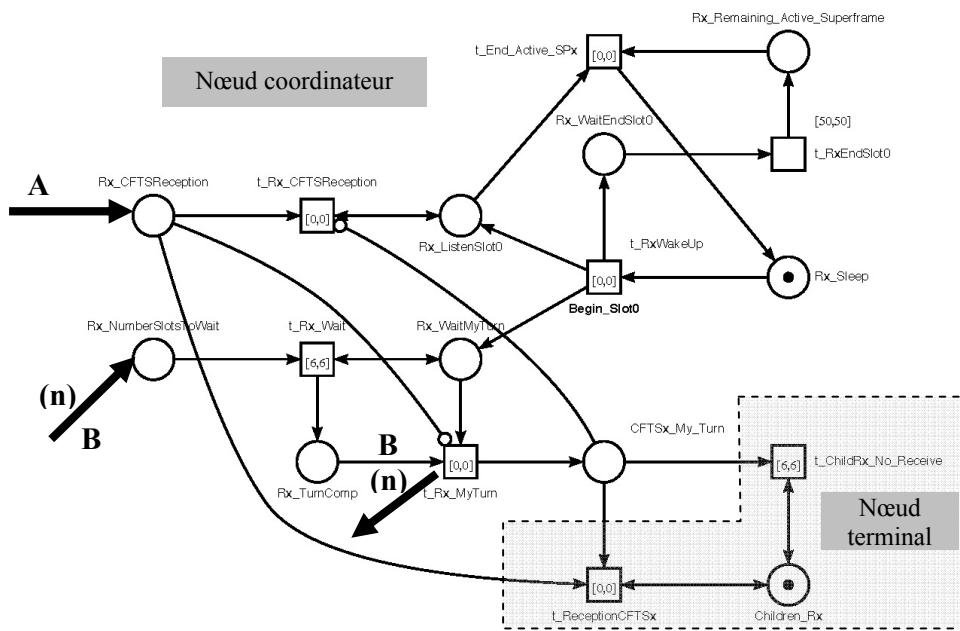


FIG. 4.27 – Modèle pour un nœud coordinateur simple

transition $t_{Rx_CFTSReception}$ sera tirée. La programmation du rang du CFTS pour le nœud coordinateur est réalisée par le marquage de la place $Rx_NumberSlotsToWait$, à chaque nouvelle superframe ; cette place possède autant de jetons qu'il y a de CFTS à attendre. Ainsi, dans le cas où la transition t_{Rx_Wait} est tirée et que la place $Rx_WaitMyTurn$ reste marquée, cela indique que le coordinateur attendra encore un tour pour accéder au médium. La dernière section du modèle, en l'occurrence la transition $t_{ChildRx_No_Receive}$ permet le démarquage de l'état $CFTSx_My_Turn$ lorsque la trame balise émise vers les descendants ne peut pas être reçue : ce sera le cas lorsque nous simulerons la perte de trames. La fin du $slot_0$ est marquée par le tir de la transition $t_{Rx_EndSlot0}$, la fin de la section active par le tir de la transition $t_{End_Active_SPx}$ puis le début de la nouvelle superframe par le tir de la transition t_{Rx_WakeUp} . A la fin de la section active, le nœud se met dans un mode de fonctionnement basse consommation représenté par la place Rx_Sleep . La place $Rx_Remaining_Active_Superframe$ reste active depuis la fin du $slot_0$ jusqu'à la fin de la section active de la superframe. Elle englobe donc l'ensemble des opérations effectuées en CAP et CFP. Peu de nœuds sont à synchroniser dans le scénario que nous utilisons pour la validation. Ainsi, peu de CFTS sont nécessaires et le nombre d'unités de temps nécessaire à la synchronisation reste faible.

4.5.8.3 Modèle du support de communication

Le médium est modélisé par une simple place $CFTSPropagation$ associée à la transition $t_{CFTSReception}$ comme cela est illustré sur la figure 4.28. Nous considérons que le délai de propagation des trames dans l'air est instantané. La transition $t_{CFTSReception}$ tirée 5 unités de temps après son activation représente le délai nécessaire à l'émetteur pour transmettre l'ensemble de la trame avec le débit supporté par le standard, en l'occurrence $250Kbits/s$. La durée de la trame transmise est fonction du nombre d'octets du *payload*. Ce calcul est résumé dans le tableau A.4 (page 141). Nous assimilons donc le délai d'émission au délai de propagation de la trame dans l'air. D'un point de vue logique, il ne faut pas dissocier le délai de transmission et le temps de propagation dans la mesure où les deux se font en même temps. La réception de la trame par le récepteur, ici le coordinateur enfant du superviseur, est matérialisée par le marquage de la place $Rx_CFTSReception$.

4.5.8.4 Résultats de l'analyse sur la synchronisation sans contrôle de propagation

Le modèle de réseau avec nœuds coordinateurs simples permet l'analyse d'une solution composée de 8 entités. Passé ce nombre, la complexité devient tellement grande que le temps d'analyse devient prohibitif : nous nous sommes arrêté lorsque la recherche dépassait 1 heure. L'ensemble des résultats sont illustrés sur

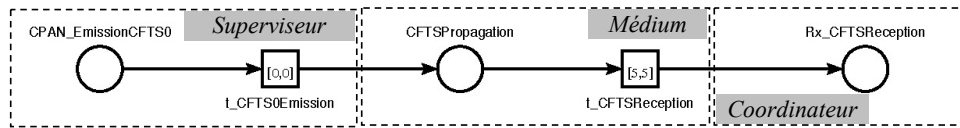


FIG. 4.28 – Modèle de médium simple

la figure 4.29. Nous y avons reporté la durée d’analyse, le nombre de classes et de transitions ainsi que le nombre d’unités de temps nécessaires à la propagation de la synchronisation jusqu’au nœud considéré, que la transition t_Erreur soit tirée ou non : une unité de temps avant la limite pour laisser la place $ERREUR$ être marquée (suffixe KO) ou alors juste au-dessus de la date de synchronisation pour que la place $ERREUR$ ne soit pas marquée (suffixe OK). Nous avons ramené l’ensemble des valeurs au même ordre de grandeur afin de considérer leur évolution et montrer ainsi la limite d’utilisation du modèle. Jusqu’à 6 nœuds coordinateurs de cellule, nous n’avons pas modifié le modèle et nous remarquons que toutes les grandeurs restent relativement constantes ; seule la durée de propagation augmente de façon linéaire lorsque le rang du CFTS augmente, c’est-à-dire s’il est éloigné du CFTS du superviseur. Pour le septième et huitième coordinateur, nous avons rajouté au modèle de réseau, à chaque fois, une copie d’un modèle de coordinateur ; nous remarquons que la complexité du modèle global augmente lors de cet ajout ainsi que l’évolution exponentielle des grandeurs.

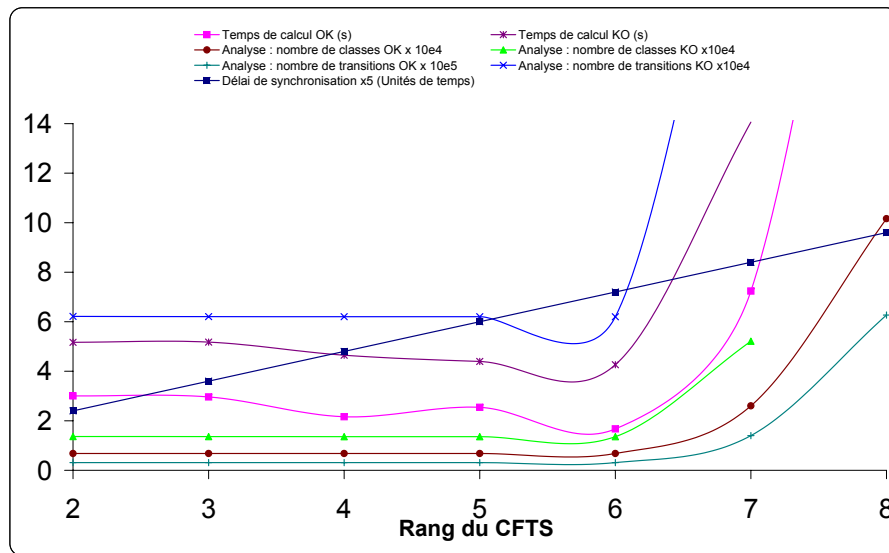


FIG. 4.29 – Analyse du modèle avec nœud coordinateur simple

Nous avons également effectué l’analyse en ajoutant au fur et à mesure une copie d’un coordinateur utilisant un CFTS de plus en plus éloigné du $CFTS_0$ du superviseur. Le résultat de cette analyse sur la figure 4.30 montre encore l’évolution exponentielle de la complexité. Le délai de propagation jusqu’à un nœud terminal est toujours quant à lui proportionnel au rang du CFTS. Nous pouvons ainsi valider l’équation 4.12, avec n le rang du CFTS, T_{CFTS} la longueur d’un CFTS. Elle indique la relation linéaire entre le délai de synchronisation et le nombre de CFTS. Nous rappelons que la durée d’un CFTS est déterminée par l’addition du temps nécessaire à la transmission d’une trame balise (T_D) et du délai nécessaire pour passer du mode récepteur au mode émetteur (T_R délai de retournement nommé $aTurnaroundTime$ dans le standard *IEEE 802.15.4*, valant 12 symboles). L’équation décrivant ce comportement en fonction des paramètres du standard est donné par l’équation 4.13). Nous avons considéré dans notre cas une trame balise avec un *payload* MAC maximum, soit 102 octets. L’infléchissement du début de la courbe de délai de synchronisation s’explique par le fait que le superviseur émet toujours sa trame dans la première demi-période et avec un maximum de 2 unités de temps (c’est toujours la première balise du $slot_0$).

$$t_P = n \times T_{CFTS} - T_R \quad (4.12)$$

$$t_P = n \times T_D + (n - 1) \times T_R \tag{4.13}$$

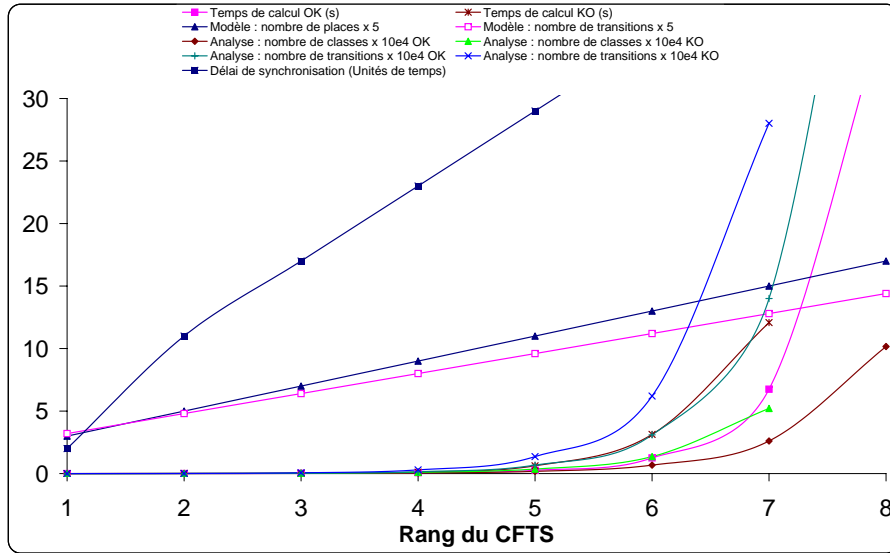


FIG. 4.30 – Analyse du modèle avec ajout de nœuds

Nous étendons l'analyse à un CFTS de rang plus important, en modifiant le poids des deux arcs marqués *B* sur la figure 4.27, la valeur de *n* correspondant au rang du CFTS dans le *slot*₀. Nous pouvons ainsi envisager de mesurer la durée pire-cas pour une balise émise dans un CFTS très éloigné de celui du superviseur. Les résultats de cette analyse sont illustrés sur la figure 4.31. Le réseau est constitué de 6 nœuds coordinateurs de cellules. Nous remarquons que le délai de propagation des balises est toujours proportionnel au rang du CFTS, même pour un rang élevé, ici 100. Nous rappelons qu'il n'est pas extraordinaire de trouver 100 CFTS dans une section exclusive de balises dans la mesure où la durée du *slot*₀ de la supertrame est très importante pour de grandes valeurs de *SO* (table 4.1 page 69).

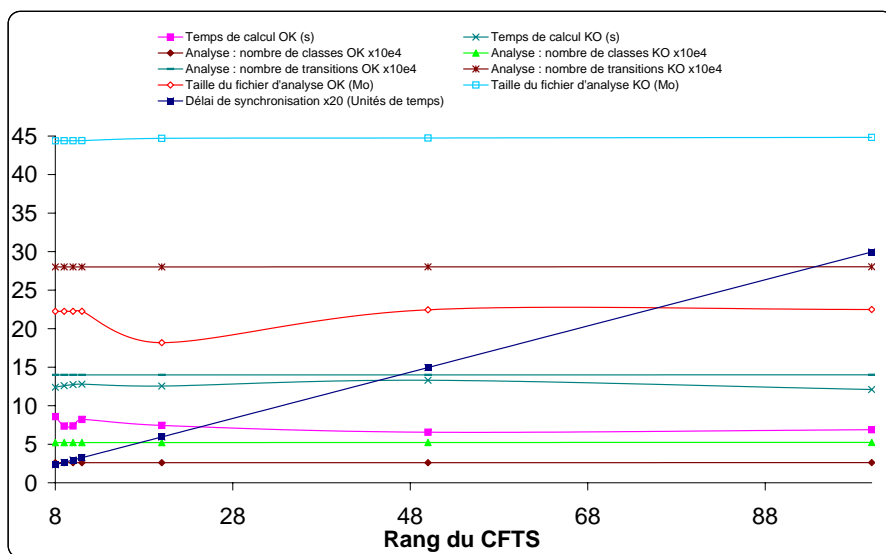


FIG. 4.31 – Analyse du modèle pour des CFTS de rangs élevés

4.5.8.5 Conclusion préliminaire pour l'analyse sans contrôle de propagation

Le modèle avec Réseau de Petri Temporisé (RdPT) répond bien au cahier des charges proposé ; le délai de synchronisation est bien proportionnel au rang du CFTS. Malheureusement, si l'un des coordinateurs devait ne pas pouvoir émettre sa balise vers ses descendants (perturbation, batterie faible, etc.), le réseau se retrouverait sans synchronisation globale le temps nécessaire à une nouvelle étude du voisinage par le superviseur de synchronisation. Cela ne va pas, bien entendu, dans le sens d'une optimisation de l'énergie électrique pour les différents nœuds coordinateurs de cellules s'ils sont alimentés par batterie, ni dans le sens d'une contrainte temporelle pour les applications intracellulaires utilisant les GTS : sans synchronisation, le risque de collisions de trames est très élevé pour un réseau dense. Afin de palier à cette insuffisance, nous proposons un nouveau modèle dans lequel chaque nœud coordinateur de cellule est capable de remplacer chacun de ses descendants dans le cas où il viendrait à manquer l'émission de sa balise dans son CFTS. L'absence d'un coordinateur dans la séquence de synchronisation peut avoir plusieurs causes. Nous répartissons ces origines en deux classes :

- la classe des *défauts ponctuels* pour lesquels il n'est pas nécessaire de rechercher un ré-ordonnement des balises de coordinateurs : perturbation par un événement extérieur au réseau, désynchronisation ponctuelle, etc. De façon logique, nous pouvons estimer que cela est valable pour *une seule absence*.
- la classe des *défauts persistants* pour lesquels un nouvel ordonnancement est indispensable si l'on veut conserver l'aspect déterministe et économe en énergie des communications intra et intercellulaires : état de décharge avancée nécessitant une adaptation du comportement notamment de la portée pour prolonger la durée de vie du nœud, épuisement de la batterie, modification de la topologie, etc. De façon logique, nous pouvons estimer que cette classe considère au moins *2 absences consécutives*, soit lors de deux supertrames qui se suivent.

4.5.9 Modélisation du mécanisme de synchronisation avec contrôle de propagation

Cette évolution de notre modèle permet la gestion des demi-périodes et du mécanisme de remplacement d'un enfant par son parent dans le cas où ce premier serait défaillant. Ces mécanismes ont été décrits dans la table 4.1 (page 69). Nous rappelons que ce mécanisme ne concerne que la propagation de la synchronisation depuis le nœud superviseur vers les nœuds coordinateurs et en aucun cas la synchronisation avec les nœuds terminaux. La synchronisation avec les nœuds terminaux se fait en utilisant la balise ou alors, en sollicitant le coordinateur dans la section *CAP* de la supertrame.

4.5.9.1 Modèle du superviseur de synchronisation avec gestion des demi-périodes

Le superviseur de synchronisation est complété par une structure qui permet la gestion des demi-périodes (figure 4.32). Nous rappelons que la première demi-période est utilisée par un coordinateur parent pour l'écoute sur le médium de la balise de son descendant ; la deuxième demi-période n'est utilisée par le coordinateur parent que si la trame du descendant n'a pas été transmise durant la première demi-période.

Remarque : les flèches en gras indiquent les points d'attaches dans le modèle du réseau.

La transmission sur le médium est effectuée par le tir de la transition $t_CFTS_Emission_DP1/DP2$. La structure de gauche détecte qu'un nœud coordinateur est un fils et surveille l'émission de sa balise. Cette émission peut se faire sur n'importe lequel des CFTS du $slot_0$ de la supertrame courante. La détection d'une réception de balise ou d'un défaut de réception se fera par le biais des places *Wait_Sons_Response* et *Receive_Son_Response*. Si le coordinateur détecte l'émission d'une balise par son enfant (marquage des places *Wait_Sons_Response* et *Receive_Son_Response*), alors la transition $t_CPAN_Abort_BeaconForSon$ est tirée et le superviseur se remet en attente d'une réception (place *CPAN_ListenSon*). Dans le cas contraire, la place *Receive_Son_Response* n'est pas marquée et la transition $t_CPAN_SendBeaconForSon$ peut être tirée après *1 unité de temps* (temps de retournement) pour atteindre le début du deuxième demi-intervalle ; ce qui active la place *CPAN_EmissionCFTS_DP1/DP2*. A chaque traitement d'un enfant du superviseur, la place *CPAN_NbSonsComp* est incrémentée. Lorsque le nombre de jetons de la place correspond au poids m de l'arc C , la transition $t_CPANNoMoreSon$ peut être tirée afin d'amener le superviseur dans l'état où il n'a plus d'enfant à *1 saut* à surveiller durant la supertrame courante (place *CPAN_NoListen*). Le tir de la transition $t_CPAN_NoMoreSon$ désactive l'état *listen* (place *CPAN_ListenSon*) et active la place *CPAN_NoListen*. Notre modèle de superviseur autant que celui

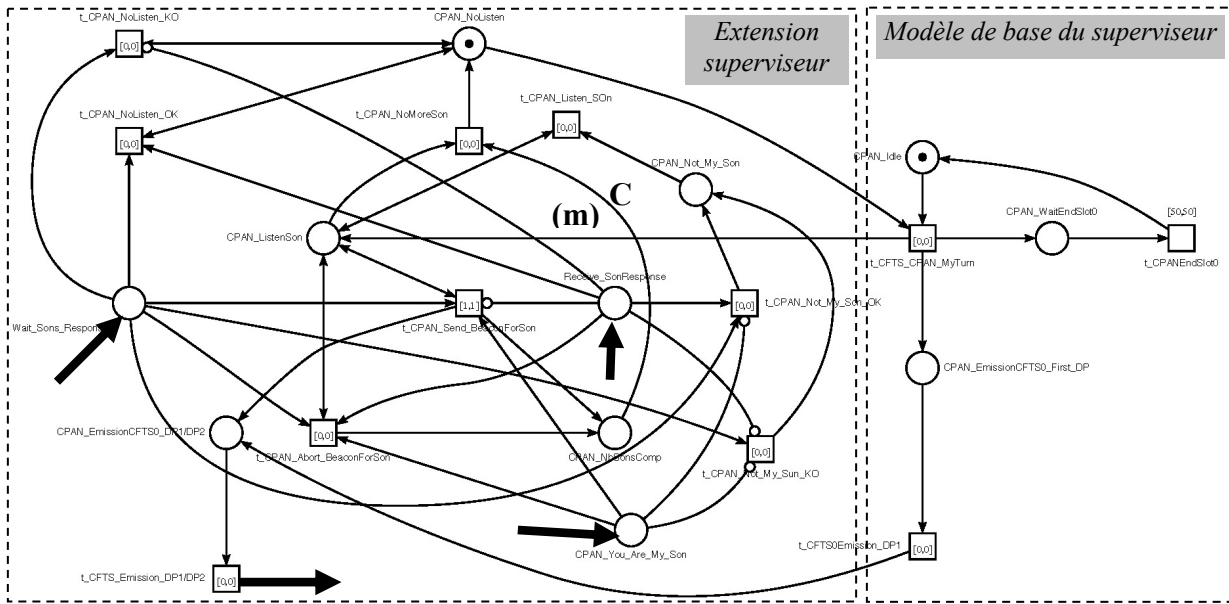


FIG. 4.32 – Modèle du superviseur de synchronisation avec mécanisme de surveillance

des coordinateurs est capable de détecter aussi bien les trames reçues convenablement que celles ayant échouées, et cela quelque soit les coordinateurs. Le principe de détection des nœuds enfants est basé sur l'activation de la place *CPAN_You_Are_My_Son*. Chaque coordinateur enfant est connecté à cette place. Le nombre d'enfants est programmé sur l'arc *C* qui va de la place *CPAN_NbSonsComp* vers la transition *t_CPAN_NoMoreSon*. Cette transition mettra le nœud coordinateur dans l'état *CPAN_NoListen* afin de le préparer pour la prochaine supertrame. Un jeu d'arcs inhibiteurs permet de sensibiliser soit la transition *t_CPAN_Send_BeaconForSon* dans le cas d'un défaut, soit la transition *t_CPAN_Abort_BeaconForSon* pour une réception convenable depuis l'un des nœuds enfants. Pour un nœud qui ne serait pas un enfant à 1 saut, le traitement est effectué par le biais des transitions *t_CPAN_Not_My_Son_OK* et *t_CPAN_Not_My_Son_KO*.

4.5.9.2 Modèle d'un coordinateur de cellule avec contrôle de propagation

Le modèle de chaque coordinateur est complété par une structure identique à celle du superviseur, qui permet la gestion des demi-périodes (figure 4.33). On retrouve la structure de base sur la droite, et la structure de contrôle de propagation sur la gauche. Le comportement de l'extension du coordinateur est identique à celui du superviseur décrit dans le §4.5.9.1

4.5.9.3 Modèle du support de communication

Le modèle du médium de communication pour ce nouveau scénario est illustré sur la figure 4.34. Il présente l'émission de la trame par le coordinateur : la trame est émise sur le médium lorsque la transition *t_CFTS_Emission_DP1/DP2* est tirée. La transition *t_CFTSReception_DP2_OK*, comme les transitions *t_CFTSReceptionDP1_OK* et *t_CFTSReception_DP1_KO*, représente le temps de propagation sur le médium (nous avons fixé cette durée à 2 unités de temps). Lorsque le jeton est dans la place *Rx_CFTSReception*, la trame est disponible pour réception pour les descendants. Le même type de modèle est utilisé pour représenter l'émission des trames des coordinateurs.

4.5.9.4 Résultats de l'analyse de la synchronisation avec contrôle de propagation

Une première étape considère une structure de réseau dans laquelle seuls le superviseur de synchronisation et le nœud R_2 sont capables de réémettre des trames balises pour le compte de leurs enfants. Nous commençons l'analyse sur le deuxième CFTS pour ne pas tenir compte du comportement du superviseur qui est considéré fiable et émettant régulièrement ses balises sans erreur. Nous remarquons sur la figure 4.35 que lors de la détection du délai de synchronisation pour le nœud R_2 (le nœud R_2 utilise le CFTS numéro 3), la complexité de la solution est plus importante que pour celle des autres nœuds du réseau,

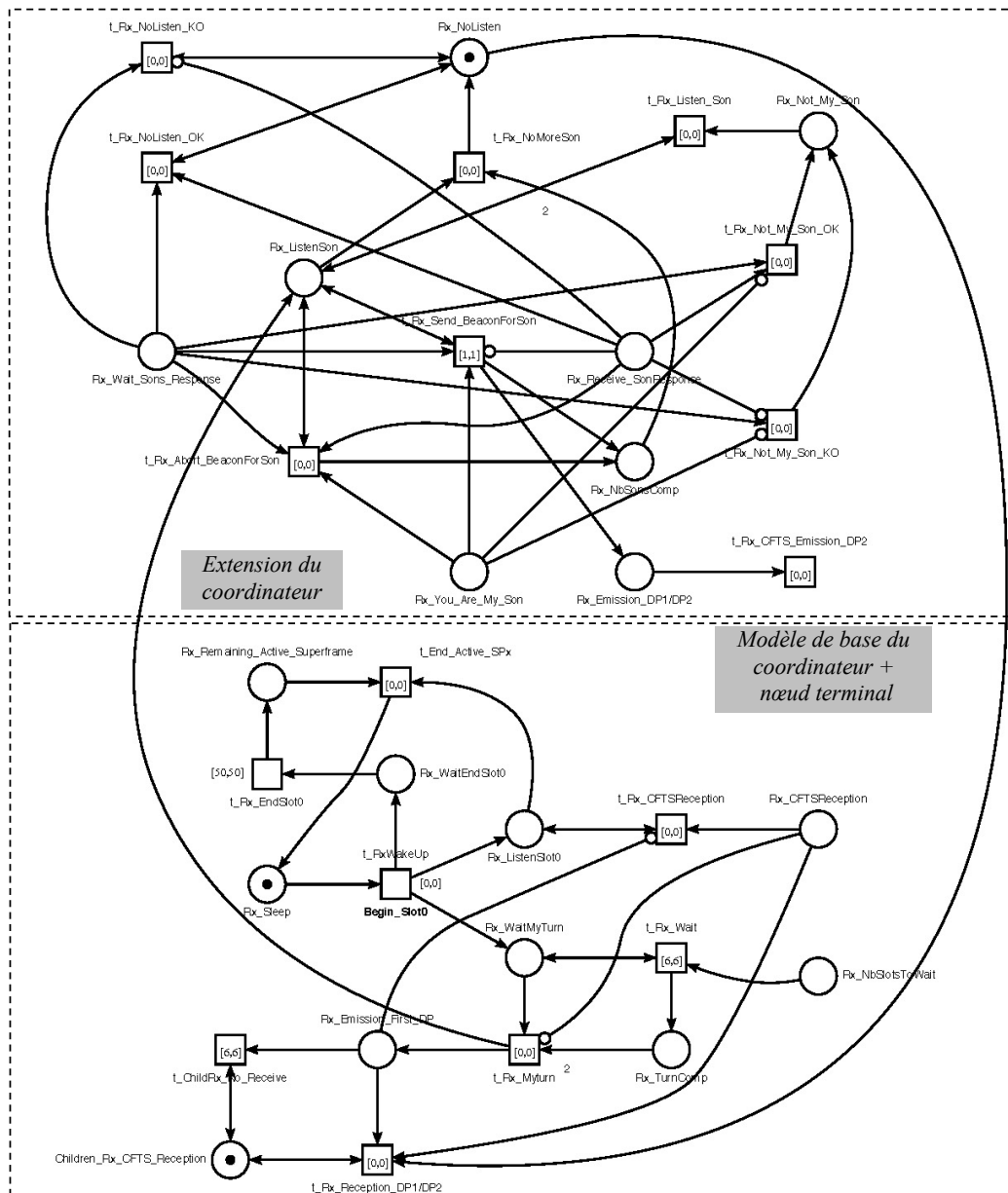


FIG. 4.33 – Modèle pour un nœud coordonnateur avec mécanisme de contrôle de propagation

qui ont des architectures simples. Cela ne change toutefois pas la mesure du délai pire-cas comparé aux analyses précédentes.

La figure 4.36 illustre les résultats de l'analyse lorsque l'on rajoute les nœuds progressivement afin d'avoir une mesure de la complexité du modèle en fonction du nombre de nœuds. Nous remarquons toujours l'évolution exponentielle des variables. Cette analyse permet de décrire le comportement du réseau dans le cas décrit par le scénario d'étude : l'ordonnancement est décrit sur la figure 4.12 (page 80).

Le comportement du modèle valide l'équation 4.14. Cette dernière indique que le nouveau délai de synchronisation est dans le pire-cas égal à la durée nécessaire pour émettre deux trames (T_D) par CFTS. Nous considérons à chaque fois deux T_R sauf lors du CFTS courant où il ne faut en considérer qu'un seul. Nous intégrons dans cette équation les paramètres du standard et du mécanisme des demi-périodes pour obtenir la forme indiquée par l'équation 4.15.

$$t_P = n \times T_{CFTS} - T_R \quad (4.14)$$

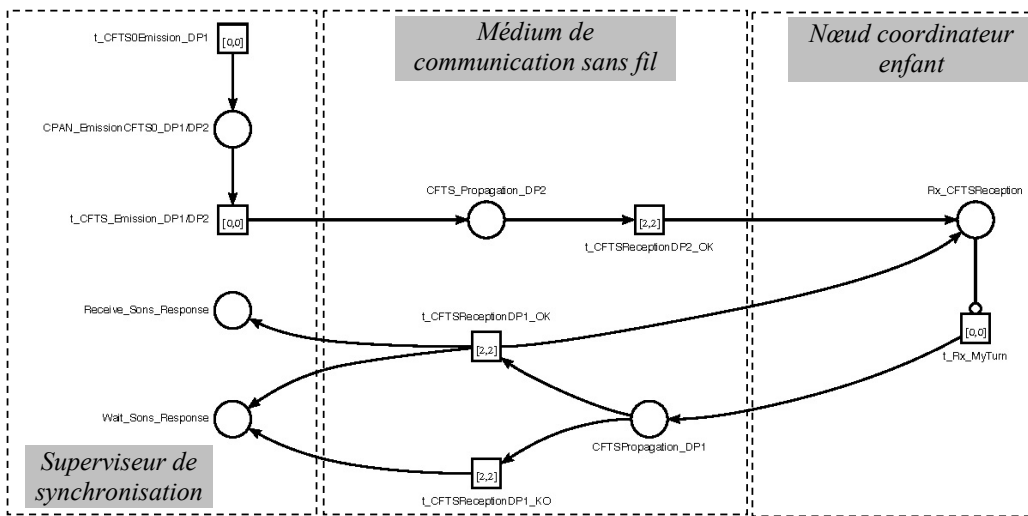


FIG. 4.34 – Modèle du médium de communication

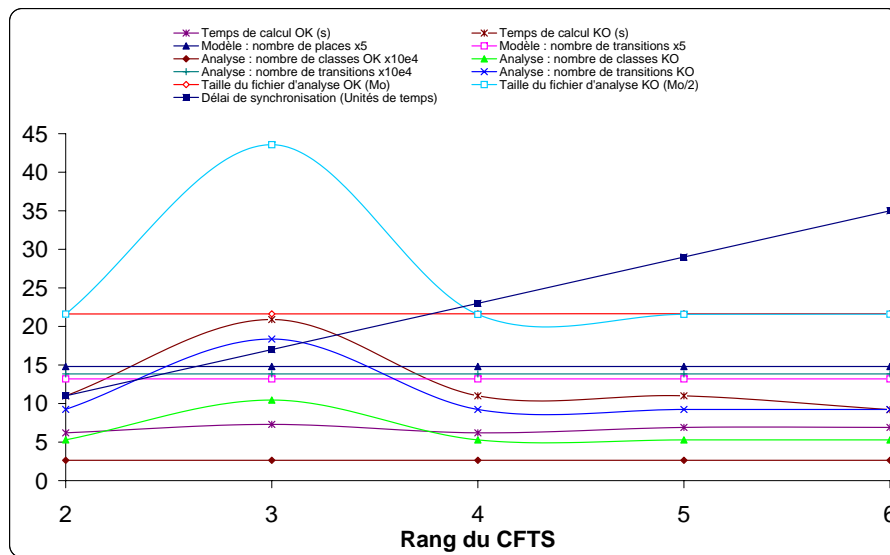


FIG. 4.35 – Analyse du modèle avec contrôle de propagation - Architecture figée

$$t_P = 2 \times n \times T_D + (2 \times n - 1) \times T_R \tag{4.15}$$

4.5.10 Extension de l'analyse du modèle du réseau

Afin d'étendre l'analyse du comportement du modèle, nous proposons une analyse permettant d'estimer le délai de synchronisation lorsque nous avons une grappe de coordinateurs, soit une branche longue de notre réseau (topologie en arbre de cellules) comme cela est illustré sur la figure 4.37. Les coordinateurs ont l'architecture représentée sur la figure 4.33 ; seul le coordinateur R_7 de bout de branche (le dernier) est représenté avec le modèle simple de la figure 4.27.

Nous remarquons sur les résultats de la figure 4.38 que la complexité en fonction du nombre de nœuds croît plus rapidement. C'est tout à fait normal étant donné que le modèle avec surveillance d'émission de balises des descendants et réémission éventuelle par le parent, possède plus d'éléments « places » et « transitions ». Le délai de synchronisation est toujours proportionnel au rang du CFTS comme nous l'avions démontré lors des analyses précédentes.

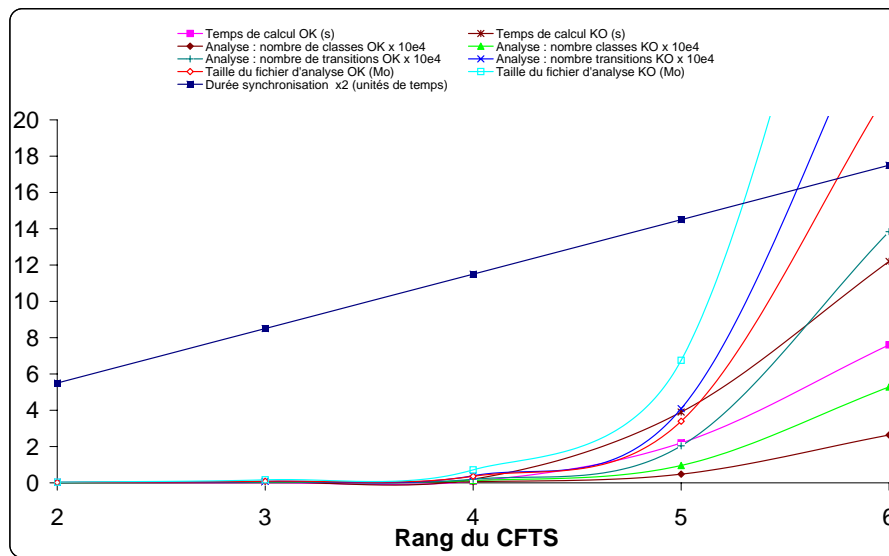


FIG. 4.36 – Analyse du modèle avec contrôle de propagation - Architecture croissante

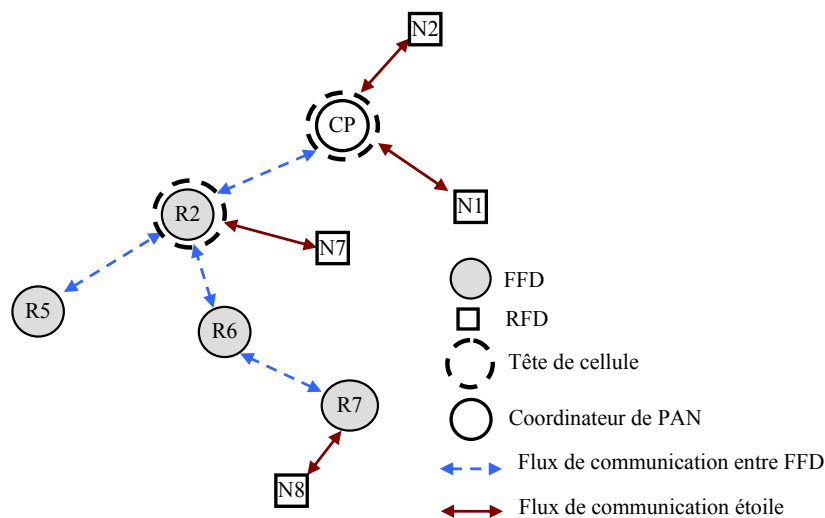


FIG. 4.37 – Extension de la topologie en arbre de cellules

4.5.11 Conclusion et perspectives pour la synchronisation

Notre modèle répond bien aux exigences du cahier des charges. Nous avons une architecture de réseau dans laquelle chaque nœud coordinateur est capable de recevoir la balise de son parent, puis de réémettre celle-ci vers ses propres descendants. Lorsque cette dernière émission de balise n'est pas possible pour ce coordinateur enfant, c'est le parent qui palie à cette absence, lors de la deuxième demi-période, en augmentant sa puissance d'émission pour atteindre ses petits-enfants. L'ordonnancement des CFTS permet de ne pas avoir de collision entre les balises. Le fait de ne pas avoir de compétition pour l'accès au médium dans cette section de la supertrame et d'avoir un ordonnancement pour l'occupation du médium permet d'envisager une solution logicielle implantable de moindre difficulté.

La durée de synchronisation est proportionnelle au nombre de CFTS contenus dans le $slot_0$. Moyennant l'utilisation du mécanisme de *contrôle de propagation*, nous pouvons garantir que l'absence d'un coordinateur dans la chaîne de propagation de la synchronisation peut être compensée par un parent attentif, c'est-à-dire à l'écoute de la balise de son fils. Cette technique de surveillance de la synchronisation permet de détecter plus rapidement les défauts dans la chaîne de propagation.

De plus ce mécanisme est capable de faire remonter les informations de changement de topologie du

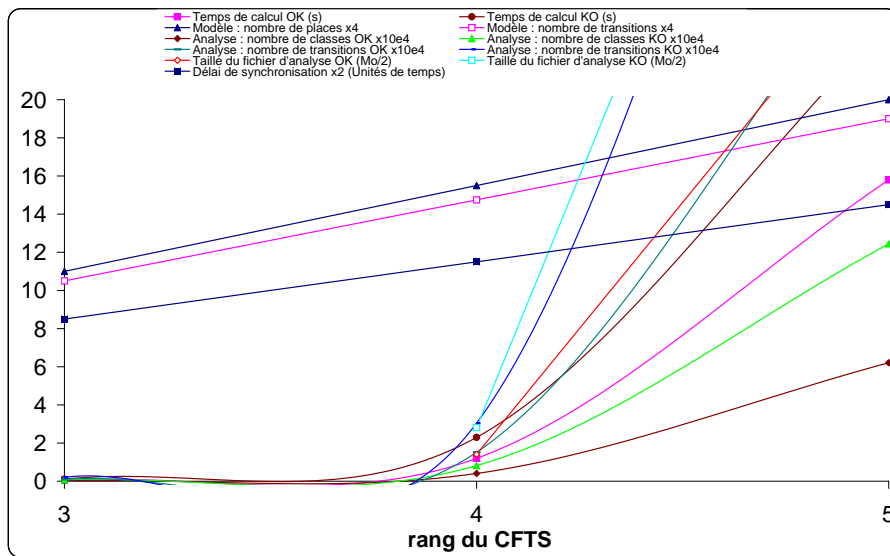


FIG. 4.38 – Résultats de l'analyse du modèle de réseau étendu

réseau en même temps que la synchronisation se propage vers les nœuds les plus profonds du réseau. Nous pouvons ainsi tenir à jour de façon plus économique, en termes de consommation, la table de voisinage utilisée pour l'ordonnancement des CFTS. Cela permet aussi d'adapter le comportement du réseau lors du routage en anticipant les ruptures de routes éventuelles ; un nœud coordinateur qui ne répond pas à la sollicitation lors de la synchronisation dans le $slot_0$ de la supertrame, ne répondra pas lors de la sollicitation pour le routage. Cette anticipation permet de choisir une route alternative excluant le nœud défaillant tel que nous l'avons défini dans le §4.6.1 (page 103).

Une première perspective de ce travail sera de quantifier l'énergie économisée par l'utilisation du mécanisme de synchronisation, en comparaison avec l'énergie nécessaire à une recherche de route complète. Une seconde perspective concernera l'implémentation de l'ensemble de ces mécanismes afin de proposer une pile protocolaire adaptant le mode balisé aux réseaux maillés. Une dernière perspective sera de considérer le voisinage à 3 sauts de chaque coordinateur afin de détecter la possibilité de pouvoir autoriser l'utilisation d'un même CFTS par plusieurs coordinateurs. Cette table est construite aisément dans la mesure où l'on dispose de la table de voisinage à 1 saut. Il sera toujours indispensable de ne pas créer de collisions, même si le coordinateur parent augmente la puissance de son émetteur pour atteindre ses petits-enfants.

4.6 Proposition de routage réactif avec QdS

Les mécanismes décrits dans la première partie de ce chapitre 4 permettent de garantir un fonctionnement sans collisions, du standard *IEEE 802.15.4*, dans chacune des cellules, par l'utilisation d'une technique de synchronisation de balises et de GTS de tous les coordinateurs.

Nous avons indiqué dans le §3.5.1 que l'aspect consommation devait être considéré à tous les niveaux de la structure du nœud, aussi bien matériels que logiciels. Les mécanismes de synchronisation permettent d'économiser de l'énergie dans la mesure où ils évitent un grand nombre de collisions. Le choix de l'architecture étant effectué, nous considérerons que cet aspect est figé. Nous nous accorderons maintenant à rechercher une optimisation de la consommation en énergie au niveau de la couche réseau par la découverte de chemins de communication à travers le réseau maillé. La section suivante décrit notre proposition de routage considérant simultanément des contraintes de consommation et de temps que nous avons dénommée *AODV_en* ; le suffixe *en* pour indiquer une extension du protocole *AODV* considérant l'aspect énergétique en plus de l'aspect temporel actuel.

Le §4.6.1 développe les principes de la technique de routage *AODV_en* qui intègre un niveau de qualité de service pour compenser les limites du routage *AODV*. Le §4.6.2 présente les résultats comparatifs de simulation du coût des routes établies par les protocoles *OLSR*, *AODV* et *AODV_en* appliqués à *ZigBee*.

4.6.1 *AODV_en* : une technique de routage adaptatif pour réseaux de capteurs sans fil

Le coût d'un lien peut intégrer un nombre varié de critères, dont les plus utilisés en fonction du protocole de routage utilisé sont les suivants :

1. la distance,
2. le délai de bout-en-bout du lien,
3. l'énergie consommée,
4. la localisation géographique,
5. la qualité du lien.

Nous proposons une fonction de qualité de service additionnelle au protocole AODV (*AODV_en*) considérant un coût de lien adaptatif, intégrant le critère de délai du lien (2) et de l'énergie globale consommée sur ce lien (3). Dans une première approche, nous mettons en place une métrique mixte paramétrable, considérant les critères (1) et (2) et (3) définis ci-dessus. Le paramétrage consiste en un coefficient de pondération entre les deux critères retenus. Le descriptif de la métrique est explicité plus loin.

Les deux protocoles AODV et QOLSR considèrent un délai borné de bout-en-bout, soit sur la réponse à une requête pour le premier, soit sur une mesure de propagation des balises pour le second. Au-delà de cette borne, la route est ignorée. L'approche *AODV_en* maintient ce dispositif, mais ajoute une fenêtre d'observation qui permet de choisir entre plusieurs routes possibles si l'on considère que la première route trouvée n'est pas optimale par rapport à la métrique. Une temporisation DAODV (*Délai AODV*) est initiée à l'arrivée de la première route trouvée. Les requêtes arrivant au destinataire à l'intérieur de ce délai constituent autant de routes possibles. Passé ce délai, les requêtes sont ignorées.

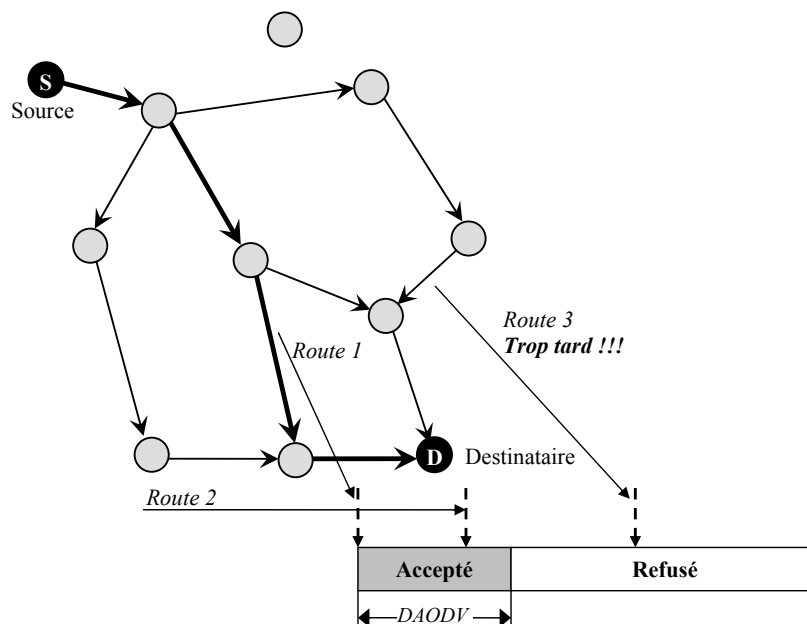


FIG. 4.39 – *AODV_en*, fenêtre d'acceptation des requêtes de routes

Avec AODV, le coût de la route choisie ne considère que le délai de bout en bout du lien constaté (2) au moment de la requête et non sa pérennité tout au long de son utilisation. Si chaque nœud propageant la requête peut garantir une bande passante minimale, dans le cas où la route choisie passe par le nœud considéré, un délai borné garanti peut être associé à la route à retenir. Cette disposition suppose l'insertion de l'équivalent d'un contrôle d'admission intégré à la requête de route, avec trois fonctionnalités spécifiques :

- la possibilité pour chaque nœud routeur d'arbitrer dans la distribution de la bande passante allouée au trafic interne⁷ pour les nœuds non routeurs, et de calculer le délai moyen d'un message en transit.

⁷à l'intérieur d'une cellule ayant une topologie étoile

Cette fonctionnalité a fait l'objet d'une étude préalable [Che06, Fra06] sur le standard *IEEE 802.15.4*, et a été implémentée sur une architecture de nœuds à base de technologie *Freescale*. Le délai de transmission entre les nœuds cumulé au délai de transit des nœuds traversés, et associé à la *requête de route* jusqu'au destinataire, constitue un délai borné de bout en bout garanti.

- chaque nœud doit garantir la bande passante lors d'une *requête de route* lorsque le contrôle d'admission est implémenté. Si la bande passante disponible n'est pas suffisante à cet instant, la requête est alors ignorée et elle n'est pas relayée par le nœud concerné.
- être informé si la route est rejetée ou retenue, pour pouvoir mettre à jour la table de routage et de maintenance de route. Cette fonctionnalité est inhérente à AODV dans la procédure de *réponse de route*.

4.6.1.1 Métrique pour le choix de route

Il existe de multiples variantes de métriques considérant à la fois le *délai* et la *consommation*. On pourra se reporter aux synthèses [Che06, Jon01, Sri02, Xu00] qui traitent des protocoles de routage à économie d'énergie. Pour notre part, nous avons opté pour une métrique simple à mettre en œuvre en complément d'un protocole existant (AODV), et qui puisse évoluer et accepter des critères supplémentaires (qualité du lien physique, entre autres). Comme il sera précisé en conclusion, la métrique d'évaluation du coût pourra évoluer en intégrant un critère de choix supplémentaire.

Nous proposons, comme critère de choix, une métrique mixte comportant un coefficient de performance relative pondéré, tenant compte de la moyenne des énergies dissipées et de la moyenne des latences de chaque nœud traversé. On peut l'exprimer comme suit :

$$MPED(i, j) = \frac{\alpha \cdot \sum \text{Energie}(i, j) + (1 - \alpha) \cdot \sum \text{Delai}(i, j)}{N} \quad (4.16)$$

N : le nombre de nœuds traversés constituant le chemin depuis la source jusqu'au destinataire.

$MPED(i, j)$ est le coefficient de performance relatif, entre l'énergie consommée et le délai d'acheminement du message d'un nœud i vers un nœud j (**M**étrique de **P**erformance relative **E**nergie **D**élai). α est un coefficient de pondération entre critères « *énergie* » et « *délai* ». A de faibles valeurs de $MPED$, correspondent les meilleurs rapports de performance *énergétique* et de *délais*. On remarquera que cette métrique est sans unité. La difficulté réside dans le choix du coefficient α :

- pour $\alpha = 1$, la métrique se résume au seul critère énergétique,
- pour $\alpha = 0$, la métrique est purement basée sur le délai (AODV).

4.6.1.2 Illustration avec notre simulateur de routage

Afin d'illustrer les fonctionnalités du simulateur de routage avec cette métrique $MPED$, nous proposons un exemple de recherche de route sur un réseau composé de 20 nœuds disséminés sur une surface carrée de 300 mètres de côté (figure 4.40). Cette figure est construite avec une première version de notre simulateur. Certains des routeurs sont alimentés par batterie (marqueur carré) et les autres sur secteur (marqueur circulaire). Chaque routeur possède une valeur de latence particulière relative à l'activité interne de la cellule qu'il coordonne ; cette information n'est toutefois pas visible sur la représentation du réseau de cette figure. Les liaisons indiquent les liens sans fil entre chaque paire de nœuds du réseau personnel sans fil.

Nous considérons deux nœuds dénommés « *mobile* » (marqueur diamant) pour la communication et considérons notre algorithme avec une métrique mixte pour le choix d'un chemin optimal : l'émetteur est connecté au nœud coordinateur numéro 3 et le récepteur est connecté au nœud coordinateur numéro 19. Nous rappelons que l'objectif du problème consiste à trouver la meilleure valeur du coefficient α .

Un exemple de routes est donné pour deux scénarii simples : la figure 4.41 donne les routes optimales résultantes, pour $\alpha = 0$ (fig. 4.41(a)) considérant uniquement le paramètre *délai* pour métrique de choix de routes, puis celles considérant seulement la *consommation énergétique* avec $\alpha = 1$ (fig. 4.41(b)).

La simulation de routage nous donne en plus de la route optimale (ligne grasse), les routes alternatives (lignes fines) répondant au critère $MPED$ par ordre de mérite (figure 4.42). Ces routes alternatives seront

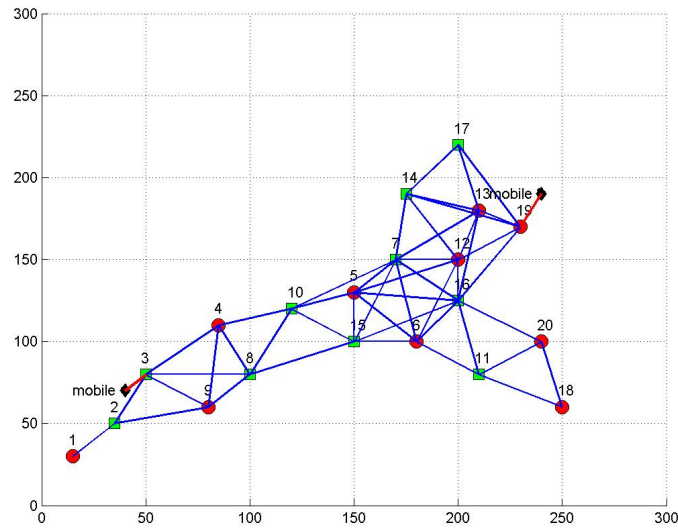
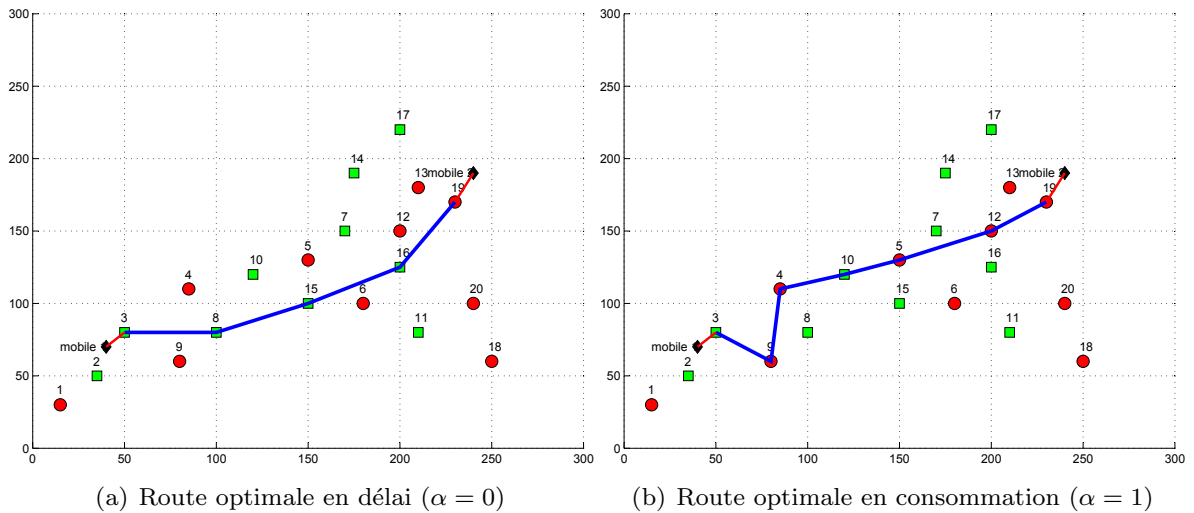


FIG. 4.40 – Exemple de répartition des nœuds et relations de voisinage

FIG. 4.41 – Résultats de routes avec la technique *MPED*

utilisées lorsque la route principale ne sera plus opérationnelle. Il est en effet plus intéressant de prendre l'une d'elles plutôt que de relancer une nouvelle requête pour la recherche d'une route.

Dans le cas d'une métrique de pur délai ($\alpha = 0$), les résultats ne diffèrent que sur la technique de recherche de route, respectivement plus court chemin (*Dijkstra*) ou *Bellman-Ford*. Comme le critère de décision *in fine* reste le délai, les résultats seront équivalents. En outre, si la route à minimum de sauts offre un délai de bout en bout minimal, alors le lien QOLSR sera optimal sur ces deux critères.

4.6.2 Résultats comparatifs

4.6.2.1 Descriptif des fonctionnalités du simulateur

Nous avons développé, sous Matlab, un logiciel de simulation spécifique au routage AODV et à sa variante *AODV_en* afin de comparer les performances relatives avec une technique de routage proactive. Une seconde version intègre les fonctionnalités de QOLSR, sur un choix de route à plus court chemin, en utilisant l'algorithme de Dijkstra. Les caractéristiques de la couche physique reprennent la norme *IEEE 802.15.4*. Les fonctionnalités principales du simulateur de routage multicritère sont décrites dans l'*Annexe A* page ??.

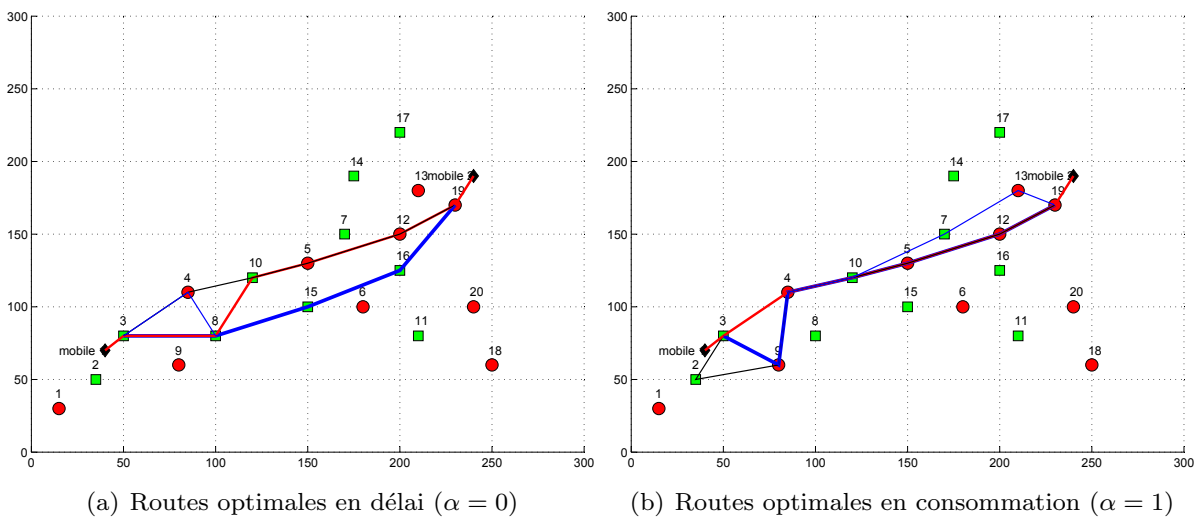


FIG. 4.42 – Résultat de simulation avec route optimale et 4 routes alternatives

Un nœud réseau est caractérisé par les paramètres $(x - y, d, p, c)$.

$x-y$: coordonnées cartésiennes du nœud en mètres.

d : latence de transit des messages, ou délai borné garanti en cas de QoS intégrée.

p : puissance d'émission (de 1 à 8 selon le standard 802.15.4).

c : indicateur de contrainte énergétique. Si le nœud est non dépendant énergétiquement (alimentation secteur) $c = 0$, sinon $c = 1$ (alimentation par batterie ou pile).

Le tableau 4.43 donne un exemple de matrice d'un réseau de 9 nœuds.

					Contrainte énergétique	
Rang= numéro du nœud	{	366	241	100	8	0
		101	349	259	8	1
		205	293	100	6	1
		169	385	430	4	0
		29	221	120	6	1
		117	343	100	7	1
		134	272	289	8	1
		21	143	100	8	0
		199	174	70	6	1
	↑ ↑					
	X Y					
	coordonnées					
		↑ ↑				
		latence			Puissance d'émission 1 à 8	

FIG. 4.43 – Matrice réseau sous Matlab

Les nœuds sont numérotés de 1 à n (n : nombre de nœuds du réseau), la position géographique est tirée aléatoirement, la distance entre deux nœuds étant supérieure à un minimum défini (ici $10m$). Pour chaque nœud du réseau, on établit une liste de tous ses voisins à un saut. Le tableau 4.44 donne un exemple de liste élaborée à partir de la puissance d'émission (comme cela sera expliqué plus loin). La latence représente le délai total incluant le délai pour recevoir le message, le délai dans la file d'attente, le délai de décodage du message ainsi que le délai nécessaire pour renvoyer le message aux nœuds voisins.

Lors du calcul du délai de bout en bout pour une route, tous les délais des nœuds du réseau appartenant à cette route sont additionnés. Ils ne sont pas datés dans la mesure où nous ne considérons pas à ce niveau de synchronisation pour le mécanisme de routage. Ces délais sont donnés en tant que paramètres par les nœuds de routage lors d'une requête de réponse *RREQ*. Lorsqu'un contrôle d'admission est considéré, le

12	13	22	27	30	48	49	0	0	0	0	0
4	6	7	11	18	21	23	28	29	0	0	0
4	7	10	12	15	18	20	24	28	31	37	38
2	3	6	18	28	31	0	0	0	0	0	0
8	17	25	35	43	0	0	0	0	0	0	0
2	4	7	11	18	21	28	29	0	0	0	0
2	3	6	10	20	21	38	41	0	0	0	0
5	14	17	25	35	43	46	0	0	0	0	0
10	15	17	19	20	32	34	37	38	40	41	0

FIG. 4.44 – Matrice des voisins des nœuds du réseau

nœud routeur doit garantir ce délai comme étant borné. Si cela n'est pas possible, il devra renvoyer une réponse *RREP* négative à la requête.

Pour chaque nœud, nous élaborons ensuite une matrice de toutes les routes possibles, entre une source et un destinataire, en ayant éliminé les routes bouclées. Le tableau 4.45 donne l'exemple des routes possibles entre les nœuds 49 et 50 d'un réseau comportant au moins 50 nœuds.

49	1	12	50	0	0	0
49	1	13	50	0	0	0
49	1	27	50	0	0	0
49	1	12	24	50	0	0
49	1	12	31	50	0	0
49	1	12	45	50	0	0
49	1	12	47	50	0	0
49	13	50	0	0	0	0
49	13	12	50	0	0	0

FIG. 4.45 – Exemple de routes possibles entre les nœuds 49 et 50

Les routes retenues correspondent aux critères de choix des différents algorithmes : *Bellmann-Ford*, *Dijkstra*, *nombre de sauts*, *délai total*, *énergie consommée*. Dans cet exemple, 6 routes sont possibles pour connecter les nœuds 49 et 50.

4.6.2.2 Résultats des simulations et analyse

Les simulations ont été réalisées avec les critères suivants :

- configurations de 10 à 60 nœuds routeurs (par pas de 10),
- les dimensions du réseau sont calculées pour une couverture circulaire de $250m^2$ par nœud,
- distance minimale entre nœuds de 10m,
- seuls les liens symétriques sont pris en compte.

Tous les nœuds ont été considérés comme contraints énergétiquement ($c = 1$). Une des particularités des composants répondant au standard *IEEE 802.15.4*, est de pouvoir mesurer le niveau et la qualité du signal reçu, d'une part, puis de pouvoir fixer la puissance d'émission, d'autre part. La puissance d'émission p est adaptée en fonction de la distance du voisin à un saut le plus éloigné, dans la limite :

- d'une portée de 30m, qui correspond à un *niveau 6* du standard *IEEE 802.15.4*,
- d'un seuil de détection minimal de signal de $+15dBm$ par rapport au seuil de détection du module radio (fixé ici à $-87dBm$).

Nous avons calculé toutes les connexions possibles de tous les nœuds avec l'ensemble des autres nœuds du réseau. Pour un réseau comportant n nœuds, le nombre de combinaisons possibles est donné par la relation 4.17.

$$N_C = \sum_{i=1}^{n-1} (n-i) \quad (4.17)$$

La table 4.3 donne le nombre de connexions possibles pour un réseau composé de 10 à 60 nœuds.

Nombre de nœuds	10	20	30	40	50	60
Connexions possibles	45	190	435	780	1225	1770

TAB. 4.3 – Connexions possibles, selon la taille du réseau

Pour toutes les connexions, sur la route retenue pour les trois types de routage, nous avons établi : *le nombre de sauts*, *le délai de bout-en-bout*, et *l'énergie consommée*. La valeur du coefficient de pondération α (équ : 4.16) prend les valeurs successives 0.25 , 0.5 , 1 . Rappelons que $\alpha = 0$ correspond au routage AODV. Les figures 4.46 et 4.47 permettent de comparer les performances des trois types de routage sur les critères de délais moyens (figure 4.46), et de moyenne de l'énergie consommée (figure 4.47).

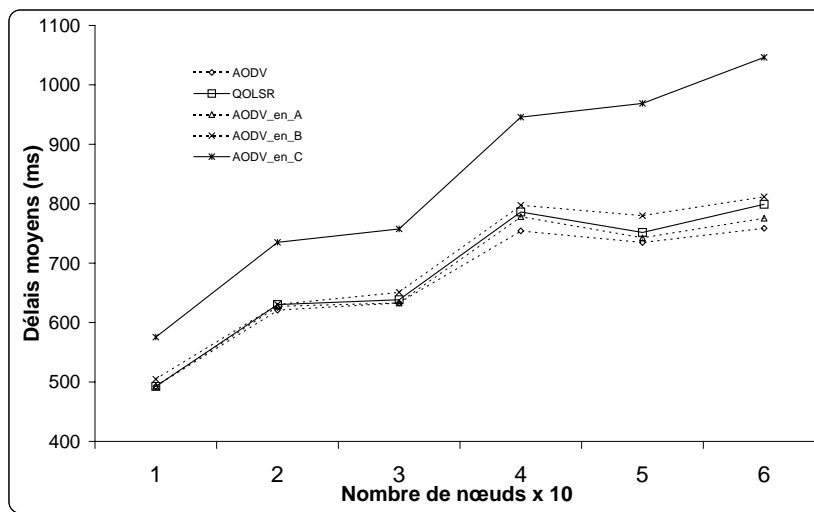


FIG. 4.46 – Délais moyens constatés pour des configurations de 10 à 60 nœuds

Légende : $AODV_{en_A}$, $AODV_{en_B}$, $AODV_{en_C}$ représentent l'algorithme $AODV_{en}$ avec un coefficient de pondération respectif $\alpha = 0.25$, $\alpha = 0.5$, $\alpha = 1$.

La latence des nœuds a été distribuée aléatoirement avec une valeur comprise entre 50 et 450 ms. Elle augmente bien sûr avec la taille du réseau, mais la différence entre les scénarii est peu significative à l'exception du critère de routage purement énergétique ($\alpha = 1$, $AODV_{en_C}$). Dans ce dernier cas, elle devient sensible à partir d'un réseau de 40 nœuds, avec un différentiel de 200 ms environ, soit une valeur proche de la moyenne des latences du réseau ($50-450$ ms).

Rappelons que l'unité de puissance a été normée sur une échelle de 1 à 8 (-25 dBm - 0 dBm) et que la portée a été limitée à $30m$ correspondant au coefficient 6 . A titre de comparaison quantitative, pour un réseau de 60 nœuds, l'énergie normée du routage AODV s'élève à 23,95, celui du routage $AODV_{en_C}$ à 11,93. Le gain énergétique de 12 correspond à une consommation énergétique de $150mJ$ environ par route établie [Sri02] ou encore la consommation continue de deux nœuds, à $30m$ de portée, par connexion. Les coûts énergétiques des routages AODV et QOLSR sont assez proches, avec un léger avantage pour ce dernier. Ceci peut se comprendre si l'on considère que QOLSR associe le plus court chemin avec un délai minimum sur des routes à nombre de sauts identique. Concernant les trois profils $AODV_{en}$, il est naturel que l'énergie consommée diminue avec l'augmentation de α . Le gain en performance n'est pas très sensible pour des valeurs de α comprises entre $0,75$ et 1 . Si nous rapprochons la figure 4.46 et la figure 4.47 ($AODV_{en_B}$), nous en déduisons qu'une valeur médiane de $0,5$ apporte le meilleur compromis sur l'économie d'énergie sans occasionner une différence sensible sur le délai des routes.

Comme OLSR est considéré optimal en nombre de sauts, l'écart du nombre de sauts entre le routage QOLSR et les autres méthodes de routage est exprimé en pourcentage par rapport au nombre de connexions possibles que nous avons défini dans le tableau 4.3. Ces écarts augmentent avec l'accroissement du coefficient α . Pour AODV, ces écarts augmentent avec une taille du réseau croissante.

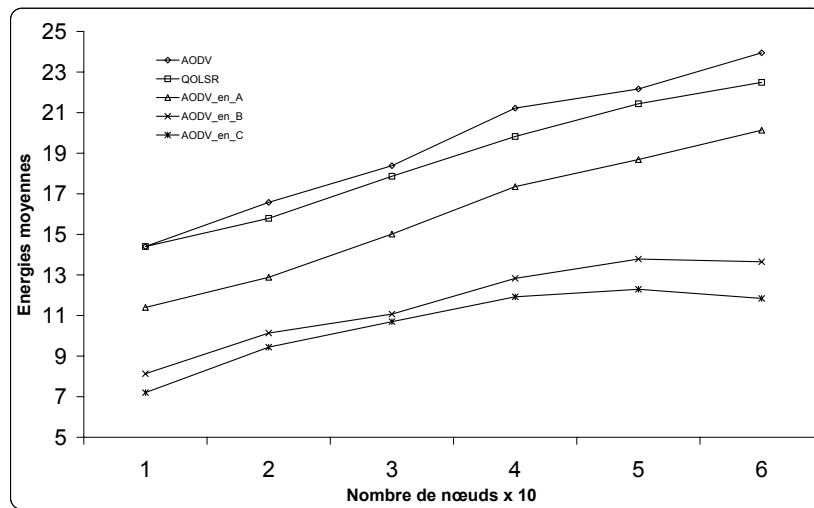


FIG. 4.47 – Moyenne des énergies consommées pour des configurations de 10 à 60 nœuds

Le tableau 4.4 précise la répartition des écarts à 1 et 2 sauts du routage *QOLSR* avec les techniques de routage *AODV* et *AODV_en_C*.

Taille réseau	<i>AODV</i> ($\alpha = 0$)		<i>AODV_en_C</i> ($\alpha = 1$)	
	1 saut	2 sauts	1 saut	2 sauts
10	0	0	13,3	0
20	1,58	0	35,8	0
30	2,53	0	38,0	0,85
40	4,8	0,2	38,9	2,5
50	6,1	0,6	35	6,55
60	10,4	0,33	31	8,5

TAB. 4.4 – Répartition des écarts à 1 ou 2 sauts en % par rapport à *QOLSR*

Aucun écart supérieur à 2 sauts n'a été constaté. Pour *AODV*, la différence ne devient sensible qu'à partir d'un réseau de 50 nœuds, sans que l'influence sur le délai ou la consommation énergétique ne soit significative. Les valeurs sont logiquement plus importantes pour *AODV_en_C*, puisque les critères de choix sont complètement différents. Cependant, le pourcentage des différences du nombre de sauts de chaque méthode de routage par rapport à *QOLSR* est relativement faible et n'excède pas 1 saut dans la plus grande majorité des cas. Pour un réseau composé par exemple de 40 nœuds, 38.9% de l'ensemble des routes ne diffèrent que de 1 saut entre *AODV_en_C* (purement énergétique) et *OLSR*, et 2.5% pour une différence de 2 sauts.

4.6.2.3 Conclusion préliminaire sur le routage multicritère

Nous avons dressé une étude comparative entre les protocoles de routage *QOLSR* et *AODV*, puis nous avons proposé une version modifiée de ce dernier en intégrant une fonction de qualité de service et de contrôle d'admission, dont l'objectif consiste à assurer une garantie de bande passante et à intégrer un paramètre de préservation de l'énergie globale du réseau.

Les simulations ont montré que le protocole *QOLSR* était optimal en termes de nombre de sauts. Sa fonction QdS intégrée qui minimise les délais de bout-en-bout le rend plus performant que *AODV*. Par contre, aucun de ces deux protocoles ne prend en compte la préservation de l'énergie globale du réseau.

En intégrant un paramètre pondérable qui tient compte de ce critère, nous avons proposé une variante à *AODV* qui intègre un niveau de QdS, dans le sens où les nœuds routeurs peuvent propager un délai borné de latence dans la transmission des requêtes de route. Nous intégrons donc une limitation de l'énergie

consommée et un contrôle d'admission optionnel qui éviterait la saturation des nœuds routeurs en cas de trafic intense comme décrit dans le §4.6.1.

L'implantation de *AODV_en* au standard *IEEE 802.15.4*, permet d'utiliser des caractéristiques spécifiques à ce standard, à savoir : *ajuster* la puissance d'émission du module radio, *déterminer* le niveau de réception d'un signal et *déterminer* la qualité du lien par rapport à ses voisins. Les deux premières caractéristiques ont été utilisées pour adapter la puissance d'émission dans notre proposition *AODV_en*.

4.6.3 Extension de la technique de recherche de route

La première version de notre simulateur de recherche de routes considère un paramètre simplifié pour le type d'alimentation énergétique de chacun des nœuds. Dans la section précédente, nous avons évalué notre technique de routage avec un paramètre binaire : la valeur 0 si le nœud est non contraint et la valeur 1 dans le cas contraire.

Une deuxième version considère ce paramètre variable en fonction de l'état de charge de la batterie de chacun des nœuds. Ainsi, chaque nœud pourra effectuer une mise à jour de la matrice réseau avec son niveau de charge actuel.

Ce paramètre pourra prendre pour valeur un nombre compris entre 0 et 1 par pas de 0.1 comme cela est illustré sur la figure 4.48. La signification des différentes valeurs est la suivante :

- de $0,1$ à 1 : *dépendant énergétiquement* avec indication du niveau de charge (contraint ou alimenté par batterie)
- 0 : *indépendant énergétiquement* (alimenté par le secteur ou disposant d'une source d'énergie plus importante que les autres nœuds du réseau)
- 10 : *déchargé*. Le coût de routage par ce nœud sera ainsi nettement plus important que pour les autres routes. Ce nœud pourra toutefois être sollicité s'il n'y a pas d'autres choix ; ce cas peut être intéressant si l'on considère que le nœud peut se recharger.

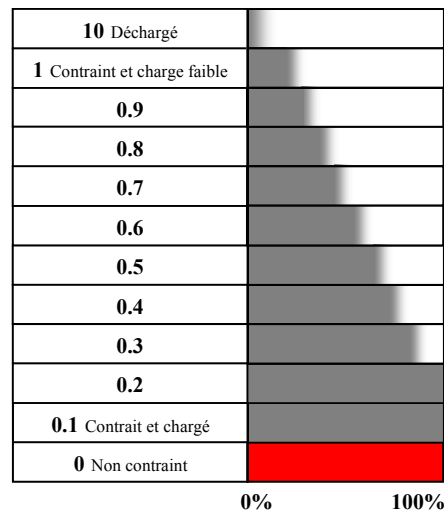


FIG. 4.48 – Paramètre de niveau de charge de la batterie

Afin d'obtenir la modulation du paramètre de charge de la batterie d'un nœud, il est nécessaire de mémoriser le profil de fonctionnement passé du nœud. Comme nous l'avons présenté dans le §3.5.6.3, une estimation précise du niveau de charge de la batterie peut être obtenue en utilisant l'algorithme de *Handy et Timmermann* qui utilise les expressions de *Rakhmatov et Vrudhula*. L'implémentation de cet algorithme n'est pas possible pour l'architecture matérielle que nous considérons dans la mesure où elle utilise une quantité de mémoire trop importante pour enregistrer le profil de décharge de la batterie, mais aussi pour stocker en mémoire non volatile le code de cette portion de l'application. Nous proposons un algorithme basé sur le modèle de décharge linéaire, c'est-à-dire soustrayant à l'énergie totale disponible, l'énergie dissipée lors de chaque opération de communication. Afin de conserver une relation étroite avec le

modèle *Rakhmatov et Vrudhula*, nous proposons une adaptation du niveau de décharge du modèle linéaire en fonction de la profondeur de décharge. Le principe de cette adaptation est présenté dans la suite de cette section.

Afin de modéliser la décharge de la batterie, il nous est indispensable d'avoir une image la plus exacte possible de l'énergie consommée pour chaque opération de communication, et de la synchronisation. Nous précisons dans les paragraphes suivants les résultats de notre analyse expérimentale sur les aspects consommation liés au standard de communication sans fil *ZigBee/IEEE 802.15.4*. Ils nous permettront d'obtenir notamment des éléments sur le coût énergétique pour le mécanisme de routage.

Le principe pour la prise en compte du niveau énergétique de chaque nœud est le suivant : le coefficient α garde sa fonction première pour la pondération du temps et de l'énergie. Nous considérons un deuxième coefficient que nous nommerons ζ et qui prendra les valeurs proposées sur la figure 4.48 afin d'adapter la contribution consommation à l'état de charge de chaque batterie. Ainsi, si les nœuds sont complètement chargés, le paramètre ζ prend une valeur faible (0.1) qui diminuera d'autant la contribution consommation. A l'inverse, plus la batterie d'un nœud est déchargée et plus ce paramètre ζ est important, augmentant ainsi la contribution en terme de consommation.

La prise en considération simultanément des deux paramètres est indiquée par l'équation 4.18. Le choix d'une variation exponentielle permet de n'appuyer la contribution énergie que lorsque la décharge de la batterie est avancée. La variation de la contribution de ζ est représentée sur la figure 4.49. Lorsque la batterie est déchargée, le coefficient résultant est dissuasif (tableau 4.5).

Coefficient de charge ζ	0	0,1	0,2	0,3	0,4	0,5	0,6	0,7	0,8	0,9	1	10
$e^{3*\zeta}$	1,0	1,3	1,8	2,5	3,3	4,5	6,0	8,2	11,0	14,9	20,1	1,1E+13

TAB. 4.5 – Valeur du coefficient d'adaptation en fonction du paramètre ζ

$$MPED(i, j) = \frac{\alpha \cdot \sum [(e^{3 \cdot \zeta(i, j)}) \cdot \text{Energie}(i, j)] + (1 - \alpha) \cdot \sum \text{Delai}(i, j)}{N} \quad (4.18)$$

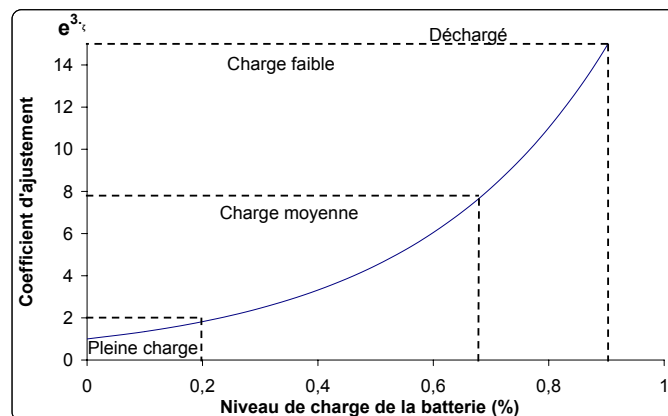


FIG. 4.49 – Adaptation de la contribution de chaque nœud sur l'impact de la consommation lors de la recherche du chemin optimal

4.6.3.1 Principe d'évaluation du coefficient de pondération énergétique ζ

Pour chaque période d'activité du nœud, nous retranchons de la capacité restante de la batterie l'énergie consommée par ce nœud. Nous considérons un courant moyen constant pour toutes les phases d'activité du nœud : plus l'activité est longue et plus la décharge sera importante. Nous remarquons sur la figure 3.35 que le modèle de décharge linéaire est plus pessimiste que le modèle de *Rakhmatov*. Nous proposons un ajustement du niveau de la charge obtenue à partir du modèle linéaire ; tout en restant simple, cette technique apporte une précision proche du modèle de *Rakhmatov*.

Le tableau 4.5 indique la valeur du coefficient ζ en fonction du niveau de charge de la batterie. Afin de disposer d'une information précise sur l'état de charge de la batterie, tout en utilisant une méthode simple, nous proposons dans la suite de ce chapitre, une analyse expérimentale (§4.7) que nous nommerons *macroscopique*, dans la mesure où nous considérons la consommation de façon générale en ignorant le type d'activité du nœud. Cette analyse nous permettra de disposer d'une information de charge optimale de la batterie qui sera utilisée par notre technique de routage. Enfin, nous déduirons de ces analyses un ensemble de règles d'utilisation de la batterie dans le but d'optimiser la durée de charge, par la récupération d'énergie à l'aide des phénomènes de relaxation.

4.6.3.2 Paramètre de contrôle d'admission

L'intégration d'un paramètre pour le *contrôle d'admission* se fait sur le même principe. Nous proposons un coefficient booléen λ associé à la contribution sur le délai dans l'équation 4.19. Afin de toujours avoir le compromis entre la consommation et le délai, le coefficient λ possède des valeurs du même ordre que le coefficient ζ . Nous choisissons d'associer λ au délai par une exponentielle. Notre équation multicritère est représentée par la relation 4.19.

$$MPED(i, j) = \frac{\alpha \cdot \sum [(e^{\zeta(i,j)}) \cdot \text{Energie}(i, j)] + (1 - \alpha) \cdot \sum [(e^{2 \cdot \lambda(i,j)}) \cdot \text{Delai}(i, j)]}{N} \quad (4.19)$$

Nous laissons ainsi toujours la possibilité de passer dans une zone congestionnée si les autres chemins possèdent des nœuds dans un état de décharge avancée.

4.7 Validation expérimentale pour la consommation d'un nœud sans fil

Notre contexte de recherche basé sur une optimisation de la consommation, nécessite de connaître de manière précise l'architecture matérielle. Afin de concrétiser notre propos, nous avons choisi de travailler sur l'architecture SARD (*Sensor Application Reference Design*) de Freescale composée d'un microcontrôleur *MC68HC908GT16* [Fre04b] et d'un transceiver (émetteur/récepteur) *MC13192* [Fre05b, Fre07].

Cette dernière section présente notre évaluation de la consommation d'un nœud dont l'architecture *Freescale* est compatible avec le standard de communication sans fil *IEEE 802.15.4*. Nous vérifions la conformité des grandeurs relatives à la consommation énergétique dans les différents modes de fonctionnement du microcontrôleur et du transceiver. En effet, l'architecture du nœud mettant en œuvre des composants additionnels, il est impératif d'évaluer la consommation globale du nœud en tenant compte de ces éléments ajoutés⁸.

L'application pour le nœud autonome est écrite en *langage C* à partir de la pile protocolaire simplifiée *SMAC* [Fre05a], puis compilée et chargée sur la cible à l'aide de l'environnement de développement intégré *CodeWarrior* [Met07]. Cette application permet de solliciter le nœud dans ses différents modes de fonctionnement. L'environnement de programmation est ainsi relativement simple à mettre en œuvre. Notre intérêt pour cette architecture provient d'une collaboration de longue date avec cette industrie qui soutient le laboratoire LATTIS lors de la mise en œuvre d'activités de recherches dans le domaine de la technologie *IEEE 802.15.4/ZigBee*.

Nous disposons de la consommation énergétique du microprocesseur et du transceiver à partir des documents du constructeur qui ont été cités plus haut. Nous comparons ces valeurs avec nos relevés. Ces derniers sont effectués avec un instrument de mesure de type *PXI* [Nat08b] de *National Instrument* composé d'un châssis *NI-PXI-1042* [Nat08c], d'un contrôleur *NI-PXI-8187* [Nat08d] muni du système d'exploitation *Windows XP* et de l'outil logiciel *Labview*, et enfin d'une carte d'acquisition *NI-PXI-6251* [Nat08a]. Cette carte nous offre la possibilité de faire l'acquisition sur 4 voies avec une cadence d'échantillonnage pouvant aller jusqu'à 1MS/s, soit 250KS/s par voie. Cela nous donne la possibilité de mesurer simultanément courant et tension pour une paire de nœuds émetteur et récepteur. Il sera ainsi aisé de visualiser tous les échanges entre les nœuds émetteur et récepteur.

⁸Les cartes SARD (Freescale) que nous utilisons pour l'expérimentation possèdent notamment chacune 4 leds, que nous utilisons pour la communication avec l'utilisateur.

L'extraction de la valeur du courant se fait par l'introduction d'une résistance shunt de 10 ohms en série avec le nœud comme cela est illustré sur la figure 4.50. Les équations 4.20 rappellent la relation entre les différentes grandeurs. Nous obtenons pour chaque relevé un fichier de mesures au format Excel composé d'un maximum de 32000 échantillons (la limite d'Excel). Nous pouvons choisir à volonté la fréquence d'échantillonnage, et le nombre d'échantillons. Nous ne développerons pas ici l'interface Labview qui a servi à la création de l'interface virtuelle d'acquisition.

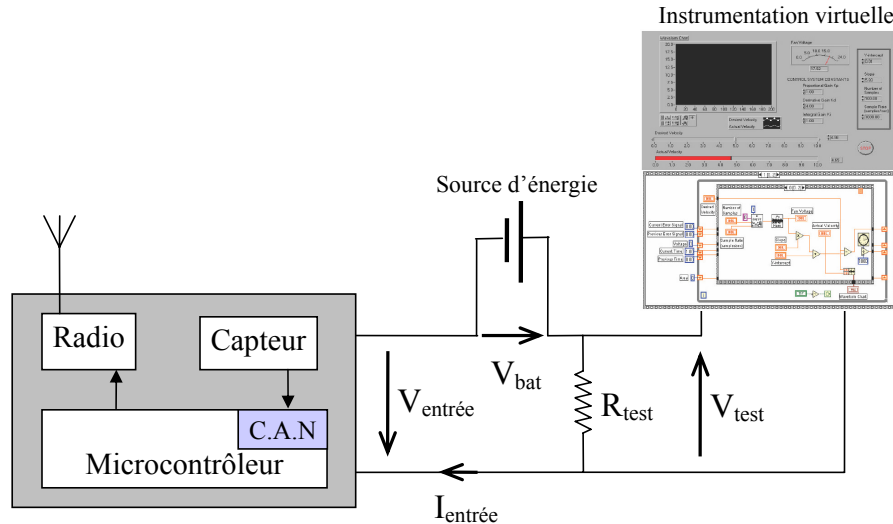


FIG. 4.50 – Schéma d'expérimentation

$$\left\{ \begin{array}{l} I_{entrée} = \frac{V_{test}}{R_{test}}, \quad V_{entrée} = V_{bat} - V_{test} \\ Puissance = I_{entrée} * V_{entrée} \\ Energie = Puissance * temps \end{array} \right. \quad (4.20)$$

4.7.1 Description du premier scénario de mesure

Le premier scénario permet de positionner à la demande le nœud dans différents modes de fonctionnement. Nous mesurons la consommation en courant pour l'état d'écoute (*Idle*), de transmission et de réception. Pour le cas de la transmission, nous évaluons également la consommation pour les différents niveaux d'émission possibles, indicés de 0 à 15 .

Lors de la mise sous tension, 4 leds s'allument pendant un temps très court. Ensuite le nœud se place dans l'état d'écoute (*Idle*). Lorsqu'on appuie sur un bouton poussoir, on fait défiler l'ensemble des modes prévus dans l'application : du *mode 1* à *5*. L'affichage du mode actif est réalisé par un jeu de leds. Lorsque le premier cycle est terminé, on recommence au *mode 1* directement, ce qui correspond à l'affichage du *code binaire 1* sur les leds.

4.7.1.1 Démarche d'évaluation de la consommation d'un nœud

Le transceiver permet plusieurs *modes de transmission*, représentés sur la figure 4.51 que nous ne décrivons pas ici. Nous indiquerons juste que la consommation pour chacun d'eux est sensiblement la même. C'est la raison pour laquelle nous parlerons simplement de mode transmission.

Notre objectif étant d'évaluer la consommation énergétique pour les modes les plus gourmands du nœud, nous ne considérons pas dans ce scénario les modes dits de faible consommation, c'est-à-dire les modes hibernation, somnolence (*Doze*), et *Off*.

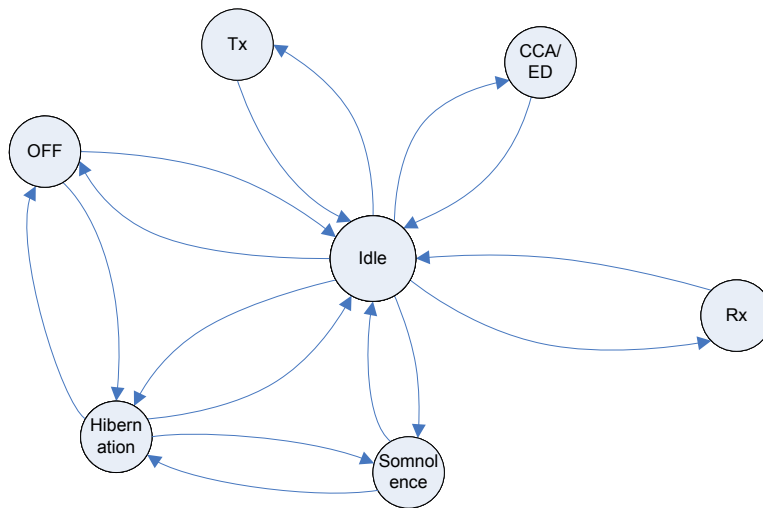


FIG. 4.51 – Les différents états du transceiver

4.7.1.2 Evaluation de la consommation globale du nœud

L'image de la consommation en courant est donnée sur la figure 4.52. Nous distinguons facilement les zones de fonctionnement dans les différents modes. Malheureusement, cette application utilise l'activation de leds pour informer l'utilisateur du mode de fonctionnement.

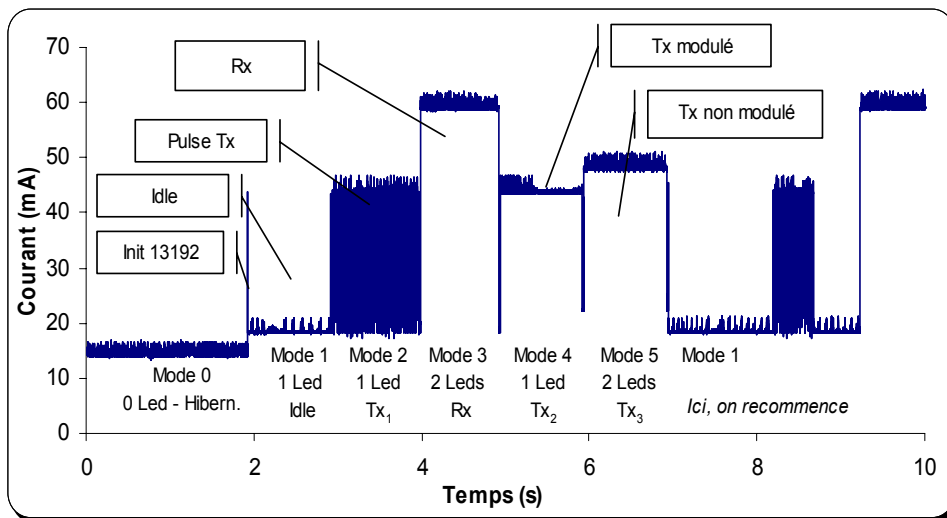


FIG. 4.52 – Profil de consommation en courant du nœud avec leds

Nous réitérons la démarche en supprimant l'activation des leds tout au long de l'exécution de l'application et obtenons le profil de consommation de la figure 4.53.

Dans ce nouveau cas, nous voyons que les modes de transmission ont un niveau de consommation identique. La différence avec le mode réception qui est plus gourmand en courant est avérée.

- Le niveau $N1_1$ correspond à la consommation en courant pour le microcontrôleur actif et le transceiver en mode écoute (*Idle*).
- le niveau $N2_1$ correspond à la consommation en courant pour le microcontrôleur actif et le transceiver en mode transmission.
- le niveau $N3_1$ correspond à la consommation en courant pour le microcontrôleur actif et le transceiver en mode réception.

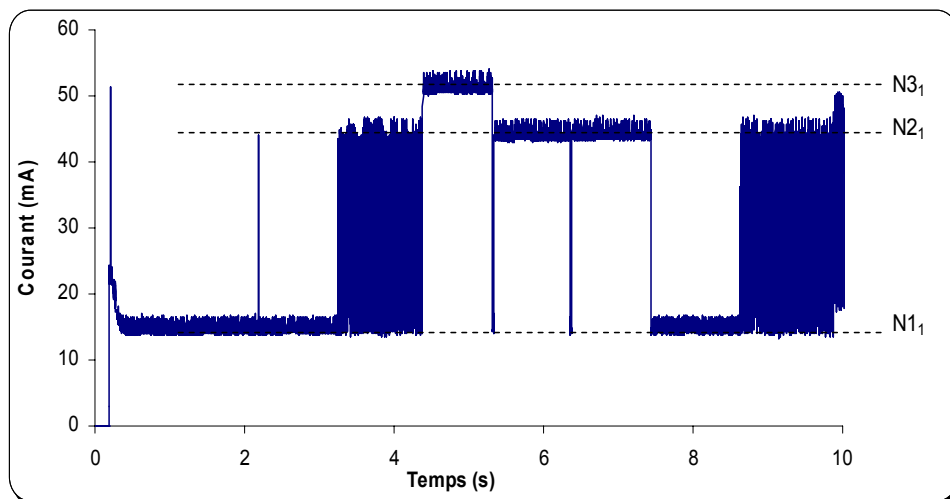


FIG. 4.53 – Profil de consommation en courant du nœud sans led

La puissance consommée par le nœud pour les différents modes de fonctionnement du transceiver est résumée dans le tableau 4.6. Le courant total correspond à la lecture des valeurs de la figure 4.53 et la puissance est obtenue en multipliant le courant par la tension d'alimentation. Nous remarquons que les valeurs de courant sont plus proches des valeurs typiques que des valeurs max. Par défaut, nous prendrons un courant pour l'état *Idle* du transceiver égal à $500\mu A$. Nous évaluons les autres grandeurs en fonction de cette hypothèse. La consommation engendrée par le transceiver dans ses différents modes de fonctionnement est résumée dans le tableau 4.7 et celle du microcontrôleur dans le tableau 4.8.

Etat	Courant total (mA) Mesure	Puissance totale (mW) Mesure	Courant 13192 Typ-Max (mA) Spécification [Fre05b]	Courant Typ-Max μ contrôleur (mA) Spécification [Fre04b]
μ contrôleur et 13192 actifs	14,03	128,10	0,5-0,8	15-20
Transmission active	42,85	391,38	30-35 (pour 0dbm)	15-20
Réception Active	50,86	464,51	37-42	15-20

TAB. 4.6 – Consommation globale pour le nœud (carte SARD)

Etat	Courant typ. Spécification	Courant max. Spécification	Temps de transition Spécification	Courant (mA) Mesure
Off	$0,2\mu A$	$1\mu A$	$25mA$ vers Idle	-
Hibernation	$1\mu A$	$6\mu A$	$20mA$ vers Idle	-
Somnolence (<i>Doze</i>)	$35\mu A$	$102\mu A$	$(300 + 1/CLKO)\mu s$	-
Ecoute (<i>Idle</i>)	$500\mu A$	$800\mu A$	-	0,5
Transmission (<i>0dBm</i>)	$30mA$	$35mA$	$144\mu s$ depuis Idle	29,32
Réception	$37mA$	$42mA$	$144\mu s$ depuis Idle	37,33

TAB. 4.7 – Consommation pour le transceiver 13192 seul

Etat	Courant typ. Spécification	Courant max. Spécification	Courant (mA) Mesure
Run	15mA	20mA	13,53
Wait	4mA	8mA	-
Stop	$1\mu A$	$5\mu A$	-

TAB. 4.8 – Consommation pour le microcontrôleur 68HCS08GT16 seul

La technologie utilisée sur notre nœud n'étant pas la dernière mise sur le marché à la fin de cette thèse, nous pouvons attendre une nette amélioration de ces valeurs avec les composants les plus récents. C'est notamment le cas avec les composants de la *famille 132xx de Freescale*. La comparaison des deux profils de consommation donnés sur les deux figures précédentes nous permet d'estimer la consommation moyenne d'une led à $4,25mA$, soit environ 30% de la consommation du microcontrôleur en activité ; ce qui n'est pas négligeable.

4.7.1.3 Conclusion préliminaire pour la consommation globale du nœud

Nous remarquons avec ces mesures que la consommation du transceiver est plus importante que celle du microcontrôleur. La mise en sommeil du transceiver est essentielle pour maximiser la durée de vie de la batterie. L'écart entre la consommation du transceiver et celle du microcontrôleur n'est toutefois pas si grand : seulement un *rapport moyen de 2,5*. Il semble donc nécessaire de ne pas négliger la mise en sommeil du microcontrôleur dans les mécanismes d'économie d'énergie.

4.7.1.4 Evaluation de la consommation pour les 15 niveaux de transmission

Dans ce scénario, nous positionnons avec notre application le nœud en mode transmission pour chacun des niveaux proposés par le standard. Nous relevons la consommation en courant pour chacun d'eux. Les résultats sont résumés sur la figure 4.54. Nous remarquons que seul le mode transmission est affecté par le changement de niveau.

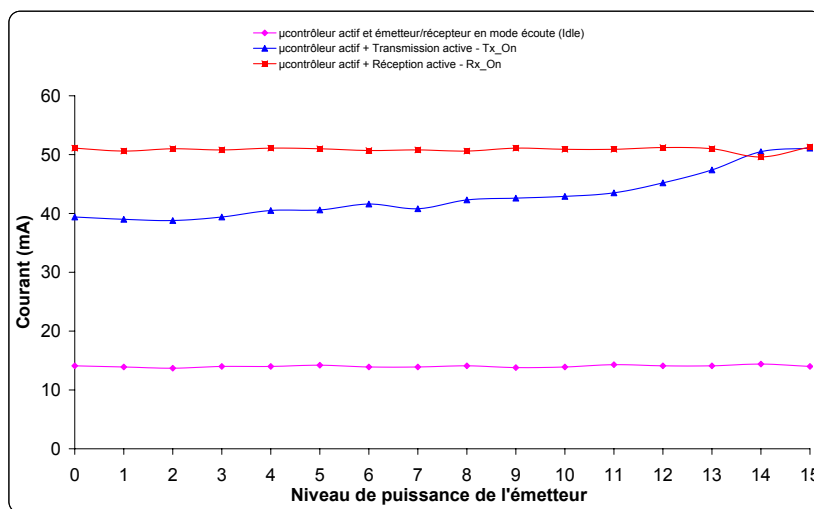


FIG. 4.54 – Consommation en énergie de l'architecture SARD

Nous analysons plus finement la consommation dans le cas de la transmission sur la figure 4.55. La droite de tendance nous donne une approximation linéaire de l'évolution de la consommation pour les 16 niveaux de transmission.

Nous remarquons logiquement une augmentation de la puissance consommée en fonction de l'indice de puissance de l'émetteur. Nous pouvons ainsi indiquer que la consommation de l'émetteur en fonction du niveau de transmission choisi, varie en respectant l'équation 4.21), soit un incrément moyen de $750\mu A$ par niveau de puissance de l'émetteur. L'équation pour la puissance est donnée par l'équation 4.22 avec x le niveau de transmission sélectionné.

$$I \approx 0,75 \times x + 37,24 \quad (I \text{ en } mA) \quad (4.21)$$

$$P \approx 6,83 \times x + 340,14 \quad (P \text{ en } mW) \quad (4.22)$$

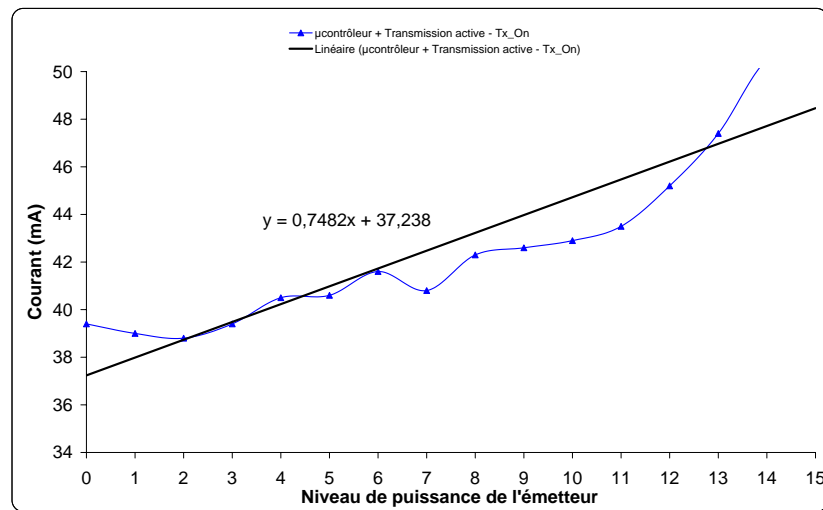


FIG. 4.55 – Consommation énergétique pour les 15 niveaux de transmission

Nous résumons dans le tableau 4.9 la consommation moyenne en énergie pour chaque niveau de transmission .

Niveau de puissance	Courant (mA) Mesure	Puissance consommée (mW) Mesure	Puissance de sortie (dBm) Spécification
0	23,71	213,4	-16,6
1	24,46	220,1	-16,0
2	25,21	226,9	-15,3
3	25,95	233,6	-14,8
4	26,70	240,3	-8,8
5	27,45	247,1	-8,1
6	28,20	253,8	-7,5
7	28,95	260,5	-6,9
8	29,69	267,2	-1,0
9	30,44	274,0	-0,5
10	31,19	280,7	0
11	31,94	287,4	0,4
12	32,69	294,2	2,1
13	33,43	300,9	2,8
14	34,18	307,6	3,5
15	34,93	314,4	3,6

TAB. 4.9 – Consommation énergétique pour les différents niveaux de transmission

4.7.2 Scénario de contrôle à distance

Ce deuxième scénario considère une paire de nœuds. Il met en œuvre une application de contrôle à distance. La programmation des applications se fait en *langage C*, à partir de la pile protocolaire simplifiée *SMAC* de Freescale [Fre05a]. Le premier nœud est considéré comme nœud contrôleur (le maître) et le second comme nœud actionneur (l'esclave). Les ordres sont envoyés par liaison sans fil vers le nœud actionneur distant qui exécutera la commande. Lorsqu'aucune activité n'est détectée sur le nœud contrôleur, celui-ci se met dans un mode de fonctionnement basse consommation. Le profil de consommation de la figure 4.56 illustre le scénario dans lequel le nœud actionneur a échoué dans l'association avec le nœud contrôleur ; ce qui signifie qu'aucune communication correcte ne peut être établie entre les deux nœuds. Cet état est introduit en bloquant les acquittements de commande ou en empêchant le passage dans l'état réception du nœud actionneur.

L'acquisition commence avec la mise sous tension des deux nœuds : pour le nœud contrôleur en $t = 1s$ et pour le nœud actionneur en $t = 15s$ (nous pouvons remarquer une réinitialisation volontaire du nœud actionneur en $t = 43s$).

Chaque action sur un bouton poussoir pour un nœud produit l'allumage temporisé d'une led ($1s ON et 1s OFF$) ; on le remarque bien sur les relevés avec des impulsions positives d'approximativement $1s$. Le défaut d'association est représenté par le clignotement de l'ensemble des 4 leds du nœud contrôleur. L'activation d'une led nous est utile pour détecter les sections de fonctionnement sur le profil de consommation.

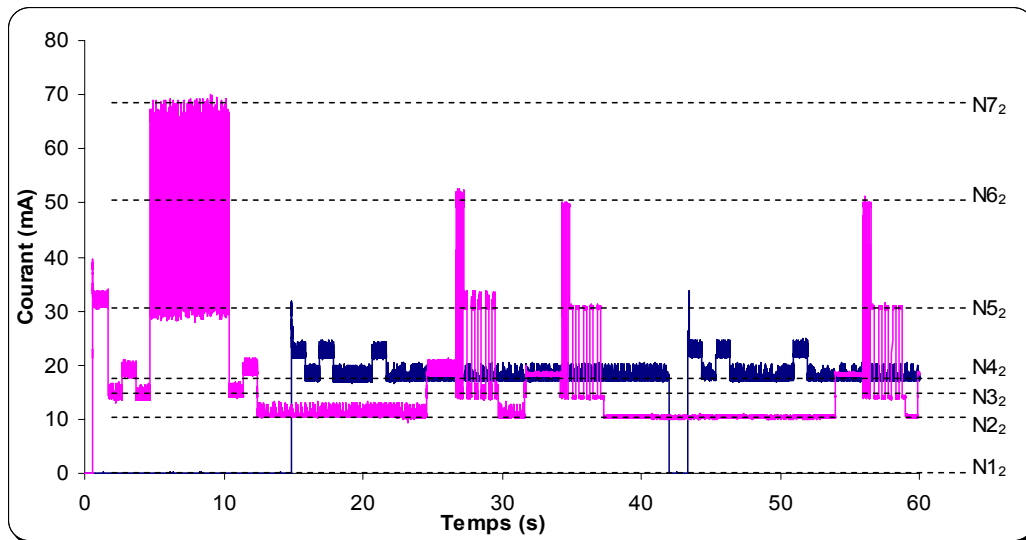


FIG. 4.56 – Profil de consommation sans association pour le contrôle à distance

Nous remarquons que le nœud « *device* » ne s'est pas mis en mode réception ; nous avons volontairement tronqué la phase d'initialisation du nœud à cette fin.

4.7.2.1 Description des différents niveaux de consommation du nœud contrôleur

Les profils de consommation des deux nœuds diffèrent quelque peu ; notamment le niveau de consommation dans l'état d'écoute pour chacun des transceivers qui diffère de $(N4_2 - N3_2)$. La description suivante indique le détail de la consommation pour les différents niveaux représentés sur la figure 4.56. Nous remarquons également la part de consommation importante apportée par les éléments de signalisation vers l'utilisateur (les leds).

- $N1_2$ nœuds non alimentés
- $N2_2$ processeur actif et transceiver en mode hibernation - aucune led allumée
- $N3_2$ processeur actif et transceiver en mode écoute (*Idle*) - aucune led allumée
- $N4_2$ processeur actif et transceiver en mode écoute (*Idle*) - une led allumée
- $N5_2$ processeur actif et transceiver en mode écoute (*Idle*) - 4 leds allumées
- $N6_2$ processeur actif et transceiver en mode réception (aucune led allumée)
- $N7_2$ processeur actif et transceiver en mode réception - quatre leds sont allumées.

La figure 4.57 donne cette fois-ci le scénario lorsque les nœuds sont associés. Nous avons désactivé l'allumage des leds. Le démarrage se fait en $t = 1s$ pour le nœud de commande et en $t=2s$ pour le nœud actionneur. Nous remarquons que le nœud actionneur se met en attente de trames du nœud de commande (mode réception). Dès qu'il reçoit une trame, il renvoie un acquittement. La section de signal entre $t = 4s$ et $t = 10s$ correspond à une activité de recherche de canal clair sur les 16 canaux disponibles de la bande des $2.4GHz$.

- $N1_3$ nœud de commande : processeur actif et transceiver dans le mode hibernation
- $N2_3$ nœud de commande : processeur actif et transceiver en mode *Idle*
- $N3_3$ nœud actionneur : processeur actif et transceiver en mode *Idle*.

- actionneur
- t_1 : dès la fin de la transmission/réception de la trame de commande,
 - les nœuds contrôleur et actionneur passent dans l'état Idle
 - t_2 : après un délai T_R (temps de retournement pour passer du mode émetteur au mode récepteur)
 - le nœud contrôleur se met dans l'état récepteur afin de capturer la trame d'acquiescement émise par le nœud actionneur
 - t_3 : après un délai T_R
 - le nœud actionneur transmet la trame d'acquiescement
 - le nœud contrôleur reçoit la trame d'acquiescement
 - t_4 : dès la fin de la transmission/réception de la trame d'acquiescement,
 - les nœuds contrôleur et actionneur passent dans l'état Idle
 - t_5 : le bon déroulement de l'opération de commande est représenté par l'activation des 4 *leds* du nœud durant 1s.

4.7.3 Conclusion préliminaire sur l'évaluation de la consommation d'un nœud

Nous avons clairement fait apparaître l'intérêt de ne pas négliger la consommation de tous les constituants du nœud, c'est-à-dire le microprocesseur, le transceiver, mais également les composants additionnels tels que les indicateurs lumineux, afficheur, buzzer, etc. Les relevés nous ont indiqués que les ordres de consommation pour les parties principales du nœud étaient de l'ordre de grandeur des valeurs typiques données dans les spécifications. Nous pouvons par conséquent dans la section suivante évaluer à partir de la consommation énergétique la quantité d'énergie restant disponible dans la batterie, en déduisant celle consommée (modèle linéaire), mais également en ajustant la charge restante en tenant compte de la charge restituée par les phénomènes de relaxation.

4.8 Détection du niveau de charge de la batterie

L'analyse du §3.5.6 a montré plusieurs techniques permettant d'estimer le niveau de charge restant d'une batterie. Nous avons opté pour une méthode simple permettant la programmation de cette fonctionnalité avec un minimum de code et utilisant une quantité de mémoire en rapport avec l'architecture matérielle de notre plateforme d'évaluation expérimentale [Fre05d]. La méthode linéaire propose la simplicité d'implémentation d'une solution logicielle, alors que la méthode de *Rakhmatov et Vrudhula* apporte une grande précision sur la valeur de l'estimation. Afin de compenser le manque de précision de la méthode linéaire, nous proposons un ajustement de l'estimation du modèle linéaire en fonction du niveau de décharge de la batterie ; l'ajustement est réalisé à partir d'une abaque représentant la décharge pour les deux modèles. Le modèle linéaire est globalement plus pessimiste que le modèle de *Rakhmatov et Vrudhula*, dans la mesure où il ne tient pas compte des effets de relaxation de la batterie.

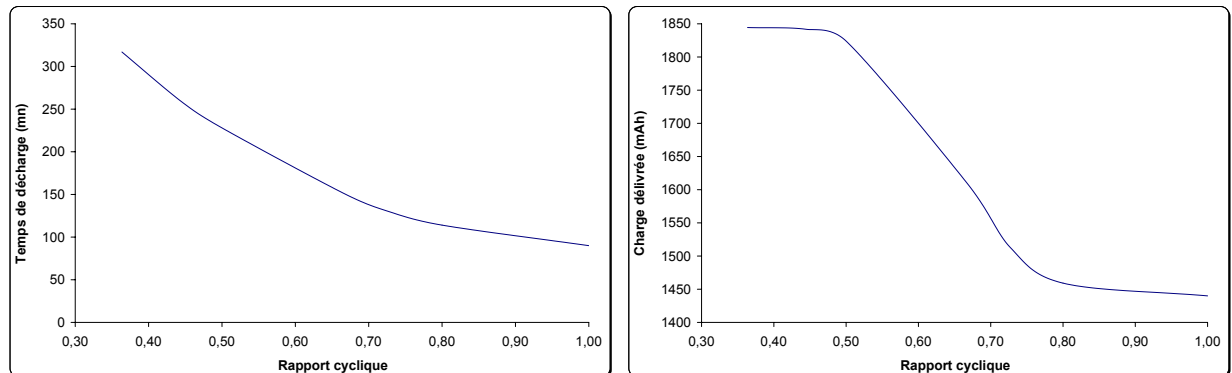
Nous avons utilisé les résultats de 10 simulations de décharge de batterie à courant constant de [Rak02] ainsi que les résultats de 11 expérimentations de décharge avec différents rapports cycliques et différentes fréquences de [Rao05]. La première série de mesures nous a permis de mettre en œuvre les outils d'identification des paramètres a et b du modèle de *Rakhmatov et Vrudhula*. Nous obtenons sensiblement les mêmes coefficients que les auteurs après un traitement mathématique très important sur l'ensemble des échantillons. De plus, ce traitement nécessitant d'être réalisé sur la batterie de chaque nœud du réseau, il n'est pas envisageable de l'implanter dans notre architecture.

4.8.1 Analyse expérimentale du comportement d'une batterie

Les résultats de [Rao05] sont résumés sur les figures 4.59(a) et 4.59(b). La première indique, pour une série de 7 mesures, la durée de décharge d'une batterie *Ni-MH* d'une capacité initiale de 1450 mAh en fonction de différents rapports cycliques⁹. La seconde indique la charge restituée par cette batterie en fonction du rapport cyclique, pour cette même série de mesures. Le principe repose sur la mesure du temps, du courant et de la tension jusqu'à ce que la différence de potentiels aux bornes de la batterie atteigne la tension de rupture (*Cut-off*). Le délai séparant le début de l'utilisation de la batterie à pleine charge et

⁹Dans cette série de mesures, la modification du rapport cyclique est obtenue par une variation de la durée de l'état de repos ; la durée de l'état actif reste quant à elle constante et égale à 2s.

l'instant où la ddp atteint la tension de rupture, correspond à la durée d'utilisation maximum de la batterie nommée *durée de décharge* ou *durée de vie de la batterie*¹⁰.



(a) Temps de décharge en fonction du rapport cyclique (b) Charge délivrée par la batterie en fonction du rapport cyclique

FIG. 4.59 – Temps de décharge et charge délivrée par la batterie [Rao05]

Nous remarquons sur la figure 4.59(a) que le temps de décharge de la batterie diminue pour un rapport cyclique croissant ; cela sous-entend qu'une durée de repos trop faible par rapport à la durée d'activité ne permet pas la récupération d'énergie par les phénomènes de relaxation ; la capacité restituée dans ce cas correspond uniquement à la capacité initiale de la batterie.

La figure 4.59(b) fait apparaître un phénomène intéressant pour notre application. Nous remarquons deux asymptotes : une limite équivalente à la capacité initiale de la batterie pour les rapports cycliques supérieur à 80% puis une limite supérieure à la première pour les rapports cycliques inférieurs à 50%. Cette valeur correspond à la capacité initiale à laquelle se rajoute une capacité restituée lors des phases de relaxation de la batterie. Dans un premier temps et pour cette batterie, nous considérons que seul un rapport cyclique inférieur à 50% permet d'accéder à la capacité maximum et aussi de profiter du maximum de récupération d'énergie lors des phases de relaxation.

Une deuxième série de mesures évalue la charge restituée et le temps de décharge pour 4 profils de consommation ayant des fréquences différentes avec un rapport cyclique de 50%. Ces résultats sont résumés dans le tableau 4.10.

Fréquence (Hz)	Temps de décharge (min)	Charge délivrée (mAh)
Continu	90	1440
1000	182	1456
1	193	1544
0,2	230	1840

TAB. 4.10 – Comportement de la batterie en fonction de la fréquence d'utilisation [Rao05]

Ce tableau fait clairement apparaître, quand on le compare avec les valeurs des figures 4.59(a) et 4.59(b), que le rapport cyclique de 50% considéré seul ne permet d'obtenir la capacité restituée maximum pour la batterie. Le seul cas qui se rapproche de la valeur maximum est le profil dans lequel une période de repos de 2,5s succède à une période d'activité de 2,5s. Il convient de retenir que le phénomène de relaxation est relativement long à se réaliser et qu'une durée de repos de 2,5s entre chaque activité est nécessaire pour atteindre la capacité maximale restituable en considérant les phénomènes de relaxation. Nous pouvons extraire des remarques précédentes les deux premières règles suivantes :

- **Règle 1** : le phénomène de relaxation n'a le temps de se réaliser complètement que si la durée de repos est au moins égale à 2,5s. Cette durée permet d'atteindre la capacité restituée maximale.

¹⁰Il n'est pas toujours possible d'accéder au nœud pour changer sa batterie ; nous considérons que le nœud est perdu lorsque la batterie ne dispose plus d'assez d'énergie pour l'alimenter convenablement.

- **Règle 2** : le temps de décharge indiqué dans le tableau 4.10 devrait se trouver rallongé si la durée de l'état actif du nœud est inférieure à $2,5s$, cette remarque est également valable pour une valeur de courant inférieure.

Le gain maximum de capacité restituée pour cette batterie lors des phases de relaxation correspond à $18,7\%$ de la capacité initiale.

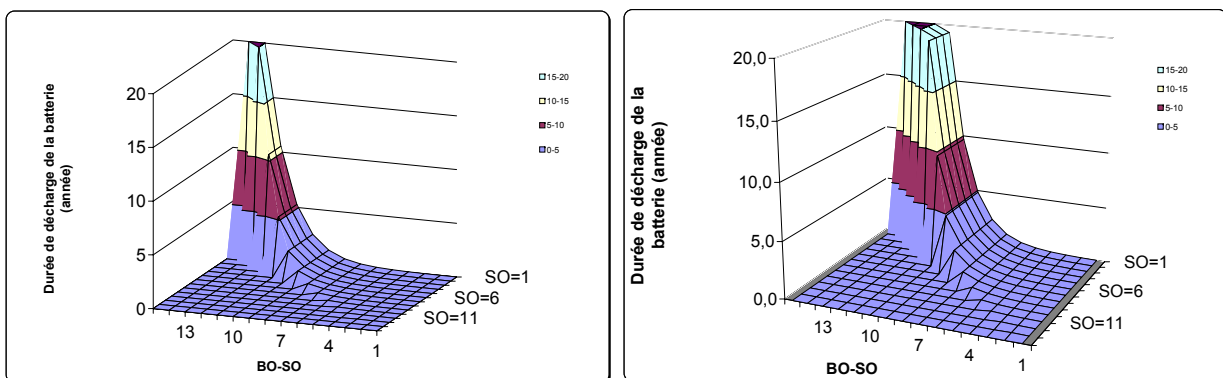
Pour la suite de l'analyse, nous considérons les règles précédentes appliquées au standard de communications *IEEE 802.15.4/ZigBee*. Pour cela, nous proposons les scénarii type détaillés ci-dessous, pour un *nœud coordinateur* puis un *nœud terminal*. Un nœud coordinateur est ainsi actif durant 69% de la section active de la supertrame contre 19% pour un nœud terminal.

- **Scénario pour le nœud coordinateur** :
 - actif durant tout le $slot_0$ (1 slot),
 - actif durant 1 slot de la CFP sur les 6 considérés (1 slot).
 - actif pendant toute la durée de la CAP (9 slots),
- **Scénario pour le nœud terminal** :
 - actif durant tout le $slot_0$ (1 slot),
 - actif pendant un slot de la CAP (1 slot),
 - actif durant un slot de la CFP (1 slot).

Pour introduire cela, nous utilisons les informations de rapport cyclique en fonction de la valeur des paramètres du standard SO et BO indiqués dans le tableau 3.3 page 25.

Nous calculons la durée de décharge (en année) de la batterie, pour un nœud coordinateur puis un nœud terminal, en considérant pour chacun d'eux, un scénario qui ne permet pas la relaxation (figure 4.60), et un autre qui la maximise (figure 4.61). Chaque analyse considère la longueur de la section active de la supertrame (l'activité d'un nœud correspond à un nombre entier de slots) et le rapport cyclique fonction de $(BO-SO)$. Nous considérons de plus les hypothèses suivantes :

- l'intensité du courant est constante et égale à $50 mA$ lorsque le nœud est actif,
- la consommation à l'état OFF est négligée dans tous les scénarii,
- la batterie restitue une capacité de $1450 mAh$ dans le cas le plus défavorable (sans relaxation),
- la batterie restitue une capacité de $1840 mAh$ lorsque les effets de relaxation sont maximisés.

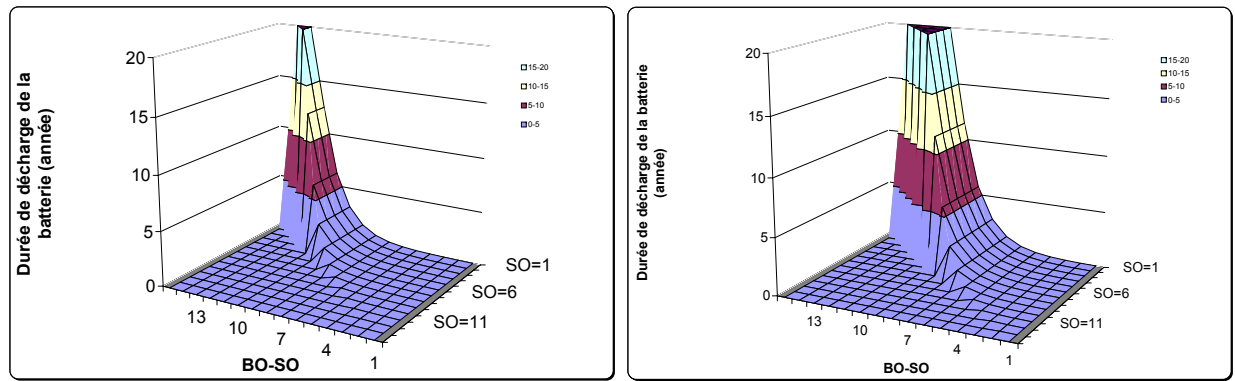


(a) Pour un nœud coordinateur (b) Pour un nœud terminal

FIG. 4.60 – Durée de décharge de la batterie pour la capacité initiale de la batterie

Nous pouvons remarquer sur les figures 4.60 et 4.61 que les durées de décharge les plus grandes ne peuvent être obtenues que pour des couples de valeurs SO et $BO-SO$ très particuliers. Il sera donc nécessaire de faire un compromis entre la durée de décharge de la batterie et les contraintes de l'application, notamment en termes de réponse temporelle. De plus, les valeurs supérieures à $20 ans$ ont été tronquées ; les technologies de batteries évoluent rapidement de nos jours, mais elles possèdent toutes un inconvénient qu'il ne faut pas négliger : l'autodécharge due aux imperfections de la technologie.

Les résultats indiqués dans la table 4.11 correspondent à une synthèse des informations contenues sur les



(a) Pour un coordinateur

(b) Pour un nœud terminal

FIG. 4.61 – Durée de décharge de la batterie avec optimisation de la relaxation

figures citées précédemment. Elles permettent de choisir les paramètres BO et SO en fonction de la durée de vie de la batterie uniquement. Entre crochet, nous indiquons l'intervalle des valeurs des paramètres qui permet d'atteindre la durée de vie indiquée.

Scénario	Capacité initiale				Optimisé pour la relaxation			
	Coordinateur		Nœud terminal		Coordinateur		Nœud terminal	
paramètre	SO	BO-SO	SO	BO-SO	SO	BO-SO	SO	BO-SO
Inférieure à 1 an	[1 :14]	[0 :7]	[1 :14]	[0 :5]	[1 :14]	[0 :7]	[1 :14]	[0 :5]
Entre 1 et 5 ans	[1 :6]	[8 :9]	[1 :8]	[6 :7]	[1 :6]	[8 :9]	[1 :8]	[6]
Entre 5 et 10 ans	[1 :4]	[10]	[1 :8]	[8]	[1 :4]	[10]	[1 :8]	[8]
Entre 10 et 15 ans	[1 :3]	[11]	[1 :5]	[9]	[1 :3]	[11]	[1 :5]	[9]
Supérieure à 15 ans	[1 :2]	[12 :13]	[1 :4]	[10 :13]	[1 :2]	[12 :13]	[1 :4]	[10 :13]

TAB. 4.11 – Résumé des paramètres BO et SO pour le choix d'une durée de vie de la batterie

Nous indiquons dans le tableau 4.12, la correspondance entre la valeur des paramètres BO et SO , la durée de la section active et la période de la supertrame. Ces informations sont indispensables pour l'adaptation aux contraintes temporelles de l'application. Nous ne considérons alors que les cas permettant une restitution maximale de l'énergie de la batterie. Une adaptation des valeurs de SO est nécessaire pour ne pas dépasser les capacités du standard, les paramètres BO et SO étant reliés par la relation $1 \leq SO \leq BO \leq 14$. Nous remarquons dans ce tableau que la durée de décharge d'une batterie ne varie pas entre les cas considérés. Cela provient du fait que le calcul de la durée de vie de la batterie est effectué sur la valeur des paramètres SO et BO . L'affectation de la valeur des paramètres min et max a été réalisée en prenant la première valeur entière respectant l'intervalle de durée de vie attendu. Nous pouvons donc en conclure que le gain en durée de vie entre l'utilisation d'un mode permettant la relaxation et un mode sans relaxation ne donne guère plus d'une unité sur la valeur des paramètres BO et SO . Ce n'est donc pas l'exploitation du phénomène de relaxation de la batterie qui permettra une activité plus intense en choisissant un rapport cyclique plus petit ou une section active plus longue.

Scénario	Capacité initiale				Optimisé pour la relaxation			
	Section active (s)		Supertrame (s)		Section active (s)		Supertrame (s)	
Durée (année)	SD_{min}	SD_{max}	BI_{min}	BI_{max}	SD_{min}	SD_{max}	BI_{min}	BI_{max}
Inférieure à 1 an	0,03	0,98	0,03	251,66	0,03	0,98	0,03	251,66
Entre 1 et 5 ans	0,03	0,98	7,86	251,66	0,03	0,98	7,86	251,66
Entre 5 et 10 ans	0,03	15,73	31,46	251,66	0,03	15,73	31,46	251,66
Entre 10 et 15 ans	0,03	31,46	62,91	251,66	0,03	31,46	62,91	251,66
Supérieure à 15 ans	0,03	62,91	125,83	251,66	0,03	62,91	125,83	251,66

TAB. 4.12 – Durée de la section active et de la supertrame en fonction de la durée de décharge envisagée pour la batterie d'un coordinateur

L'analyse pour un nœud terminal est réalisée à partir des résultats du tableau 4.13. La même conclusion peut être faite pour les deux modes de fonctionnement pour un nœud terminal étant donné que les résultats sont identiques.

Scénario Durée (année)	Capacité initiale				Optimisé pour la relaxation			
	Section active (s)		Supertrame (s)		Section active (s)		Supertrame (s)	
	SD_{min}	SD_{max}	BI_{min}	BI_{max}	SD_{min}	SD_{max}	BI_{min}	BI_{max}
Inférieure à 1 an	0,03	0,98	0,03	251,66	0,03	0,98	0,03	251,66
Entre 1 et 5 ans	0,03	0,98	1,97	251,66	0,03	0,98	1,97	251,66
Entre 5 et 10 ans	0,03	0,98	7,86	251,66	0,03	0,98	7,86	251,66
Entre 10 et 15 ans	0,03	7,86	15,73	251,66	0,03	7,86	15,73	251,66
Supérieure à 15 ans	0,03	15,73	31,46	251,66	0,03	15,73	31,46	251,66

TAB. 4.13 – Durée de la section active et de la supertrame en fonction de la durée de décharge envisagée pour la batterie d'un nœud terminal

Il faut retenir de cette analyse, que le nœud coordinateur qui nécessite une durée d'activité longue, ne peut utiliser une valeur de BI plus petite que son BI_{min} . On remarque qu'un nœud terminal qui a, au contraire, une durée d'activité plus courte, peut utiliser un BI_{min} plus petit, donc travailler sur une période de supertrame plus petite, et cela dans un rapport de 4 pour les durées de vie les plus longues. Mais dans la mesure où le nœud terminal ne peut pas travailler plus vite que son parent, il pourra préserver son énergie disponible en se mettant dans un mode de faible consommation pendant que son parent travaille. De plus, les valeurs de BI_{min} sont conformes à une exploitation dans un réseau de capteurs.

4.8.2 Ajustement de l'estimation de la charge de la batterie

Nous rappelons que notre objectif dans cette section est de fournir à notre algorithme de routage une information fiable sur le niveau de charge de la batterie. Ne disposant pas de ressources de calcul et de mémoire importante, il est nécessaire de rechercher des outils d'estimation basés sur des mécanismes simples. En utilisant toujours les relevés expérimentaux de [Rao05], nous analysons la différence de durée de décharge de la batterie entre le mode de fonctionnement maximisant les phénomènes de relaxation et le mode sans relaxation. Nous évaluons ainsi la différence sur l'estimation du niveau de la capacité. Pour chaque scénario et chaque type de nœud, nous recherchons l'équation de différence entre le profil de décharge avec, puis sans relaxation. Un exemple de résultat est illustré sur la figure 4.62.

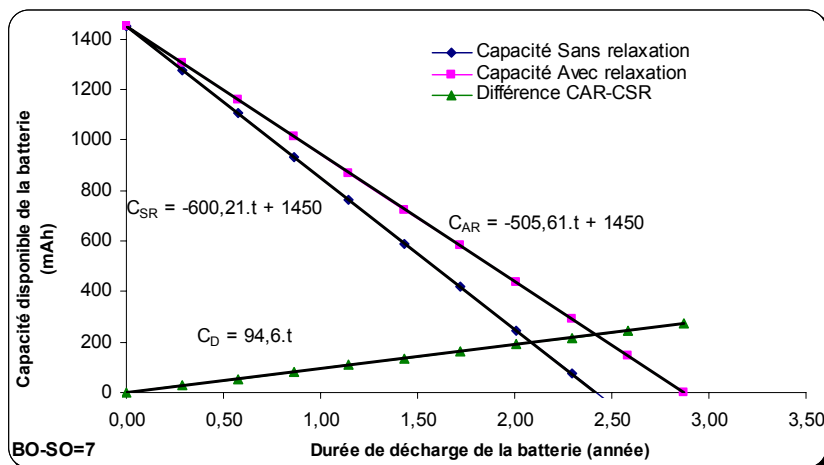


FIG. 4.62 – Principe du coefficient d'ajustement du niveau de charge de la batterie

L'exemple illustré indique le profil de décharge de la batterie d'un nœud coordinateur avec et sans relaxation, puis la courbe de différence entre eux, dans le cas où $BO-SO=7$. Nous remarquons que la différence entre les deux profils est linéaire dans la mesure où nous avons considéré que la relaxation se faisait de façon homogène tout au long de l'utilisation de la batterie. En outre, l'intensité du courant étant

relativement faible, la valeur de la capacité récupérée lors de la relaxation est d'amplitude faible. Il est donc normal que la courbe ait un aspect linéaire.

Les résultats pour toutes les valeurs de *BO-SO* sont résumés dans le tableau 4.14. Les valeurs 0 et 1 de *BO-SO* n'apportant pas d'intérêt pour la durée de vie d'un nœud dans une application de ce type, nous les ignorons.

BO-SO	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13
α	-	-	3027	1513,5	756,8	378,4	189,2	94,6	47,3	23,6	11,8	5,9	2,9	1,48

TAB. 4.14 – Coefficient d'ajustement de la capacité estimée de la batterie avec le modèle linéaire

Nous remarquons dans le tableau 4.14, le rapport de 2 entre les valeurs de *BO-SO* adjacentes. Nous pouvons ainsi donner le coefficient d'ajustement pour chaque valeur du couple (SO,BO). La relation de base est donnée par l'équation 4.23 où la constante 1,48 correspond au plus petit coefficient, qui sera multiplié par une puissance de 2 entière afin de couvrir les différentes configurations de *BO-SO*. L'application n'a besoin dans ce cas que de la valeur d'un paramètre et des informations BO et SO de la supertrame.

$$\alpha = 1,48 * 2^{(13-BO+SO)} \quad (4.23)$$

Nous donnons le principe de l'ajustement de la capacité estimée de la batterie avec le modèle linéaire dans l'exemple suivant. En considérant que les conditions d'exploitation du nœud permettent d'optimiser la relaxation, la batterie pourra délivrer la capacité maximum. A un instant t , le nœud aura déjà épuisé une certaine quantité d'énergie. Les hypothèses sont les suivantes :

- le modèle linéaire donne une capacité résiduelle C_R à l'instant t_0 ;
- la somme des activités passées est égale à T_P ;
- le courant à l'état actif est considéré homogène et égal à I_R ;
- une nouvelle activité va avoir lieu à partir de t_1 pour une durée t_A

Le calcul de la nouvelle capacité résiduelle $C_R(t_1)$ est obtenue à l'aide de la relation 4.24. L'énergie nécessaire à l'activité du nœud est retranchée de la capacité restante dans la batterie ; la relaxation en rajoute ensuite une quantité qui est fonction des paramètres de la supertrame et du temps d'activité écoulé depuis la mise en fonction du nœud.

$$C_R(t_1) = C_R(t_0) - I_R * t_A + 1,48 * 2^{(13-BO+SO)} * (t_A + T_P) \quad (4.24)$$

La mesure du niveau de charge de la batterie peut être obtenue de plusieurs façons :

- en temps réel, par la mesure de la consommation pour l'activité du nœud et sa durée,
- par une estimation basée sur une table de consommation pour chacun des mécanismes du standard, associée à la mesure de la durée de l'activité, notamment pour les accès au médium avec compétition.

Ce mécanisme permet donc l'ajustement de l'estimation de la capacité de la batterie en utilisant des ressources réduites, tant au niveau processeur qu'au niveau de la mémoire occupée. Cet ajustement permet d'exploiter un nœud pendant une durée plus longue que l'estimation du modèle linéaire, tout en conservant un niveau de confiance suffisant.

Le coefficient d'ajustement de la capacité α est lié au coefficient d'adaptation ζ (pour la contrainte de consommation donnée dans l'équation 4.18) par la relation 4.25 ; $C_{R_{pc}}$ est la capacité de la batterie à pleine charge, et $C_R(t)$ le niveau de charge estimé et ajusté à partir de la somme des temps d'activité depuis la mise en service du nœud et du rapport cyclique de la supertrame. Ce coefficient ζ est sans dimension et s'exprime en %.

$$\zeta(t) = \frac{C_R(t)}{C_{R_{pc}}} \quad (4.25)$$

$$\zeta(t) = 1 - \frac{I_R * t_A - 1,48 * 2^{(13-BO+SO)} * (t_A + T_P)}{C_{R_{pc}}}$$

Ce coefficient sera intégré dans la relation 4.18 pour la prise en considération du niveau de charge de la batterie de chacun des nœuds dans notre algorithme de routage *AODV_en*. Celui-ci nécessite peu de paramètres et pourra ainsi être utilisé sur une architecture matérielle disposant de ressources processeur et mémoire limitées.

4.8.3 Conclusion sur l'analyse expérimentale du comportement de la batterie

Notre analyse des résultats expérimentaux fait apparaître qu'un mode de fonctionnement bien particulier permet d'obtenir une récupération maximale d'énergie lors des phases de relaxation, et notamment avec un *BO-SO* suffisant pour laisser du temps entre les supertrames pour la relaxation. Seules les configurations de supertrame laissant une durée d'au moins 2,5s devront être considérées. Cette analyse est réalisée à partir des relevés de [Rao05] effectués sur une seule batterie. Il sera intéressant de confirmer ces résultats par des relevés sur un ensemble de batteries de technologies et de capacités différentes.

Nous avons proposé une méthode permettant de choisir les paramètres *BO* et *SO* de la supertrame du standard *IEEE 802.15.4*. Ce choix est basé sur une contrainte de durée de vie du nœud mais également sur une contrainte temporelle liée à la couche applicative. Des durées de vie importantes peuvent être atteintes dans la mesure où les technologies de batteries permettent de limiter les phénomènes qui déchargent celles-ci alors qu'elles ne sont pas en fonction.

Chapitre 5

Conclusion et perspectives

Conclusion générale

De nos jours, le contrôle de processus industriel utilise essentiellement un lien filaire afin de limiter les risques de perturbation des transmissions entre les nœuds. Les réseaux de capteurs sans fil apportent une solution simplifiant les architectures de communication, en termes de coût, de temps, mais aussi de robustesse. Parmi les nouveaux standards, *ZigBee* apporte des performances compatibles avec les exigences de ces applications industrielles. Or le standard de communication *IEEE 802.15.4* utilisé par *ZigBee* dispose de fonctionnalités qui ne peuvent être utilisées que dans une topologie simple de réseau en étoile.

Au premier chapitre, nous avons souligné l'importance des réseaux sans fil dans la société contemporaine, aussi bien dans les domaines grand public qu'industriels. Nous avons mis en évidence qu'aucun des réseaux sans fil actuel ne répond à des exigences d'environnement fortement contraint, notamment pour le contexte du contrôle de processus industriel. Nous avons justifié notre choix concernant la technologie de communication sans fil *IEEE 802.15.4/ZigBee* par le fait qu'elle se distingue par une faible consommation, une gestion de la bande passante permettant un certain déterminisme et la possibilité de gérer un grand nombre de capteurs.

Le chapitre 2 présente le contexte de recherche à partir duquel nous établissons les principes recherchés. Nous définissons nos scénarii de recherche dans lesquels doivent cohabiter plusieurs types de communication. Ces derniers utilisent les fonctionnalités du standard pour permettre des échanges multi-niveaux dans un réseau maillé de capteurs sans fil. Nous avons ainsi considéré des communications internes à chaque cellule, nécessitant pour certaines une garantie d'échéance, et pour d'autres un temps moyen de transmission ; la différence venant du mode d'accès au médium, c'est à dire avec GTS pour les unes et avec l'algorithme CSMA/CA pour les autres. Nous avons également considéré des communications entre les cellules qui utilisent une route optimale en répondant conjointement à un critère de délai et de consommation. Cette étude a fait apparaître la nécessité d'une synchronisation entre les cellules afin d'éviter les collisions de balises, mais aussi pour permettre l'utilisation de GTS dans chaque cellule.

Au troisième chapitre traitant de l'état de l'art, nous avons analysé la capacité du standard *IEEE 802.15.4* à supporter les différents types de communication décrits dans le chapitre précédent : d'abord, les communications intracellulaires, puis intercellulaires. Dans le premier cas, le standard possède tous les mécanismes nécessaires pour répondre aux contraintes recherchées, mais dans le second cas, il souffre d'un manque de synchronisation qui exclut l'utilisation du mode balisé et oblige l'ensemble des communications à un accès au médium de type *best effort*. Nous avons également analysé la qualité de service apporté par les techniques de routage les plus utilisées dans les réseaux de capteurs. Cette étude nous a permis de mettre en évidence qu'aucune de ces techniques n'intégrait conjointement le concept de *consommation énergétique* avec la garantie de *transmission de bout en bout*. Une dernière étude sur la consommation était nécessaire pour mettre à jour les différentes possibilités de prise en compte de l'énergie dans le mécanisme de routage. Nous avons également considéré le comportement de la batterie qui est un acteur majeur dans la durée de vie du nœud sans fil. Pour cela, nous avons comparé les différentes méthodes d'estimation de la décharge d'une batterie pour ne conserver que celle qui avait les caractéristiques pour pouvoir être implantée dans l'application d'un nœud capteur du réseau.

Une analyse plus fine des mécanismes d'accès au médium et de la topologie du réseau nous a permis d'apporter quatre contributions au standard *IEEE 802.15.4/ZigBee* dans le chapitre 4. Ces contributions sont les suivantes :

1. *une synchronisation réactive* de balises des coordinateurs d'un réseau maillé pour l'utilisation de l'ensemble des fonctionnalités du standard *IEEE 802.15.4/ZigBee*,
2. *une synchronisation des GTS* de tout le réseau, esquivant les collisions dans la section CFP des supertrames de chacune des cellules,
3. un *mécanisme de routage réactif multicritère* considérant conjointement le critère de consommation et celui du délai pour l'estimation du coût du lien, depuis la source jusqu'à la destination,
4. *une évaluation de la consommation* d'un nœud sans fil et une estimation de la capacité en énergie restante de la batterie en utilisant un minimum de paramètres.

Chacune de nos contributions a été validée et les résultats ont été exposés et commentés dans ce quatrième chapitre. Nous avons utilisé plusieurs méthodes de validation complémentaires :

1. *la validation formelle par réseaux de Petri temporisés* pour la synchronisation réactive des balises dans le réseau maillé : nous validons l'adaptation du comportement du coordinateur parent dans le cas du défaut d'un descendant,
2. *la validation par simulation* du protocole de routage afin de le comparer avec les protocoles les plus couramment utilisés,
3. *la validation par prototypage* pour l'évaluation de la consommation d'un nœud capteur du réseau dans ses différents modes de fonctionnement, et une estimation optimale de la capacité de la batterie.

Le mécanisme de synchronisation des balises a été validé avec l'environnement TINA pour les *réseaux de Petri* qui proposent un ensemble d'outils de validation formelle. Nous avons prouvé que tous les coordinateurs émettent leur balise dans le CFTS qui leur est attribué et que chaque parent remplace ses enfants défaillants afin de garantir une continuité dans la chaîne de propagation de la synchronisation. Nous avons également validé la durée pire-cas de la synchronisation exclusivement fonction du nombre de nœuds coordinateurs. Cette valeur s'avère réaliste pour le contexte du contrôle de processus industriel que nous avons considéré. Ce mécanisme peut être utilisé sans sa fonction de surveillance des descendants. Dans ce cas, un même CFTS peut être attribué à plusieurs coordinateurs tout en évitant les collisions ; le délai de synchronisation est alors exclusivement fonction du nombre de CFTS. Dans tous les cas, la QoS du réseau maillé s'en trouve améliorée sans pour autant altérer la bande passante. En effet, l'ensemble des mécanismes de synchronisation nécessite une portion inexploitée de la supertrame, en l'occurrence le restant du *slot₀*, uniquement utilisé par le CPAN pour transmettre sa trame balise à ses enfants. Il est d'ailleurs le seul autorisé à l'origine à émettre dans ce slot, conformément à la spécification du standard.

La simulation du mécanisme de routage nous a permis de valider le fait que notre protocole *AODV_{en}* apporte un délai moyen équivalent aux protocoles AODV et QOLSR, mais aussi un avantage en termes de consommation sur les chemins établis. Un coefficient de 0,5 apporte un bon compromis sur l'énergie sans occasionner de différence sensible sur le délai de route.

L'évaluation pratique de la consommation a mis en évidence l'intérêt de ne négliger la consommation d'aucun des constituants du nœud. Il s'avère donc indispensable de mettre en œuvre tous les mécanismes permettant d'économiser de l'énergie, dans la mesure du possible. Chaque période d'activité du nœud vient ainsi extraire de la batterie une quantité d'énergie quantifiable. Un ajustement de la capacité évaluée de la batterie est nécessaire pour conserver une information de l'état de charge la plus réaliste alors même que nous utilisons le modèle de décharge linéaire. En effet, ce dernier ne tient pas compte des comportements non-linéaires de la batterie tel que l'effet de relaxation. Cette information de niveau de charge énergétique est intégrée dans notre mécanisme de routage *AODV_{en}* conjointement au délai de transit pour la recherche d'une route optimale.

Nous obtenons ainsi une architecture de communication sans fil, synchronisée, dans un réseau maillé, permettant de conserver les aspects déterministes du standard *IEEE 802.15.4* et optimisant la durée de vie de l'application en répartissant l'activité sur l'ensemble des nœuds.

Perspectives

A partir des résultats obtenus dans cette thèse, nous dégagons de nombreuses perspectives de recherches. Ces résultats proposent une extension du standard qui permettra un passage à l'échelle, autrement dit la prise en considération d'un plus grand nombre de nœuds dans le réseau tout en conservant l'ensemble des mécanismes du standard *IEEE 802.15.4* actuel.

A court terme, il nous semble qu'une validation formelle de notre contribution sur le routage multicritère compléterait notre analyse et notre simulation afin de garantir un séquençement sans faille et un délai de transmission de bout en bout des messages. La méthode de validation formelle utiliserait la technique des *réseaux de Petri temporisés stochastiques* afin de considérer l'accès dans la CAP par compétition au médium, inconditionnellement non déterministe. Les travaux de [Mkh06] proposant la validation de l'architecture d'un nœud par ce biais nous laisse entrevoir une extension de cette étude sur l'aspect communication sans fil.

A plus long terme, une validation complète de l'ensemble des contributions permettra d'apporter une architecture de communication (matérielle et logicielle) répondant aux besoins de déterminisme et de consommation des matériels embarqués, dans le domaine industriel. Pour cela, un prototypage complet sera nécessaire.

Le mécanisme de synchronisation pour lequel un jeu de primitives devra être élaboré au niveau MAC assurera la gestion des demi-périodes et apportera une qualité de service supplémentaire sur la synchronisation globale du réseau maillé et les mécanismes qui en sont tributaires. Une première extension de ce travail sera de quantifier l'énergie économisée par l'utilisation du mécanisme de synchronisation, comparée à l'énergie nécessaire à une recherche de route complète. Une deuxième extension sera de considérer le voisinage à 3 sauts de chaque coordinateur afin de détecter la possibilité de pouvoir autoriser l'utilisation d'un même CFTS par plusieurs coordinateurs.

L'extension du mécanisme de routage réactif considérant l'énergie comme critère de sélection de route (*AODV_en*), pourra être intégrée dans une couche réseau sollicitant les services des couches protocolaires basses.

Une adaptation de la gestion des GTS permettra leur utilisation sur n'importe lequel des slots de la supertrame, mais optimisera également l'exploitation de l'ensemble du slot réservé, par un mécanisme de coopération des nœuds de la cellule. Nous validerons ainsi l'ordonnancement des GTS dans une cellule proposé par [Che06]; nous envisageons de montrer que cet ordonnancement est toujours réalisable dans un contexte de réseau maillé malgré l'utilisation d'un slot unique par supertrame pour une cellule. Dans cet esprit, nous transposerions cet ordonnancement, non plus au niveau de l'ensemble des slots de la supertrame, mais seulement au niveau d'un slot dont la position sera conditionnée par l'échéance au plus tôt du message à transférer. Nous introduirons alors le principe du GTS Virtuel (VGTS) afin de forcer l'utilisation d'un GTS quelconque de la supertrame tout en respectant l'ordonnancement du superviseur de synchronisation pour l'esquive de collisions de GTS avec les autres cellules. Ce VGTS à la même fonction que la trame de bourrage (GTS de bourrage) dans [Che06] qui permet de décaler les GTS vers le début de la trame afin de permettre aux nœuds de respecter leurs échéances.

La validation par prototypage de la consommation nous a montré qu'une image précise de l'activité du nœud pouvait être obtenue. Ces informations pourront être utilisées pour modéliser la consommation d'un nœud pour l'ensemble des mécanismes des couches protocolaires : dans le cas d'un simulateur pour estimer la consommation liée à un scénario, ou bien encore pour la détermination de la durée de vie du nœud, la comparaison entre différentes technologies sans fil, etc.

Nous recherchons ainsi à obtenir une implémentation de ces mécanismes validés afin de disposer d'une pile protocolaire adaptant le mode balisé du standard *IEEE 802.15.4* pour les applications de contrôle de processus industriel dans un réseau maillé, et préservant le déterminisme ainsi que la faible consommation.

Bibliographie

Chapitre 1

- [Alv02] M. ALVES, E. TOVAR, F. VASQUES, G. HAMMER, K. ROTHER - *Real-time communications over hybrid wired/wireless PROFIBUS-based networks* - 14th Euromicro Conference on Real-Time Systems - Volume ISBN 0-7695-1665-3, pp. 142-151 August 2002
- [App06] APPRION - *The Wireless Plant of the Future : from Roadmap to Reality* - White paper - 2006
- [Car03] M. TRUJILLO J - *The Infineon Thinking Carpet*- <http://www.transfert.net/La-moquette-qui-clignote>, <http://robotecture.com/endofmechanics/projects/MT05.html>
- [Cho03] C.-Y. CHONG and S. P. KUMAR - *Sensor Networks : Evolution, Opportunities, and Challenges* - Proceedings of the IEEE - Volume 91, pp. 1247-1256 - August 2003.
- [Des06] A. DESSUREAULT - *L'Usine sans fil* - Innovations technologiques/TFP - Centre de Recherche du Québec - http://www.icriq.com/fr/productique_tfp/usine_sans_fil_2006_08_24.html - Août 2006
- [Fre07] FREESCALE - *ZigBeeTM*,
<http://www.freescale.com/webapp/sps/site/homepage.jsp?nodeId=01J4Fs2565>, 2007.
- [Gab04] D. GABIOUD and W. HANSELMANN - *Bluetooth EIAJ* - May 2004
- [Gue06] J-C. GUEZEL - *Piloter l'usine du futur : du Wi-Fi dans l'atelier* - Usinenouvelle.com - N°3033,
http://www.usinenouvelle.com/article/page_article.cfm?idoc=96425&numpage=6 - Nov. 2006
- [Ind07] *The Industrial Wireless Book* - <http://wireless.industrial-networking.com/articles/articles.asp>
- [Isa07] *ISA-SP100, Wireless Systems for Automation* - <http://www.isa.org/community/sp100>
- [Kon05] K. KOUMPIS, L. HANNA, M. ANDERSSON and M. JOHANSSON - *Wireless Industrial Control and Monitoring beyond Cable Replacement* - PROFIBUS International Conference - June 2005
- [Lin04] R. LIN, Z. WANG and Y. SUN - *Wireless sensor networks solutions for real time monitoring of nuclear power plant* - Intelligent Control and Automation, WCICA - Volume 4, pp. 3663-3667 - 2004.
- [Sma06] M. PAJAK - *Développement de réseaux de poussières électroniques communicantes pour prévenir les feux de forêt* - <http://www.yvelines-competences.com/actualites/adit0610-reseau-poussieres.asp>,
<http://www.bulletins-electroniques.com/actualites/39235.htm> - Octobre 2006
- [Smi06] J. SMITH - *Wireless : New tools, strategies change how plants are monitored*
- [Syn06] FING and Syntec Informatique and Orange - *Machine To Machine (M2M) : enjeux et perspectives* - Livre blanc - Mars 2006

Chapitre 2

- [All07] ALLIANCE ZigBee - <http://www.zigbee.org> - 2007
- [App06] APPRION ZigBee - *Making Industrial Wireless Work* - White paper <http://www.apprion.com/> - Dec. 2006
- [Arc07] ARCEP - Autorité de Régulation des Communications électroniques et des Postes - <http://www.art-telecom.fr/>
- [Blu07] B. BLUMENSCHIED - *Wireless M2M networks - Embedded Enterprise - Closing the gap between Embedded and Enterprise Systems* - pp. 30 - http://www.esemagazine.com/pdf/dl_pdf/E2E_sep07.pdf

- [Car06] C. CARDEIRA - *Réseaux sans fil pour l'automatisation* - Jautomatise - Sept. Oct. 2006 - pp. 58-63 - [http : //www.jautomatise.com/achat/j48/23.pdf](http://www.jautomatise.com/achat/j48/23.pdf)
- [Che06] S. CHEBIRA - *Définition d'une stratégie de gestion locale d'un réseau sans fil à contraintes d'échéances strictes et économie d'énergie* - Thèse de doctorat - Laboratoire LIIA, Université de Paris XII Val-de-Marne (France) - Mars 2006
- [Fou08] N. FOURTY, T. VAL, P. FRAISSE - *An emission/reception chain modelling of the WiMAX access network* - Chapitre 1/24 in Home Networking, Collection Computer Science, Springer Boston - ISBN 978-0-387-77215-8 - Mars 2008
- [Fra05] J. FRANCOMME - *Evaluation d'une application de transmission d'images médicales à travers un réseau sans fil* - Mémoire de DEA GBM - Université Paris XII Val de Marne - 2004
- [Fre07] FREESCALE, ZigBee Alliance Promoter - 2007
- [IEE03] 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](http://standards.ieee.org/getieee802/download/802.15.4-2003.pdf) - Oct. 2003
- [IEE07] IEEE COMPUTER SOCIETY - *WPANTM Task Group 4b (TG4b)* - [http : //www.ieee802.org/15](http://www.ieee802.org/15) - 2007
- [Jau06] JAUTOMATISE - *La communication sans fil en milieu industriel* - N°45, pp. 78-91 - Mars-Avril 2006
- [Kou06] A. KOUBAA, M. ALVES, M. ATTIA and A. VAN NIEUWENHUYSE - *emphCollision-Free Beacon Scheduling Mechanisms for IEEE 802.15.4/ZigBee Cluster-Tree Wireless Networks* - IPP-HURRAY Technical Report - November 2006
- [Kho07] T. KHOUTAIF - *Etude et modélisation des liens asynchrones Bluetooth pour une architecture de systèmes temps réel communicants* - Thèse de l'Université de Toulouse - LATTIS EA4155 - Juillet 2007
- [Lxe01] LXE INTERNATIONAL - *Les Technologies Sans Fil Dans l'Environnement Portuaire d'Aujourd'hui : L'évolution de la technologie RF* - November 2001 - [http : //www.lxe.com/pdf/wp_port_FR.pdf](http://www.lxe.com/pdf/wp_port_FR.pdf)
- [Mer05] A. MERCIER - *Qualité de service et protocole d'accès au médium pour les réseaux sans fil : l'exemple de Bluetooth* - Thèse de doctorat - Université de Paris XII Val-de-Marne (France) - Déc. 2004
- [Mer07] G. MERCIER - *Contribution au contrôle de processus industriel sans fil* - Habilitation à diriger les recherches - Laboratoire ICARE, Université de Toulouse (France) - Juillet 2006
- [Mit07] N. MITTON - *Synchronisation en réseau de capteurs* - LIFL, projet INRIA/CNRS/USTL POPS - 2007
- [Phi07] PHILIPS, ZigBee Promoter - [http : //www.nxp.com/news/content/file_896.html](http://www.nxp.com/news/content/file_896.html) - 2007
- [Rod05] R. RODRIGUEZ - *MC1319x Coexistence* - Freescale Application note AN2935, Rev. 1.2 - 2005
- [Val02] T. VAL, *Contribution à l'ingénierie des systèmes de communication sans fil*, Habilitation à diriger les recherches - Université de Toulouse - LATTIS EA4155 - Juillet 2002
- [Val05] T. VAL et G. JUANOLE - *La Qualité de Service dans les Réseaux Sans Fil* - Ecole d'été Temps Réel (ETR'05), Nancy, France - Sept. 2005
- [Van07] A. VAN DEN BOSSCHE - *Proposition d'une nouvelle méthode d'accès déterministe pour un réseau personnel sans fil à fortes contraintes temporelles* - Thèse de l'Université de Toulouse - LATTIS EA4155 - Juillet 2007
- [Vil04] D.M. ROHÁRIK VÍLCU, *Systèmes temps réel embarqués - Ordonnancement optimal de tâches pour la consommation énergétique du processeur*, Thèse de l'Université PARIS XII Val-de-Marne - Février 2004
- [Wan05] N. WANG, N. ZHANG and M. WANG - *Wireless sensors in agriculture and food industry : Recent development and future perspective*, Computers and electronics in agriculture - Elsevier, Amsterdam - Vol. 50, n. 1, pp. 1-14 November 2006
- [Wil05] A. WILLING, K. MATHEUS and A. WOLISZ - *Wireless Technology in Industrial Networks*, Proceedings of the IEEE Vol. 93, n. 6, pp. 1130-1151 June 2005
- [Zig06] ZIGBEE ALLIANCE - *ZigBee Specification : ZigBee Standards Organization* - Available from [http : //www.zigbee.org/en/spec_download/download_request.asp](http://www.zigbee.org/en/spec_download/download_request.asp) - 2006

Chapitre 3

- [Aky02] I. F. AKYILDIZ, W. SU, Y. SANKARASUBRAMANIAM and E. CAYIRCI - *Wireless sensor networks : a survey* - Computer Networks, Elsevier North-Holland - Vol. 38, Issue 4, pp. 393-422 - March 2002
- [Anc03] F. ANCEAU - *Une Technique de Réduction de la Puissance Dissipée par l'Horlogerie des Circuits Complexes Rapides*
- [Arm04] ARM - *ARM And Philips' Handshake Solutions Collaborate To Develop Clockless Processor* - <http://www.arm.com/news/6936.html> - Oct. 2004
- [Arm07] ARM - *Les processeurs ARM* - <http://www.arm.com> - 2007
- [Aug04] M. AUGUIN et O. SANTIEYS - *Conception de systèmes sur puce : nécessité d'approche globales face à la concentration des difficultés* - Conception de systèmes sur puce - 2004
- [Bel06] C. BELLEUDY, H. BEN BRADJ, T. DUPONT, B. FERRERO, R. LAUDEBAT and S. ICART - *Compromis DVFS/modes faible consommation, gestion mémoire* - Ecole thématique ECoFac "Conception faible consommation de système temps réel", Nice - 2006
- [Bel99] B. BELLUR and R.G. OGIER - *A reliable, efficient topology broadcast protocol for dynamic networks* - in the Proceedings of Eighteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM '99) - vol.1, pp.178-186 - March 1999
- [Bel58] R. BELLMAN - *On a Routing Problem*, Quarterly of Applied Mathematics - Vol.16, pp. 87-90 - 1958 <http://www.answers.com/topic/bellman-ford-algorithm>
- [Boi03] N. BOICHAT - *Les piles et accumulateurs électriques, leur invention et leurs utilisations principales* - Juil. 2003
- [Bou06] A. BOUZOUALEGH - *Etude et proposition d'un réseau local acoustique aquatique* - Mémoire de thèse - Laboratoire ICARE, Université Toulouse II - Février 2006
- [Bor99] V. DE and S. BORKAR - *Technology and design challenges for low power and high performance [microprocessors]* - Low Power Electronics and Design - pp. 163-168 - 1999
- [Boy05] J. BOYD - *Logique asynchrone et substrats souples font bon ménage* - Electronique - N. 163 - pp. 46-47 - Nov. 2005
- [Bre96a] N. BRECHT - *Modélisation du comportement de l'accumulateur à l'aide de la logique floue* - Battery Science - Glowing references 11 Annual Battery conference - Long Beach <http://www.arnatronic.com/fichierspdf/Thèse SG ch6.pdf> - 1996
- [Bre96b] N. BRECHT - *Le stockage de l'énergie : l'accumulateur électrochimique* - Battery Science - Glowing references 11 Annual Battery conference - Long Beach - <http://www.arnatronic.com/fichierspdf/Thèse SG ch5.pdf> - 1996
- [Car03] T.W. CARLEY, M.A. BA, R. BARUA and D.B. STEWART - *Contention-Free Periodic Message Scheduler Medium Access Control in Wireless Sensor / Actuator Networks* - 24th IEEE International Real-Time Systems Symposium (RTSS'03) - 2003
- [Cas04] S. CASTILLO, N.K. SAMALA, K. MANWARING, B. IZADI and D. RADHAKRISHNAN - *Experimental Analysis of Batteries under Continuous and Intermittent Operations* - Proceedings of the International Conference on Embedded Systems and Applications - pp. 18-24 - June 2004
- [Cha02] A.P. CHANDRAKASAN, S. SHENG and R.W. BRODERSEN - *Low-Power CMOS Digital Design* - IEEE Journal of Solid-State Circuits - Vol. 27, pp. 473-484 - 1992
- [Cho02] W. CHO and S.-L. KIM - *A fully distributed routing algorithm for maximizing lifetime of a wireless ad hoc network* - in Proc IEEE Conference on Mobile and Wireless Communications Networks (MWCN) - Stockholm, Sweden - 2002
- [Dol04] H. DOLLEN, K. HERMS, R. JERONIMUS, B. KAMERLING, B.J. SCHRIJVER, L. TIEMESSEN - *Energy Efficient Protocols for Mobile Devices* - 1st Twente Caput and Referaat Conference, Enschede - June 2004
- [Dt01] E. MACII - *Dynamic power management of electronic systems* - Design & Test of Computers, IEEE - Vol. 18, Issue 2, Mar/Apr 2001 pp. 6-9 - 2001
- [Fre05c] FREESCALE, *ZigBee/802.15.4 MAC PWRLIB Implementation* - User's Guide - Doc. Num. 802154PWRLIBIUG - Rev. 0.0 08/2005

- [Gau03] B. GAUJAL, N. NAVET and C. WALSH *A Linear Algorithm for Real-Time Scheduling with Optimal Energy Use* - RR-4886 - Rapport de recherche de l'INRIA - Lorraine - Rhone-Alpes, Equipe : TRIO 2003
- [Gui04] P. GUITTON - *Estimation et Optimisation de la Consommation lors de la conception globale des systèmes autonomes* - Thèse de doctorat - Université de Nice-Sophia Antipolis - 2004
- [Gro06] M. GROUSSON - *Les processeurs asynchrones - Sans horloge, on gagne du temps* - TIMA - Laboratoire CNRS/INP Grenoble - Le journal du CNRS - N. 202 - <http://www2.cnrs.fr/presse/journal/3124.htm> - Nov. 2006
- [Han03] M. HANDY and D. TIMMERMANN - *Simulation of Mobile Wireless Networks with Accurate Modeling of Nonlinear Battery Effects* - Proc. Int'l. Conf. Applied Simulation and Modeling - Marbella, Spain - pp. 532-37 - Sept. 2003
- [Hei00(a)] W.R. HEINZELMAN, A. SINHA, A. WANG and A.P. CHANDRAKASAN - *Energy-scalable algorithms and protocols for wireless microsensor networks* - in the Proceedings of the International Conference on Acoustics, Speech, and Signal Processing (ICASSP '00) - Istanbul, Turkey - Vol.6, pp. 3722-3725 - June 2000
- [Hei00(b)] W.R. HEINZELMAN, A. CHANDRAKASAN and H. BALAKRISHNAN - *Energy-efficient communication protocol for wireless microsensor networks* - in the Proceeding of the 33rd annual Hawaii International Conference, System Sciences, Hawaii - Vol.2, 10 pp. - Jan. 2000
- [Hei02] W. YE, J. HEIDEMANN and D. ESTRIN - *An Energy-Efficient MAC Protocol for Wireless An Energy-Efficient MAC Protocol for Wireless Sensor Networks* - INFOCOM - 2002
- [Hol89] 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, HI, USA - Vol. 2, pp. 693-702 1989
- [IEE99] IEEE COMPUTER SOCIETY - *802.11 Standard for Information Technology, Part 11 : Wireless LAN medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications* - IEEE Standard 802.11 - 1999
- [IEE03] 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
- [IEE06] 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
- [IEE07] IEEE COMPUTER SOCIETY - *WPANTM Task Group 4b (TG4b)* - <http://www.ieee802.org/15> - 2007
- [Jac00] P. JACQUET, T. CLAUSEN, A. LAOUITI, P. MINET, P. MUHLETHALER, A. QAYYUM and L. VIENNOT - *Optimized Link State Routing Protocol* - Request for Comments : 3626, IETF MANET working group, Internet Draft, Project Hipercom, INRIA - <http://hipercom.inria.fr/~minet/> - Oct. 2003
- [Kim03] S.-L. KIM, T.M. TRUNG and W.C. CHO - *Energy-Efficient Routing in Wireless Ad Hoc Networks* - Radio Resource Management and Optimization Lab - School of Engineering, ICU - Taejon, Korea - Feb. 2003
- [Kou07] 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
- [Lan95] P.E. LANDMAN - *Low-power architectural design methodologies* - University of California at Berkeley, CA, USA - 1995
- [Lao02] A. LAOUITI - *Unicast et multicast dans les réseaux ad hoc sans fil* - PhD thesis, Université de Versailles Saint-Quentin-En-Yvelines - Juillet 2002
- [Lee04] 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

- [Lin02] D. LINDEN and T.B. REDDY - *Handbook of batteries* - 3rd Edition - McGraw-Hill - ISBN 0-07-135978-82002
- [Liu73] C.L. LIU and J.W. LAYLAND - *Scheduling Algorithms for Multiprogramming in a Hard-Real-Time Environment* - Journal J. ACM, Vol. 20, pp. 46-61 - 1973
- [Lli06a] J.-F. LLIBRE, P. PINEL, E. CAMPO - *Dimensionnement d'un générateur photovoltaïque pour un système communicant autonome* - CNR IUT 2006, 12^{ème} Colloque National de la Recherche en IUT, Brest - Juin 2006
- [Lli06b] J.-F. LLIBRE, P. PINEL, E. CAMPO - *Quel choix de source d'énergie pour rendre un système communicant autonome* - CNR IUT 2006, 12^{ème} Colloque National de la Recherche en IUT, Brest - Juin 2006
- [Mar04] S. MARTIN - *Maîtrise de la dimension temporelle de la qualité de service dans les réseaux* - Thèse de doctorat - Université Paris XII Val de Marne - 2004
- [Meg02] M. MEGARD - *Théorie élémentaire des graphes* - Revues pédagogiques de la mission laïque française, N^o 47 pp.33-66 - mai 2002
- [Mun03] A. MUNARETTO, H. BADIS, K. AL AGHA et G. PUJOLLE - *QOLSR : Routage avec QoS dans OLSR* - 5^{ème} Rencontres Francophones sur les aspects Algorithmiques des Télécommunications, Banyuls-sur-mer - mai 2003
- [Nav06] N. NAVET, B. GAUJAL - *Ordonnancement temps réel et minimisation de la consommation d'énergie* - Chapitre 4, Traité I2C Systèmes Temps Réel, Vol. 2, Hermès Science, ISBN2-7462-1304-4 - 2006
- [Par00] F. PARAIN, M. BANÁTRE, G. CABILLIC, T. HIGUERA, V. ISSARNY and J.-P. LESOT - *RR-3932 - Techniques de réduction de la consommation dans les systèmes embarqués temps-réel* - Rapport de recherche de l'INRIA - 2000
- [Par03] H. PARK, W. LIAO, K.H. TAM, M.B. SRIVASTAVA and L. HE, *A Unified Network and Node Level Simulation Framework for Wireless Sensor Networks* - NESL Technical Report - September 2003
- [Par03] S.I. PARK - *The Design of Power Aware Embedded Systems* - Phd Thesis - 2003
- [Per03] C. PERKINS, E. BELDING-ROYER and S. DAS *RFC 3561, Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing* - Memo, The Internet Society. Available on ftp ://ftp.rfc-editor.org/in-notes/rfc3561.txt - 2003
- [Per98] T. PERING, T. BURD and R. BRODERSEN - *The simulation and evaluation of dynamic voltage scaling algorithms* - ISLPED '98 : Proceedings of the 1998 international symposium on Low power electronics and design - pp. 76-81 -1998
- [Pin05] P. PINEL, J.F. LLIBRE et E. CAMPO - *Apport d'énergie sans contact pour système communicant Bluetooth* - 2005
- [Rak01] D.N. RAKHMATOV, S.B.K. VRUDHULA - *An Analytical High-Level Battery Model for Use in Energy Management of Portable Electronic Systems* - iccad, p. 488, International Conference on Computer-Aided Design (ICCAD'01) - 2001
- [Rak02] D.N. RAKHMATOV and S.B.K. VRUDHULA - *An Analytical High-Level Battery Model for Use in Energy Management of Portable Electronics Systems* - ICCAD '01 : Proceedings of the 2001 IEEE/ACM international conference on Computer-aided design - San Jose, California - pp. 488-493 - 2001
- [Rig07] M. RIGO - *Théorie des graphes* - Faculté de Liège - 2007
- [Roy99] E.M. ROYER and C.-K. TOH - *A review of current routing protocols for ad hoc mobile wireless networks* - IEEE Personal/Wireless Communications - Vol. 6 Issue 2, pp.46-55 - Apr. 1999
- [Sen97] O. SENTIEYS - *Réduction de consommation d'énergie en électronique embarquée* - Journée scientifique Électronique Embarquée - 1997
- [Sha04] H.-R. SHAO, J. ZHANG, H. DAI - *Enhancements to IEEE 802.15.4* - Proposal to IEEE 802.15.4b Task Group - July, 2004
- [Shi01] E. SHIH, S.-H. CHO, N. ICKES, R. MIN, A. SINHA, A. WANG and A. CHANDRAKASAN - *Physical Layer Driven Protocol and Algorithm Design for Energy-Efficient Wireless Sensor Networks* - MobiCom '01 : Proceedings of the 7th annual international conference on Mobile computing and networking - pp. 272-287 - 2001

- [Sin04] S.C. ERGEN - *ZigBee/IEEE 802.15.4 Summary* - Internal Report to Advanced Technology Lab. of National Semiconductor - [http : //www.cs.wisc.edu](http://www.cs.wisc.edu) - Aug. 2004
- [Sio02] W. SIO - *MEMS - Microelectromechanical System* - [http : //www.engr.ku.edu/ rhale/ae510/websites_f02/mems.pdf](http://www.engr.ku.edu/rhale/ae510/websites_f02/mems.pdf)
- [Sma07] SMART GAUGE - *A proper explanation of Peukert's Law* - Available at [http : //www.smartgauge.co.uk/peukert.htm](http://www.smartgauge.co.uk/peukert.htm) - 2007
- [Tim07] TIMA LABORATORY - *Concurrent Integrated Systems (CIS) - Asynchronous Processors* CNRS/INP Grenoble - Annual Report - [http : //tima.imag.fr/publications/files_reports/ann - rep - 06.pdf](http://tima.imag.fr/publications/files_reports/ann-rep-06.pdf) - 2007
- [Tiw94] V. TIWARA, S. MALIK and A. WOLFE - *Power analysis of embedded software : a first step towards software power minimization* - ICCAD '94 : Proceedings of the 1994 IEEE/ACM international conference on Computer-aided design - pp. 384-390 - 1994
- [Tra07] TRANSMETA - *Les processeurs Crusoe et Inficéon de Transmeta* [http : //www.transmeta.com/](http://www.transmeta.com/) - 2007
- [Tru02] T.M. TRUNG and S.-L. KIM - *Implementation of an Energy-Efficient Routing Protocol : Time Delay On-Demand Routing Algorithm (TDOR)* - Proc. IEEE Conference on Mobile and Wireless Communications Networks, Stockholm, Sweden - 2002
- [Van07] A. VAN DEN BOSSCHE - *Proposition d'une nouvelle méthode d'accès déterministe pour un réseau personnel sans fil à fortes contraintes temporelles* - Thèse de l'Université de Toulouse - LATTIS EA4155 - Juillet 2007
- [Vau06] J. VAUDOUR, V. GAUTHIER - *Comparaison de différentes couches MAC pour les réseaux de capteurs* - Rapport de Recherche INT, Num. 06006RST, Institut National des Télécommunications, Evry, France - Juillet 2006
- [Ver06] J.-P. VERNAY - *Electronique : Les puces s'affranchissent de l'horloge* - [http : //www.usinenouvelle.com/](http://www.usinenouvelle.com/) - Mai 2006
- [Viv01] P. VIVET - *Une méthodologie de conception de circuits intégrés quasi-insensibles aux délais : application à l'étude et à la réalisation d'un processeur RISC 16-bit asynchrone* - Thèse de doctorat - INPG Grenoble - Juin 2001
- [You02] M. YOUNIS, M. YOUSSEF and K. ARISHA - *Energy-aware routing in cluster-based sensor networks* - in the Proceedings of the 10th IEEE/ACM International Symposium on Modeling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunication Systems (MASCOTS2002), Fort Worth, TX - pp.129-136 - Oct. 2002
- [You03] K. AKKAYA and M. YOUNIS - *An energy-aware QoS routing protocol for wireless sensor networks* - in the Proceedings of the 23th IEEE Workshop on Mobile and Wireless Networks (MWN 2003), Providence, Rhode Island - pp. 710-715 - May 2003
- [Zig06] ZIGBEE ALLIANCE - *ZigBee Specification : ZigBee Standards Organization* - Available from [http : //www.zigbee.org/en/spec_download/download_request.asp](http://www.zigbee.org/en/spec_download/download_request.asp) - 2006

Chapitre 4

- [Ber01] B. BERARD, M. BIDOIT, A. FINKEL, F. LAROUSSINIE, A. PETIT, L. PETRUCCI and P. SCHNOEBELEN - *Systems and Software Verification : Model-Checking Techniques and Tools* - Springer, ISBN : 978-3-540-41523-7 - 2001
- [Ber03] B. BERTHOMIEU, P-O. RIBET and F. VERNADAT - *The tool TINA - Construction of Abstract State Spaces for Petri Nets and Time Petri Nets* - International Journal of Production Research, Vol. 46, n°10, pp. 22 - October 2003
- [Car03] G.A. Di CARO - *Analysis of simulation environments for mobile ad hoc networks* - Technical Report No. IDSIA-24-03 - Dec. 2003
- [Cha07] I. CHAKERES and C. PERKINS - *Dynamic MANET On-demand (DYMO) Routing* - draft-ietf-manet-dymo-08, IETF, MANET working group, work in progress - March 2007

- [Che06] S. CHEBIRA - *Définition d'une stratégie de gestion locale d'un réseau sans fil à contraintes d'échéances strictes et économie d'énergie* - Thèse de Doctorat, Université Paris XII, France - Mars 2006
- [Chi07] CHIPCON - *CC2420 2.4 GHz IEEE 802.15.4 / ZigBee-ready RF Transceiver*, data sheet - <http://inst.eecs.berkeley.edu/~cs150/Documents/CC2420.pdf> - Sep. 2004
- [Cla07] T. CLAUSEN, C. DEARLOVE, J. DEAN and C. ADJIH - *Generalized MANET Packet/Message Format* - draft-ietf-manet-packetbb-04, IETF, MANET working group, work in progress - Jan. 2007
- [Cun07] A. CUNHA, M. ALVES, A. KOUBAA - *Implementation Details of the Time Division Beacon Scheduling Approach for ZigBee Cluster-Tree Networks* - Technical Report - IPP-HURRAY! Polytechnic Institute of Porto (ISEP-IPP), Portugal - Sept. 2007
- [Fel02] M. FELSER - *The fieldbus standard : History and structure* - In Technology Leadership Day 2002, Luzern, Swiss - October 2002.
- [Fra06] J. FRANCOMME, G. MERCIER and T. VAL - *A simple method for guaranteed deadline of periodic messages in 802.15.4 cluster cells for automation control applications* - 11th IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA'06), Prague, Czech Republic - Sep. 2006
- [Fra07] 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 & Embedded Systems (FET'07 IFAC), Toulouse, France - Nov. 2007
- [Fre04a] FREESCALE SEMICONDUCTOR INC. - *MC13192 2.4 GHz Low Power Transceiver for 802.15.4 - MC13192/D, Rev. 2.4* - 07/2004 - <http://www.freescale.com>
- [Fre04b] FREESCALE, *M68HC08 Microcontrollers*, datasheet MC68HC908GT16 - Rev. 3 09/2004
- [Fre05a] FREESCALE, *Simple Media Access Controller (SMAC) - Guide de l'utilisateur* - Doc. Num. : SMA-CRM Rev. 1.2 04/2005
- [Fre05b] FREESCALE, *MC13192/MC13193 2.4 GHz Low Power Transceiver for the IEEE® 802.15.4 Standard* - Reference Manual - Doc. Num. MC13192RM - Rev. 1.3 04/2005
- [Fre05d] FREESCALE, *Sensor Applications Reference Design (SARD)* - User's Guide - Doc. Num. MC13192SARDUG - Rev. 1.5 07/2005
- [Fre07] FREESCALE, *MC13192/MC13193, 2.4 GHz Low Power Transceiver for the IEEE 802.15.4 Standard* - Doc. Num. MC13192 Rev. 3.1, 03/2007
- [Gal07] J. GALDUN, R. GHOSTINE, J.-M. THIRIET, J. LIGUS and J. SARNOVSKY - *Definition and Modelling of the Communication Architecture for the Control of a Helicopter-Drone* - Eight IFAC Symposium on Cost Oriented Automation, Cuba, Vol. 8, Part 1 - 2007
- [God07] K. GODARY, D. ANDREU and G. SOUQUET - *Sliding Time Interval based MAC Protocol and its Temporal Validation* - 7th IFAC International Conference On Fieldbuses & Networks in Industrial Systems (FET'07), Toulouse, France - Nov. 2007
- [IEE03] 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
- [IEE06] 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
- [Jon01] C.E. JONES, K.M. SIVALINGAM, P. AGRAWAL and J.C. CHEN - *A Survey of Energy Efficient Network Protocols for Wireless Networks* - Wireless Network - Vol.7, pp. 343-358 - Aug. 2001
- [Kou07] 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
- [Kum92] V. KUMAR - *Algorithms for Constraint-Satisfaction Problems : A Survey* - AI Magazine - Vol 13, pp. 32-44 - 1992

- [Lao01] A. LAOUITI, A. QAYYUM, L. VIENNOT - *Multipoint Relaying : An Efficient Technique for Flooding in Mobile Wireless Networks* - 35th Annual Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS'2001) - IEEE Computer Society - 2001
- [Met07] METROWERKS - *Studio de développement CodeWarrior pour les processeurs de la famille HCS08* - www.freescale.com/codewarrior - 2007
- [Mkh06] A. MKHIDA, J.M. THIRIET, J.F. AUBRY - *Evaluation de la fiabilité d'une vanne intelligente par une approche probabiliste* - 15e Congrès de Maîtrise des Risques et de Sûreté de Fonctionnement, Lambda-Mu'2006, Lille (France) - Octobre 2006
- [Nat08a] NATIONAL INSTRUMENT, *NI PCI-6251 High-Speed M Series Multifunction DAQ - 16-Bit, up to 1.25 MS/s, up to 80 Analog Inputs* - datasheet, 2008
- [Nat08b] NATIONAL INSTRUMENT, *Introduction sur la configuration des systèmes PXI* - tutorial, 2008
- [Nat08c] NATIONAL INSTRUMENT, *NI PXI-1042 Series, General-Purpose 8-Slot Chassis for PXI* datasheet, 2008
- [Nat08d] NATIONAL INSTRUMENT, *NI PXI-8187, 2.5 GHz Pentium 4-M Embedded Controller for PXI* - datasheet 2008
- [NS207] NS2 Official Website : <http://www.isi.edu/nsnam/ns/index.html> - 2007
- [Omn07] OMNET Official Website : www.omnetpp.org/ - 2007
- [Opn07] OPNET Official Website <http://www.opnet.com/> - 2007
- [Ope07] *IEEE 802.15.4 OPNET Simulation Model*, <http://www.open-zb.net> - 2007
- [Rak02] D.N. RAKHMATOV and S.B.K. VRUDHULA - *An Analytical High-Level Battery Model for Use in Energy Management of Portable Electronics Systems* - ICCAD '01 : Proceedings of the 2001 IEEE/ACM international conference on Computer-aided design - San Jose, California - pp. 488-493 - 2001
- [Ram92] S. RAMANATHAN - *Scheduling algorithms for Multihop radio networks* - PhD Thesis - 1992
- [Rao05] V. RAO, G. SINGHAL, A. KUMAR and N. NAVET - *Battery Model for Embedded Systems* - Proceedings of the 18th International Conference on VLSI Design held jointly with 4th International Conference on Embedded Systems Design (VLSID'05) - isbn : 0-7695-2264-5, pp. 105-110 - 2005
- [Rus07] J. RUSHBY - *Automated Formal Methods Enter the Mainstream* - Journal of Universal Computer Science, vol. 13, no. 5, pp. 650-660 - 2007
- [Sri02] C. SRISATHAPORNPHAT and C.-C. SHEN - *Coordinated Power Conservation for Ad-hoc Networks* - IEEE International Conference (ICC 2002) - Vol. 5, pp. 3330-3335 - 2002
- [Tho98] J.P. THOMESSE - *The Fieldbuses* - Annual Reviews in Control - 22 :35-45 - 1998
- [Tho99] J.P. THOMESSE - *Fieldbuses and interoperability* - Control Engineering Practice - vol. 7, pp. 81-94 - 1999
- [Tho05a] J.P. THOMESSE - *The WorldFIP Fieldbus* - In The Industrial Communication Technology Handbook - Edited by R. Zurawsky, CRC Press - Section 8 (ISBN 0849330777) - 2005
- [Tho05b] J.P. THOMESSE - *Fieldbus Technology and Industrial Automation* - 10th IEEE Conference on Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA 2005), Catania, Italie - Sept. 2005
- [Tina07] TINA *TIme petri Net Analyser* - Tool and documentation on <http://www.laas.fr/tina/>
- [Tru07] TRUE TIME Official Website <http://www.control.lth.se/truetime/> - Simulation of Networked and Embedded Control Systems - 2007
- [Val07] R. VALETTE - *Les réseaux de Petri* - <http://www.laas.fr/robert/> - 2007
- [Wor01] WORLDFIP - *WorldFIP Overview* - <http://www.worldfip.org/> - 2001
- [Xu00] Y. XU, J. HEIDEMANN and D. ESTRIN - *Adaptive Energy-Conserving Routing for Multihop Ad hoc Networks* - Research Report, Num. 527 - USC/Information Science Institute - Oct. 2000

Annexe A

Annexe - Extrait des constantes du standard *IEEE 802.15.4*

Cette annexe contient une compilation des constantes et variables de la spécification du standard *IEEE 802.15.4* [IEE03,IEE06]¹. Celles-ci sont citées tout au long de ce mémoire et dans les différentes contributions. Chaque fois qu'une référence est citée dans cette thèse, on pourra se référer aux différents tableaux.

	Description	Désignation	Valeur (Pour la bande 2,4 GHz)
Paramètres de la structure de la supertrame			
variables	Beacon Order (BO)	<i>macBeaconOrder</i>	$0 \leq BO \leq 14$ (mode non-balisé : $BO = 15$)
	Intervalle inter-balise	$BI \rightarrow T_W$	$BI = aBaseSuperframeDuration * 2^{BO}$
	Superframe Order (SO)	<i>macSuperframeOrder</i>	$0 \leq SO \leq BO \leq 14$ ou $SO = 15$ pour le mode non-balisé
	Section active de la supertrame	SD	$SD = aBaseSuperframeDuration * 2^{SO}$
	Durée d'un slot		$aBaseSuperframeDuration * 2^{BO}$
Constantes	Durée de base d'un slot	<i>aBaseSlotDuration</i>	60 symboles (960 μ s)
	Nombre de slots	<i>aNumSuperframeSlots</i>	16
	Durée de base de la supertrame	<i>abaseSuperframeDuration</i>	$\frac{aBaseSuperframeDuration}{aNumSuperframeSlots}$ *
Paramètres des espaces inter-trames			
variables	Taille Max. d'un MPDU	<i>aMaxSIFSFramesize</i>	18 octets
	Durée Min. d'un SIFS	<i>aMinSIFSPeriod</i>	12 symboles (192 μ s)
	Durée Min. d'un LIFS	<i>aMinLIFSPeriod</i>	40 symboles (640 μ s)

TAB. A.1 – Extrait des constantes du standard *IEEE 802.15.4*

¹

IEE03 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

IEE06 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

	Description	Désignation	Valeur (Pour la bande 2,4 GHz)
Paramètres du mécanisme CSMA/CA			
variables	Exposant Min. de backoff	<i>macMinBE</i>	0-3
	Max. de backoffs en CSMA	<i>macMaxCSMABackoffs</i>	0-5
	Nbre de backoffs effectif	NB	Initialisé à 0
	Largeur fenêtre contention	CW	Seulement utilisé dans le mode balisé, initialisé à 2
	Exposant de Backoff	BE	Initialisé à <i>macMinBE</i> ou $\min(2, macMinBE)$ pour les systèmes ayant <i>macBattLifeExt = TRUE</i>
Constantes	Exposant Max. de Backoff	<i>aMaxBE</i>	5
	Durée de base pour l'accès en CSMA/CA	<i>aUnitBackoffPeriod</i> (TBO)	20 symboles (320 μ s)
Paramètres divers de la couche MAC			
variables	Tps de réponse max pour la transmission d'un ACK à la suite d'une requête	<i>macAckWaitDuration</i>	54 symboles (864 μ s)
	Nbre de périodes de Backoffs durant lequel le récepteur est actif à la suite d'une balise (mode ext. durée de vie batterie)	<i>macBattLifeExtPeriods</i>	6 symboles (96 μ s)
Paramètres de la couche physique			
constantes	Durée de retournement Max. RX-TX et TX-RX	<i>aTurnaroundTime</i>	12 symboles (192 μ s)
	Tps de réponse Std. pour la transmission d'un ACK	<i>tACK</i>	<i>aTurnaroundTime</i> + <i>aUnitBackoffPeriod</i>
	Taille Max. d'un PSDU	<i>aMaxPHYPacketSize</i>	127 octets
	Taille Max. du <i>payload</i> MAC	<i>aMaxMACFrameSize</i>	102 octets

TAB. A.2 – Extrait des constantes du standard *IEEE 802.15.4* - Suite

Symboles	Description	Valeur
N_S	Nombre de bits par symbole	4
N_O	Nombre de bits par octet	8
S_B	Taille de la trame balise	21 octets
S_R	Taille de la trame de requête de données	16 octets
S_D	Taille de la trame de données	17+n octets
S_A	Taille de la trame d'acquiescement	11 octets

TAB. A.3 – Taille des constantes et variables de données

Symboles	Description	Valeur (Bande ISM des 2.4 GHz)
$T_{Symbole}$	Durée d'un symbole	$N_S * 1/250Kbits/s = 16\mu s$
T_{CCA}	Durée d'un <i>Clear Channel Assessment</i>	$8 < T_{CCA} < T_{BO}$
T_{turn}	Durée d'un <i>TurnaroundTime</i>	$12 * T_{Symbole}$
T_{IFS}	Durée d'un intervalle IFS court (<i>aMinSIFSPeriod</i>)	$12 * T_{Symbole}$
T_{BO}	Durée d'une unité de Backoff (<i>aUnitBackoffPeriod</i>)	$20 * T_{Symbole}$
T_{RB}	Durée d'une période de Backoff	$0 < T_{RB} < 31 * T_{BO}$
T_M	Durée d'un <i>macAckWaitDuration</i>	$54 * T_{Symbole}$
T_B	Durée d'une trame balise	$S_B * N_O/N_S * T_{Symbole} = 42 * T_{Symbole}$
T_R	Durée d'une trame de requête	$S_R * N_O/N_S * T_{Symbole} = 32 * T_{Symbole}$
T_D	Durée d'une trame de données	$S_D * N_O/N_S * T_{Symbole} = (34 + 2 * n) * T_{Symbole}$
T_A	Durée d'une trame d'acquittement	$S_A * N_O/N_S * T_{Symbole} = 22 * T_{Symbole}$
T_{BI}	Durée inter-balises	

TAB. A.4 – Constantes et variables de temps du standard *IEEE 802.15.4*

Description	Paramètre	(Typ.)	(Typ.)
Puissance consommée en mode « somnolence » (Doze)	$P_Z[\mu W]/V_{Batt}$	$35\mu A$	$94, 5\mu W$
Puissance consommée en mode réception	$P_R[mW]/V_{Batt}$	$37mA$	$100mW$
Puissance consommée en mode transmission	$P_T[mW]/V_{Batt}$	$30mA$	$81mW$
Puissance consommée en mode « hibernation »	$P_H[W]/V_{Batt}$	$2, 5\mu A$	$6, 75\mu W$
Puissance consommée en mode « Off »	$P_O[W]/V_{Batt}$	$0, 2\mu A$	$0, 54\mu W$
Puissance consommée en mode écoute (Idle)	$P_I[W]/V_{Batt}$	$500\mu A$	$1, 35mW$
Délai d'activation pour l'émission ou la réception depuis le mode écoute (Idle)	$T_S[ms]$	$144\mu s$	
Délai de commutation de récept. vers transm. et inversement depuis le mode écoute (Idle)	$T_T[ms]$	$144\mu s$	
Débit pour la couche physique	$R[Kbits/s]$	250	
Tolérance sur la fréquence du quartz	$\theta[ppm]$		

TAB. A.5 – Paramètres de la couche physique (MC13192 de Freescale). Données issues de [Fre04a]

Glossaire

ACK	<i>Acknowledge</i> . Acquittement positif de réception
ACPI	<i>Advanced Configuration and Power Interface</i>
AODV	<i>Ad hoc On-demand Distance Vector</i>
AODV_en	<i>AODV with energy consideration</i>
APL	<i>Application layer</i> : couche Application du modèle OSI
APS	<i>Application Support Sub-Layer</i> : sous-couche application de la pile protocolaire ZigBee
ARCEP	Autorité de Régulation des Communications Electroniques et des Postes (Ex-ART)
ARM	<i>Advanced RISC Machines</i>
ART	Autorité de Régulation des Télécommunications
ASK	<i>Amplitude Shift Keying</i>
Balise ou Beacon	Trame marquant le début d'une supertrame
BER	<i>Bit Error Rate</i>
BI	<i>Beacon Interval</i>
BO	<i>Beacon Order</i>
BPSK	<i>Binary Phase-Shift Keying</i>
CAN/CNA	Convertisseur Analogique Numérique/Convertisseur Numérique Analogique
CAP	<i>Contention Access Period</i>
CCA	<i>Clear Channel Assessment</i>
Cellule	groupement de nœuds correspondant à une contrainte applicative; elle peut contenir plusieurs coordinateurs associés chacun à des nœud terminaux
CFP	<i>Contention Free Period</i>
CFTS	<i>Contention Free Time Slot</i>
CFGTS	<i>Contention Free GTS</i>
CMOS	<i>Complementary Metal Oxide Semiconductor</i>
CPAN	<i>PAN coordinator</i> : coordinateur de réseau PAN
CRC	<i>Cyclic Redondancy Code</i> : Code à Redondance cyclique
CSMA/CA	<i>Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance</i>
CSMA/CD	<i>Carrier Sense Multiple Access with collision Detection</i>
Coordinateur	Entité du réseau disposant de l'ensemble des fonctionnalités du standard
DECT	<i>Digital Enhanced Cordless Telephone</i>
DFS	<i>Dynamic Frequency Solution</i>
DMS	<i>Dynamic Modulation Scaling</i>
DPM	<i>Dynamic Power Management</i>
DSD	<i>Different Superframe Duration</i>
DSR	<i>Dynamic Source Routing protocol</i>
DSSS	<i>Direct Sequence Spread Spectrum</i>
DVFS	<i>Dynamic Voltage and Frequency Scaling</i>
DVS	<i>Dynamic Voltage Scaling</i>
DYMO	<i>DYNAMIC MANET On-demand routing protocol</i>
ED	<i>Energy Detection</i>
EDF	<i>Earliest Deadline First</i> : ordonnancement dynamique temps réel
FDMA	<i>Frequency Division Multiple Access</i>
FIP	<i>Factory Instrumentation Protocol</i>
FFD	<i>Full Function Device</i>
FIFO	<i>First In First Out</i>
FPGA	<i>Field-Programmable Gate Array</i>
GHz	Giga Hertz
GTS	<i>Guaranteed Time Slot</i> : slot de temps associé à une réservation de bande passante
HAN	<i>Home Area Network</i>
IEEE	<i>Institute of Electrical and Electronics Engineers</i>
IFS	<i>Inter-Frame Space</i>

ISA-SP100	<i>The Instrumentation, Systems and Automation Society : Wireless Systems for Industrial Automation</i>
ISM	<i>Industrial Scientific and Medical</i>
LAN	<i>Local Area Network</i> : Réseau local
LATTIS	LABoratoire Toulousain des Technologies et de l'Ingénierie des Systèmes
LED ou DEL	<i>Light Emitted Diode</i> : Diode Electro-Luminescente
LIFS	<i>Long Inter-Frame Spacing</i>
LIRMM	Laboratoire d'Informatique, de Robotique et de Microélectronique de Montpellier
LLC	<i>Logical Link Control</i>
LP-WPAN	<i>Low Power - Wireless Personal Area Network</i>
LR-WPAN	<i>Low Rate - Wireless Personal Area Network</i>
mA	milli-Ampère
MAC	<i>Medium Access Control</i>
MANET	<i>Mobile Area Network</i> : réseau Ad hoc mobile
MBps	Méga Bits par seconde
MCU	<i>MicroController Unit or Microprocessor Unit</i>
MEMS	<i>Micro-Electro-Mechanical Systems</i>
MHz	Méga Hertz
MLME	<i>MAC subLayer Management Entity</i>
MOSFET	<i>Metal Oxide Semiconductor Field Effect Transistor</i>
MPDU	MAC-level Protocol Data Unit : unité de données du protocole de niveau liaison
MPED	Métrique de Performance relative Energie Délai
MPR	<i>Multi-Point Relay</i>
MSDU	<i>MAC Service Data Unit</i> ou <i>MAC Sublayer Data Unit</i>
MSps	<i>Mega Samples per second</i>
mW	milli-Watt
Nœud	Terme générique pour indiquer aussi bien un FFD qu'un RFD
Nœud terminal	Entité du réseau de capteurs disposant du minimum de fonctionnalités du standard
NS	<i>Network Simulator</i>
NWK	<i>Network Layer</i> : couche réseau du modèle OSI
OLSR	<i>Optimized Link State Routing Protocol</i>
OPNET	<i>Optimum Network Performance</i>
O-QPSK	<i>Orthogonal-Quadrature Phase Shift Keying</i>
OSI	<i>Open Systems Interconnection</i>
Overhead	Surcharge nécessaire à un transport où un changement d'état
PAN	<i>Personal Area Network</i> : réseau personnel
Payload	Zone de données d'une trame
PHY	Couche physique du modèle OSI
PIRE	Puissance Isotrope Rayonnée Equivalente, s'exprime en <i>dBm</i>
PLL	<i>Phase Locked Loop</i> : boucle à verrouillage de phase
PPCM	Plus Petit Commun Multiple
PROFIBUS	<i>Process Field Bus</i>
PS	Poste de Supervision
PSSS	<i>Parallel Sequence Spread Spectrum</i>
QoS, Qos	Qualité de Service, <i>Quality of Service</i>
QOLSR	<i>OLSR with QoS</i>
QPSK	<i>Quadrature Phase Shift Keying</i>
RC	Rapport Cyclique
RdP	Réseaux de Petri
RdPT	Réseaux de Petri Temporisés
RF	<i>Radio Frequency</i>
RISC	<i>Reduced Instruction Set Computer</i>
RFD	<i>Reduced Function Device</i>
RLI	Réseaux Locaux Industriels
RM	<i>Routing Maintenance</i>
RREP	<i>Route Reply</i> : réponse de route inverse
RREQ	<i>Route Request</i>
RSSI	<i>Received Signal Strength Indication</i>
SARD	<i>Sensor Applications Reference Design</i>

SCSF	Systèmes Communicants Sans Fil : groupe de recherche du laboratoire LATTIS de Toulouse
SD	<i>Superframe Duration</i>
SDS	<i>Superframe Duration Scheduling</i>
SHR	<i>Synchronization Header</i>
SIFS	<i>Short Inter-Frame Spacing</i>
SMAC	<i>Simple Media Access Controller</i> : pile protocolaire minimum permettant de piloter la couche physique de la technologie Freescale
SNR	<i>Signal to Noise Ratio</i> : rapport signal sur bruit
SO	<i>Superframe Order</i>
SR	<i>Source Routing</i>
STIMAP	<i>Sliding Time Interval based Medium Access Protocol</i>
TBRPF	<i>Topology Broadcasted on Reverse Path Forwarding</i>
TDMA	<i>Time Division Multiple Access</i>
Tête de cellule	Entité du réseau qui assure la supervision et la synchronisation d'un ensemble de nœuds du réseau appartenant à une cellule
TIC	Technologies de l'Information et de la Communication
TINA	<i>Time Petri Net Analyzer : RdP toolbox</i>
TG4	<i>Task Group number 4 : IEEE 802.15 WPAN</i>
TPN	<i>Time Petri Nets ou Timed Petri Nets</i> : RdP temporel ou RdP Temporisé
UP	Unité de Production
UWB	<i>Ultra-Wide Band</i> : bande ultra-large
VGTS	<i>Virtual GTS</i>
WiFi	<i>Wireless Fidelity</i>
WiMax	<i>Worldwide Interoperability for Microwave Access</i>
WLAN	<i>Wireless Local Area Network</i> : réseau local sans fil
WMAN	<i>Wireless Metropolitan Area Network</i> : réseau métropolitain sans fil
WPAN	<i>Wireless Personal Area Network</i> : réseau personnel sans fil
WRAN	<i>Wireless Regional Area Network</i> : réseau régional sans fil
WWAN	<i>Wireless Wide Area Network</i> : réseau étendu sans fil
ZDO	<i>ZigBee Device Object</i>

Table des figures

2.1	La famille des réseaux sans fil	7
2.2	Cohabitation <i>IEEE 802.15.4</i> avec <i>IEEE 802.11</i>	7
2.3	Infrastructure de contrôle et d'automatisation	8
2.4	Architecture de l'application de contrôle de processus	9
2.5	Problème de routage dans un réseau maillé	9
2.6	Synoptique globale de la thèse	13
3.1	Pile de protocoles <i>IEEE 802.15.4/ZigBee</i>	16
3.2	Variantes de topologies pour les réseaux <i>ZigBee</i>	18
3.3	Topologie en arbre de cellules	19
3.4	Attribution des adresses dans un réseau en arbre de cellules	20
3.5	Bandes de fréquences du standard <i>IEEE 802.15.4</i>	21
3.6	Modes de fonctionnement du standard <i>IEEE 802.15.4</i>	22
3.7	Les structures de la supertrame en mode balisé	22
3.8	Structure générale de la supertrame	24
3.9	Trame MAC de commande pour la requête de GTS	27
3.10	Descripteur de GTS	27
3.11	Gestion des descripteurs de GTS	29
3.12	Principe des échanges en CAP(a) et CFP(b) pour une réception par un nœud terminal	30
3.13	Séquence des échanges pour une réception en CAP par un nœud terminal ($R_{CAP-A/NA}$)	30
3.14	Séquence des échanges entre un coordinateur et un nœud capteur en CFP (Réception)	32
3.15	Modèle de réseau en arbre de cellules	33
3.16	Collisions directes et indirectes de trames balise	34
3.17	Esquive de collisions par multiplexage temporel de supertrames	35
3.18	Analogie entre la structure de la supertrame et une tâche périodique temps réel	36
3.19	Illustration de l'algorithme DSD	38
3.20	Exemple de topologie du réseau PAN	39
3.21	Exemple d'organisation de supertrames	39
3.22	Exemple de topologie en arbre de cellules (Cluster-tree)[Kou07]	40
3.23	Section exclusive de balises	42
3.24	Topologie en arbre de cellules - Scénario pour une synchronisation [Kou07]	43
3.25	Graphe (a) et Réseau (b) colorés pour l'assignation des CFTS [Kou07]	43
3.26	Illustration de la synchronisation par <i>section exclusive de balises</i>	44
3.27	Classification usuelle des protocoles de routage classiques	46
3.28	Nœuds multipoints	48
3.29	Requête de route AODV dans <i>ZigBee</i>	50
3.30	Les composants d'un nœud du réseau de capteurs	52
3.31	Pile de protocoles d'un nœud capteur	52
3.32	Mécanismes de réduction de la consommation en énergie d'un nœud	53
3.33	Ajustement de la tension et de la fréquence pour un point de fonctionnement optimal	55
3.34	Mode de fonctionnement avec rapport cyclique	59
3.35	Effet de récupération de l'énergie lors des périodes de repos de la batterie	60
3.36	Modèle comportemental idéal de la batterie	61
3.37	Caractéristique de décharge d'une batterie	61
3.38	Profil en courant variable $i(t)_{[0,L]}$	63
3.39	Algorithme de <i>Handy et Timmermann</i>	64
3.40	Synthèse des méthodes de modélisation - Décharge continue	64
3.41	Synthèse des méthodes de modélisation - Décharge variable	65

4.1	Méthodes d'évaluation de nos contributions	68
4.2	Architecture de communication avec commutateur émission/réception	69
4.3	Principe de synchronisation réactif aux changements de topologie	70
4.4	Mécanisme de synchronisation réactif aux changements de topologie	70
4.5	Scénario de synchronisation avec un coordinateur défaillant	71
4.6	Analyse temporelle d'un scénario de synchronisation sans erreur	73
4.7	Consommation énergétique pour un scénario de synchronisation avec erreur	75
4.8	Arborescence du réseau	77
4.9	Relations de voisinage dans le réseau	77
4.10	Table de voisinage à deux sauts pour la recherche d'un ordonnancement des balises	79
4.11	Ordonnancement de CFTS	79
4.12	Organisation des CFTS dans le $slot_0$	80
4.13	Algorithme général d'allocation des CFTS	80
4.14	Exemple de recherche d'un emplacement pour une efficacité optimale de la synchronisation	81
4.15	Localisation pour une synchronisation efficace en nombre de sauts	82
4.16	Matrice de voisinage à deux sauts des coordinateurs et organisation hiérarchique des CFTS	82
4.17	Algorithme pour l'allocation des CFGTS	83
4.18	Matrice de voisinage à 2 sauts et organisation des CFGTS	83
4.19	Organisation des CFGTS pour l'esquive de collisions	83
4.20	Synchronisation des balises et des GTS dans le réseau maillé	84
4.21	Table de voisinage et ordonnancement de CFGTS pour un scénario nécessitant 13 GTS	84
4.22	<i>Réseau de petri temporisé</i> simple	89
4.23	Modèle de l'observateur	90
4.24	Principe d'une architecture de réseau avec médium distinct pour chaque lien	91
4.25	Principe d'une architecture de réseau avec modèle de médium commun	92
4.26	Modèle simple du superviseur de synchronisation	93
4.27	Modèle pour un nœud coordinateur simple	94
4.28	Modèle de médium simple	95
4.29	Analyse du modèle avec nœud coordinateur simple	95
4.30	Analyse du modèle avec ajout de nœuds	96
4.31	Analyse du modèle pour des CFTS de rangs élevés	96
4.32	Modèle du superviseur de synchronisation avec mécanisme de surveillance	98
4.33	Modèle pour un nœud coordinateur <i>avec mécanisme de contrôle de propagation</i>	99
4.34	Modèle du médium de communication	100
4.35	Analyse du modèle avec contrôle de propagation - Architecture figée	100
4.36	Analyse du modèle avec contrôle de propagation - Architecture croissante	101
4.37	Extension de la topologie en arbre de cellules	101
4.38	Résultats de l'analyse du modèle de réseau étendu	102
4.39	<i>AODV_en</i> , fenêtre d'acceptation des requêtes de routes	103
4.40	Exemple de répartition des nœuds et relations de voisinage	105
4.41	Résultats de routes avec la technique <i>MPED</i>	105
4.42	Résultat de simulation avec route optimale et 4 routes alternatives	106
4.43	Matrice réseau sous Matlab	106
4.44	Matrice des voisins des nœuds du réseau	107
4.45	Exemple de routes possibles entre les nœuds 49 et 50	107
4.46	Délais moyens constatés pour des configurations de 10 à 60 nœuds	108
4.47	Moyenne des énergies consommées pour des configurations de 10 à 60 nœuds	109
4.48	Paramètre de niveau de charge de la batterie	110
4.49	Adaptation de la contribution de chaque nœud sur l'impact de la consommation lors de la recherche du chemin optimal	111
4.50	Schéma d'expérimentation	113
4.51	Les différents états du transceiver	114
4.52	Profil de consommation en courant du nœud avec leds	114
4.53	Profil de consommation en courant du nœud sans led	115
4.54	Consommation en énergie de l'architecture SARD	116
4.55	Consommation énergétique pour les 15 niveaux de transmission	117
4.56	Profil de consommation sans association pour le contrôle à distance	118
4.57	Profil de consommation avec association pour le contrôle à distance	119
4.58	Séquence d'échange entre les deux nœuds	119
4.59	Temps de décharge et charge délivrée par la batterie [Rao05]	121
4.60	Durée de décharge de la batterie pour la capacité initiale de la batterie	122

4.61	Durée de décharge de la batterie avec optimisation de la relaxation	123
4.62	Principe du coefficient d'ajustement du niveau de charge de la batterie	124

Liste des tableaux

3.1	Caractéristiques de la couche physique - Bandes de fréquences et débits	21
3.2	Durée de la <i>supertrame</i> et de la <i>section active</i> en fonction de <i>BO</i> et <i>SO</i>	24
3.3	Relation entre le rapport cyclique <i>RC</i> et (<i>BO</i> – <i>SO</i>)	25
3.4	Exemple de configuration de réseau PAN	37
3.5	Exemple de configuration de réseau PAN	39
4.1	Capacité de communication dans le <i>slot</i> ₀ de la supertrame en fonction de <i>SO</i> pour des <i>payloads</i> MAC de longueur max (102 octets)	69
4.2	Capacité de communication d'un slot de la CFP en fonction de <i>SO</i>	78
4.3	Connexions possibles, selon la taille du réseau	108
4.4	Répartition des écarts à 1 ou 2 sauts en % par rapport à QOLSR	109
4.5	Valeur du coefficient d'adaptation en fonction du paramètre ζ	111
4.6	Consommation globale pour le nœud (carte SARD)	115
4.7	Consommation pour le transceiver 13192 seul	115
4.8	Consommation pour le microcontrôleur 68HCS08GT16 seul	115
4.9	Consommation énergétique pour les différents niveaux de transmission	117
4.10	Comportement de la batterie en fonction de la fréquence d'utilisation [Rao05]	121
4.11	Résumé des paramètres <i>BO</i> et <i>SO</i> pour le choix d'une durée de vie de la batterie	123
4.12	Durée de la section active et de la supertrame en fonction de la durée de décharge envisagée pour la batterie d'un coordinateur	123
4.13	Durée de la section active et de la supertrame en fonction de la durée de décharge envisagée pour la batterie d'un nœud terminal	124
4.14	Coefficient d'ajustement de la capacité estimée de la batterie avec le modèle linéaire	125
A.1	Extrait des constantes du standard <i>IEEE 802.15.4</i>	139
A.2	Extrait des constantes du standard <i>IEEE 802.15.4</i> - Suite	140
A.3	Taille des constantes et variables de données	140
A.4	Constantes et variables de temps du standard <i>IEEE 802.15.4</i>	141
A.5	Paramètres de la couche physique (MC13192 de Freescale)	141

Publications personnelles

• Revues

1. J. FRANCOMME, G. MERCIER and T. VAL - *Performance comparisons of standard routing protocols with an adaptive routing protocol including energy aware consideration : AODV_en applied to ZigBee Network* - JESA *Journal Européen des Systèmes Automatisés* (Submitted)
2. J. FRANCOMME, K. GODARY, G. MERCIER and T. VAL - *Beacon and GTS Synchronization, Reactive to Topology Changing in IEEE 802.15.4 Industrial Meshed Networks* - ELSEVIER - International Journal of Computer and Telecommunications Industry - Computer communications - Special issue on Quality, Reliability, Security, and Robustness in Heterogeneous Networks (Submitted)
3. J. FRANCOMME, G. MERCIER and T. VAL - *Optimal Battery Level Estimation for a Multicriteria Routing Algorithm Including Power Saving : Application to ZigBee AODV* - ELSEVIER - International Journal of Computer and Telecommunications Industry - Computer Networks - Special issue on Multi-Hop Wireless Networks (Submitted)

• Conférences internationales

1. 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 - (Published)
2. J. FRANCOMME, G. MERCIER and T. VAL - *A simple method for guaranteed deadline of periodic messages in 802.15.4 cluster cells for control automation applications* - 11th IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA'06), Prague, Czech Republic - Sept. 2006 - (Published)
3. J. FRANCOMME, G. MERCIER et S. CHEBIRA - *Evaluation d'une application de transmission d'images médicales avec un réseau sans fil* - 3rd International Conference : *Sciences of Electronic, Technologies of Information and Telecommunications* (SETIT'05), Tunis, TUNISIA - March 2005 - (Published)
4. S. CHEBIRA, G. MERCIER et J. FRANCOMME - *Définition d'une structure adaptative de réseau local sans fil à consommation optimisée* - 3rd International Conference : *Sciences of Electronic, Technologies of Information and Telecommunications* (SETIT'05), Tunis, TUNISIA - March 2005 - (Published)

• Rapports de recherche

1. J. FRANCOMME - *Synchronisation pour l'évitement de collisions de trames balise et de GTS dans un réseau maillé 802.15.4* - GdR L2I, Clermont-Ferrand (LIMOS) - Juin 2007
2. J. FRANCOMME - *Contrôle de Processus Industriel sans fil embarqués à Economie d'Energie et Contraintes Temporelles / Gestion de l'énergie avec le standard IEEE 802.15.4* - 8^e congrès des doctorants (EDSys 2007) - Ecole des mines d'Albi-Carmaux - Mai 2007
3. J. FRANCOMME - *Analyse pour la consommation d'un système autonome communicant sans fil* - GdR L2I, Montpellier (LIRMM) - Juin 2006
4. J. FRANCOMME - *Techniques de modélisation en décharge de la batterie* - ICARE, Toulouse - Avril 2006
5. J. FRANCOMME - *Intégration d'une unité mobile embarquée communicante, dans un contexte de réseau sans fil pour applications de contrôle de processus de type capteurs/actionneurs à échéances garanties et contraintes énergétiques* - GdR L2I, Blagnac (ICARE) - Juillet 2005
6. J. FRANCOMME - *Evaluation d'une application de transmission d'images médicales à travers un réseau sans fil* - Mémoire de DEA - Université PARIS XII Val-de-Marne - Mai 2004

Propositions pour un protocole déterministe de contrôle d'accès et de routage avec économie d'énergie dans les réseaux ZigBee

Le développement des technologies de réseaux de capteurs incite les industries à envisager des alternatives réduisant les coûts et la complexité tout en améliorant la fiabilité. Parmi les solutions sans fil actuelles, la technologie *LP-WPAN IEEE 802.15.4/ZigBee* dispose des mécanismes et des garanties nécessaires pour une utilisation industrielle. Nous proposons des mécanismes de synchronisation entièrement déterministe permettant l'utilisation du standard *IEEE 802.15.4* en mode balisé dans un réseau maillé, ainsi qu'une méthode de routage adaptative « *AODV_en* » pour les messages transmis dans un réseau étendu.

En premier lieu, nous analysons la technologie *IEEE 802.15.4/ZigBee*, plus particulièrement sa capacité à conserver son comportement déterministe et économe en énergie dans une architecture de réseau maillé. Cette étude met en évidence plusieurs insuffisances du standard. Notre contribution consiste à palier à ces manques par une synchronisation centralisée réactive aux changements de topologie, esquivant les collisions de balises et de GTS. Ces modifications seront apportées au niveau de la sous-couche MAC. En second lieu, aucun des protocoles de routage (couche 3 du modèle ISO) actuellement les plus utilisés, ne prennent en compte simultanément les critères indispensables au contexte des communications dans un environnement industriel à fortes contraintes sur la consommation et sur le temps. Nous proposons un *mécanisme de routage réactif* adaptatif recherchant les routes optimisant la durée de vie des nœuds du réseau contraints énergétiquement, et basé sur l'optimisation conjointe du délai et de la consommation. Pour cela, nous avons analysé et évalué la consommation de chacun des nœuds sans fil autonomes utilisant le standard. Nous avons ainsi proposé des informations de délai et de niveau de charge de la batterie de chacun des nœuds, prises en considération dans notre mécanisme de routage adaptatif. L'ensemble de nos propositions sont validées en utilisant diverses méthodes dont les *réseaux de Petri temporisés*, la simulation et le prototypage. Les résultats obtenus sont exposés à la suite de chacune de nos contributions.

MOTS-CLÉS : Réseau de Capteur Sans Fil, Réseau Maillé, ZigBee, Synchronisation, Routage Adaptatif, *AODV_en*, Economie d'Énergie, Evitement de Collision, Balise, GTS.

Proposals for a Deterministic Access Method and Energy Aware Routing Protocol applied to ZigBee Networks

The development of sensor network technologies is an incentive for industries to consider alternatives reducing costs and complexity while improving reliability. Among the current wireless solutions, *IEEE 802.15.4/ZigBee LP-WPAN* technology provides the mechanisms and the necessary guarantees for industrial use. We propose synchronization mechanisms entirely deterministic allowing the use of the *IEEE 802.15.4* standard slotted mode in a meshed network, and the « *AODV_en* » adaptive routing method for messages sent in a wide area network.

Firstly, we look at the *IEEE 802.15.4/ZigBee* technology, especially its ability to retain its deterministic behavior and energy efficiency in a meshed network architecture. This study shows several shortcomings in the standard. Our contribution is to make up for those shortcomings by a centralized synchronization reactive to topology changing, avoiding beacons and GTS collision. These changes will be added to the MAC sub-layer. Secondly, none of the most commonly used routing protocols (ISO Model layer 3), take into account simultaneously the essential criteria to industrial communications to hard consumption and time constraints. We offer an adaptive routing mechanism searching paths to optimize the energy-limited node lifespan and based on the optimization of both delay and consumption. This latter contribution requires knowledge of the energy level of each autonomous node; therefore, we have analyzed and evaluated the consumption of each autonomous wireless node using the standard. Thus, we offered information about delay and battery level of each node taken into account in our adaptive routing mechanism. All of our proposals are validated using various methods including *Timed Petri Nets*, simulation and prototyping. The results are exposed in the wake of each of our contributions.

KEYWORDS : Wireless Sensor Network, Meshed Network, ZigBee, Synchronization, Adaptive Routing, *AODV_en*, Energy-Aware, Collision Avoidance, Beacon, GTS.