

Résumé

Un satellite est le moyen qui permet à un système administrateur de recevoir les données collectées par des nœuds capteurs dans différentes zones géographiques. Pour réussir cette tâche, le protocole de contrôle d'accès au médium (MAC) dans les réseaux de capteurs doit minimiser la consommation d'énergie dans le but de prolonger la durée de vie des nœuds capteurs.

Pour remédier à ce problème, nous avons d'abord supposé une architecture basée sur un satellite de type LEO et un réseau de capteur hétérogène. Nous n'avons trouvé aucun protocole MAC pour l'intégration d'un satellite à un réseau de capteurs dans la littérature. Nous avons proposé un protocole MAC qui traite les collisions, l'overhearing, le paquet de contrôle overhead, la latence et la scalabilité. Notre protocole appelé SS-MAC (pour Satellite Sensor MAC) utilise quatre périodes : une période pour le regroupement des nœuds pour former des clusters, une période d'émission/réception entre les nœuds ordinaires (NO) et leurs clusters Head (CH), une période où le satellite attribue des slots aux CH et une période où les CH envoient leurs données au satellite. La période d'émission/réception entre les NOs et leurs CH est divisée à son tour en trois périodes : une période de vérification du nombre de données collectées par les NOs, une période d'allocation des slots pour les NOs et une période d'envoi vers le CH. Pour regrouper les nœuds en clusters, nous avons proposé un algorithme que chaque CH applique à la réception du message de regroupement dans la période `Regr_Clu` et un algorithme qu'un NO applique à la réception d'un paquet `INVITATION`. Nous avons exploité les deux formules pour le calcul de l'énergie dans le cas d'émission et de réception pour évaluer la consommation d'énergie et nous avons modélisé SS-MAC avec les chaînes de Markov.

Mots clés : Réseaux de capteurs sans fil, MAC, Satellite LEO, Energie.

Abstract

A satellite is a way that allows a system administrator to receive data collected by sensors in different geographical areas. To realise this task, a medium access control protocol (MAC) in sensor networks must minimize power consumption in order to prolong the life time of sensor nodes. To remedy this problem, we first assumed an architecture based on a LEO satellite and a network of heterogeneous sensor. We did not find any MAC protocol for the integration of a satellite to a sensor network in the literature. We proposed a MAC protocol that deals collisions, overhearing, control packet overhead, latency and scalability. Our protocol called SS-MAC (for Satellite Sensor MAC) uses four periods : a period for the regrouping nodes to form clusters, a TX/RX period among ordinary nodes (ON) and their clusters Head (CH), a period when the satellite allocates slots to CHs and a period when CHs send their Data to the satellite. The TX/RX period is divided in its turn into three periods : a period of verification of the number of data collected by ONs, a period for the allocation of slots for ONs and a period to transmit to the CH. To gather nodes in clusters, we proposed an algorithm which each CH applies in the reception of the message of regrouping during the time `Regr_Clu` and an algorithm which NO applies in the reception of a packet `INVITATION`. We exploited the two formulas for the calculation of energy in the case of emission and reception to evaluate the consumption of energy and we modelled SS-MAC with Markov chains .

Keywords : Wireless sensor networks, MAC, LEO satellite, Energy.

Dédicaces

*À mes parents,
À mes frères et sœurs,
À mon mari,
À ma belle famille,
À mes amis et collègues.*

Remerciements

MES plus sincères remerciements s'adressent à mon encadreur Mr AISSANI Djamil Professeur à l'université de Béjaia, pour m'avoir proposé ce sujet intéressant et pour ses précieux conseils et encouragements.

Je remercie Mr TARI A.Kamel le responsable de l'école doctorale pour tout son effort pour nous fournir une formation de magistère.

Mes remerciements vont aussi aux membres de jury pour avoir voulu juger mon travail et l'intérêt qu'ils y portent. J'adresse mes remerciements à Monsieur MENDIL Boubekeur d'avoir présidé le jury. Je tiens à remercier Monsieur MOUSSAOUI Abdelouahab et Madame BENATCHBA Karima d'avoir accepté de faire partie de jury et d'avoir examiné ce travail.

Je ne pourrai oublier d'adresser ma reconnaissance, mes remerciements et ma plus profonde gratitude à ma famille, en particulier mon père, ma mère, mes sœurs Radia et Hassiba, mes frères Salim, Azzedine et Redouane. Pour leurs encouragements, aide et leur amour depuis ma tendre enfance. Je n'oublie pas bien sur ma belle sœur Fifi et ma nièce Yasmine que j'adore.

Je remercie particulièrement mon mari Nabil pour ses conseils, ses encouragements, ses téléchargements, son aide, sa lecture et sa patience malgré la distance. Je remercie aussi mes beaux parents pour leurs encouragements.

Mes remerciements s'adressent aussi à la famille CHERFI pour leurs aide et encouragements.

Je remercie ma copine Nawal GUERMOUCHE pour ses conseils et tous les articles de IEEE qu'elles m'a fournit et je remercie aussi Samira YESSAD pour son écoute et sa documentation.

Je n'oublie pas de remercier profondément Mr KEROUCHE et Kamel du cyber Koceila de Sidi-Aich.

Je tiens à remercier tous mes amis et collègues qui m'ont soutenu en particulier Foudil, Balzak, Saida, Khalida, Nadjat Z, Malek , Samir, Samra, Nadjat R et Asma.

Table des matières

Table des matières	i
Liste des figures	v
Liste des tableaux	vii
Liste des algorithmes	viii
Introduction générale	1
1 Etat de l'art sur les réseaux de capteurs sans fil	4
1.1 Introduction	4
1.2 Définition d'un nœud capteur	4
1.3 Architecture d'un nœud capteur	5
1.3.1 Matériel	5
1.3.2 Système d'exploitation	6
1.4 Un réseau de capteurs sans fil (RCSF)	6
1.5 Classification des RCSFs	7
1.6 Les plateformes dans les RCSFs	8
1.7 Les domaines d'application d'un RCSF	10
1.8 Les facteurs de conception d'un RCSF	11
1.8.1 Tolérance aux fautes	11
1.8.2 Facteur d'échelle (scalabilité)	11
1.8.3 Coût de la production	12
1.8.4 Support de transmission	12
1.8.5 La topologie	12
1.8.6 L'environnement	13
1.8.7 Consommation d'énergie	13
1.9 La pile protocolaire	13
1.9.1 Couche physique	13
1.9.2 Couche liaison de données	13
1.9.3 Couche réseau	14
1.9.4 Couche transport	15
1.9.5 Couche application	15
1.9.6 Le plan de gestion d'énergie	15
1.9.7 Le plan de gestion de mobilité	15
1.9.8 Le plan de gestion des tâches	15

1.10	Conclusion	16
2	Les mécanismes de conservation d'énergie dans les RCSFs	17
2.1	Introduction	17
2.2	La consommation d'énergie dans les RCSFs	17
2.2.1	Energie de perception	17
2.2.2	Energie de traitement	18
2.2.3	Energie de la communication	18
2.2.3.1	Modèle de consommation d'énergie	18
2.3	Facteurs intervenant dans la consommation d'énergie	19
2.3.1	L'état du module radio	19
2.3.2	L'accès au médium de transmission MAC	20
2.3.2.1	Collision	20
2.3.2.2	L'écoute active du canal "idle listening"	21
2.3.2.3	La sur-écoute "overhearing"	21
2.3.2.4	Contrôle de paquet overhead	21
2.3.2.5	La sur-émission "overemitting"	21
2.3.3	Routage des données	21
2.3.4	Classe d'application	22
2.4	Mécanismes de minimisation de la consommation d'énergie	22
2.4.1	Routage sensible à l'énergie	23
2.4.2	Contrôle de la topologie	23
2.4.2.1	Taxonomie des techniques de contrôle de la topologie	24
2.4.3	Conception inter-couches "cross layer"	25
2.4.4	Contrôle d'accès au médium	25
2.5	Conclusion	25
3	Les protocoles MAC dans les RCSFs	27
3.1	Introduction	27
3.2	Le contrôle d'accès au médium	27
3.3	Les protocoles MAC pour les réseaux sans fil	28
3.3.1	Les protocoles à accès fixe	28
3.3.1.1	TDMA	28
3.3.1.2	FDMA	28
3.3.1.3	CDMA	29
3.3.2	Les protocoles à accès aléatoire	29
3.3.2.1	CSMA et CSMA/CA	29
3.3.2.2	MACA et ses versions	30
3.3.2.3	IEEE 802.11	31
3.3.2.4	IEEE 802.15.4	32
3.4	Les caractéristiques de la couche MAC pour un RCSF	33
3.4.1	Les propriétés d'un protocole MAC	33
3.4.2	Les modèles de communication	33
3.4.3	Les protocoles MAC pour un RCSF	34
3.4.3.1	Protocoles basés sur CSMA et CSMA/CA	34
3.4.3.1.1	S-MAC	34
3.4.3.1.2	T-MAC	35
3.4.3.1.3	PAMAS	36

3.4.3.1.4	DS-MAC	37
3.4.3.1.5	CC-MAC	37
3.4.3.2	Protocoles basés sur CSMA-PS	38
3.4.3.2.1	BMAC	38
3.4.3.2.2	WiseMAC	39
3.4.3.3	Protocoles basés sur TDMA	40
3.4.3.3.1	LMAC	40
3.4.3.3.2	TRAMA	41
3.4.3.3.3	DE-MAC	42
3.4.3.3.4	LEACH	43
3.4.3.4	Protocoles hybrides	43
3.4.3.4.1	GMAC	43
3.4.3.4.2	ZMAC	44
3.4.3.4.3	PARMAC	45
3.5	Conclusion	46
4	Integration des satellites LEO dans les RCSFs	47
4.1	Introduction	47
4.2	Définition d'un satellite	47
4.3	Architecture d'un satellite	48
4.4	Les types des satellites	49
4.4.1	Les satellites géostationnaires	49
4.4.2	Les satellites non-géostationnaires	50
4.5	Une constellation de satellite	51
4.5.1	Les concepts de constellations	51
4.5.1.1	Orbite	52
4.5.1.2	Le "Handover"	52
4.5.1.3	Les liens inter-satellites	53
4.5.1.4	Les liens entre les satellites et les terminaux	53
4.5.1.5	L'angle d'élévation	53
4.5.1.6	Le foot-print	54
4.5.2	Les caractéristiques techniques d'une constellation	54
4.6	Architecture d'un système de télécommunication par satellites	54
4.6.1	Secteur spatial	54
4.6.2	Secteur terrien	55
4.7	La communication des satellites avec un RCSF	56
4.8	Les caractéristiques d'un satellite LEO	57
4.8.1	Les projets des systèmes satellitaires LEO	57
4.8.2	Techniques d'accès au canal satellite LEO	57
4.8.3	Réseau de capteurs par un satellite LEO	59
4.9	Conclusion	62
5	SS-MAC pour Satellite Sensor MAC	63
5.1	Introduction	63
5.2	Le protocole SS-MAC	63
5.3	La trame de SS-MAC	64
5.3.1	Calcul de la complexité des algorithmes	68
5.3.1.1	Algorithme1	69

5.3.1.2	Algorithme2	69
5.4	Les stratégies de SS-MAC	70
5.4.1	Éviter les collisions	70
5.4.1.1	Période de regroupement en clusters	70
5.4.1.2	Période TX/RX	71
5.4.2	Éviter l'overhearing	72
5.4.3	Minimiser la latence	72
5.4.4	Traiter la scalabilité	73
5.5	Les modèles de communication utilisés dans SS-MAC	74
5.6	L'énergie consommée dans SS-MAC	74
5.7	Graphes pour la consommation d'énergie	77
5.7.1	Consommation d'énergie par rapport au nombre de paquets	77
5.7.2	Consommation d'énergie par rapport à chaque période de SS-MAC	78
5.8	Le temps d'activité d'un NO	79
5.9	Conclusion	80
6	Modélisation de SS-MAC par les chaînes de Markov	81
6.1	Introduction	81
6.2	Les techniques d'évaluation	81
6.3	Rappel sur les chaînes de Markov	82
6.3.1	Distribution stationnaire	83
6.4	Modèle de la couche SS-MAC	83
6.4.1	Hypothèse	83
6.4.2	Chaînes de Markov de chaque période	84
6.4.2.1	Période de regroupement en clusters (P_1)	84
6.4.2.2	Période TX/RX _{CH-NO}	85
6.4.2.2.1	Période de vérification P_2	85
6.4.2.2.2	Période d'allocation P_3	86
6.4.2.2.3	Période de réception P_4	86
6.4.3	Equations d'état de la chaîne de Markov de chaque période P_i	87
6.4.3.1	Equations de la période P_1	87
6.4.3.2	Equations de la période P_2	88
6.4.3.3	Equations de la période P_3	89
6.4.3.4	Equations de la période P_4	89
6.5	Etude des performances	90
6.5.1	Energie consommée dans P_1	91
6.5.2	Energie consommée dans P_2	94
6.5.3	Energie consommée dans P_3	95
6.5.4	Energie consommée dans P_4	97
6.6	Conclusion	100
	Conclusion et Perspectives	102
	Liste des Acronymes	103
	Bibliographie	106
	Annexe : Preuve sur la propriété Markovienne	111

LISTE DES FIGURES

1.1	Les composants d'un nœud capteur	6
1.2	Communication dans un réseau de capteurs sans fil	7
1.3	Le nœud Mica	9
1.4	Le nœud capteur BThode	9
1.5	La pile protocolaire pour les réseaux de capteurs.	14
2.1	Modèle de consommation d'énergie	19
2.2	Solutions proposées pour conserver l'énergie lors de la perception, le traitement et la communication	22
2.3	Classification des protocoles de routage dans les RCSFs	24
2.4	Taxonomie des techniques de contrôle de la topologie	24
3.1	Les trames de TDMA.	28
3.2	Transfert de données dans a)MACA, b)MACAW et c)MACA-BI	31
3.3	Les étapes de communications dans IEEE 802.11	32
3.4	Les périodes d'écoute et de mise en veille dans S-MAC.	35
3.5	La période d'écoute adaptative de TMAC.	36
3.6	Le problème de mise en veille plus tôt.	36
3.7	Doubler le duty cycle dans DSMAC.	37
3.8	<i>Low power listening</i> de BMAC.	38
3.9	Réduction de la longueur du préambule dans WiseMAC.	40
3.10	Format d'une trame TRAMA.	41
3.11	La trame de GMAC.	44
4.1	Architecture d'un satellite	48
4.2	Couverture complète de la terre par trois satellites GEO	50
4.3	Les différentes constellations des satellites	51
4.4	Une constellation de satellites	51
4.5	Angle d'élévation d'un satellite	53
4.6	Architecture d'un système de télécommunication par satellite	55
4.7	Communication entre un satellite GEO et les capteurs	56
4.8	La technique TDMA	58
4.9	La technique FDMA	58
4.10	La technique CDMA	59
4.11	Les étapes de communication	60
4.12	Format du paquet Self Notification	61
5.1	Architecture d'une communication entre un satellite et un réseau hétérogène	64
5.2	La trame de SS-MAC	64
5.3	Organisation des nœuds capteurs en clusters	65

5.4	Période de TX/RX entre CH et NO	66
5.5	Format d'un paquet Response Query du NO	66
5.6	Format d'un paquet Response Query d'un CH	67
5.7	Les transitions des états d'un CH	68
5.8	Les transitions des états d'un NO	68
5.9	Diffusion du message Reqr_Clu	71
5.10	La période de vérification	72
5.11	Eviter l'overhearing par l'état Sommeil	73
5.12	La consommation d'énergie par rapport au nombre de paquets qu'un NO a collecté	78
5.13	La consommation d'énergie durant chaque période de la trame SS-MAC	79
6.1	Technique d'évaluation des performances	82
6.2	Chaîne de Markov de la période de regroupement P_1	84
6.3	Chaîne de Markov de la période de vérification P_2	85
6.4	Chaîne de Markov de la période d'allocation P_3	86
6.5	Chaîne de Markov de la période réception P_4	86
6.6	Probabilité d'état $P(R)$ en fonction de λ_I dans P_1	92
6.7	Probabilités d'état $P(I)$ et $P(F_1)$ en fonction de k_1 dans P_1	93
6.8	Energie consommée $E(1)$ en fonction de λ_I	94
6.9	Les probabilités d'états $P(R)$, $P(I)$ et $P(F_2)$ en fonction de k_2	95
6.10	Energie consommée $E(2)$ en fonction de k_2	96
6.11	Les probabilités d'états $P(R)$ et $P(F_3)$ en fonction de k_3	97
6.12	Energie consommée $E(3)$ en fonction de k_3	98
6.13	Les probabilités d'états $P(S)$, $P(R)$ et $P(T)$ en fonction de s	99
6.14	Energie consommée $E(4)$ en fonction de s	100

LISTE DES TABLEAUX

4.1	Caractéristiques des systèmes LEO.	60
5.1	Les types de messages échangés entre les NOs et un CH.	77
6.1	Puissances consommées dans les différents états.	91

LISTE DES ALGORITHMES

1	Envoi du paquet INVITATION par CH_i	65
2	Envoi du paquet JOIN par NO_j	66

INTRODUCTION GÉNÉRALE

DES produits récents dans la communication sans fil ont rendu possible la production des capteurs intelligents, autonomes et à énergie efficace qui peuvent être déployés dans plusieurs secteurs : santé, applications militaire, agriculture et transport. Afin de surveiller et prendre des mesures dans des champs de cible, le réseau de capteurs doit être muni d'un nombre élevé de nœuds capteurs pour mieux couvrir une surface donnée. Contrairement aux réseaux cellulaires et ad-hoc, les réseaux de capteurs ont les spécificités suivantes : tolérance aux fautes, grande densité, collaborateurs, faible débit, faible source d'énergie et un environnement inaccessible. Ces deux dernières spécificités font de l'énergie une contrainte très importante. L'énergie est le facteur majeur dans la durée de vie d'un réseau de capteurs sans fil (RCSF). Les nœuds capteurs utilisent des batteries qui ne peuvent pas en général être remplacées ou rechargées. Puisque le sous système radio consomme une partie significative dans l'énergie d'un capteur, plusieurs protocoles MAC sont proposés pour réduire la consommation d'énergie et d'étendre la durée de vie du réseau de capteurs. Le protocole de contrôle d'accès au médium (MAC) détermine pour un nœud le temps où il atteint le médium pour tenter de transmettre, de contrôler ou de faire passer un paquet à un autre nœud ou à un ensemble de nœuds.

L'intégration d'un réseau de capteurs sans fil et d'un satellite est la clé des systèmes qui permettent l'échange d'informations entre des zones géographiquement séparées. Le réseau doit être composé d'un large réseau de capteurs et d'un satellite qui a le rôle de transporter les mesures prises par les capteurs à un système de contrôle qui représente la destination.

Dans ce travail, nous nous intéressons à la couche MAC. Le protocole MAC doit être défini pour prendre en considération la contrainte d'énergie dans les réseaux de capteurs en minimisant les causes de perte d'énergie qui sont : les collisions, l'overhearing, l'overemitting et l'overhead.

Problématique et motivations

Les nœuds capteurs utilisent en général des batteries à courte durée de vie. La conservation d'énergie est obligatoire durant la communication sans fil qui représente un facteur consommant le plus d'énergie. Pour bien mener une communication entre un réseau de capteurs et un satellite, une des solutions est de concevoir un protocole MAC à base de conservation d'énergie. Le but de notre travail est de concevoir un protocole MAC pour la communication entre un RCSF et un satellite LEO (Low Earth Orbit) qui minimisera la consommation d'énergie au niveau des nœuds capteurs dans le but de maximiser leurs durées de vie.

Contribution

Dans ce travail, nous présentons une étude détaillée sur la problématique du contrôle d'accès au médium dans les réseaux de capteurs, puis nous avons étudié les satellites et leurs techniques d'accès au canal. Par la suite, nous avons proposé un protocole MAC que nous avons nommé SS-MAC (Satellite Sensor MAC) pour assurer une communication entre un satellite et un RCSF qui est soumis à des contraintes énergétiques. Notre contribution peut être récapitulée dans les points suivants :

- Ce protocole permet de traiter l'ajout et la suppression des nœuds capteurs.
- Il prolonge la durée de vie des nœuds ordinaires en traitant les causes de perte d'énergie suivantes : les collisions, l'overhearing, le contrôle de paquet overhead.
- Il traite la latence au niveau des nœuds ordinaires et des nœuds complexes que nous avons aussi nommés les clusters Head.

Dans le cinquième et le sixième chapitre, nous présentons notre protocole en détail.

Structure du mémoire

Ce mémoire est constitué de six chapitres :

Le premier chapitre présente des généralités sur les réseaux de capteurs, leurs classification,

leurs applications ainsi que leurs facteurs de conception.

Le deuxième chapitre présente la problématique de la consommation d'énergie dans les RCSFs, en particulier, dans la fonction de la communication et il montre les principales solutions proposées dans la littérature pour la gestion de l'énergie.

Le troisième chapitre concerne l'étude de la couche MAC dans les réseaux sans fil en général puis dans les réseaux de capteurs sans fil tout en étudiant les caractéristiques de cette couche dans un RCSF.

Le quatrième chapitre présente un aperçu général sur les satellites, leurs communications avec un secteur terrien. Les caractéristiques des satellites LEO et leurs communications avec un réseau de capteur sans fil sont détaillées.

Le cinquième chapitre présente notre contribution dans la problématique de conservation d'énergie dans les réseaux de capteurs et plus précisément au niveau des nœuds ordinaires, en décrivant les détails conceptuels de notre protocole SS-MAC. L'organisation des nœuds en clusters est obtenue par deux algorithmes et l'évaluation de la consommation d'énergie est donnée par une formule mathématique.

Le sixième chapitre concerne la modélisation de SS-MAC par les chaînes de Markov. Pour cerner le problème de la consommation d'énergie, une formule sur la puissance consommée a été calculée en fonction des probabilités d'états stationnaires. Ces dernières sont obtenues par les probabilités de transition présentées dans les chaînes de Markov associées à chaque période de SS-MAC.

Notre mémoire s'achève par une conclusion générale résumant les grands points qui ont été abordés ainsi que des perspectives que nous souhaitons accomplir prochainement.

ÉTAT DE L'ART SUR LES RÉSEAUX DE CAPTEURS SANS FIL

1.1 Introduction

Des progrès récents dans la communication sans fils ont autorisé le développement des nœuds capteurs à faible énergie. Ces petits capteurs sont capables de détecter des informations dans leurs environnements, de les traiter et de les envoyer à un ou plusieurs points de collecte. Un réseau de capteurs sans fil (RCSF) est utilisé dans plusieurs domaines d'application tels que : militaire (détection de mouvements), santé, forêts (détection de départs d'incendie), volcans (détection d'éruption volcanique) et quelques applications dans le commerce comme la qualité de contrôle des produits.

Dans ce chapitre, nous présentons des généralités sur un réseau de capteurs sans fil (RCSF), son architecture, ses plateformes et ses facteurs de conception.

1.2 Définition d'un nœud capteur

Un capteur est un petit appareil autonome capable d'effectuer de simples mesures sur son environnement immédiat comme la température, les vibrations et la pression. Il existe trois types de nœuds : les nœuds de cible, les nœuds capteurs et les nœuds puits. Un nœud capteur détecte les signaux (stimuli) générés par un nœud cible et diffuse les données nécessaires au nœud puits [57].

1.3 Architecture d'un nœud capteur

1.3.1 Matériel

Un capteur est composé de quatre éléments de base (figure 1.1) : unité de perception, unité de traitement, unité de communication (transceiver) et une unité de contrôle d'énergie (batterie) [12].

- L'unité de perception est composée à son tour de deux sous unités : capteurs et un convertisseur analogique-numérique (ADC pour Analog to Digital Converter). Le capteur perçoit ou mesure une donnée physique à partir d'une surface cible. L'ADC transforme les signaux analogiques produits par le capteur en un signal numérique. Ce dernier est ensuite transmis à l'unité de traitement pour effectuer des analyses [11, 12].
- L'unité de traitement joue un rôle très important pour la gestion d'une collaboration avec d'autres capteurs dans le but de réaliser une tâche donnée. Il existe plusieurs familles de cette unité comprenant : les microcontrôleurs, les microprocesseurs et les FPGAs (pour *Field Programmable Gate Arrays*) [3]. L'unité de traitement nécessite un stockage pour minimiser la taille des messages transmis et cela en appliquant un traitement local et une agrégation de données [26].

La mémoire est de l'ordre de 10 Kb de RAM pour stocker les données et de 100 Kb de ROM pour les programmes. Par exemple la mémoire flash est largement utilisée à cause de son coût et sa capacité de stockage.

- L'unité de communication : Il existe trois modèles de communications dans les capteurs : la communication optique (laser), infrarouge et fréquence radio (RF pour *Radio Frequency*). Le laser consomme moins d'énergie par rapport à la radio mais il est sensible aux états atmosphériques.

L'infrarouge comme le laser ne nécessite aucune antenne mais il a une capacité limitée pour la diffusion.

RF est le plus facile à employer mais il exige une antenne. L'énergie consommée augmente très vite en fonction de la portée de la radio. La consommation typique est de l'ordre de 20 mW pour une portée de quelques dizaines de mètres.

- L'unité de contrôle d'énergie : La consommation d'énergie est la ressource la plus critique dans les réseaux de capteurs. Les batteries utilisées dans les capteurs peuvent être classées en deux groupes : rechargeable ou non rechargeable. Dans des environnements dangereux, il est impossible de recharger ou de changer la batterie d'un nœud.

Une batterie est un dispositif complexe dont l'opération dépend de la dimension de la

batterie et le type d'électrode utilisé. Par exemple, une batterie d'un cm^3 peut stocker jusqu'à 1 Ampère-heure. Elle peut être de type alcaline, lithium ou nickel [33].

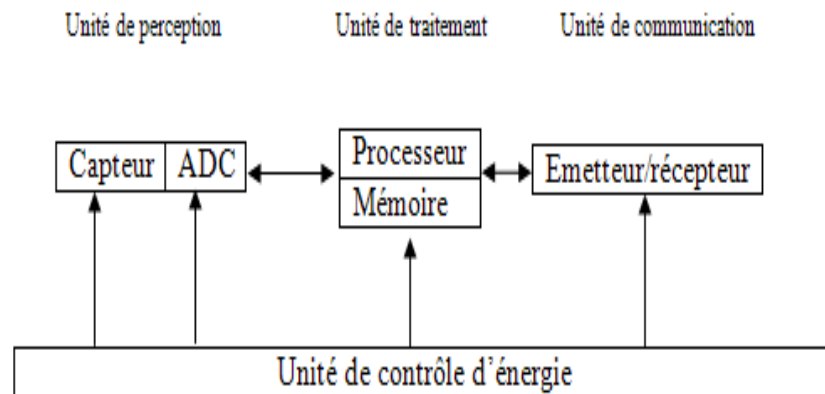


FIG. 1.1 – Les composants d'un nœud capteur

1.3.2 Système d'exploitation

Le système d'exploitation open-source TinyOS [7] qui s'appuie sur un langage NesC est conçu pour des RCSFs. Il respecte une architecture basée sur une association de composants. La bibliothèque de composants de TinyOS est particulièrement complète puisqu'elle inclut des protocoles réseaux, des pilotes de capteurs et des outils d'acquisition de données. En s'appuyant sur un fonctionnement évènementiel, TinyOS propose à l'utilisateur une gestion très précise de la consommation du capteur et permet de mieux s'adapter à la nature aléatoire de la communication sans fil entre les interfaces physiques.

1.4 Un réseau de capteurs sans fil (RCSF)

Un réseau sans fil peut être dans l'un de ces trois types : cellulaire, ad-hoc ou réseau de capteurs [8].

Les réseaux cellulaires contiennent des nœuds mobiles disséminés dans une surface divisée en cellules. Chaque cellule possède une station de base qui permet de servir les nœuds appartenant à sa cellule. Le nœud mobile communique en établissant une connexion à une station de base qui est connectée au réseau téléphonique.

Les réseaux ad-hoc (MANET pour Mobile Ad hoc NETWORK) sont déployés sans une infrastructure existante. Chaque nœud mobile fonctionne comme un utilisateur et un routeur.

Contrairement aux réseaux cellulaires et ad-hoc qui utilisent des nœuds mobiles rechargeables,

un réseau de capteur est composé d'un grand nombre de nœuds capteurs qui sont éparpillés dans un champ (figure 1.2). Ces nœuds dont la batterie n'est pas rechargeable, collectent des mesures et envoient le résultat en un seul saut ou en multi sauts vers une station de base (ou puits).

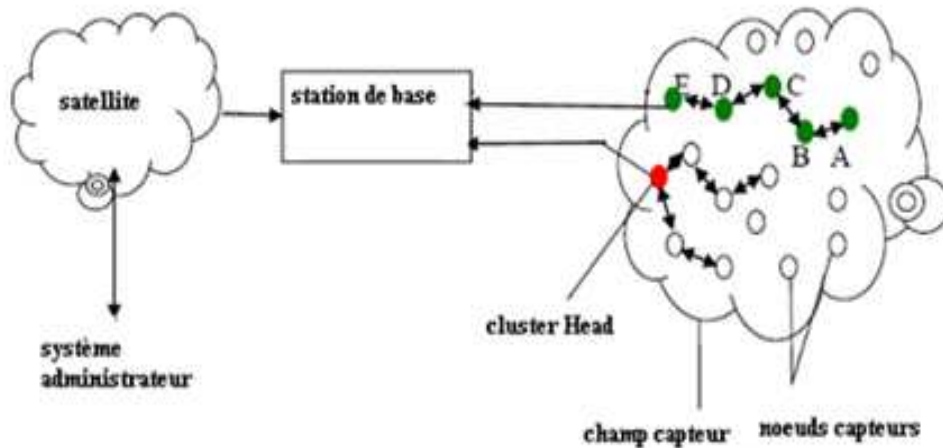


FIG. 1.2 – Communication dans un réseau de capteurs sans fil

1.5 Classification des RCSFs

La conception d'un RCSF est orientée application. En conséquence, les architectures, les protocoles et les algorithmes des réseaux de capteurs varient cas par cas. Cependant, différents RCSF ont des propriétés en commun [47]. Ces réseaux peuvent être classifiés en catégories basées sur plusieurs critères.

Selon la distance d'un nœud capteur à une station de base, le RCSF peut être un réseau à un seul saut (*single-hop*) ou à multi-sauts (*multihop*). Dans un RCSF à un seul saut, tous les nœuds capteurs transmettent leurs données directement vers une station de base. Tandis que dans un RCSF à multi-sauts, les nœuds peuvent envoyer leurs données à une station de base via des nœuds intermédiaires. Dans ce cas les nœuds intermédiaires exécutent une fonction de routage.

Selon la densité des nœuds capteurs, un RCSF peut être classifié en un réseau agrégeant ou non agrégeant. Dans ce dernier, toutes les données d'un seul nœud seront envoyées à une

destination. Le volume des calculs au niveau des nœuds intermédiaires est relativement petit. Cependant, la charge du trafic dans le système entier peut augmenter rapidement avec plus d'énergie consommée dans les communications. Le système non agrégeant est valable dans un réseau de capteurs où les nœuds ont moins de densité et suffisamment de capacité. Dans un réseau agrégeant, le réseau est organisé en clusters (groupes) dont chacun est représenté par un chef (ou *cluster Head*). Ce dernier recevra des informations à partir de ses nœuds voisins et les transmettra vers une station de base. Le regroupement des nœuds en clusters permet de réduire la complexité des algorithmes de routage, d'optimiser la ressource médium en la faisant gérer localement par un chef de cluster, de faciliter l'agrégation des données, de simplifier la gestion du réseau et en particulier l'affectation d'adresses et d'optimiser les dépenses d'énergie [53]. Le système agrégeant est valable pour les réseaux à grande échelle où les nœuds capteurs sont massivement distribués.

Le RCSF peut être déterministe ou dynamique selon la distribution des nœuds capteurs. Dans le réseau déterministe les positions des nœuds capteurs sont fixés. Le contrôle de ce réseau est simple et son implémentation est facile. Cependant, dans plusieurs cas, les endroits des nœuds capteurs ne sont pas disponible à priori comme ceux lancés à partir d'un avion. Donc, les nœuds capteurs doivent fonctionner dans le mode dynamique. Ce dernier est plus scalable et flexible mais nécessite plus d'algorithmes de contrôle.

Un réseau de capteurs peut être homogène ou hétérogène [66]. Dans la classe homogène, tous les nœuds du réseau sont identiques et partagent une même complexité matérielle. Par contre, différents nœuds sont utilisés dans la classe hétérogène. La majorité des nœuds avec une faible complexité du matériel et d'autres avec une grande complexité. Comme dans le cas des clusters, les nœuds dans un cluster ont le même niveau d'énergie et ils transmettent des données vers leur cluster Head. Ce dernier qui doit agréger les différentes données et les transmettre vers une station distante (ex : les satellites), doit être muni d'un plus grand niveau d'énergie.

1.6 Les plateformes dans les RCSFs

- La plateforme développée par Berkeley connue aussi sous le nom de Mica Motes¹ avec des versions différentes (Mica (figure 1.3), Mica2, Mica2Dot) [31, 32, 50] est très utilisée pour le déploiement des applications pilote. Le module radio possède une bande passante équivalente à celle d'un modem qui offre aux développeurs une connectivité afin de construire un réseau. L'espace mémoire peut être augmenté par l'utilisation d'un circuit

¹Mote : petite particule

intégré flash externe.

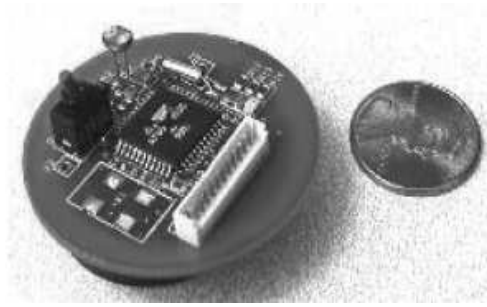


FIG. 1.3 – Le nœud Mica

- La plateforme Intel iMote [42, 2] est une conception récente qui utilise une puce munie d'un puissant microprocesseur de type ARM (Acorn Risc Machine), d'une mémoire et d'une radio implémentant le standard Bluetooth qui est largement utilisé dans les ordinateurs portables et les téléphones cellulaires. Normalement, le processeur ARM est consacré à la gestion de la radio Bluetooth et le transfert des paquets. Cependant, dans l'iMote le TinyOS s'exécute directement sur le processeur ARM en fournissant un système autonome qui contrôle la consommation d'énergie et entretient les capteurs et les routes. Le BTnode [6] en est un exemple de cette plateforme (figure 1.4)



FIG. 1.4 – Le nœud capteur BTnode

- A l'autre extrême se trouve les plateformes utilisant des processeurs 32 bits sur lesquelles fonctionnent des systèmes d'exploitation comme linux qui sont équipés d'une longue portée radio comme IEEE 802.11 ou des modems de téléphone cellulaire. Ces plateformes seront distribuées plus largement et employées comme le point d'agrégation, le stockage et la fusion des données [21].

1.7 Les domaines d'application d'un RCSF

La taille de plus en plus réduite des capteurs, le coût de plus en plus faible, la large gamme des types de capteurs disponibles ainsi que le support de communication sans fil utilisé, permettent aux réseaux de capteurs d'envahir plusieurs domaines d'applications. Parmi les domaines où ces réseaux peuvent offrir les meilleures contributions, nous citons les domaines militaire, environnemental, médicale, sécurité et commerciale [11, 37].

1. **Applications militaire** : Le domaine militaire a été un moteur initial pour le développement des réseaux de capteurs. Le déploiement rapide, le coût réduit, l'auto-organisation et la tolérance aux pannes des réseaux de capteurs sont des caractéristiques qui rendent ce type de réseaux un outil appréciable dans un tel domaine. Le réseau de capteurs peut être déployé sur un endroit stratégique ou difficile d'accès afin de surveiller toute les activités des forces ennemies ou d'analyser le terrain avant d'y envoyer des troupes (détection d'agents chimiques, biologiques ou de radiations).
2. **Applications d'environnement** : Des capteurs dispersés à partir d'un avion sur une forêt peuvent signaler un éventuel début d'incendie dans le champ de perception ; ce qui permettra une meilleure efficacité pour la lutte contre les feux de forêt. Dans les champs agricoles, les capteurs peuvent être semés avec les graines. Sur les sites industriels, les centrales nucléaires ou dans les pétroliers, des capteurs peuvent être déployés pour détecter des fuites de produits toxiques (gaz, produits chimiques, pétrole, etc.) et alerter les utilisateurs dans un délai suffisamment court pour permettre une intervention efficace. Les éventuelles conséquences de la dispersion en masse des capteurs dans l'environnement ont soulevé plusieurs inquiétudes.
3. **Applications pour la sécurité** : Les altérations dans la structure d'un bâtiment, suite à un séisme ou au vieillissement, pourraient être détectées par des capteurs intégrés dans les murs ou dans le béton. La surveillance de voies ferrées pour prévenir des accidents avec des animaux et des êtres humains peut être une application intéressante des réseaux de capteurs. La protection des barrages pourrait être accomplie en y introduisant des capteurs. L'application des réseaux de capteurs dans le domaine de la sécurité pourrait diminuer considérablement les dépenses financières consacrées à la sécurisation des lieux et à la protection des êtres humains tout en garantissant de meilleurs résultats.
4. **Applications médicale** : La surveillance des fonctions vitales de l'être humain serait possible grâce à des micro-capteurs qui pourront être avalés ou implantés sous la peau. Actuellement, des micro-caméras qui peuvent être avalées existent. Elles sont capables,

sans avoir recours à la chirurgie, de transmettre des images de l'intérieur d'un corps humain.

L'utilisation des réseaux de capteurs dans le domaine de la médecine pourrait apporter une surveillance permanente des patients et une possibilité de collecter des informations physiologiques de meilleure qualité, facilitant ainsi le diagnostic de quelques maladies.

5. **Applications commerciale** : Il est possible d'intégrer des nœuds capteurs au processus de stockage et de livraison. Le réseau ainsi formé, pourra être utilisé pour connaître la position, l'état et la direction d'un paquet ou d'une cargaison. Pour les entreprises manufacturières, les réseaux de capteurs permettront de suivre le procédé de production à partir des matières premières jusqu'au produit final livré. Grâce aux réseaux de capteurs, les entreprises pourraient offrir une meilleure qualité de service.

1.8 Les facteurs de conception d'un RCSF

La conception des réseaux de capteurs doit se baser sur ces défis qui sont inhérents aux réseaux de capteurs [8, 11, 12].

1.8.1 Tolérance aux fautes

La tolérance aux fautes ou la fiabilité est la capacité de maintenir les fonctions d'un réseau de capteur sans aucune interruption qui peut être causée par des défaillances des nœuds capteurs. Ces défaillances peuvent être produites par des interférences de l'environnement, des dommages physiques ou le manque de puissance des nœuds.

La fiabilité $F_k(t)$ ou la tolérance aux fautes d'un nœud capteur est présentée dans [34] par une distribution de poisson dans le but de percevoir la probabilité pour ne pas avoir de panne dans un intervalle de temps $[0, t]$:

$$F_k(t) = \exp(-\lambda_k t)$$

Où λ_k est le taux de panne d'un nœud capteur k et t est la période de temps.

1.8.2 Facteur d'échelle (scalabilité)

Le nombre de nœuds capteurs disséminés dans une surface donnée doit être dans l'ordre de centaine ou de millier selon l'application à réaliser. La densité peut s'étendre de quelques

nœuds en quelques centaines de nœuds dans une région. La densité μ peut être calculée selon [20] comme suit :

$$\mu(R) = (N\pi R^2)/A$$

Où N est le nombre de nœuds capteurs éparpillés dans une région A et R est la portée de transmission de la radio.

1.8.3 Coût de la production

Puisque un réseau de capteurs est composé de plusieurs nœuds, le coût unitaire d'un capteur est très important pour justifier le coût total du réseau. En conséquence, chaque nœud capteur doit être à coût minimum.

1.8.4 Support de transmission

Dans un réseau de capteur à multi sauts, les nœuds capteurs sont liés à travers un support sans fil. Ces liens de communications peuvent être constitués par radio, infra rouge ou optique. Pour permettre une opération globale de ces réseaux, le support de transmission choisit doit être disponible au niveau mondiale. Une grande partie des nœuds capteurs sont basés sur la fréquence radio (RF pour *Radio Frequency*).

1.8.5 La topologie

La forte probabilité de panne d'un nœud ou la possibilité de rajouter des capteurs donnent le pouvoir à une topologie de changer dynamiquement. Il faut donc gérer avec précision la maintenance et les changements de cette topologie. On distingue trois phases.

- Le pré déploiement : Les capteurs peuvent être éparpillés (manuellement ou par avion) ou placés précisément (manuellement ou par robots).
- Le post déploiement : A cause des pannes, des déplacements de capteurs ou d'obstacles mobiles. La topologie doit parfois être changée après le déploiement.
- Le redéploiement : Des nœuds peuvent être déployés dans un deuxième temps pour remplacer ceux tombé en panne ou détruit. La encore la topologie devra s'adapter.

1.8.6 L'environnement

Les capteurs peuvent être déployés tout prêt ou à l'intérieur de l'objet à surveiller. Ils peuvent être : au fond d'un océan, dans un lieu contaminé biologiquement ou chimiquement, dans un champ de bataille, sur un animal ou véhicule, dans un immeuble ou une maison. Ces situations variées engendrent des contraintes très fortes de l'environnement sur les capteurs.

1.8.7 Consommation d'énergie

Un nœud capteur étant un appareil micro électronique, il peut être équipé d'une source d'énergie limitée. Dans quelques applications, la recharge de la batterie est quasiment impossible, par conséquent, la durée de vie d'un capteur est largement liée à la durée de vie de sa batterie. Les tâches principales d'un nœud capteur se résument dans la détection d'un évènement, traitement des données perçues et leurs transmissions.

1.9 La pile protocolaire

La pile protocolaire utilisée par une station de base et les nœuds capteurs est présentée dans la figure 1.5. Cette pile intègre les données avec les protocoles de la couche réseau, communique à travers le médium sans fil en conservant l'énergie et favorise les efforts coopératifs des nœuds [11, 12].

1.9.1 Couche physique

La couche physique intervient dans les techniques d'émission et de réception. La couche physique est responsable de la sélection des fréquences et de la détection d'un signal

1.9.2 Couche liaison de données

Cette couche est responsable du multiplexage des flux de données, de l'accès au médium et le contrôle d'erreur. Elle assure une connexion point à point ou point à multipoint fiable dans une communication réseau. Elle est composée d'une couche de contrôle des liens logiques

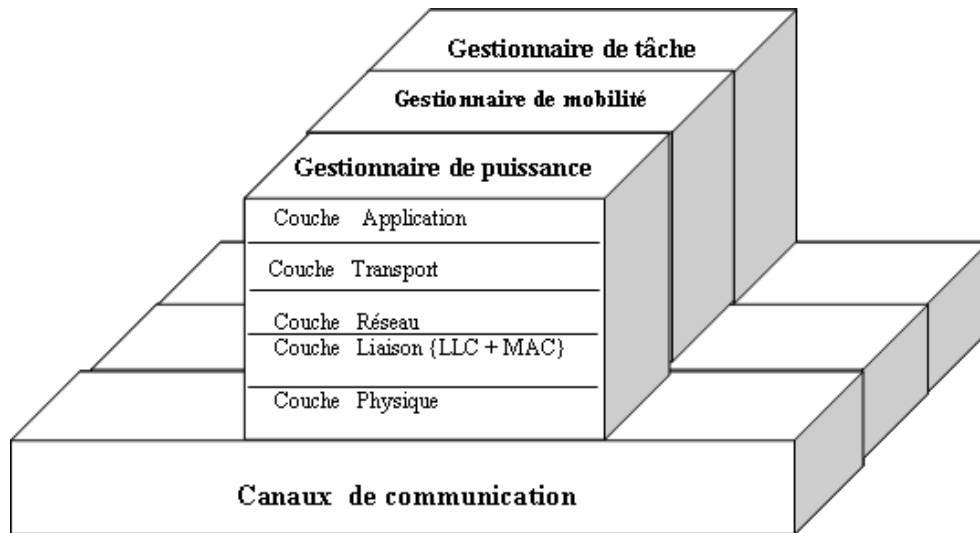


FIG. 1.5 – La pile protocolaire pour les réseaux de capteurs.

(LLC pour Logical Link Control) et une couche de contrôle d'accès au médium (MAC pour Médium Access Control).

- LLC fournit une interface standard entre les deux couches liaison et réseau en encapsulant les segments venant de la couche réseau par l'ajout des en-têtes nécessaires. Elle rassemble et fragmente les trames MAC qui incluent la donnée, l'information de contrôle, le calcul du contrôle par redondance cyclique (CRC pour Cyclic Redundancy Check), l'adresse source, l'adresse de destination et l'adresse des équipements intermédiaires.
- La couche MAC offre des opportunités importantes pour réduire la consommation d'énergie et prolonger la durée de vie des nœuds d'un réseau de capteurs puisqu'elle contrôle la radio. La couche MAC fournit le partage d'accès au médium et un protocole qui permet l'échange des trames [11, 12, 37].

1.9.3 Couche réseau

Les nœuds capteurs sont souvent éparpillés massivement dans une région à observer. Dans de tels scénarios, une communication à multi sauts peut être un bon choix pour les réseaux de capteurs. Les nœuds capteurs consomment beaucoup moins d'énergie dans la transmission des messages car les distances entre les nœuds sont petites [37].

1.9.4 Couche transport

La couche transport sert à maintenir le flux de données en cas de nécessité dans les applications utilisées, particulièrement lors d'une connexion avec Internet [12].

1.9.5 Couche application

Selon les événements perçus, différents types d'applications peuvent être utilisées dans la couche application.

1.9.6 Le plan de gestion d'énergie

Le plan de gestion d'énergie consiste à gérer l'énergie consommée par les capteurs. Par exemple, un nœud capteur doit éteindre son interface de réception après avoir reçu un message de ses voisins. Ceci évite la réception des messages dupliqués. Aussi, quand le niveau d'énergie d'un capteur est faible, ce dernier diffuse à ses voisins pour ne pas participer au routage des messages et conserver l'énergie restante à la perception [11].

1.9.7 Le plan de gestion de mobilité

Le plan de gestion de mobilité détecte et enregistre le mouvement des nœuds capteurs. Ceci permet à un nœud de maintenir un itinéraire vers un utilisateur et il peut garder trace de l'emplacement de ses voisins. En sachant l'emplacement de ses derniers, un nœud peut équilibrer l'usage de son énergie [11].

1.9.8 Le plan de gestion des tâches

Le plan de gestion des tâches s'occupe de l'équilibrage et de la distribution des tâches de perception pour une région spécifique. Les nœuds de cette région ne sont pas tous sollicités à exécuter ces tâches au même temps. Cela dépend de la nature du capteur, son niveau d'énergie et de la zone géographique [11].

1.10 Conclusion

La tolérance aux fautes, la fidélité élevée de la perception, le coût réduit et les caractéristiques du déploiement des réseaux de capteurs créent de nouvelles applications pour la perception à distance. Cependant, la réalisation des réseaux de capteurs nécessite la satisfaction des facteurs de conception. La consommation d'énergie qui est divisé en perception, traitement des données et communication et l'un des facteurs les plus critiques.

En raison de l'épuisement rapide de la batterie des nœuds capteurs, beaucoup de recherches ont été faites dans le but de minimiser la consommation d'énergie des nœuds dans les différentes couches afin de maximiser leurs durées de vie. La présentation des mécanismes permettant la conservation d'énergie est l'objectif du prochain chapitre.

LES MÉCANISMES DE CONSERVATION D'ÉNERGIE DANS LES RCSFs

2.1 Introduction

L'énergie est la ressource la plus précieuse dans un réseau de capteurs car elle influe directement sur la durée de vie des capteurs et du réseau en entier. L'efficacité d'énergie est très importante dans les RCSFs puisque le remplacement ou le rechargement des batteries des capteurs est irréalisable.

Dans ce chapitre, nous posons la problématique de la consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil, en particulier, dans la fonction de communication et nous présentons les principales solutions proposées dans la littérature pour la gestion de l'énergie.

2.2 La consommation d'énergie dans les RCSFs

La tâche principale d'un nœud capteur est la détection des phénomènes, le traitement et l'émission/réception des données. Pour cela la consommation d'énergie sera divisée en trois phases : la perception, le traitement et la communication des données [40].

2.2.1 Energie de perception

L'énergie consommée lors de la perception inclue : (1) l'échantillonnage des signaux physiques, (2) le traitement du signal et (3) la conversion analogique/numérique. L'énergie varie

selon la nature de l'application. La complexité de l'évènement à détecter joue également un rôle crucial pour déterminer la quantité d'énergie consommée. Par exemple, écouter dans un intervalle de temps consomme moins d'énergie que le contrôle continu. Cependant, l'énergie liée à la perception représente juste un petit pourcentage par rapport à la consommation totale d'énergie dans un RCSF.

2.2.2 Energie de traitement

La consommation d'énergie dans le traitement des données est faible par rapport à celle de la communication. Prenons cet exemple : l'énergie nécessaire pour transmettre 1 KB dans une distance de 100 m est approximativement la même que celle nécessaire à l'exécution de 3 millions d'instructions à une vitesse de 100 millions d'instructions par seconde (*MIPS*). Cette phase est effectuée par un microprocesseur.

2.2.3 Energie de la communication

L'unité de communication dans un nœud capteur comporte principalement un circuit RF (*Radio Frequency*). En général la radio peut fonctionner dans quatre modes d'opération : transmission, réception, inactive (Sommeil) et mise en veille (Idle). L'énergie liée à la communication est le contribuant majeur de l'écoulement total de l'énergie. Elle est déterminée par la quantité totale de la communication et la distance de transmission.

2.2.3.1 Modèle de consommation d'énergie

Actuellement, beaucoup de recherches sont effectuées dans le domaine de la radio à faible énergie. Différentes propositions sur les caractéristiques de la radio incluent la dissipation d'énergie dans les modes émission et réception changent les avantages des différents protocoles. Heinzelman et al [30] proposent un modèle (figure 2.1) où la radio absorbe $E_{elec} = 50$ nJ/bit pour exécuter des circuits émetteur/récepteur et $E_{amp} = 100$ pJ/bit/m² pour l'amplificateur de transmission. Ainsi, pour transmettre un message de k bits sur une distance d , la radio dépense :

$$E_{tx}(k, d) = E_{elec} \times k + E_{amp} \times k \times d^2 \quad (2.1)$$

Pour recevoir ce même message, la radio dépense :

$$E_{rx}(k) = E_{elec} \times k \quad (2.2)$$

Où :

E_{elec} est l'énergie électronique et E_{amp} est l'énergie nécessaire pour l'amplification.

Les protocoles doivent essayer de minimiser la distance de transmission et le nombre d'opération de réception et d'émission pour chaque message.

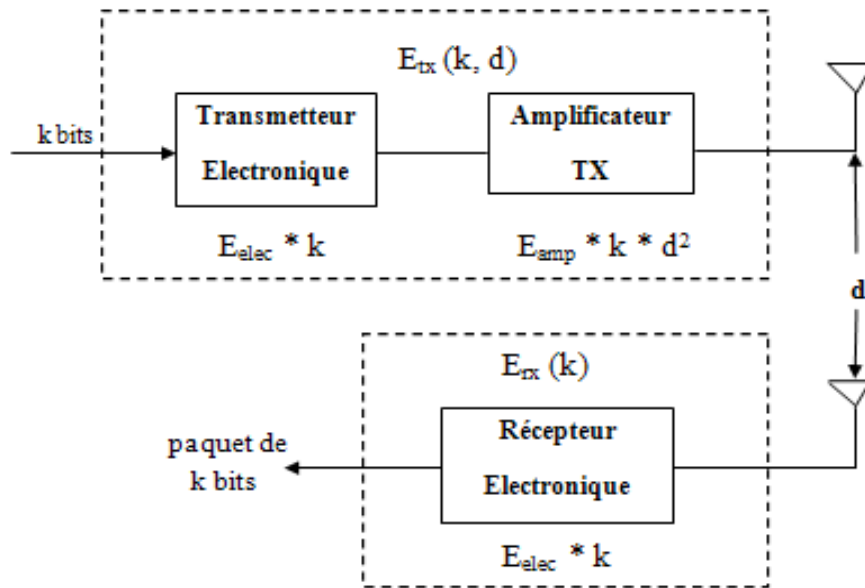


FIG. 2.1 – Modèle de consommation d'énergie

2.3 Facteurs intervenant dans la consommation d'énergie

Nous analysons dans ce qui suit les différents facteurs intervenant dans la consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil.

2.3.1 L'état du module radio

La radio d'un nœud capteur permet une communication sans fil avec des nœuds voisins. Plusieurs facteurs affectent les caractéristiques de la consommation d'énergie de la radio et qui

sont : le type de modulation, le taux de données, l'énergie de la transmission (qui est déterminé par la distance de transmission) et le cycle d'activité. En général, la radio peut fonctionner dans quatre modes d'opérations :

- Transmission : La radio transmet un paquet.
- Réception : La radio reçoit un paquet.
- Mise en veille "idle" : La radio est allumée mais elle n'est pas employée. Ce qui engendre l'écoute active du canal.
- Sommeil : La radio est mise hors tension.

La radio consomme beaucoup plus d'énergie dans les modes réception et émission. Cependant, le mode idle est également coûteux en énergie. Dans la plupart des cas, la consommation d'énergie est relativement élevée dans le mode actif puisque ce dernier nécessite que le module radio soit mis sous tension et décode continuellement les signaux radio pour détecter l'arrivée des paquets. Différentes mesures ont montré que la consommation d'énergie dans les modes idle : réception : émission sont à 1 : 1.05 : 1.4 [65] et 1 : 2 : 2.5 [41]. Pour cela, il est important d'éteindre complètement la radio au lieu de transiter vers l'état idle lorsqu'il n'y a aucune donnée à envoyer ou à recevoir. Un autre facteur influe est le changement des états de la radio. Par exemple, lorsque la radio passe d'un état sommeil à l'état transmission pour envoyer un paquet, une quantité significative d'énergie est consommée.

2.3.2 L'accès au médium de transmission MAC

Pour concevoir un protocole MAC à énergie efficace, les collisions doivent être évitées autant que possible. En plus de cela, l'écoulement d'énergie due à l'idle listening, l'overhearing et l'overhead doit être minimisé. Plusieurs approches ont été proposées. Cependant, il est difficile de réaliser tous les objectifs pour conserver de l'énergie.

2.3.2.1 Collision

Dans les réseaux de capteurs sans fil, tous les nœuds sont capables de transmettre des données à travers un même canal. Chaque nœud peut être muni d'une seule antenne de réception. Cependant, si une ou plusieurs transmissions arrivent de différentes sources en même temps, une collision se produira et aucune de ces transmissions ne peut être reçue correctement. Pour assurer la fiabilité d'une transmission, les nœuds émetteurs doivent retransmettre ces données. Ceci causera des dépenses énergétiques supplémentaires.

2.3.2.2 L'écoute active du canal "idle listening"

Dans le but d'éliminer ou de réduire les collisions, les nœuds doivent écouter le canal continuellement afin d'obtenir une information ou attendre d'envoyer les données jusqu'à ce que le canal redevienne libre. Pour cette raison, une énergie supplémentaire est demandée. L'énergie nécessaire à l'écoute d'un canal vide n'est pas négligeable devant la réception et l'émission des données.

2.3.2.3 La sur-écoute "overhearing"

Les trames unicast ont une seule source et une seule destination. Cependant, dans le cas d'un médium sans fil, tous les voisins d'une source qui sont dans un état d'écoute peuvent entendre un paquet et le jeter s'ils ne sont pas destinataires. C'est ce que nous appelons l'overhearing.

2.3.2.4 Contrôle de paquet overhead

Les en-têtes et les paquets de contrôle de la trame MAC consomment de l'énergie.

2.3.2.5 La sur-émission "overemitting"

L'overemitting est de transmettre un message à un nœud destinataire alors qu'il n'est pas prêt.

2.3.3 Routage des données

La couche réseau est responsable de l'acheminement des données à partir d'une source vers une destination. Cette fonction influe sur l'énergie de calcul et de la communication. Un nœud décidant d'envoyer un paquet à un de ses voisins, doit calculer une fonction de coût. Ce calcul consomme une énergie qui s'ajoute à celle de la communication. L'énergie de routage totale représente la somme des énergies consommées par les nœuds capteurs tout le long du chemin [63]. La perte d'énergie due à un mauvais acheminement des paquets de données a un impact sur la durée de vie du réseau et peut conduire au partitionnement de ce dernier (dissipation totale de l'énergie des capteurs sur certaines routes).

2.3.4 Classe d'application

Le type d'application a un impact direct sur la durée de vie de la fonction de capture, le taux des données transmises, la topologie et la latence, et par conséquent sur la durée de vie totale du réseau [33]. La consommation d'énergie diffère d'une classe d'application à une autre. Dans une application de surveillance d'un évènement ou d'un objet, les nœuds doivent contrôler leurs radios continuellement, ce qui consomme de l'énergie.

2.4 Mécanismes de minimisation de la consommation d'énergie

Après avoir passé en revue les principales causes de perte d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil, nous présentons dans ce qui suit les différentes approches proposées dans la littérature pour minimiser la consommation d'énergie. Ces approches sont surtout dédiées aux couches liaison (niveau MAC) et réseau. La figure 2.2 résume ces techniques.

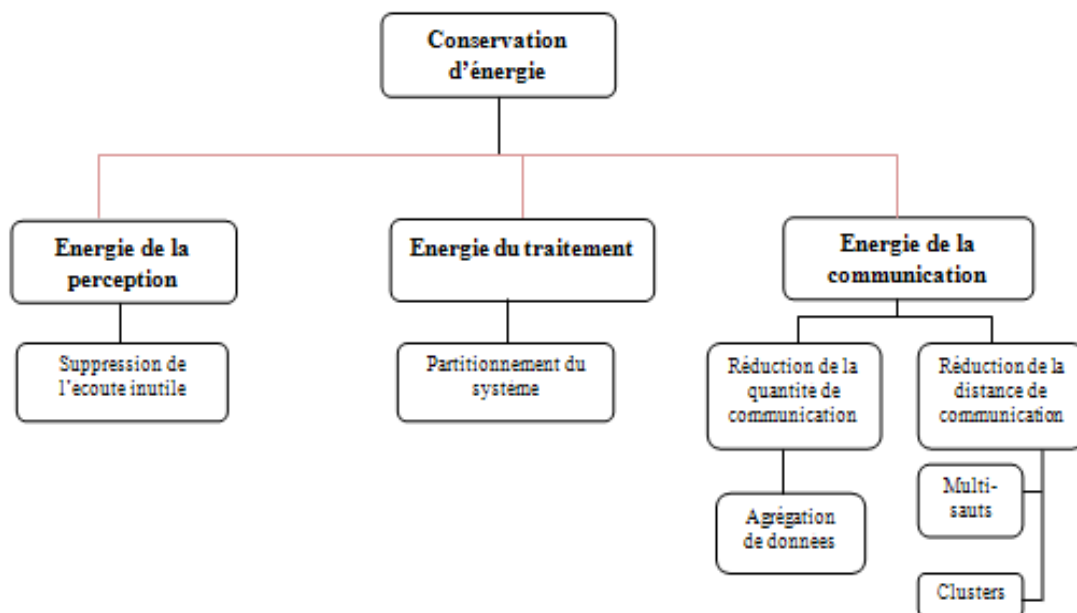


FIG. 2.2 – Solutions proposées pour conserver l'énergie lors de la perception, le traitement et la communication

- La capture dans un intervalle de temps peut être utilisée comme une approche qui permet la sauvegarde d'énergie.

- Le partitionnement du système [69] peut être aussi utilisé pour réduire la consommation d'énergie dans le traitement. Il existe deux approches pratiques qui peuvent être l'élimination du traitement intensif à un centre de traitement distant qui n'a pas une contrainte d'énergie ou la répartition des calculs complexes parmi de nombreux capteurs.
- Le traitement local des données pour réduire la quantité du trafic peut réaliser une sauvegarde significative de l'énergie [59]. Afin de réduire la distance du signal de transmission, la communication à multi-sauts (*multihop*) et l'organisation en clusters (groupes) sont proposées pour diffuser les données dans le réseau.

2.4.1 Routage sensible à l'énergie

Le routage dans les réseaux de capteurs utilise le nombre de sauts comme métrique, ce qui ne réduit pas nécessairement l'énergie pour acheminer un paquet. Singh et al. [63] proposent plusieurs métriques : minimiser l'énergie consommée par paquet entre deux nœuds, maximiser le temps jusqu'à la partition du réseau, minimiser la variance au niveau d'énergie des nœuds et minimiser le maximum du coût de routage. Par conséquent, le but est de trouver les routes qui optimisent ces métriques. Les auteurs de [63] considèrent cette optimisation comme un problème NP-complet. Plusieurs protocoles ont été proposés dans la littérature. Le principe de fonctionnement de chaque protocole diffère suivant la philosophie de l'approche à laquelle il appartient (figure 2.3). Ces approches peuvent être distinguées suivant : la structure du réseau [10], les fonctions des protocoles [10], l'établissement de route [38] et l'initiateur de communication.

2.4.2 Contrôle de la topologie

La topologie est déterminée par le nombre de capteurs voisins dans une surface couverte par une portée de la transmission [56]. Le résultat des analyses montrent que la consommation d'énergie est proportionnelle aux nombres de voisins. Lorsque la topologie a moins de voisins capteurs, elle consomme moins d'énergie mais elle doit éprouver plus de sauts pour atteindre une destination. Le contrôle de la topologie est l'une des techniques les plus importantes utilisées dans les réseaux de capteurs pour réduire la consommation d'énergie [61]. En plus de la réduction de la consommation d'énergie, le contrôle de la topologie a un effet positif pour réduire la contention dans le but d'atteindre le canal sans fil. En général, lorsque la portée de transmission d'un nœud est petite, plusieurs nœuds peuvent transmettre simultanément sans entrer en interférence avec d'autres.

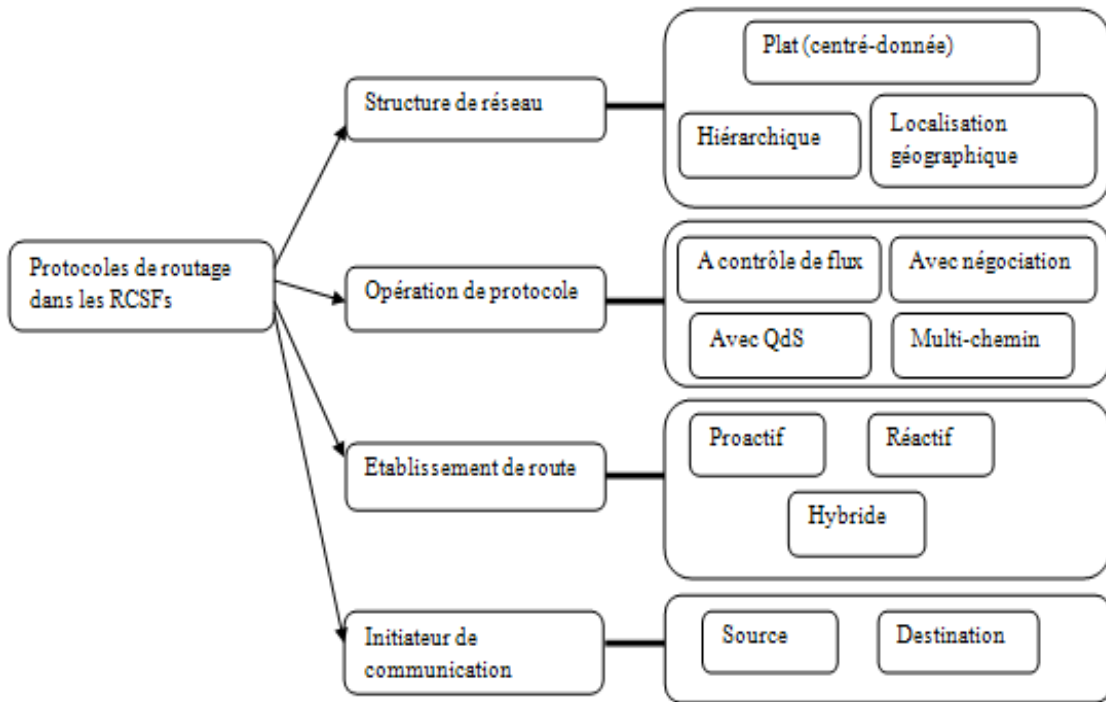


FIG. 2.3 – Classification des protocoles de routage dans les RCSFs

2.4.2.1 Taxonomie des techniques de contrôle de la topologie

Une classification des mécanismes de contrôle de la topologie est proposée par [61] (figure 2.4). La première distinction est entre les approches homogènes et non homogènes. Dans le premier cas, les nœuds sont supposés avoir la même portée de transmission r et le problème de contrôle de la topologie consiste à déterminer la valeur minimale de r de telle sorte que la propriété du réseau sera satisfaite. Dans le deuxième cas, les nœuds choisissent leurs portées de transmission à condition de ne pas dépasser une portée maximale.

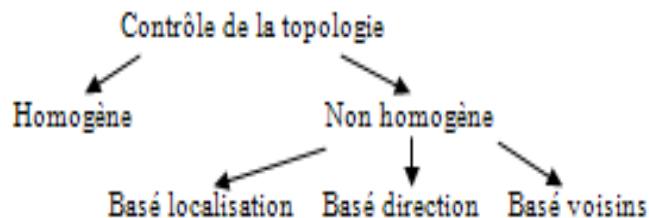


FIG. 2.4 – Taxonomie des techniques de contrôle de la topologie

Le contrôle de la topologie non homogène est classifié à son tour en trois catégories qui dépend du type d'information utilisée pour calculer la topologie.

Dans les approches basées localisation, les positions exactes des nœuds sont connues. Cette information est utilisée par un système central pour calculer les portées de transmission.

Dans les approches basées direction, il est supposé que les nœuds ne connaissent pas leurs positions mais ils peuvent estimer leurs directions vers chacun de leurs voisins.

Dans les techniques basées voisins, les nœuds connaissent seulement les identifiants de leurs voisins.

2.4.3 Conception inter-couches "cross layer"

Les interfaces entre les couches de la pile protocolaire des nœuds capteurs sont statiques, ce qui implique une insuffisance en optimalité et en flexibilité. Par conséquent, ce modèle n'est pas bien adapté pour des réseaux où les nœuds sont limités en ressources. Un nouveau domaine de recherche vient de voir le jour " *cross layer design* " [37]. Il s'agit de développer une liaison entre les couches. Les messages de contrôle échangés entre les couches portent sur des informations sur l'état de chaque couche, de sorte que le système tire profit de cette interdépendance. Ce bénéfice peut être exprimé en termes d'énergie, de délai de transmission et de qualité de service

2.4.4 Contrôle d'accès au médium

Dans la couche MAC, il existe quatre causes qui incitent à la consommation d'énergie : les collisions, l'écoute active du canal, la sur-écoute et les paquets de contrôle overhead. Plusieurs protocoles ont été proposés dans la littérature mais aucun ne traite simultanément l'ensemble de ces causes. Ces protocoles sont exposés dans le chapitre suivant.

2.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons étudié les facteurs qui interviennent dans la consommation d'énergie au niveau d'un nœud dans un RCSF ainsi que les solutions proposées pour maîtriser ces facteurs. L'état du module radio qui est géré par la sous couche MAC est l'un des principaux facteurs influant sur cette consommation. De ce fait, nous avons étudié les protocoles conçus pour la couche MAC que nous avons classé en trois catégories : les protocoles à accès aléatoire,

les protocoles à accès fixe et les protocoles hybrides.

La présentation de ces protocoles sera l'objectif du prochain chapitre.

LES PROTOCOLES MAC DANS LES RCSFs

3.1 Introduction

Un canal radio ne peut pas être consulté simultanément par deux ou plusieurs nœuds qui sont dans une même portée. Ces nœuds peuvent produire un conflit ou un signal d'interférence. Dans les réseaux de capteurs sans fil, le contrôle d'accès au médium qui est appelé MAC (pour *Medium Access Control*) joue un grand rôle pour déterminer la capacité d'utilisation du canal ainsi que la consommation d'énergie. Durant cette dernière décennie, plusieurs protocoles MAC ont été désignés et la plupart sont en fonction dans les réseaux sans fils.

Dans ce chapitre, nous allons d'abord présenter des protocoles à accès fixe et aléatoire pour les réseaux sans fil. Ensuite, nous citons des caractéristiques de la couche MAC dans les RCSFs qui comprennent les propriétés du protocole MAC, ses modèles de communication et les différents protocoles MAC.

3.2 Le contrôle d'accès au médium

Le contrôle d'accès au médium appelé MAC est le premier protocole au dessus de la couche physique. Les objectifs de ce protocole est d'établir des liens de communication des données pour créer une infrastructure du réseau et de contrôler l'accès au support (médium) partagé.

Dans le modèle OSI, le MAC est considéré comme une partie de la couche liaison de donnée. Le protocole MAC détermine pour un nœud le temps où il atteint le médium pour tenter de transmettre, de contrôler ou de faire passer un paquet à un autre nœud ou à un ensemble de nœuds [40].

3.3 Les protocoles MAC pour les réseaux sans fil

Il existe plusieurs protocoles qui sont développés dans le domaine sans fil. La plupart d'entre eux traitent quelque performances qui se résument dans le débit du réseau, la stabilité, l'équité et la faible latence¹. Les auteurs de [40] classifient les protocoles MAC en deux groupes : les protocoles à accès fixe et les protocoles à accès aléatoire.

3.3.1 Les protocoles à accès fixe

3.3.1.1 TDMA

Dans les systèmes TDMA (pour *Time Division Multiple Access*), le temps est divisé en slots regroupés dans une trame (figure 3.1) qui se répète d'une manière cyclique [40, 37]. Chaque nœud appartenant au réseau utilisera son propre slot pour l'envoi et la réception des données. TDMA évite les collisions et utilise une bonne consommation d'énergie par contre le problème de latence apparaît. Imaginons le cas où il y a N nœuds donc N slots et chaque slot a un temps T_s . La durée d'une trame est alors de :

$$T_f = N * T_s$$

Le récepteur doit identifier chaque paquet dans un slot afin de lire les informations qui lui sont destinées [51]. L'approche TDMA est basée autour d'un élément central appelé point d'accès qui permet d'associer à chaque nœud un slot. Lorsqu'un slot est attribué à un nœud, les autres nœuds peuvent éteindre leurs radios.

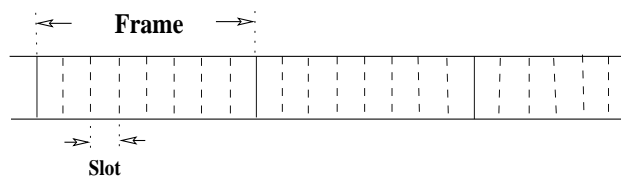


FIG. 3.1 – Les trames de TDMA.

3.3.1.2 FDMA

Dans l'approche FDMA (pour *Frequency Division Multiple Access*) [37], la bande passante est divisée en canaux et chaque nœud peut communiquer en utilisant son propre canal. Ceci

¹Latence : est le temps entre l'arrivé d'un paquet et sa transmission

permet aux nœuds de communiquer simultanément. Le problème des collisions est minimisé puisque les nœuds communiquent à travers des canaux de radio séparés. Cependant, une faible bande passante est disponible et ainsi la consommation d'énergie augmentera. Contrairement à TDMA, FDMA élimine le problème de latence. Pour implémenter FDMA dans les réseaux de capteur, les nœuds doivent être équipés d'un système de radio complexe qui sera capable de recevoir des signaux provenant de plusieurs canaux, c'est pour cela que l'utilisation de FDMA dans les réseaux de capteur est limitée.

3.3.1.3 CDMA

La technique CDMA (pour *Code Division Multiple Access*) [37] autorise l'allocation de la totalité de la bande de fréquences. Tous les nœuds capteurs communiquent simultanément. Pour ce faire, un code spécifique est octroyé à chaque nœud qui l'utilisera pour transmettre l'information qu'il désire communiquer en format binaire d'une manière orthogonale aux autres communications. Toutefois, un problème d'auto interférence entre en jeu qui s'intensifie au fur et à mesure que le nombre de communications simultanées augmente.

3.3.2 Les protocoles à accès aléatoire

3.3.2.1 CSMA et CSMA/CA

L'accès multiple avec écoute de la porteuse (CSMA pour *Carrier Sense Multiple Access*) est introduit en 1975 par Kleinrock et Tobagi [40]. Il existe deux versions de CSMA : *non-persistent* CSMA et *p-persistent* CSMA. Dans la première version, un nœud désirant transmettre un message, écoute le canal pour déterminer s'il est occupé. Dans ce cas, le nœud exécute un backoff avant de tenter la retransmission. Quand le canal devient libre, le nœud transmet le message immédiatement. Dans *p-persistent* CSMA, quand un nœud écoute et trouve que le canal est occupé, il continue à écouter jusqu'à ce que le canal soit libre. A ce stade, le nœud envoie un message avec une probabilité p et retarde la transmission avec une probabilité $1-p$. L'écoute régulière du canal empêche les nœuds capteurs à utiliser CSMA sans modification car l'unité de communication consomme de l'énergie aussi rapidement [44]. Une version plus étendue de CSMA, appelée CSMA avec évitement de collision (CSMA/CA), elle ajoute des mécanismes pour limiter le nombre de perte de messages quand des nœuds voisins transmettent au même temps. Les réseaux sans fil évitent les collisions en utilisant l'échange de contrôle des messages afin de réserver le canal avant chaque transmission de donnée. Une fois que l'algorithme CSMA a déterminé le temps de transmission, le nœud envoie un paquet de contrôle Request To Send (RTS) à la destination pour annoncer son intention de transmettre. Si le nœud destinataire

a reçu le RTS, il répond avec un paquet de contrôle Clear To Send (CTS). Le nœud source réessaye la transmission à un temps postérieur s'il n'a pas reçu de CTS. A la réception de CTS, l'émetteur transmet ses données. Les nœuds voisins qui ont reçu le paquet de contrôle RTS ou CTS savent que des données sont en transit donc attendent jusqu'à ce que le canal redevient libre. CSMA/CA réduit le problème des nœuds cachés mais introduit un overhead significatif.

3.3.2.2 MACA et ses versions

Le protocole MACA (pour *Multiple Access with Collision Avoidance*) [44] est apparu afin d'améliorer CSMA/CA. Premièrement, puisque les collisions figurent au niveau d'un nœud récepteur, l'écoute à la porteuse ne fournit pas de résultats adéquats. Le protocole MACA n'utilise pas l'écoute à la porteuse par contre il utilise des messages de réponses et de Timeouts afin de détecter les collisions. La deuxième modification apparaît dans l'ajout d'informations sur la longueur des données restantes à échanger dans les paquets de contrôle RTS et CTS. Dans ce cas, les nœuds qui ont écouté ces paquets de contrôle peuvent déterminer combien de temps ils doivent attendre avant de transmettre. Similaire à CSMA, MACA exige que les nœuds écoutent régulièrement le canal. MACA ne satisfait pas les contraintes des réseaux de capteurs.

Bharghavan et al ajoutent d'autres modifications à CSMA dans le protocole MACAW [17]. Dans MACAW, les nœuds destinataires transmettent un accusé de réception (ACK) après avoir reçu avec succès les données et cela afin d'assurer la fiabilité. Ce protocole ajoute un paquet de contrôle appelé DS (pour *Data Sending*) entre le CTS et les données. Le paquet DS permet aux nœuds qui sont voisins à la source de vérifier que la transmission se produira donc ils savent la durée du message entier. Si un nœud entend un RTS mais pas un DS donc il déduit que la destination n'a pas transmis un CTS et dans ce cas il peut produire une transmission différente.

Pour finir, le protocole MACA-BI (pour *MACA by invitation*) [67] améliore MACA dans les réseaux dans le cas où les nœuds génèrent continuellement des données. MACA-BI est différent par rapport à MACA et MACAW dans le processus de transfert de données. Dans MACA-BI, ce sont les nœuds destinataires qui initient ce processus. Au lieu d'avoir un transfert en trois phases (RTS/CTS/DATA), MACA-BI utilise deux messages, l'un pour RTR (pour *Ready To Receive*) de la destination qui est suivi par un message de donnée de la source. Cependant, le protocole MACA-BI a des capacités de prévoir les données qu'il recevra. Pour aider la destination à prédire le trafic, le protocole MACA-BI fournit un champ optionnel dans la donnée qui indique le nombre de messages mis en file d'attente pour la destination. La réduction des paquets de contrôle overhead laisse MACA-BI plus applicable aux réseaux

de capteur que les précédents protocoles. La figure 3.2 nous montre les transferts de données dans les protocoles MACA, MACAW et MACA-BI.

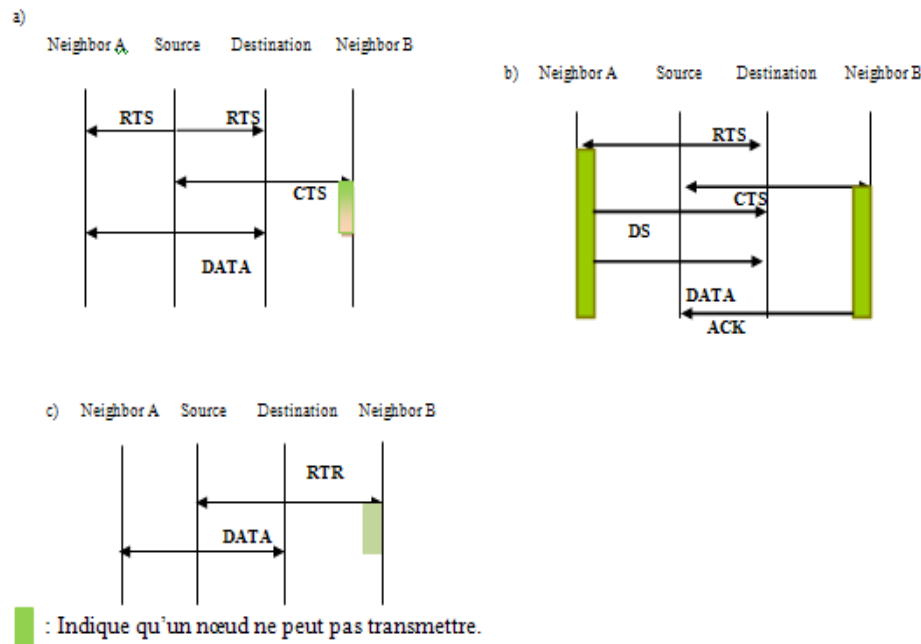


FIG. 3.2 – Transfert de données dans a)MACA, b)MACAW et c)MACA-BI

3.3.2.3 IEEE 802.11

En 1999, IEEE a publié le standard 802.11 [4] qui a fourni deux modes d'opération pour les équipements sans fil : le mode infrastructure et ad hoc. Dans le premier, les nœuds communiquent à travers une entité centrale appelée point d'accès (AP pour *Access point*) en utilisant une fonction de point de coordination (PCF pour *point coordination function*). Dans le mode ad hoc, les nœuds communiquent entre eux directement en utilisant la fonction DCF (pour *distributed coordination function*). PCF et DCF utilisent un mécanisme d'accès au canal similaire à CSMA/CA et utilise des accusés de réception pour la fiabilité. Chaque nœud maintient un backoff qui permet de contrôler l'accès au canal comme illustré dans la figure 3.3. Quand un nœud veut transmettre, il se met à l'écoute du canal, si ce dernier est occupé alors il reportera sa transmission. Si le canal est libre pendant un temps spécifique appelé DIFS (pour *Distributed Inter Frame Space*) alors le nœud peut transmettre. La transmission de la donnée est suivie par un ACK pour confirmer le succès de la réception. Le standard a défini un temps SIFS (pour *Short Inter Frame Space*) entre chaque trame (entre RTS, CTS, DATA, ACK). La durée de SIFS est plus courte que celle de DIFS donc cela permet de donner la priorité à la communication en cours. Dans le cas d'échec de transmission ou après la transmission avec succès, un nœud adopte un mécanisme de binary exponential backoff (BEB) pour choisir un backoff aléatoire. Ce nombre aléatoire est tiré dans un intervalle $[0, CW-1]$ où CW présente

la fenêtre de contention (*CW* pour *Collision Window*).

Pour répondre au problème des nœuds cachés, IEEE 802.11 définit l'écoute à la porteuse virtuelle. Lorsqu'un nœud transmet, il commence avec un RTS qui inclut la durée de la séquence DATA/ACK qui vient. La destination répond avec un CTS qui ajoutera la même durée. Ceci permet aux nœuds voisins qui ont entendu les paquets de contrôle de définir leur Network Allocation Vector (NAV) et de retarder leur transmission jusqu'à ce que le NAV expire. Pour sauvegarder l'énergie, la radio peut être éteinte pendant la durée du NAV.

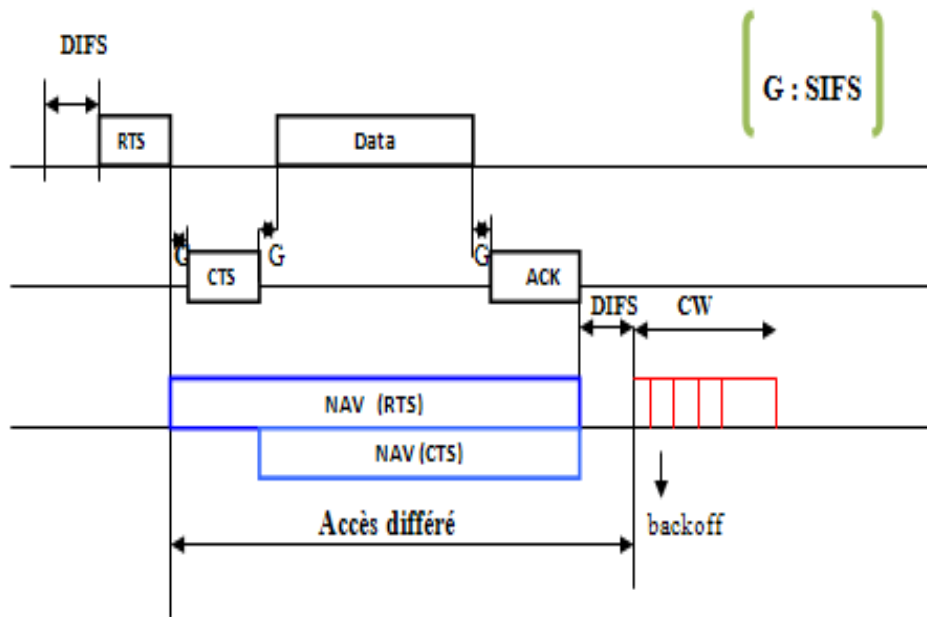


FIG. 3.3 – Les étapes de communications dans IEEE 802.11

3.3.2.4 IEEE 802.15.4

La norme IEEE 802.15.4 [5] a été spécialement définie en fonction des caractéristiques des réseaux de capteurs, un faible débit et une faible consommation. Elle décrit le fonctionnement de la couche physique et de la couche MAC. Dans cette dernière, deux topologies sont supportées, la topologie en étoile et la topologie point à point.

Dans la première topologie, les communications s'établissent directement entre un nœud central (coordinateur) et des capteurs. Le coordinateur est le nœud qui initie et gère les communications dans le réseau. La topologie point à point permet à un nœud du réseau de communiquer avec n'importe quel autre nœud ce qui permet de réaliser des réseaux ayant une architecture beaucoup plus complexe.

3.4 Les caractéristiques de la couche MAC pour un RCSF

3.4.1 Les propriétés d'un protocole MAC

Pour concevoir un protocole MAC efficace pour les réseaux de capteurs sans fil, les auteurs de [71] ont considéré ces attributs.

- Efficacité de l'énergie : Il est nécessaire de définir une énergie efficace dans le but de prolonger la durée de vie du réseau. Les nœuds capteurs sont à base d'une batterie et c'est vraiment difficile de changer ou de recharger les batteries des nœuds. Quelques nœuds sont suffisamment à bas prix qu'il est préférable de les jeter au lieu de les recharger.
- Facteur d'échelle " Scalabilité " : C'est de changer la taille du réseau ; la densité des nœuds et la topologie. Des nœuds meurent, d'autres rejoignent le réseau et d'autres nœuds se déplacent dans différents endroits. La topologie du réseau change la plupart du temps. Un protocole MAC doit facilement s'adapter aux changements du réseau.
- Latence, l'équité, le débit et l'utilisation de la bande passante : ces attributs sont primaires dans la voix sans fil et les réseaux de données mais ils sont secondaires dans les réseaux de capteurs.

3.4.2 Les modèles de communication

Kulkarni et al définissent trois modèles de communication dans les réseaux de capteurs sans fil [45] : diffusion (ou broadcast), convergecast et local gossip.

- Diffusion : Ce modèle de communication est généralement utilisé par une station de base qui transmet des informations à tous les nœuds du réseau.
- Convergecast : Si un nœud détecte un événement, il envoie ce qu'il a perçu à un nœud spécifique qui peut être un cluster Head, une station de base ou un centre de fusion de données.
- Local gossip : Si un nœud détecte un événement, il envoie ce qu'il a perçu à tous les nœuds qui appartiennent à sa portée de transmission. La communication des différents nœuds est locale.

Demirkol et al définissent un quatrième modèle de communication pour les réseaux de capteurs qui incluent des clusters [23].

- Multicast : Dans un cluster, un cluster Head communique avec les nœuds appartenant à son cluster.

3.4.3 Les protocoles MAC pour un RCSF

Les besoins qui figurent dans les réseaux de capteurs sans fil sont différents à ceux des réseaux sans fil traditionnel. Premièrement, le besoin de conserver de l'énergie. L'importance de l'efficacité d'énergie pour concevoir un protocole MAC est relativement nouvelle au niveau de plusieurs protocoles comme CSMA qui ne contient aucune disposition vers ce but. D'autres performances figurent dans l'équité, le débit et la latence. Nous allons présenter des protocoles MAC basés sur CSMA, CSMA/CA, CSMA-PS, TDMA et hybride.

3.4.3.1 Protocoles basés sur CSMA et CSMA/CA

3.4.3.1.1 S-MAC

Le protocole S-MAC (Sensor MAC) [71, 72] est basé sur la méthode CSMA/CA et utilise le mécanisme de RTS/CTS dans le but de traiter le problème des nœuds cachés. S-MAC introduit une période d'activité et de mise en veille (figure 3.4). Les nœuds doivent être synchronisés pour pouvoir communiquer. Pour ce faire, les nœuds sont organisés en clusters virtuels et chaque nœud diffuse périodiquement son programme de scheduling (sa période d'activité et de mise en veille) dans un paquet SYNC aux autres nœuds dans le même cluster. Si un nœud appartient à deux clusters, il doit réaliser un compromis entre les deux programmes de scheduling. S-MAC utilise la notion de message passing qui permet aux fragments d'un long message d'être envoyés en rafale. Comme dans le cas de IEEE 802.11, la durée de la transmission est connue par le NAV qui est inclus dans les paquets de contrôle RTS et CTS. S-MAC ajoute la durée de la transmission restante dans chaque fragment et dans chaque ACK, cela permettra aux nœuds qui se réveillent au milieu de la transmission de retourner dormir.

Avantages

- La perte d'énergie causée par l'idle listening est réduite par le cycle de mise en veille.
- Le protocole est simple.

Inconvénients

- La diffusion des paquets n'utilise pas le principe de RTS/CTS, ceci augmente la proba-

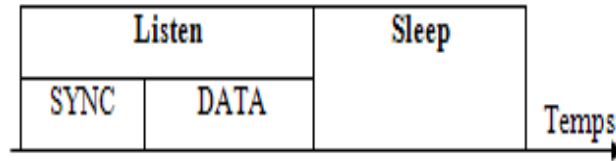


FIG. 3.4 – Les périodes d’écoute et de mise en veille dans S-MAC.

bilité d’avoir des collisions.

- La latence causée par la période de mise en veille est augmentée.
- L’utilisation d’une période fixe d’écoute cause l’idle listening s’il n’y a aucune donnée à envoyer.

3.4.3.1.2 T-MAC

Le protocole T-MAC (pour Timeout MAC) [22] est proposé pour remédier au problème de la période d’écoute fixe de S-MAC. Dans T-MAC, la période d’écoute se termine quand il n’y a plus d’activité sur le canal pendant une période adaptative TA qui représente le temps minimum d’écoute à un canal libre. En utilisant cette période adaptative, les nœuds dans T-MAC sauvegardent leurs énergies en minimisant l’écoute à un canal libre (figure 3.5). Cependant, elle crée le problème de mise en veille plus tôt comme l’explique la figure 3.6 où le trafic est unidirectionnel et les messages circulent de haut en bas. Considérons le cas où le nœud C qui a entendu le CTS envoyé par B en réponse au RTS de A. C doit rester silencieux pendant la transmission donc il ne communique pas avec D. puisque D n’a rien entendu et sa période d’écoute est terminée alors il se met en mode sommeil. Quand A termine sa transmission, B émet un paquet d’acquiescement que ses voisins A et C reçoivent. C veut communiquer avec D mais ce dernier étant en sommeil, il ne peut pas recevoir le paquet RTS de C. Une solution est proposée à ce problème en introduisant un paquet de contrôle FRTS (pour Futur Request To Send). Quand le nœud C reçoit le CTS de B, il envoie un paquet FRTS à D qui contient la longueur de la communication en court. Ainsi le nœud D peut déterminer qu’il sera ensuite le destinataire d’un paquet RTS et il ne se met pas en mode sommeil. T-MAC ajoute l’information full-buffer-priority. Les nœuds qui ont le buffer plein, envoient un message RTS en réponse d’un RTS des autres nœuds.

Avantages

- T-MAC conserve l’énergie plus que S-MAC puisqu’il évite l’écoute à un canal libre même dans la période d’écoute.
- T-MAC est aussi simple que S-MAC.

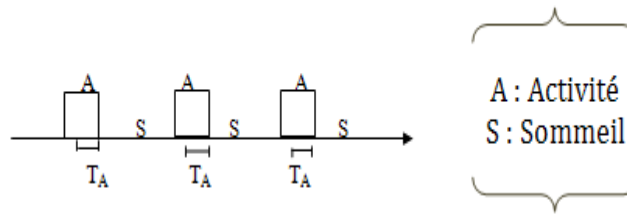


FIG. 3.5 – La période d'écoute adaptative de TMAC.

Inconvénient

- T-MAC comme S-MAC n'est pas scalable.

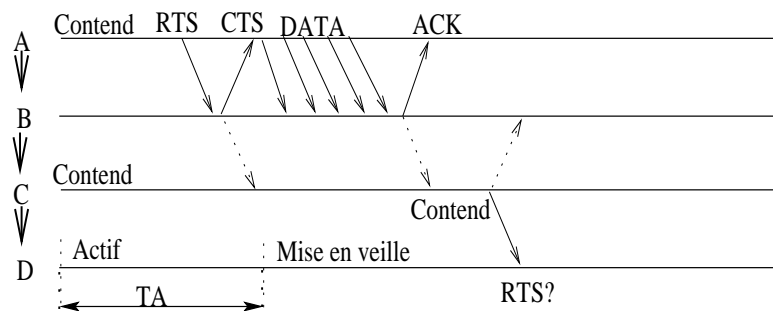


FIG. 3.6 – Le problème de mise en veille plus tôt.

3.4.3.1.3 PAMAS

Le protocole PAMAS pour *Power Aware Medium Access protocol and Signaling* [73] est basé sur CSMA. Les nœuds qui n'ont pas de données à transmettre ou à recevoir doivent éteindre leurs radios. PAMAS utilise deux canaux l'un pour le contrôle et l'autre pour les données. Le transfert des messages dans PAMAS débute au niveau de la source qui émet le message RTS à la destination via le canal de contrôle. La destination décide si elle répondra par un CTS après avoir vérifié ses canaux de contrôle et de données. Si la destination n'a pas détecté d'activité sur le canal de données et elle n'a pas entendu un RTS ou un CTS alors elle répond par un CTS. Si la source n'a pas reçu un CTS alors elle adopte un mécanisme de *binary exponential backoff* (BEB) pour choisir un backoff aléatoire. Après que la source a reçu le CTS, elle transmet ses données à travers le canal de données. L'utilisation de deux canaux minimise le potentiel de collisions.

Avantage

- Le passage des nœuds qui ne participent pas dans une communication à un mode sommeil ont montré la sauvegarde d'énergie à 70%.

Inconvénient

- PAMAS nécessite l'utilisation de deux canaux pour chaque nœud donc deux radios ce qui augmente le cout, la taille et la complexité de la conception du capteur.

3.4.3.1.4 DS-MAC

Le protocole DS-MAC (pour *Dynamic Sensor MAC*) [48] ajoute un temps d'écoute dynamique dans S-MAC afin de diminuer la latence. Dans la période SYNC, tous les nœuds partagent leurs valeurs de latence à un seul saut qui est égal à la différence du temps entre la réception du paquet dans la file d'attente et sa transmission. Tous les nœuds débutent avec le même duty cycle (période d'activité). Quand un nœud récepteur détecte que la latence est devenue intolérable, il décide de minimiser sa période de sommeil et il l'annonce dans la période SYNC. Après qu'un nœud émetteur reçoit cette période de sommeil, il vérifie dans sa file s'il a des paquets destinés à ce nœud récepteur. S'il y a un paquet alors il décide de doubler son duty cycle (figure 3.7) quand le niveau de sa batterie est au dessus d'un seuil indiqué.

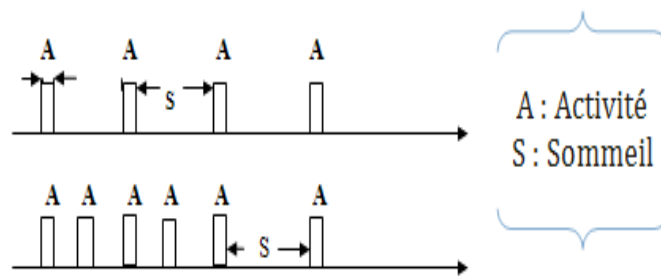


FIG. 3.7 – Doubler le duty cycle dans DSMAC.

Avantage

- La latence et la consommation d'énergie sont minimisées mieux que dans S-MAC.

Inconvénient

- Aucun mécanisme n'est prévu pour traiter le problème de l'*overhearing*.

3.4.3.1.5 CC-MAC

Le protocole CC-MAC (pour spatial Correlation-based Collaborative MAC) [68] essaye de conserver l'énergie en supposant que les nœuds capteurs qui sont très proches les uns des autres génèrent des mesures corrélés. Les auteurs de [68] introduisent l'algorithme INS (pour *Iterative Node Selection*) qui a en entrée les propriétés statistiques de la distribution des nœuds et en sortie il génère un rayon de corrélation (correlation radius). Les nœuds qui sont proches

de ce rayon produisent une information corrélée.

CC-MAC contient deux composants : Event MAC (E-MAC) et Network MAC (N-MAC). Un nœud exécute E-MAC lorsqu'il veut transmettre des données qu'il a détecté à une station de base par contre N-MAC est exécuté quand un nœud reçoit un paquet et veut le faire suivre au saut suivant. Les deux composants utilisent CSMA/CA et la structure RTS/CTS/DATA/ACK. Pour qu'un nœud puisse différencier les paquets récemment générés des paquets à router, un bit dans l'espace réservé à la structure RTS, CTS et DATA est utilisé comme un nouveau champ appelé *First Hop* (FH).

Avantage

- La redondance des données est minimisée.

Inconvénient

- Aucun mécanisme n'est prévu pour éviter l'écoute à un canal libre.

3.4.3.2 Protocoles basés sur CSMA-PS

3.4.3.2.1 BMAC

BMAC (*Berkeley MAC*) [58] utilise un mécanisme d'échantillonnage de préambule (PS pour *Preamble Sampling*). Les nœuds dans BMAC se réveillent périodiquement pour échantillonner le canal en utilisant un mécanisme appelé Low Power Listening (LPL). Ce mécanisme réduit l'écoute à un canal libre en augmentant les coûts de transmission et de réception. L'émetteur doit transmettre un préambule assez long pour que la destination ; qui écoutent périodiquement le canal, aura suffisamment de temps pour se réveiller et percevoir l'activité (figure 3.8). Les nœuds qui écoutent une activité sur le canal restent éveiller pour recevoir le message qui suivra le préambule et les nœuds qui n'ont rien détecté retournent dormir.

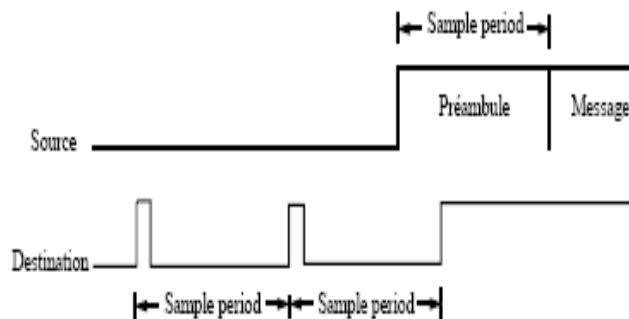


FIG. 3.8 – *Low power listening* de BMAC.

Avantages

- BMA n'utilisent pas une synchronisation.
- Le protocole est simple.
- BMAC s'adapte aux applications grâce aux interfaces.

Inconvénients

- Aucune solution n'est donnée pour le problème du nœud caché.
- BMAC minimise l'idle listening en augmentant le prix de la transmission et de la réception de l'overhead.
- Pas de solution pour l'overhearing.

3.4.3.2.2 WiseMAC

WiseMAC [25, 24] comme BMAC est basé sur la technique d'échantillonnage de préambule (*preamble sampling*). Cette technique consiste à échantillonner régulièrement le canal en écoutant sa radio pour une petite durée. Tous les nœuds capteurs dans un réseau échantillonnent le canal avec une même durée appelée T_w . Si le canal est occupé, le nœud continue à écouter jusqu'à ce qu'il reçoit une donnée ou le canal redevient libre. Au niveau de l'émetteur, un préambule *wake-up* d'une taille égale à la période d'échantillonnage est transmis avant chaque message pour s'assurer que le récepteur sera réveillé quand la portion de donnée du paquet arrive. Le préambule *wake-up* introduit une consommation d'énergie causée par un overhead. Pour minimiser cet overhead, un nœud capteur apprend le décalage existant entre le scheduling des échantillonnages de ses voisins et le sien. En connaissant le scheduling de l'échantillonnage du récepteur, un nœud envoie des messages au bon moment avec un préambule *wake-up* de longueur minimale T_p (figure 3.9). Chaque nœud maintient une table à jour avec le décalage des schedulings d'échantillonnage de ses voisins directs. Ces informations dans la table sont obtenues à partir du paquet ACK qui contient la durée restante pour le prochain échantillonnage du préambule. Pour minimiser les collisions, WiseMAC utilise l'écoute de la porteuse sans persistance avec un backoff choisi comme un entier aléatoire multiplié par le temps de changement d'état du transceiver. Pour empêcher les collisions entre deux ou plusieurs nœuds, un préambule de réservation du canal de durée aléatoire est ajouté avant le préambule *wake-up*. Les collisions causées par les nœuds cachés peuvent représenter une source importante de la perte d'énergie.

Avantages

- WiseMAC évite l'overemitting en utilisant le préambule *wake-up*.
- WiseMAC ne nécessite pas une synchronisation pour que les nœuds dorment et se réveillent au même temps.

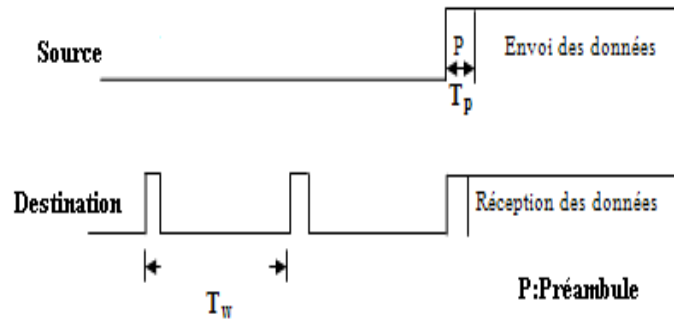


FIG. 3.9 – Réduction de la longueur du préambule dans WiseMAC.

Inconvénients

- Aucune solution n'est donnée pour le problème des nœuds cachés.
- WiseMAC minimise l'idle listening en augmentant le prix de la transmission et de réception.
- Pas de solution pour l'overhearing.

3.4.3.3 Protocoles basés sur TDMA

3.4.3.3.1 LMAC

LMAC [46] est un protocole basé sur TDMA. Dans LMAC, le temps est divisé en trames qui sont aussi partagées en slots. Dans chaque trame, un nœud capteur prend le contrôle d'un seul slot de temps. Le slot de temps est divisé en deux parties de longueur différentes : une partie de contrôle et une partie de données. Dans la première partie, un nœud commence par l'envoi d'un paquet de contrôle même s'il n'a aucune donnée à transmettre. Le paquet de contrôle est nécessaire pour maintenir une synchronisation. Quand les voisins du nœud découvrent en écoutant le paquet de contrôle qu'ils ne sont pas les récepteurs prévus ou que le nœud n'a aucune donnée à transmettre, ils éteignent leurs radio et s'endorment jusqu'au prochain slot. Le voisin adressé par le paquet de contrôle reste en écoute. Le paquet de donnée est transmis après le paquet de contrôle.

Avantage

- L'absence des paquets RTS/CTS rend le protocole LMAC particulièrement à énergie efficace.

Inconvénient

- Le passage rapide du mode réveil au mode sommeil consomme beaucoup d'énergie.

3.4.3.3.2 TRAMA

Le protocole TRAMA (pour *TR*affic *A*daptive *M*edium *A*ccess) [60] est basé sur l'algorithme TDMA et il est proposé dans le but d'augmenter l'efficacité d'énergie dans l'utilisation du TDMA classique. TRAMA est composé de trois protocoles secondaires : Neighbor Protocol (NP), Schedule Exchange Protocol (SEP) et Adaptive Election Algorithm (AEA). Une trame dans TRAMA est divisée en plusieurs slots. Les slots d'accès aléatoire apparaissent au début d'une trame et les slots de données apparaissent vers la fin comme le montre la figure 3.10.

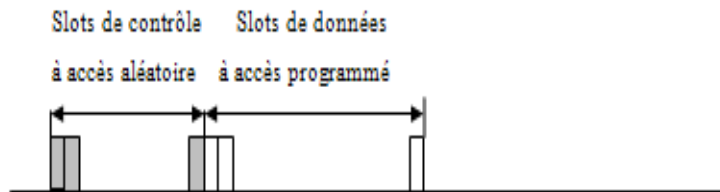


FIG. 3.10 – Format d'une trame TRAMA.

Le protocole NP permet aux nœuds capteurs de choisir un slot de contrôle à accès aléatoire pour propager l'information contenant la liste des voisins à un saut. En utilisant l'information collectée à partir des voisins, un nœud détermine la topologie du réseau pour un voisinage à deux sauts. Dans la période d'accès aléatoire, les nœuds utilisent l'écoute à la porteuse pour acquisition du canal.

Le protocole SEP exécute une fonction similaire en distribuant l'information sur le trafic d'un nœud capteur parmi ses voisins. SEP permet à un nœud d'échanger l'information basée sur le trafic avec ses voisins. Cette information contient une liste des récepteurs du trafic.

AEA sélectionne les émetteurs et les récepteurs pour réaliser une transmission sans collision en utilisant les informations obtenues dans NP et SEP.

Avantages

- L'accès programmé aux slots de données limite les collisions des messages et réduit l'énergie nécessaire du transceiver.
- Pour agrandir le temps de mise en veille d'un nœud capteur, TRAMA regroupe les slots de données d'un nœud vers la fin de la trame.
- TRAMA fournit une flexibilité sur le réseau.

Inconvénients

- L'algorithme TRAMA est très compliqué.
- TRAMA utilise des ressources plus intensivement par rapport à d'autres protocoles.

- Les nœuds dans TRAMA doivent avoir des informations sur leurs voisins à deux sauts ce qui implique la nécessité d'une grande mémoire. Donc une plus grande complexité.

3.4.3.3.3 DE-MAC

DE-MAC (pour *Distributed Energy aware MAC*) [39] est un protocole basé sur TDMA. Initialement, les nœuds maintiennent deux slots TDMA pour la transmission. Chaque nœud connaît les slots assignés à ses voisins. L'idée principale de ce protocole est de permettre aux nœuds d'échanger l'information sur leurs niveaux d'énergie. En connaissant ces informations, un nœud décide s'il utilise un ou deux slots pour la transmission.

DE-MAC utilise deux types de paquets : les paquets de données qui sont reçus à partir du protocole de la couche supérieure et les paquets de contrôle. Il existe deux types de paquets de contrôle : les paquets de vote et les paquets *radio-power-mode*. Chaque nœud maintient une variable d'état qui est locale appelée *radio-power[i]* pour chacun de ses voisins. Cette variable indique la valeur *radio-power-mode* du voisin *i*. Initialement, *radio-power-mode* de tous les nœuds est mise à VRAI pour permettre aux nœuds de transmettre dans les deux slots. Chaque nœud peut être dans l'une des deux phases :

1. Phase d'opération normale : les nœuds opèrent normalement, ils routent les paquets de données à la station de base.
2. Phase de vote : les nœuds critiques entrent en phase de vote pour réaliser une élection locale.

Ce protocole utilise le concept de la période d'écoute et de sommeil. Un nœud capteur éteint sa radio et se met en mode sommeil seulement s'il est dans son slot et il n'a aucune donnée à transmettre. Cependant, un nœud doit rester à l'écoute dans les slots assignés à ses voisins dans le but de recevoir leurs paquets.

Avantages

- Les collisions dans DE-MAC sont traitées car deux nœuds ne transmettent pas dans un même slot de temps.
- Les nœuds sont traités en fonction de la quantité de leur énergie, ce qui crée une certaine équité entre les nœuds.

Inconvénients

- Aucun mécanisme n'est prévu pour éviter l'overhearing et l'écoute à un canal libre.

3.4.3.3.4 LEACH

Le protocole LEACH (pour *Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy*) est proposé par Heinzelman et al [30] organise des nœuds en clusters. Chaque cluster contient un cluster Head qui est responsable de créer et de maintenir l'algorithme TDMA. Les autres nœuds sont appelés les nœuds membres. Les slots TDMA sont assignés aux nœuds membres pour qu'ils puissent échanger des données avec leur cluster Head. Ce dernier agrège les données de ses membres et les transmet à la station de base. Un cluster Head utilise une énergie significative car d'une part il est souvent allumé et d'autre part il est responsable des communications à longue distance. Pour éviter cette charge, chaque nœud du cluster sera un cluster Head. LEACH distribue le rôle du cluster Head d'une manière équitable pour tous les nœuds.

Avantages

- Puisque chaque nœud transmet des données dans son slot, le taux de collision est diminué.
- Lorsqu'un nœud n'est pas dans son slot, il éteint sa radio pour conserver son énergie.

Inconvénients

- LEACH nécessite une radio complexe qui augmente la consommation d'énergie ainsi que le coût d'un nœud capteur.
- L'organisation et la restructuration des clusters peuvent prendre assez de temps durant lequel les nœuds capteurs consomment de l'énergie donc ne peuvent plus effectuer d'autres tâches utiles.
- LEACH suppose que chaque nœud communique directement avec la station de base ce qui cause une large consommation d'énergie pour la transmission des messages.

3.4.3.4 Protocoles hybrides

3.4.3.4.1 GMAC

Le protocole GMAC [19] qui s'auto configure en clusters, influence l'adaptabilité du trafic des nœuds pour réserver des slots de temps et l'efficacité du mode TDMA pour délivrer les messages. GMAC utilise une trame cyclique (figure 3.11). Les nœuds qui n'ont pas de trafic à envoyer, se réveillent pour recevoir Gateway Traffic Indication Message (GTIM) et s'ils déterminent qu'ils ne sont pas des récepteurs alors ils retournent dormir jusqu'au prochain cycle. Seuls les nœuds qui ont du trafic enfilé se réveillent au début d'une période de contention. Le nœud gateway ou le coordinateur du cluster rassemble deux types de demande du trafic : intra-network et inter-network. Le trafic intra-network représente l'échange de messages entre les nœuds dans le même cluster pour l'écoute et la fusion de données. L'émetteur envoie un FRTS au nœud gateway pour réserver un slot dans la période de distribution sans contention. Le trafic inter-network représente les messages qui vont être envoyés par le gateway au réseau

extérieur et de ce dernier vers un nœud dans un cluster. Ceci est réalisé par l'échange de la séquence RTS-CTS-DATA-ACK.

GMAC élit périodiquement un nouveau nœud gateway pour distribuer équitablement l'énergie parmi les nœuds en utilisant l'algorithme RAVE (pour *Resource Adaptive Voluntary Election*) qui est basé sur le niveau d'énergie et les ressources mémoire disponible.

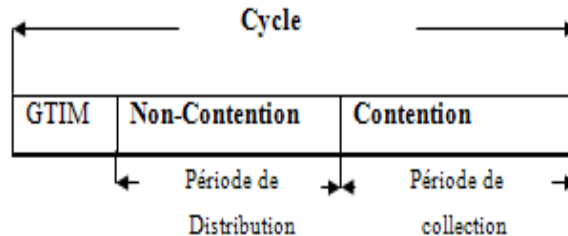


FIG. 3.11 – La trame de GMAC.

Avantages

- GMAC minimise l'idle listening plus que dans S-MAC et T-MAC.
- Les deux périodes de GMAC fournissent un réseau à grand échelle, favorisent l'échange équitable de données et utilisent la bande passante d'une manière efficace.

Inconvénient

- Les nœuds doivent avoir des informations sur leurs voisins pour du même cluster pour différencier l'inter-network et l'intra-network trafic.

3.4.3.4.2 ZMAC

Z-MAC [70] est un protocole hybride. Il se comporte comme CSMA dans le cas d'une faible contention et comme TDMA dans le cas d'une contention élevée. Contrairement à TDMA, Z-MAC est robuste aux changements de topologie et aux échecs de temps de synchronisation. Il traite aussi le problème des nœuds cachés avec très peu d'overhead contrairement à CSMA.

Dans Z-MAC, un nœud peut transmettre dans n'importe quel slot. Comme dans CSMA, avant qu'un nœud ne transmette dans un slot, il écoute la porteuse et transmet quand le canal est libre. Cependant, le propriétaire du slot a la priorité par rapport aux autres nœuds dans l'accès au canal. La priorité est implémentée par ajustement de la période initiale du backoff. Les nœuds dont la priorité est élevée ont la période la plus petite du backoff. Le but est que durant les slots où les propriétaires ont des données à transmettre, Z-MAC réduit les collisions puisque les propriétaires ont une chance de transmettre avant les autres. Cependant, quand un slot n'est pas utilisé par son propriétaire, les autres nœuds peuvent le voler. Dans Z-MAC, un

nœud peut passer d'un mode d'opération à l'autre explicitement et dépendamment du niveau de contention dans le réseau. Sous une contention faible, les nœuds non prioritaires du slot sont laissés transmettre dans n'importe quel slot avec une petite priorité. Ce mode est appelé Low Contention Level (LCL). Cette résolution de contention peut causer des nœuds cachés à travers deux sauts sous une haute contention car l'écoute à la porteuse ne se fait pas au-delà d'un saut. Lorsqu'un nœud commence à sentir plus de contention, il passe en mode High Contention Level (HCL). Sous HCL, les nœuds ne demandent pas un slot appartenant à ses voisins se trouvant à deux sauts et ainsi les nœuds non propriétaires des slots ne deviennent pas des nœuds cachés pour les nœuds propriétaires.

Avantages

- La latence est plus petite que dans TDMA.
- Les collisions sont minimisées mieux que dans les protocoles basés sur CSMA.

Inconvénient

- Aucun mécanisme n'est prévu pour la conservation de l'énergie qui est un facteur dominant dans les réseaux de capteurs.

3.4.3.4.3 PARMAC

Le protocole PARMAC (pour *Power Aware Reservation based MAC*) [73] est un protocole qui a été désigné pour les réseaux ad hoc et il est devenu applicable aux réseaux de capteurs. L'approche dans PARMAC est réellement une combinaison de contention et de réservation du médium. Le réseau est divisé en grilles et chaque nœud est supposé atteindre tous les nœuds de sa grille. Le temps est partagé en trames. Les grilles sont assignées des trames distinctes. Chaque trame est composé d'une période de réservation appelée RP (pour *Reservation Period*) et une période sans contention appelée CFP (pour *Contention Free Period*). Dans chaque RP, un nœud dans une cellule de la grille échange trois (03) messages dans le but de réserver des slots pour la transmission, la réception des données et l'échange des ACKs. Les données sont alors envoyées dans la période CFP.

Avantages

- Le protocole PARMAC sauvegarde l'énergie en minimisant l'idle listening. Il permet aux nœuds de dormir durant la période CFP.
- Les paquets de contrôle overhead et les paquets de retransmission sont minimal au niveau de l'intra-grille.

Inconvénient

- La contention au niveau d'inter-grille reste possible et l'efficacité de ce protocole peut

diminuer significativement si l'application nécessite l'échange de données parmi les nœuds de différentes grilles.

3.5 Conclusion

Beaucoup de recherches ont considéré des protocoles MAC pour les réseaux sans fil dans différents contextes. Cependant, les applications de ces protocoles ne satisfont pas les exigences d'un réseau de capteur puisqu'ils ne considèrent pas que la ressource d'énergie disponible soit finie.

Pour échanger des données entre des réseaux de capteurs distants, il est nécessaire d'intégrer des satellites qui permettront de couvrir une grande surface géographique tout en minimisant les causes de perte d'énergie dans le contrôle d'accès au médium. Les généralités sur les satellites et leurs communications avec un réseau de capteur seront l'objectif du prochain chapitre.

INTEGRATION DES SATELLITES LEO DANS LES RCSFs

4.1 Introduction

L'intégration des réseaux de capteurs terrestres et les composants satellites est la solution des systèmes qui permettent de réaliser des échanges d'informations entre des zones géographiquement séparées. Le projet constellation des satellites consiste à offrir une grande couverture d'une région et cela par le biais des réseaux satellites. Le système de télécommunication par satellite doit être composée d'un large réseau de capteur ; où les nœuds sont capables de prendre des mesures variables ; et d'un satellite qui transporte les mesures prises par les capteurs à un système de contrôle distant.

Dans ce chapitre, nous présentons des généralités sur les satellites, une communication entre un réseau terrien et un satellite et une communication entre un satellite LEO et un réseau de capteur sans fil.

4.2 Définition d'un satellite

Un satellite est un émetteur/récepteur sans fil qui peut être utilisé pour plusieurs services de communications. Il est lancé par un moteur spécial pour le mettre en orbite autour de la terre. Un satellite dispose aussi d'équipements assurant les fonctions suivantes :

- Alimentation en énergie

- Commande d'orientation
- Maintien sur orbite
- Régulation thermique des équipements
- Télémessure et télécommande

Un grand nombre de satellites sont utilisés dans nos jours pour effectuer plusieurs opérations comme la diffusion des canaux de télévisions, la prévision de la météo, les communications radio, la téléphonie, la transmission de données et d'images, les communications Internet et les GPS (Global Positioning System).

4.3 Architecture d'un satellite

Tout satellite (figure 5.1) comporte essentiellement une charge utile constituée par les instruments liés aux objectifs de la mission et une plateforme de service comportant tout ce qui est nécessaire pour assurer le bon fonctionnement des instruments pendant la durée de vie prévue [29].

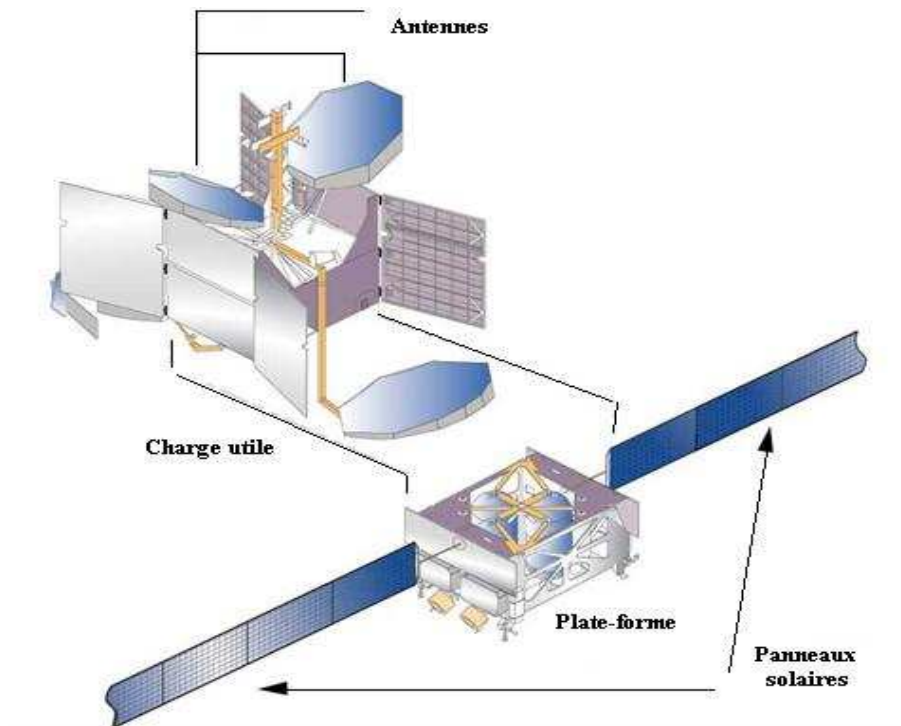


FIG. 4.1 – Architecture d'un satellite

- **Charge utile** : En fonction de la mission à réaliser, un satellite aura des équipements

bien adaptés. La charge utile comprend d'une part les instruments spécifiques et d'autre part une case à équipements qui contient les enregistrements de données. La case accueille des équipements électroniques de traitement d'image, mémorisation et de télémesure (transmission vers le sol).

- **La plateforme** : Pour se placer sur une orbite, le satellite a besoin de carburants et de moteurs. C'est également sur la plateforme que sont fixés les panneaux solaires. Une plateforme assure les fonctions :
 - D'interface avec le lanceur (fusil),
 - De génération et stockage de l'énergie,
 - De contrôle d'altitude du satellite (orientation dans l'espace) et de son orbite (position dans l'espace),
 - De gestion des informations recueillis,
 - De liaisons avec le sol pour le suivi (télémesure), le contrôle (télécommande) et la localisation par le sol,

4.4 Les types des satellites

Les satellites peuvent être positionnés dans des orbites avec différentes taille et forme (circulaire ou elliptique). Les satellites sont basés sur un rayon orbital et peuvent être classés en deux catégories : les satellites géostationnaires et les satellites non-géostationnaires [49, 13, 36].

4.4.1 Les satellites géostationnaires

Un satellite est géostationnaire s'il reste fixe dans une position relative à la terre. Les satellites GEO (Geostationary Earth Orbit) sont aussi appelés les satellites de première génération, il suffit d'avoir trois de ces satellites pour couvrir une surface de la terre (figure 4.2). L'orbite d'un tel satellite se situe aux environs de 36000 km de la terre. Malgré l'intérêt des systèmes GEO pour les communications maritimes, ils ne sont pas adaptés aux systèmes de communication personnelle interactive. Ces satellites autorisent des temps de propagation du signal radio relativement grand (environ 0.5 s pour effectuer un RTD pour Round Trip Delay).

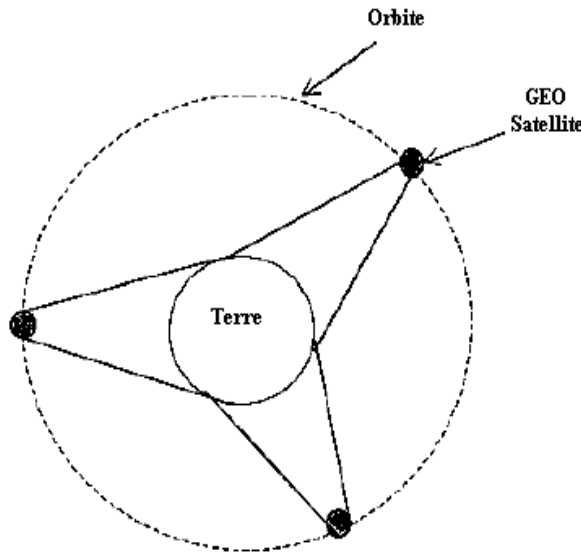


FIG. 4.2 – Couverture complète de la terre par trois satellites GEO

4.4.2 Les satellites non-géostationnaires

Contrairement aux satellites géostationnaires, les satellites non-géostationnaires ne sont pas fixes. Ils changent de positions chaque T secondes. Parmi les satellites non-géostationnaires, nous présentons les satellites MEO (Medium Earth Orbit) et les satellites LEO (Low Earth Orbit) [62].

Un satellite MEO se situe entre 10000 et 20000 km de la terre. La surface de la terre peut être couverte de 10 à 15 satellites. Les satellites MEO se situent entre l'orbite inférieure et l'orbite géostationnaire (figure 4.3). Nous donnons un exemple du système ICO (Intermediate Circular Orbit) qui est basé sur 10 satellites MEO et la hauteur de son orbite est à 10354 km.

L'orbite d'un satellite LEO se situe entre 750 et 2000 km de la terre. Ces satellites échappent aux délais de propagation des orbites géostationnaires. Cependant, un grand nombre des satellites LEO est nécessaire pour couvrir la surface de la terre. Le système Globalstar [27, 16] utilise une constellation de 48 satellites dans 8 orbites inclinées et le système Iridium [16, 28, 35] utilise 66 satellites dans 6 orbites polaires. Le temps pour qu'un satellite LEO décrive un tour complet autour de la terre varie de 90 minutes à quelques heures et la période de visibilité pour un terminal terrestre est généralement égale à 5 minutes. Ces satellites autorisent des temps de propagation du signal radio faible (environ 30 à 50 ms RTD).

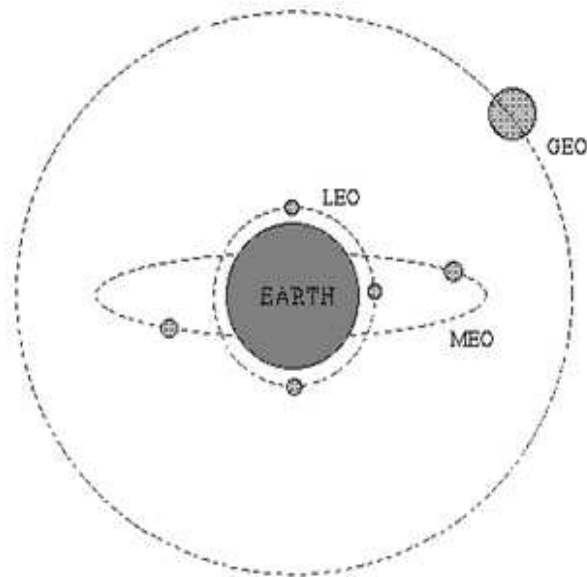


FIG. 4.3 – Les différentes constellations des satellites

4.5 Une constellation de satellite

Une constellation (figure 4.4) est un groupe de satellites similaires qui fonctionnent ensemble pour fournir un réseau de service utile. La constellation des satellites dans le système LEO est désignée pour fonctionner comme un réseau pour obtenir une meilleure couverture. Chaque satellite dans son orbite maintient sa position par rapport aux autres satellites.



FIG. 4.4 – Une constellation de satellites

4.5.1 Les concepts de constellations

Nous allons définir quelques notions pour décrire une constellation [36].

4.5.1.1 Orbite

C'est le chemin parcouru par un satellite qui tourne autour de la terre. Une orbite contient plusieurs satellites qui tournent sur la même boucle. Une orbite peut être elliptique ou circulaire. Dans une orbite elliptique, la terre est située dans l'un des deux importants points de l'orbite. Parmi les réseaux satellitaires proposés dans les systèmes LEO, Ellipso [55] et Molniya utilisent les orbites elliptiques. Si les orbites circulaires sont utilisées, la terre est située au centre de l'orbite. L'altitude d'un satellite par rapport au centre de la terre est constante durant son mouvement. Iridium, ICO [55] et Teledesic utilisent des orbites circulaires. La force F nécessaire pour garder un satellite dans l'orbite peut être exprimée par :

$$F = m_s \omega^2 r$$

Où : m_s est la masse d'un satellite.

ω est la vitesse angulaire d'un satellite (rad/sec).

r est le rayon de l'orbite qui est égale à $R_t + H$. Où R_t est le rayon de la terre et H est l'altitude de l'orbite [43].

4.5.1.2 Le "Handover"

Le mouvement d'un satellite et le modèle de connectivité dynamique donnent naissance à des problèmes de gestion de la mobilité dans les réseaux satellitaires LEO. En raison des mouvements des satellites donc des mouvements de leurs footprints, un utilisateur est servi de plusieurs satellites et cellules durant sa connection. Le transfert d'un appel à une nouvelle cellule ou satellite est référé par un *handover*. Nous définissons trois types de *handovers* dans les satellites :

- **Handover inter-satellite** : lorsqu'une connexion existante est transférée d'un satellite à un autre, le *handover* inter-satellite apparaît.
- **Handover intra-satellite** : lorsqu'une connexion existante est transférée d'une cellule à une autre cellule voisine servie par le même satellite, le *handover* intra-satellite apparaît.
- **Lien handover** : lorsque le modèle de connectivité du réseau change, les appels continus passent à travers l'ISL.

Les problèmes du *handover* ont été étudiés dans le contexte des réseaux terrestre sans fil et des satellites.

4.5.1.3 Les liens inter-satellites

Les ISL (Inter Satellite Link) peuvent relier les différents satellites afin de réaliser un réseau spatial. Nous distinguons deux types de liens : les liens inter-orbite et les liens intra-orbite.

- **Les ISLs intra-orbite** existent entre les satellites appartenant à la même orbite et ils ne sont jamais désactivés, rompus ou échangés.
- **Les ISLs inter-orbite** existent entre les satellites appartenant à des orbites voisines. Ces liens sont désactivés à proximité des pôles.

4.5.1.4 Les liens entre les satellites et les terminaux

Plusieurs terminaux peuvent être connectés au même canal satellite GSL (Grounds to Satellite Links). Les liens GSL pour les canaux des satellites LEO font périodiquement du handover contrairement aux liens des satellites GEO qui eux, sont statiques.

4.5.1.5 L'angle d'élévation

C'est l'angle au dessus duquel le lien satellite-terre (GSL) peut être opérationnel (figure 4.5). Pratiquement, si le satellite servant un terminal descend au dessous de ce masque d'élévation, le terminal cherche un nouveau satellite se trouvant au dessus de cet angle.

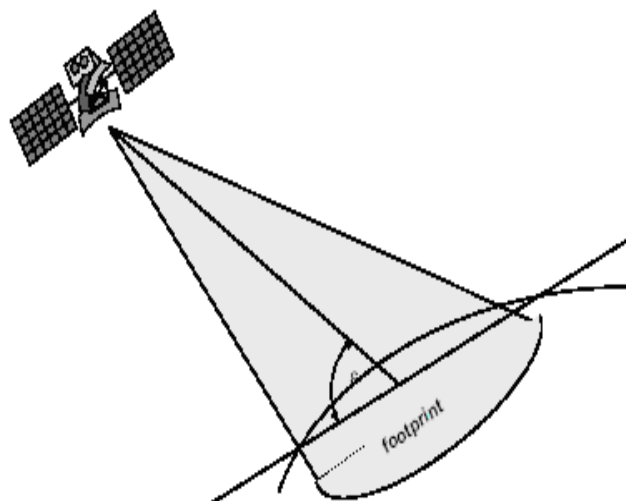


FIG. 4.5 – Angle d'élévation d'un satellite

4.5.1.6 Le foot-print

Le foot print est la zone couverte par un satellite. Elle peut être décomposée par plusieurs surfaces. Dans notre proposition, nous supposons que la surface couverte par un satellite est décomposée en plusieurs clusters.

4.5.2 Les caractéristiques techniques d'une constellation

Pour étudier une constellation et la différencier des autres, quelques paramètres doivent être pris en considération.

- Nombre de satellites
- Nombre de plans orbitaux
- Inclinaison de plans orbitaux
- Espacement relatif de plans orbitaux
- Nombre de satellites dans chaque plan orbital
- Altitude de plans orbitaux. La vitesse d'un satellite augmente avec la diminution de l'altitude. Donc, nous pouvons déduire que les satellites LEO se déplacent plus rapidement que les satellites MEO. Une faible altitude fournit à un seul satellite une petite surface de couverture. Ces petites surfaces peuvent être utilisées pour augmenter la réutilisation des fréquences afin d'améliorer l'efficacité de la bande passante.

4.6 Architecture d'un système de télécommunication par satellites

La figure 4.6 illustre les composants d'un système de télécommunication par satellite. Nous distinguons : un secteur spatial et un secteur terrien.

4.6.1 Secteur spatial

Le secteur spatial d'un système de télécommunication par satellite est l'ensemble constitué des satellites et des moyens qui assurent depuis la terre la poursuite, la télémétrie et la télécommande. Les ondes radioélectriques émises par les stations terriennes sont reçues par le satellite et réparties dans les différents canaux selon leur fréquence. Les liaisons entre les

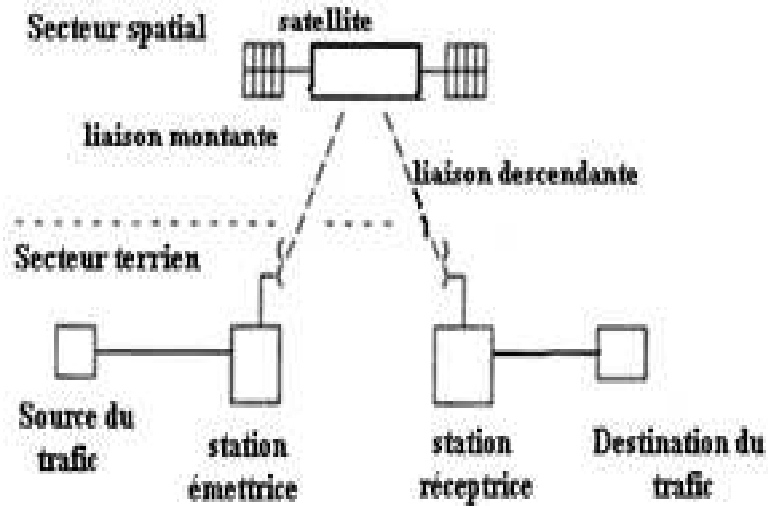


FIG. 4.6 – Architecture d'un système de télécommunication par satellite

stations terriennes émettrices et le satellite s'appellent les liaisons montantes (*uplink*). Une fois que le satellite reçoit ces fréquences, il les émet après amplification et transposition vers des stations terriennes réceptrices. Les liaisons entre le satellite et les stations terriennes réceptrices s'appellent les liaisons descendantes (*downlink*).

4.6.2 Secteur terrien

Le secteur terrien d'un système de télécommunication par satellites est l'ensemble constitué des stations terriennes qui assurent l'émission et la réception des signaux de trafic de tout type en direction et en provenance des satellites. Les stations se distinguent par leur taille qui varie selon le volume de trafic à acheminer sur la liaison spatiale et selon le type de trafic (téléphone, télévision, données). Les stations terriennes comprennent en général quatre parties principales :

- L'antenne d'émission et de réception
- Le récepteur qui reçoit les signaux émis par le satellite
- L'émetteur qui émet des signaux vers le satellite
- Les équipements de modulation, démodulation et de transposition de fréquence.

4.7 La communication des satellites avec un RCSF

Parmi les satellites basés sur les réseaux de capteurs, le projet ARGO [1] en est un exemple. Dans ce système, un grand nombre de capteurs est déployé sur une zone glaciale d'un océan. Ces capteurs sont conçus pour effectuer un sondage ; chaque dix jours ; sur les mesures reliées à la température et la salinité. Lorsque les données demandées sont collectées, elles seront ensuite transmises à un administrateur système via un satellite géostationnaire (GEO). Le travail dans [18], considère aussi l'utilisation des satellites GEO pour connecter les nœuds capteurs à un nombre de stations de base au niveau de la terre. Dans cette architecture les stations de base aussi appelées sink collectent les informations envoyées par les capteurs et les transmettent à un système administrateur à travers un satellite GEO (figure 4.7).

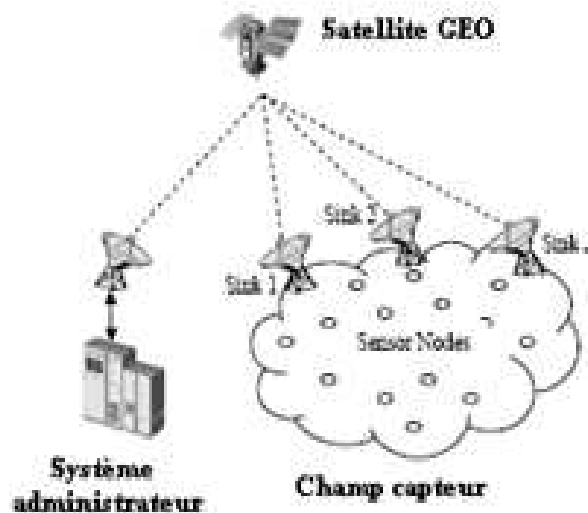


FIG. 4.7 – Communication entre un satellite GEO et les capteurs

Puisque aucune recherche n'a été faite dans l'étude de l'intégration des satellites LEO dans des réseaux de capteurs sans fil, les auteurs de [66, 18] ont démontré que les systèmes LEO peuvent aussi jouer un rôle important dans le déploiement d'un réseau de capteur efficace. Nous allons nous intéresser par la suite à l'étude des satellites LEO car ils ont un faible délais de propagation et ils sont plus adaptés aux communications interactives avec un réseau de capteur sans fil (RCSF).

4.8 Les caractéristiques d'un satellite LEO

4.8.1 Les projets des systèmes satellitaires LEO

Plusieurs projets de systèmes LEO sont réalisés ou sur le point de se concrétiser. Nous pouvons distinguer trois types de ces systèmes : petits LEO, gros LEO et méga LEO [52].

- Les petits LEO : ce sont des satellites de faible poids et faible débit, ils permettent de fournir un service de messagerie. La constellation Orbcomm est ainsi déployée.
- Les gros LEO : ce sont des satellites munis d'un poids plus important, ils permettent de fournir un service de communication mobile personnelle par satellite complété par des services de messagerie et de transfert de données à bas débit. Les systèmes les plus connus sont Iridium et Globalstar.
- Les méga LEO : ce sont des systèmes qui fournissent des services multimédia interactifs à haut débit. Les sociétés SkyBridge et Teledesic [27] ont lancé le développement des systèmes nécessaires.

4.8.2 Techniques d'accès au canal satellite LEO

Plusieurs techniques d'accès au canal ont été proposées pour les LEOS (Low Earth Orbit Satellite) [36, 51] :

- **ALOHA et Slotted-Aloha** : L'Aloha est une méthode d'accès aléatoire pour atteindre le canal de transmission. Une source utilise le canal seulement en cas de besoin, donc quand elle a des informations à envoyer. La source attend ensuite la réponse du destinataire pour signaler une mauvaise ou une bonne réception. Cette technique est adaptée au cas d'un grand nombre d'utilisateurs qui sont souvent inactifs. Dans le cas où plusieurs sources tenteraient d'envoyer en même temps, une collision est provoquée et les paquets en collision sont perdus, ce qui nécessite une retransmission. Dans les réseaux satellitaires, cette technique peut être utilisée pour la demande de ressources, et donc au niveau du plan de control. Les inconvénients majeurs de cette technique sont l'instabilité et le bas débit utile à 18% [15].

L'aloa en tranches donne une meilleure performance, puisque les transmetteurs sont synchronisés par une discrétisation du temps. Dans le cas du réseau terrestre la durée

d'un slot est le temps aller-retour RTD maximal entre deux points du réseau. Les stations sont synchronisées et connaissent le début d'un slot où elles peuvent émettre. Le débit de cette technique est atteint de 36%.

- **TDMA** : la figure 4.8 illustre la technique TDMA.

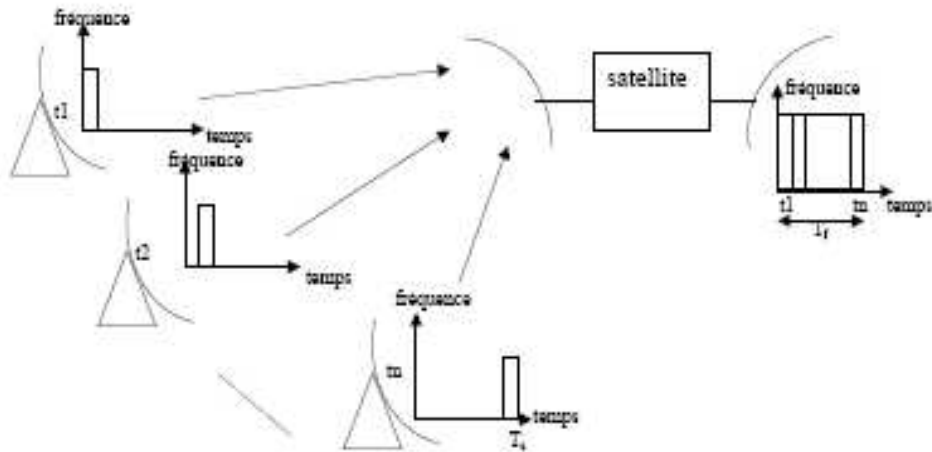


FIG. 4.8 – La technique TDMA

- **FDMA** : la figure 4.9 illustre la technique FDMA.

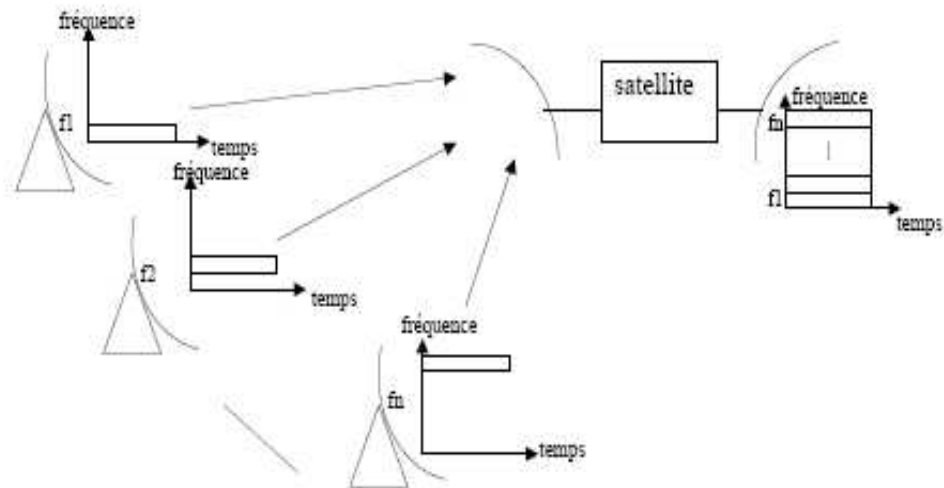


FIG. 4.9 – La technique FDMA

- **CDMA** : la figure 4.10 illustre la technique CDMA.

Ces trois protocoles ont la même définition que ceux présentés dans le chapitre précédent. Sauf dans ce cas, nous parlerons sur des utilisateurs au lieu des nœuds capteurs.

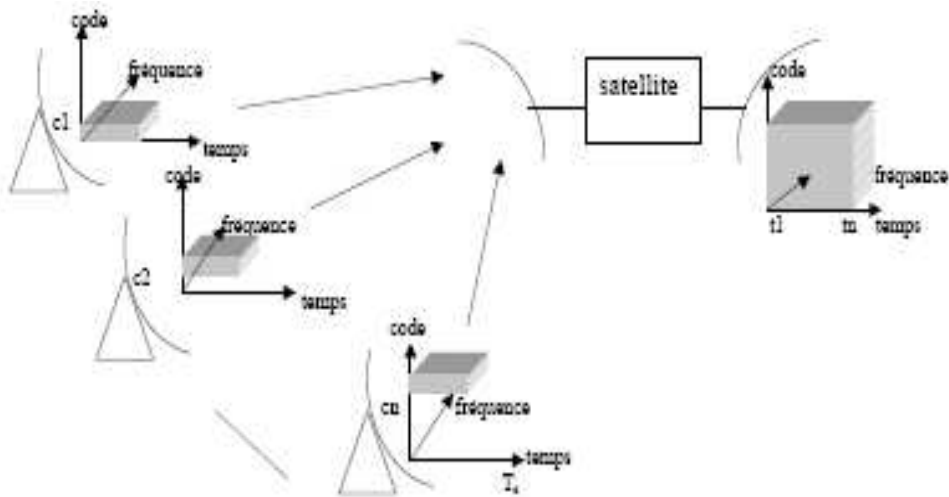


FIG. 4.10 – La technique CDMA

Ces techniques traitent le partage de ressources entre les différents nœuds dans un réseau. Le tableau 4.1 montre les caractéristiques des systèmes LEO ainsi que la méthode d'accès MAC utilisée [15].

4.8.3 Réseau de capteurs par un satellite LEO

Pour réaliser la communication entre un réseau de capteur et un satellite LEO, les auteurs de [66] ont considéré ces deux points :

- ★ Le secteur terrien qui est un réseau de capteurs hétérogènes. Ce réseau est muni de deux types de nœuds : les nœuds ordinaires (NO) à faible énergie, moins cher et de petite taille et d'autres nœuds qui sont équipés de logiciels et matériels complexes avec suffisamment d'énergie pour communiquer directement avec les satellites. Le réseau terrien est organisé en clusters, ainsi les nœuds complexes sont considérés comme des clusters Head.
- ★ Le secteur spatial est une constellation de M satellites LEO. Ces satellites sont mis en orbite qui est éloignée d'une altitude H par rapport à la terre.

Durant la phase d'installation d'un réseau de capteur, les nœuds doivent être déployés sur toute la surface couverte par la constellation pour garantir une connectivité efficace durant la durée de vie du réseau. Pour réaliser cet objectif, le nombre de clusters Head (CH) doit être égal à la racine carrée des nœuds du réseau comme a été démontré dans [54]. L'opération du système est divisée en un nombre de cycles pour rassembler les données. La durée de vie du système est définie comme le nombre total de ces cycles. La figure 4.11 dépeint les étapes

	IRIDIUM	GLOBALSTAR	TELEDESIC
Propriétaire	Motorola	Loaral Qualcomm	Bill Gates Craig McCaw
Nombre de satellite	66	48	840
Altitude (km)	900	1400	700
Type	Gros LEO	Gros LEO	Petit LEO
MAC méthode	FDMA TDMA	CDMA	FDMA
RTD (ms)	10	10	8
Début de service	1998	1997	2002
Services	Voix Data FAX GPS	Voix Data FAX GPS	Voix Data

TAB. 4.1 – Caractéristiques des systèmes LEO.

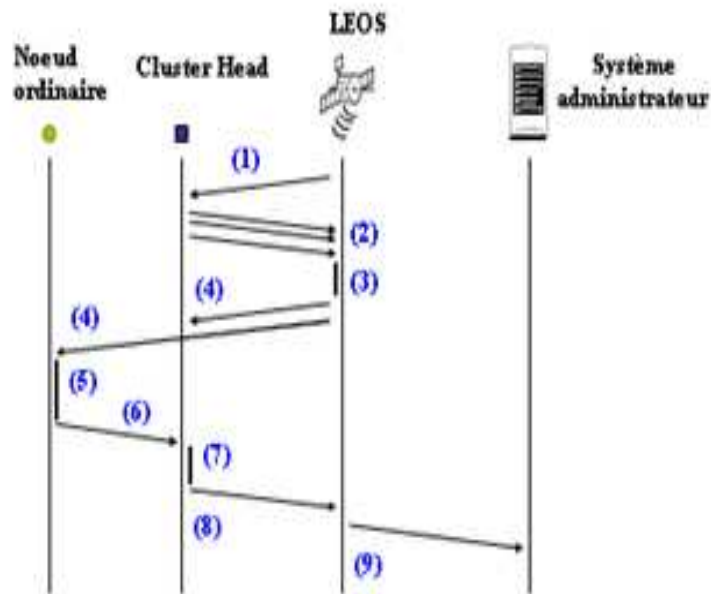


FIG. 4.11 – Les étapes de communication

majeures de chaque cycle comme suit :

- **Etape 1** : Au début de chaque cycle, un satellite diffuse un paquet Head Query (HQ) pour les CHs se trouvant dans sa surface. Ce paquet vise à rechercher les CHs disponibles.

- **Etape 2 :** En réponse aux paquets HQ, les CHs transmettent un paquet Self Notification (SN) aux satellites demandant. Ce paquet contient six champs (figure 4.12) : un identificateur de nœud (ID), l'information sur l'endroit où le nœud se trouve et son niveau d'énergie actuel. Le champ Chief Election History indique la dernière fois que le nœud a été élu comme un chef de la surface couverte (CAC pour *Coverage Area Chief*). Le nœud met son champ flag à " 1 " s'il réside dans une surface couverte par plusieurs satellites. Le champ option est pour un usage additionnel.

ID	Localisation géographique	Niveau d'énergie	Chief Election History	Flag	Option
----	------------------------------	---------------------	---------------------------	------	--------

FIG. 4.12 – Format du paquet Self Notification

- **Etape 3 :** En utilisant les métriques disponibles dans les paquets SN, les satellites choisissent les chefs de leurs foot-print appelés les CACs. Le CAC rassemble les données à partir des NO qui sont sous sa commande et à partir des clusters Head se trouvant dans la même surface couverte. La sélection du CAC peut être basée sur différents attributs. Premièrement, les clusters Head se trouvant dans une surface chevauchée (une surface couverte par plusieurs satellites) sont exemptés du travail de CAC. Deuxièmement, comme la consommation d'énergie est proportionnelle à la distance, un satellite choisi un chef qui est le plus proche de lui en se basant sur la localisation géographique disponible dans le paquet SN. En plus, pour garantir une rotation équitable du CAC parmi les CHs et éviter de décharger la batterie du nœud CAC choisi, les satellites doivent se référer aux informations disponibles dans les champs Chief Election History et niveau d'énergie.
- **Etape 4 :** Après avoir sélectionner un CAC, un satellite diffuse deux types d'annonces : l'annonce du CAC et l'annonce des CHs. La première est destinée aux CHs pour les informer du CAC choisi. Le deuxième message est destiné aux nœuds ordinaires pour les aviser de la liste des clusters Head disponible ainsi que leurs localisations géographique.
- **Etape 5 :** A ce stade, les nœuds ordinaires réalisent des clusters en utilisant l'information géographique disponible dans le paquet d'annonce des CHs. Pour garantir une communication à énergie minimum, un NO choisi un CH qui est le plus proche de lui.
- **Etape 6 :** Lorsque les données à capturer sont collectées par les nœuds ordinaires. Ces derniers les transmettent vers le nœud CH sélectionné. Les nœuds peuvent utilisés des techniques d'accès au canal pour la transmission des données.

- **Etape 7** : Les nœuds CH ainsi que le CAC effectuent une agrégation de données. Ils transmettent ensuite les données agrégées au CAC.
- **Etape 8** : Lorsqu'un CAC reçoit les données à partir de tous les CHs, il effectue à son tour une agrégation de données dans le but d'augmenter la qualité du signal et il procède à la transmission de toutes les données au satellite correspondant.
- **Etape 9** : Lorsque le satellite reçoit les données, il les transmet à son tour à un système administrateur. Ce dernier, effectue une analyse pour déterminer les caractéristiques de l'environnement.

4.9 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons défini des généralités sur un satellite, une constellation et une communication entre un satellite et un secteur terrien. Ensuite, nous avons cité les projets qui ont adopté des satellites dans un réseau de capteur sans fil et nous avons détaillé la recherche effectuée sur l'intégration d'un satellite LEO à un RCSF.

Nous n'avons trouvé aucun protocole MAC conçu pour une communication entre un satellite LEO et un RCSF dans la littérature. De notre part, nous avons proposé un protocole MAC basé sur TDMA dans le but de prolonger la durée de vie du réseau. La présentation de ce protocole est l'objectif du prochain chapitre.

SS-MAC POUR SATELLITE SENSOR MAC

5.1 Introduction

Pour assurer une communication entre un réseau de capteurs sans fil et un satellite, il est nécessaire de concevoir un protocole MAC qui permettra de réduire la consommation d'énergie au niveau des nœuds afin de prolonger leurs durées de vie.

Dans ce chapitre, nous allons présenter un protocole MAC appelé SS-MAC (pour *Satellite Sensor MAC*). Les caractéristiques principales de ce protocole sont : évitement des collisions, l'overhearing, le paquet de contrôle overhead et le traitement de la scalabilité et de la latence. Nous allons ensuite présenter les performances de ce protocole par des formules mathématiques.

5.2 Le protocole SS-MAC

SS-MAC (pour *Satellite Sensor MAC*) est un protocole MAC adapté dans les communications entre un réseau de capteur sans fil (RCSF) et un satellite de type LEO.

Nous supposons une architecture (figure 5.1) basée sur un satellite LEO qui est éloigné de la terre par une altitude H et un réseau de capteurs hétérogène. Le réseau contient deux types de nœuds : nœud complexe (NC) et nœud ordinaire (NO). Le réseau de capteurs est organisé autour des clusters. Chaque cluster contient des nœuds ordinaires et un seul nœud complexe qui est nommé le cluster Head (CH). Les nœuds ordinaires communiquent avec leur cluster Head en un seul saut. Nous supposons aussi que les nœuds complexes n'ont pas une contrainte d'énergie, ils fonctionnent comme des stations de base (*sink*) puisqu'ils communiquent directement avec les satellites. Ces NCs possèdent un canal d'émission et un canal de réception. La contrainte d'énergie figure au niveau des nœuds ordinaires.

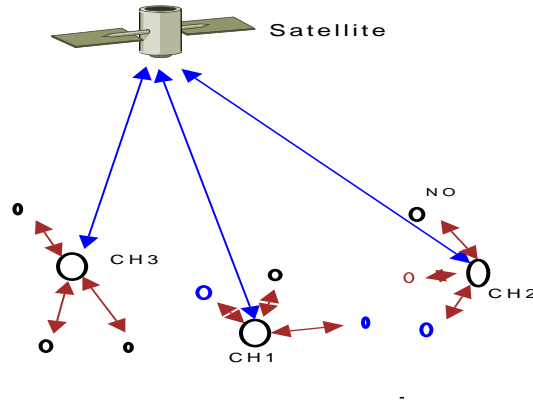


FIG. 5.1 – Architecture d’une communication entre un satellite et un réseau hétérogène

Notre protocole divise le canal de transmission en quatre périodes comme le montre la figure 5.2. Chaque trame commence par une période de regroupement des nœuds en cluster appelée *Regr_Clus* et chaque NC devient un cluster Head (CH), suivi d’une période d’émission/réception ($T_{TX/RX_{CH-NO}}$) entre chaque CH et ses NOs, puis une période d’allocation des slots et se termine par une période d’envoi de données vers le satellite. Puisque le satellite LEO reste immobile durant une période de 300 secondes alors la durée de la trame est inférieure à cette valeur.

$$T_{trame} \leq 300 \quad (5.1)$$

$$T_{trame} = T_{reg-clu} + T_{TX/RX_{CH-NO}} + T_{alloc_{sat-CH}} + T_{envoi_{CH-sat}} \quad (5.2)$$

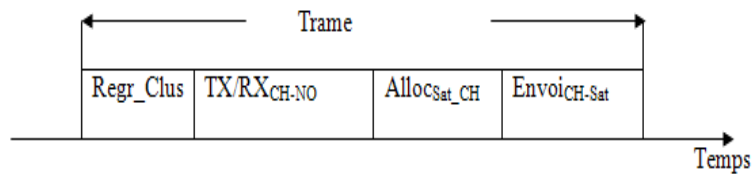


FIG. 5.2 – La trame de SS-MAC

5.3 La trame de SS-MAC

Nous allons définir chaque période de la trame SS-MAC.

1. Période *Regr_Clu* : Le satellite diffuse le message de regroupement en cluster vers tous les NCs. A la réception de ce message, chaque nœud complexe applique l’algorithme 1 afin

de s'organiser en clusters (figure 5.3). Ceci permettra de traiter l'ajout et la suppression des nœuds. Les nœuds ordinaires envoient leurs données en un seul saut vers leur cluster Head. Pour réaliser cela, nous avons suivi le même principe que les auteurs de [66] qui supposent que le nombre de nœuds complexe est égal à la racine carrée du nombre total des nœuds dans un réseau. Soit N_{NO} le nombre totale des nœuds ordinaires dans le réseau et N_{NC} est le nombre de nœuds complexes dans le réseau qui est égale à

$$N_{NC} = \sqrt{N_{NO}}. \quad (5.3)$$

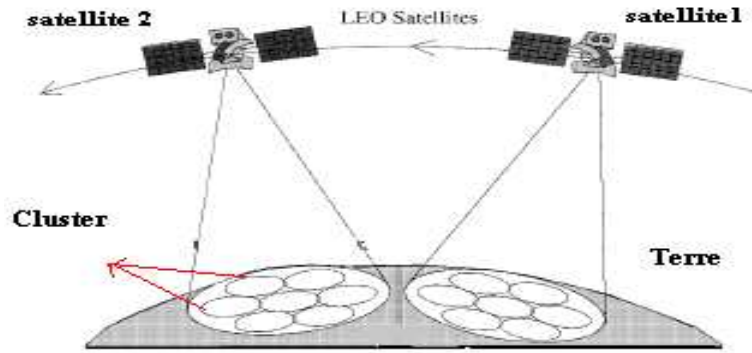


FIG. 5.3 – Organisation des nœuds capteurs en clusters

Algorithm 1 Envoi du paquet INVITATION par CH_i

A la réception du message de satellite à partir du canal de réception d'un CH_i

$CH_i = CN_i$;

$Cluster_i = CH_i$;

pour tout $NO_j \in portée_transmission(CH_i)$

Envoyer_INVITATION(CH_i, NO_j);

A la réception d'un message JOIN d'un NO_j

$Cluster_i = Cluster_i \cup \{NO_j\}$;

Chaque NC envoie un message INVITATION à tous les nœuds résidant dans sa portée de transmission pour leur demander de rejoindre le cluster. Un NO peut recevoir plusieurs invitations de différents NC. Dans ce cas, il choisira celui qui est plus près de lui car la consommation d'énergie est proportionnelle à la distance (Algorithme 2).

2. Période TX/RX_{CH-NO} : Cette période est partagée entre le CH et ses NOs. Elle sera divisée à son tour en une période de vérification, une période d'allocation et une période de réception des NOs (figure 5.4). Le temps de cette période sera calculé en fonction des temps de vérification, allocation et réception.

$$T_{TX-RX_{CH-NO}} = T_{verif} + T_{alloc_{CH-NO}} + T_{rcv} \quad (5.4)$$

Algorithm 2 Envoi du paquet JOIN par NO_j

soit NI Nombre de message INVITATION

si ($NI = 1$) et ($CH = CH_i$) alors

Envoyer_JOIN (NO_j, CH_i);

sinon

si $NI > 1$ alors

pour $k = 1$ à NI faire

calculer_distance_minimale(NO_j, CH_k)

finpour

sélectionner le CH dont sa distance est la plus petite par rapport à NO_j

envoyer_JOIN(NO_j, CH_k);

fin

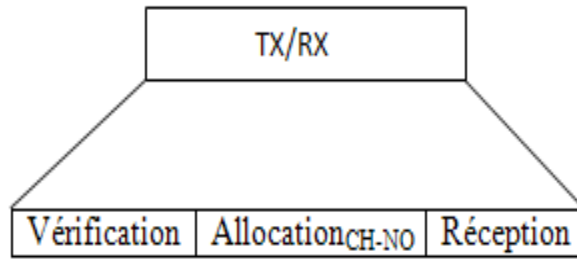


FIG. 5.4 – Période de TX/RX entre CH et NO

- Dans la période de vérification chaque cluster Head envoie un message Account Query AQ_{CH} à chaque NO dans le but de connaître le nombre de données qu'il a collecté. Chaque NO_i possède un buffer et un compteur de données appelé cpt_{NO_i} . A chaque fois qu'il perçoit une donnée il l'enfilera dans le buffer et incrémentera son compteur ($cpt_{NO_i} = cpt_{NO_i} + 1$). Lorsqu'un NO reçoit le message AQ_{CH} du CH, il répondra par un message Response Query RQ_{NO} qui contient l'adresse source (adresse du NO), l'adresse destination (adresse CH) et la valeur de son compteur cpt_{NO_i} (figure 5.5).

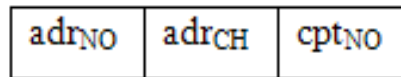


FIG. 5.5 – Format d'un paquet Response Query du NO

- La période d'allocation $_{CH-NO}$ appelée T_{alloc} n'est pas fixe, elle varie selon le nombre de données que les nœuds ordinaires du cluster ont collecté.

$$T_{alloc} = \sum_{i=1}^n cpt_{NO_i} \times T_s \quad (5.5)$$

La durée du slot pour chaque NO appelée T_{NO_i} est calculée par :

$$T_{NO_i} = cpt_{NO_i} \times T_s \quad (5.6)$$

Où T_s est le temps nécessaire pour envoyer ou recevoir une donnée de longueur x .

- Dans la période de réception, un NO envoie ses données au CH dans le slot qui lui est attribué. Comme dans le cas des nœuds ordinaires, les clusters Head ont aussi un buffer où ils sauvegardent leurs données reçues et un compteur qui correspond à la valeur du nombre de données reçues appelé cpt_{CH_j} qui est égale à :

$$cpt_{CH_j} = \sum_{i=1}^n cpt_{NO_i} \quad (5.7)$$

Lorsqu'un CH reçoit une donnée d'un NO, il l'enfilera dans son buffer et il incrémentera son compteur ($cpt_{CH_j} = cpt_{CH_j} + 1$).

3. Période d'allocation ($alloc_{Sat-CH}$) : La période d'allocation entre un satellite et l'ensemble des clusters Head n'est pas de taille fixe. Avant qu'un satellite alloue un slot de temps, il envoie séquentiellement à chaque CH un paquet Account Query (AQ_{Sat}) pour connaître le nombre de données que chacun a reçu de ses nœuds ordinaires. Si le CH a terminé l'agrégation de ses données alors il répondra au satellite par un paquet Response Query (RQ_{CH}) où il inclut la valeur de son compteur (cpt_{CH}).

Lorsque le satellite reçoit RQ d'un CH_i , il lui allouera un slot de durée équivalente à la valeur de son compteur cpt_{CH_i} plus le temps qu'il faut pour atteindre le satellite (à cause de l'altitude).

$$T_{CH} = cpt_{CH_i} \times (T_s + \frac{H}{v}) \quad (5.8)$$

Un message Response Query (RQ_{CH}) contient deux champs (figure 5.6) : localisation géographique du CH et la valeur du compteur (cpt_{CH}).

Localisation géographique	cpt_{CH}
----------------------------------	-------------------------

FIG. 5.6 – Format d'un paquet Response Query d'un CH

4. Période d'envoi vers le satellite ($Envoi_{CH-Sat}$) : Dans cette période, chaque CH envoie ses données vers le satellite dans le slot qui lui a été attribué.

Un CH peut être dans l'un de ces états : Idle, Transmission, Réception (figure 5.7). Par contre un NO peut être dans l'un de ces états : Idle, Transmission, Réception, Sommeil (figure 5.8). Nous avons ajouté un autre état sommeil par rapport aux états d'un CH afin de permettre au NO de conserver son énergie restante.

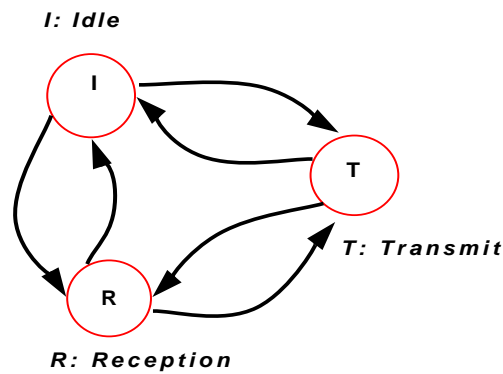


FIG. 5.7 – Les transitions des états d'un CH

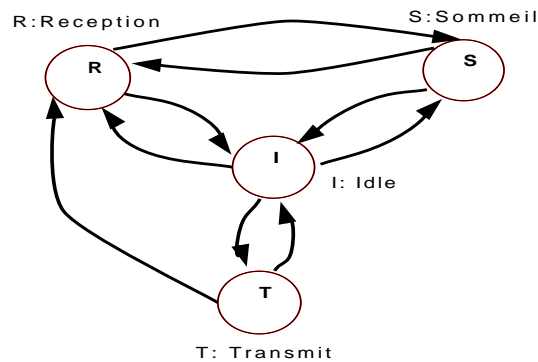


FIG. 5.8 – Les transitions des états d'un NO

5.3.1 Calcul de la complexité des algorithmes

Dans cette section, nous allons évaluer les algorithmes vus dans la section (§ 5.3) et cela en calculant leurs complexités \mathcal{O} qui est une fonction estimant le temps de calcul.

Temps d'exécution = nombre d'instructions exécutées du programme \times nombre moyens de cycles/instructions \times durée d'un cycle d'horloge.

Le programmeur peut agir seulement sur le nombre d'instructions ; les deux autres facteurs de cette formule sont respectivement du ressort de l'architecture de la machine et de l'électronicien. Nous pouvons mesurer l'efficacité d'un algorithme en calculant sa complexité. Cette dernière s'obtient en considérant :

- La ou les données d'entrée (taille)
- Les boucles imbriquées
- La complexité des fonctions utilisées

Règles générales :

- Le temps d'exécution (t_e) d'une affectation ou d'un test est considéré comme constant c .
- Le temps d'une séquence d'instructions est la somme des t_e des instructions qui la composent.
- Le temps d'un branchement conditionnel est égal au t_e du test plus le max des deux t_e correspondant aux deux alternatives (dans le cas d'un temps max).
- Le temps d'une boucle est égal à la somme du coût du test, du corps de la boucle et le test de sortie de la boucle.

A partir de ces règles, nous allons calculer la complexité (Comp) de l'algorithme1 et de l'algorithme2.

5.3.1.1 Algorithme1

- $\text{Comp}(\text{CH}_i = \text{CN}_i) = \mathcal{O}(1)$
- $\text{Comp}(\text{Cluster}_i = \text{CH}_i) = \mathcal{O}(1)$
- L'envoi du message INVITATION s'effectue n fois car il passe à travers les nœuds appartenant à la portée de transmission du CH_i . Donc cette boucle a une complexité de $\mathcal{O}(n)$.
- Pour le message JOIN, le CH peut recevoir au plus n messages. La complexité, dans ce cas, prend la plus grande valeur qui est $\mathcal{O}(n)$.

La complexité de l'algorithme1 correspond à la plus grande complexité des instructions.

$$\text{Comp}(\text{Algorithme1}) = \max(\mathcal{O}(1), \mathcal{O}(1), \mathcal{O}(n), \mathcal{O}(n)) = \mathcal{O}(n)$$

La complexité de l'algorithme1 est à $\mathcal{O}(n)$ et elle est dite linéaire.

5.3.1.2 Algorithme2

- $\text{Comp}(\text{NI}=1) = \mathcal{O}(1)$
- $\text{Comp}(\text{CH}=\text{CH}_i) = \mathcal{O}(1)$

- La complexité de l'envoi du message JOIN est $\mathcal{O}(1)$.
- $\text{Comp}(\text{NI} > 1) = \mathcal{O}(1)$
- Un NO cherche la valeur minimale de la distance qui le sépare des CHs. Il exécute cette instruction au pire n fois. La complexité dans ce cas est $\mathcal{O}(n)$.
- La complexité de l'envoi du message JOIN est $\mathcal{O}(1)$.

$$\text{Comp}(\text{Algorithme2}) = \max(\mathcal{O}(1), \mathcal{O}(1), \mathcal{O}(1), \mathcal{O}(1), \mathcal{O}(n), \mathcal{O}(1)) = \mathcal{O}(n)$$

La complexité de l'algorithme2 est à $\mathcal{O}(n)$ et elle est dite linéaire.

5.4 Les stratégies de SS-MAC

Nous allons expliquer les stratégies de SS-MAC.

5.4.1 Éviter les collisions

Notre protocole suit le principe de TDMA. Chaque nœud émet dans le slot qui lui est attribué et cela traite le problème de collisions. Nous allons vérifier la contrainte de collision dans la période de regroupement en clusters et la période TX/RX entre un CH et un NO car nous vérifions les collisions dans le cas des nœuds ordinaires.

5.4.1.1 Période de regroupement en clusters

Le satellite diffuse le message de regroupement en clusters vers tous les clusters Head résidants dans sa surface couverte (figure 5.9) en sachant que la surface couverte par un satellite appelée S_c est égale à :

$$S_c = \pi \times \left(\frac{H}{\tan \alpha}\right)^2 \quad (5.9)$$

Où α est l'angle d'élévation d'un satellite.

Si un CH réside dans une surface chevauchée ; une surface couverte par deux satellites ; ce nœud recevra deux messages de regroupement en clusters. Cela peut créer des collisions au niveau du CH s'il reçoit ces deux messages au même temps. Si un CH reçoit les deux messages

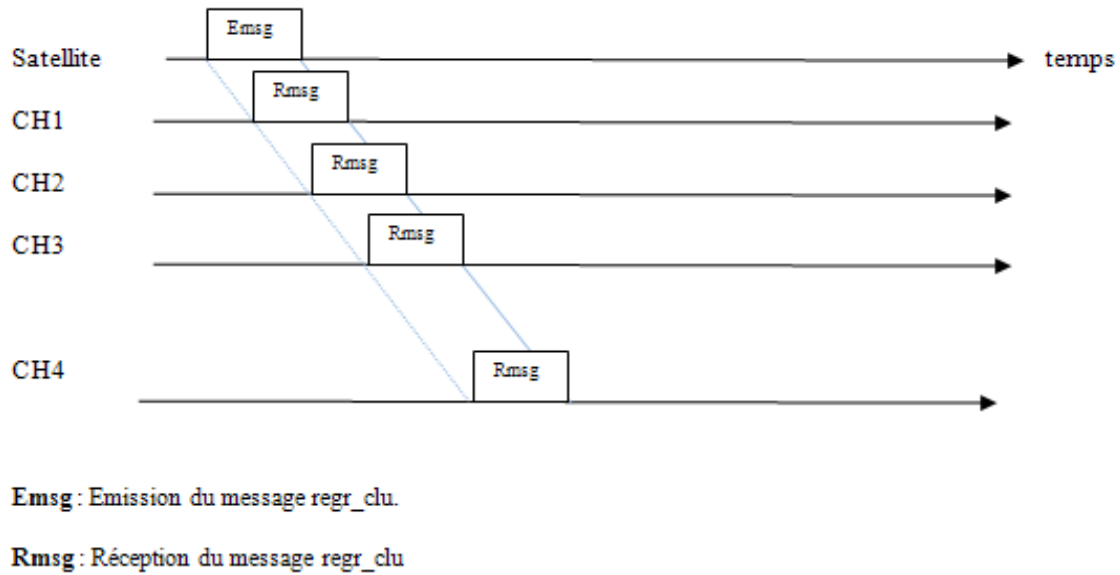


FIG. 5.9 – Diffusion du message Repr_Clu

dans un intervalle de temps alors il choisira le satellite qui est le plus prêt de lui.

Si un NO reçoit plusieurs messages INVITATION à la fois alors il y aura une collision mais elle ne cause pas une perte d'énergie au niveau du NO car il n'est pas l'émetteur. Par contre si un NO reçoit plusieurs messages INVITATION dans un intervalle de temps alors il choisira le CH qui est le plus prêt de lui. A la réception du message INVITATION, un nœud ordinaire envoie un message JOIN au CH choisit. Dans ce cas, il n'y aura pas de collision car le CH envoie séquentiellement le message d'invitation et puisque ce dernier est muni d'un canal d'émission et d'un canal de réception alors quand le CH envoie son message INVITATION à un deuxième nœud ordinaire, il peut recevoir le message JOIN venant du premier nœud.

5.4.1.2 Période TX/RX

Cette période est partagée entre un CH et un NO.

1. Vérification : Le CH envoie un AQ à un NO et il attend une réponse RQ de ce dernier (figure 6.3). Dans cette période, le problème de collision ne figure pas. Le CH envoie son premier message AQ₁ à un NO₁ et il envoie un AQ₂ à un NO₂ que lorsqu'il reçoit le RQ₁ du NO₁. Lorsqu'un NO envoie son RQ, il attend (il se met dans un état *Idle*) que le CH lui allouera un slot de temps. Le problème qui se pose dans ce cas est que les nœuds se mettent dans un état *idle* ce qui causera une perte d'énergie.

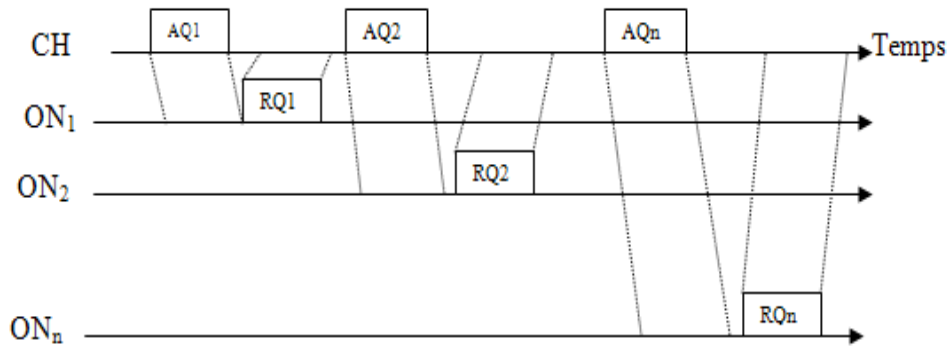


FIG. 5.10 – La période de vérification

2. Allocation : Le CH alloue périodiquement des slots de temps aux NOs selon le nombre de données qu'ils ont envoyé dans leur paquet RQ. Nous supposons que la durée T_s est suffisante pour envoyer une seule donnée de taille x .
3. Réception : Chaque NO envoie ses données dans le slot qui lui a été alloué à son cluster Head qui enregistrera à son tour les données reçues dans son buffer. Lorsqu'un NO n'est pas dans son slot de temps, il se met en mode sommeil et il se réveillera selon deux cas : s'il a déjà envoyé ses données alors il se réveillera dans la période de regroupement en clusters et s'il n'a pas encore envoyé alors il se réveillera dans son slot de temps.

Comme dans le TDMA classique, les collisions sont traitées à cause de l'allocation des slots.

5.4.2 Éviter l'overhearing

SS-MAC traite l'overhearing au niveau des nœuds ordinaires. Quand un NO est dans son slot de temps, les autres nœuds ordinaires éteignent leurs radios (figure 5.11). Cela permettra de traiter l'overhearing donc sauvegarder leurs énergies.

5.4.3 Minimiser la latence

Dans TDMA, un point d'accès alloue des slots de temps aux nœuds. La durée des slots est identique. Nous allons traiter la latence au niveau des CHs et la latence au niveau des NOs.

1. Les CHs : Puisque les CHs n'ont pas une contrainte sur l'énergie alors nous n'avons pas étudié les raisons de perte d'énergie à ce niveau. Cependant, nous pouvons traiter la

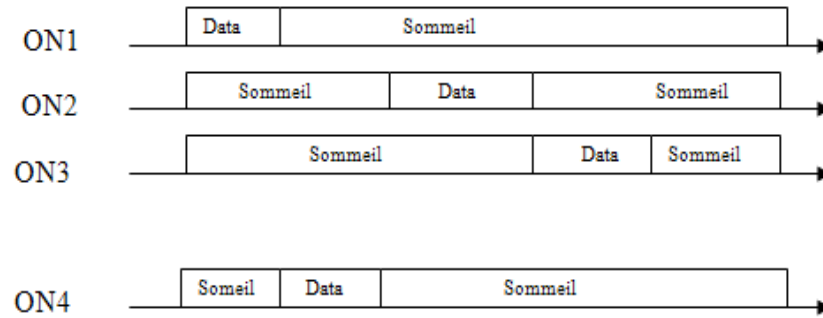


FIG. 5.11 – Eviter l’overhearing par l’état Sommeil

latence en comparant notre période par rapport à TDMA.

Dans TDMA, tous les nœuds ont la même durée des slots. Si un nœud a plusieurs données à transmettre mais le temps qui lui a été alloué est très petit par rapport au temps qu’il lui faut pour transmettre ses données alors il ne transmettra qu’une partie de ses données et il attendra le prochain cycle pour envoyer ses données restantes vers le point d’accès. Ce dernier ne pourra envoyer à un satellite qu’après avoir récupéré toutes les données, donc il faut plusieurs cycles pour l’envoi vers un satellite. La latence à ce niveau augmente d’une manière considérable.

Si un nœud n’a aucune donnée à transmettre alors qu’un slot de temps lui a été attribué. Le nœud sera réveillé et il sera dans un état idle alors qu’il n’a aucune donnée à transmettre. Il retardera les autres nœuds à envoyer même si que le slot n’est pas occupé.

Contrairement à TDMA, notre période d’allocation affecte des slots de temps aux nœuds selon le nombre de données qu’ils ont collectées (selon la valeur du compteur). Si un nœud a collecté m données alors il aura un slot de temps équivalent à $m \times T_s$, et s’il n’a aucune donnée alors il n’aura pas de slots.

2. Les NOs : C’est le même principe que dans le CH. Ce dernier allouera un slot de temps de durée équivalente aux nombre de paquets que le NO a collecté.

5.4.4 Traiter la scalabilité

Dans TDMA, la trame est divisée en slots qui se répète d’une manière cyclique. Dans ce cas s’il y a un nœud qui veut rejoindre ou quitter le réseau, il est difficile de réorganiser la trame.

Prenons le cas où un nouveau nœud rejoint le réseau. Lorsque le CH diffuse son message

INVITATION dans la période de regroupement en clusters, ce nœud recevra ce message et s'il a collecté des données alors le CH lui attribuera des slots de temps.

Si la batterie d'un nœud est déchargée donc il ne fera plus partie du réseau. Pour ne pas affecté un slot de temps à ce nœud comme dans le cas de TDMA. Dans la période de regroupement en clusters, lorsque le CH diffuse son message INVITATION, il ne reçoit pas un message JOIN de ce NO donc il ne sera pas pris en considération.

5.5 Les modèles de communication utilisés dans SS-MAC

Nous définissons trois modèles de communications entre les nœuds ordinaires et les clusters Head et entre les clusters Head et le satellite.

- **Multicast** : Le satellite envoie le paquet REGR_CLU vers tous les clusters Head de sa zone de couverture. Les clusters Head sont un sous ensemble du réseau.
- **Anycast** : Lorsqu'un CH reçoit plusieurs paquets REGR_CLU de différents satellites, il choisit le satellite le plus proche. C'est ce que nous appelons l'anycast.
Nous avons aussi le cas où le NO reçoit plusieurs paquets INVITATION. Le NO choisira le CH le plus proche car l'énergie d'un nœud est fortement liée à la distance.
- **Convergecast** : Lorsqu'un NO détecte un évènement, il l'enfile dans son buffer pour ensuite l'envoyer à un nœud spécifique qui est le CH.
De même pour le CH. Lorsqu'il rassemble les données collectées par ses nœuds ordinaires, il les envoie vers le satellite.
- **Unicast** : Lorsqu'un CH envoie le paquet INVITATION vers chaque NO séquentiellement.

5.6 L'énergie consommée dans SS-MAC

Puisque la contrainte d'énergie figure au niveau des nœuds ordinaires, alors nous allons calculer l'énergie dans la période de regroupement en cluster ($regr_clu$) et dans la période TX/RX_{CH-NO}. Dans les autres périodes, les nœuds ordinaires se mettent dans l'état sommeil.

1. **Période regr_clu** : Le CH envoie le paquet INVITATION qui contient l'en-tête et la donnée (payload) au NO. Ce dernier répondra par un paquet JOIN qui contient aussi l'en-tête ainsi que la donnée.

Les auteurs de [64, 30] ont calculé l'énergie nécessaire pour l'émission et la réception. Les nœuds ordinaires sont identiques, ils ont initialement une même capacité de batterie. L'énergie nécessaire pour transmettre un paquet de taille x à travers une distance d est donné par :

$$E_{tx} = x \times E_{elec} + x \times \mu \times d^k \quad (5.10)$$

Par contre l'énergie nécessaire pour la réception d'un paquet de taille x est :

$$E_{rx} = x \times E_{elec} \quad (5.11)$$

Où E_{elec} est l'énergie électronique, μ est l'amplificateur d'énergie et k dépend de l'environnement.

Dans des environnements comme des bâtiments et des usines, la valeur de k est élevée (entre 3 et 5). Par contre dans un espace libre, la valeur de k est égale à 2. Nous supposons que le réseau de capteur se trouve dans un espace libre, d'où la valeur de k est à 2.

L'énergie nécessaire pour cette période est appelée E_{rc} qui est égale à :

$$E_{rc} = E_{tx_1} + E_{rx_2} \quad (5.12)$$

L'énergie nécessaire pour envoyer un paquet INVITATION est :

$$E_{tx} = x \times E_{elec} + x \times \mu \times d^2 \quad (5.13)$$

L'énergie nécessaire pour recevoir un paquet JOIN est :

$$E_{rx} = x \times E_{elec} \quad (5.14)$$

Donc l'énergie E_{rc} est égale à :

$$E_{rc} = x \times (2 \times E_{elec} + \mu \times d^2) \quad (5.15)$$

Où x est la taille du paquet INVITATION et le paquet JOIN. Nous supposons qu'ils ont la même taille.

2. **TX/RX_{CH-NO}** : Cette période est divisée en période de vérification, période d'allocation entre le CH et le NO et enfin une période de réception.

- **Vérification** : Dans cette période le CH envoie un paquet AQ à un NO, ce paquet contient l'en-tête et la donnée (payload). Le NO répond par un paquet RQ au CH qui contient aussi un en-tête et une donnée. Pour faciliter les calculs ; nous supposons que

la longueur du paquet AQ est la même pour le paquet RQ qui est égale à x_1 . L'énergie de cette période est appelée E_{verif} est calculée par :

$$E_{verif} = E_{tx_2} + E_{rx_2}$$

L'énergie nécessaire pour transmettre le paquet RQ est appelée E_{tx_2} qui est égale à :

$$E_{tx_2} = x_1 \times E_{elec} + x_1 \times \mu \times d^2 \quad (5.16)$$

L'énergie nécessaire pour recevoir le paquet AQ est appelée E_{rx_2} qui est égale à :

$$E_{rx_2} = x_1 \times E_{elec} \quad (5.17)$$

A partir de ces deux dernière formules, nous obtiendrons E_{verif} comme suit :

$$E_{verif} = x_1 \times (2 \times E_{elec} + \mu \times d^2) \quad (5.18)$$

- Allocation : Dans cette période, un nœud ordinaire reçoit la durée de son slot (début et fin de chaque slot). Dans ce cas nous avons l'énergie nécessaire pour l'allocation E_{alloc} est équivalente à l'énergie de réception E_{rx_3} . Dans cette période un NO ne transmet aucune donnée.

$$E_{alloc} = E_{rx_3} = x_2 \times E_{elec} \quad (5.19)$$

Où x_2 est la taille en bits du paquet d'allocation (ALLOC) qui contient l'adresse du NO, la date du début du slot et la date de la fin du slot.

- Réception : Dans cette période, un NO envoie ses données (RECV) dans le slot qui lui a été alloué. L'énergie nécessaire pour qu'un NO_i envoie ses données est égale à :

$$E_{rcv} = cpt_{NO_i} \times x_3 \times (E_{elec} + \mu \times d^2) \quad (5.20)$$

Où x_3 est la taille d'une donnée et cpt_{NO_i} est le nombre de données qu'un NO a collecté.

A partir des énergies calculées dans la période de regroupement en clusters et la période d'émission/réception entre un NO et un CH, nous pouvons déduire l'énergie totale d'un NO dans une trame.

$$E_{total} = E_{rc} + E_{verif} + E_{alloc} + E_{rcv}$$

Donc :

$$E_{total} = x \times (2 \times E_{elec} + \mu \times d^2) + x_1 \times (2 \times E_{elec} + \mu \times d^2) + x_2 \times E_{elec} + cpt_{NO_i} \times x_3 \times (E_{elec} + \mu \times d^2) \quad (5.21)$$

Message	Contenu	Taille
INVITATION	ID du CH, ID du NO, Donnée	ID du CH (1 octet), ID du NO (1 octet) et la donnée (4 octets)
JOIN	ID du CH, ID du NO, Donnée	ID du CH (1 octet), ID du NO (1 octet) et Donnée (4 octets)
AQ	ID du CH, ID du NO, Donnée	ID du CH(1 octet), ID du NO (1 octet)et Donnée (6 octets)
RQ	ID du CH, ID du NO, Donnée	ID du CH(1 octet), ID du NO (1 octet) et la donnée (6 octets)
ALLOC	ID du CH, ID du NO, début slot et fin slot	ID du CH(1 octet), ID du NO (1 octet), début et fin slot (5 octets)
RECV	ID du CH, ID du NO, Donnée	ID du CH (1 octet), ID du NO (1 octet) Donnée (1-256 octets)

TAB. 5.1 – Les types de messages échangés entre les NOs et un CH.

5.7 Graphes pour la consommation d'énergie

Nous allons donner les valeurs de chaque paramètre utilisé pour le calcul d'énergie écoulée au niveau d'un NO_i .

- La distance d entre le NO_i et le CH est égale à 50 mètres.
- L'énergie électronique E_{elec} est égale à 100 pJ/bit (1 PicoJoule = 10^{-12} Joule).
- L'amplificateur d'énergie est égale à 50 nJ/bit/ m^2 (1 NanoJoule = 10^{-9} Joule).
- L'énergie initiale de chaque NO est égale à 5 Joule.

5.7.1 Consommation d'énergie par rapport au nombre de paquets

Selon la formule de l'énergie E_{total} que nous avons calculé, nous obtiendrons un graphe (figure 5.12) qui déterminera le rapport existant entre l'énergie et le nombre de paquets (données) qu'un NO a collecté.

Le tableau 5.1 montre le format et la taille de chaque message échangé entre un NO et un CH.

Dans ce graphe, nous constatons que l'énergie augmente considérablement avec l'accroissement des nombres de paquets perçues par un NO. La valeur maximale de la consommation d'énergie d'un NO durant la trame SS-MAC est à 189000168 pJ qui est équivalente à

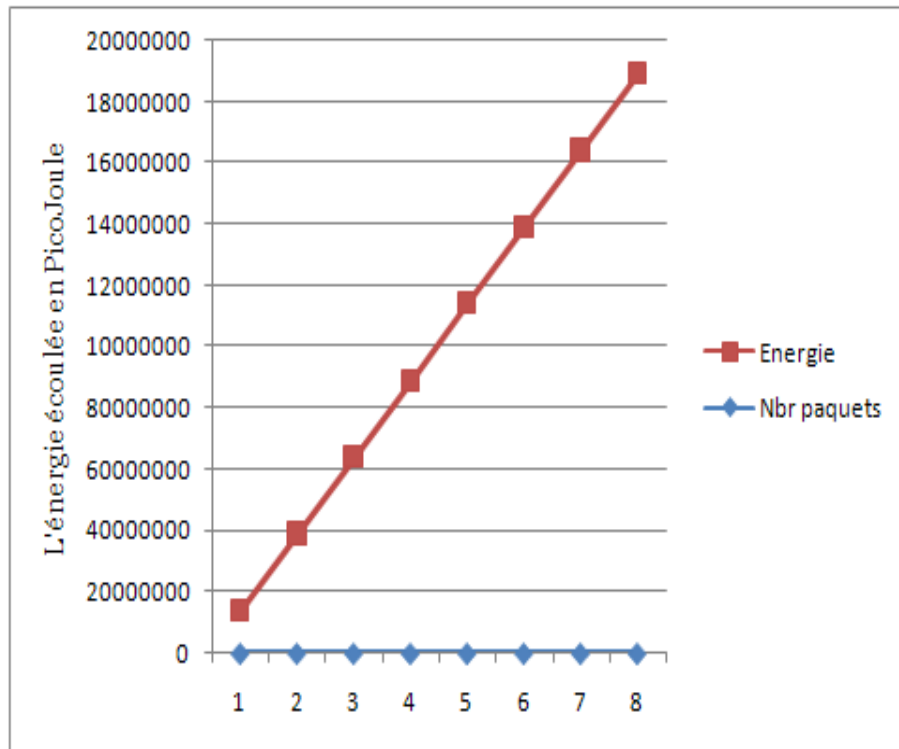


FIG. 5.12 – La consommation d'énergie par rapport au nombre de paquets qu'un NO a collecté

0.189000168 Joule. Par contre la valeur minimale de la consommation d'énergie d'un NO durant la trame SS-MAC est à 14000028 pJ qui est équivalente à 0.01400028 Joule. La consommation d'énergie (E_{total}) d'un nœud ordinaire dans une trame SS-MAC varie entre $0.01400028 < E_{total} < 0.189000168$. Donc le nombre de fois qu'un NO peut participer dans une trame SS-MAC pour l'envoi et la réception des données varie entre 27 et 358 tout en sachant que l'énergie initiale d'un NO est à 5 Joules.

En conclusion, le nombre de paquets qu'un NO collecte joue un très grand rôle dans le calcul de sa durée de vie.

5.7.2 Consommation d'énergie par rapport à chaque période de SS-MAC

Le graphe (figure 5.13) illustre la quantité d'énergie consommée par un nœud ordinaire durant chaque période de la trame SS-MAC.

L'énergie initiale de chaque nœud ordinaire est à 5 Joule. Dans ce graphe nous avons calculé la consommation d'énergie de chaque période par rapport à sa précédente. Nous avons

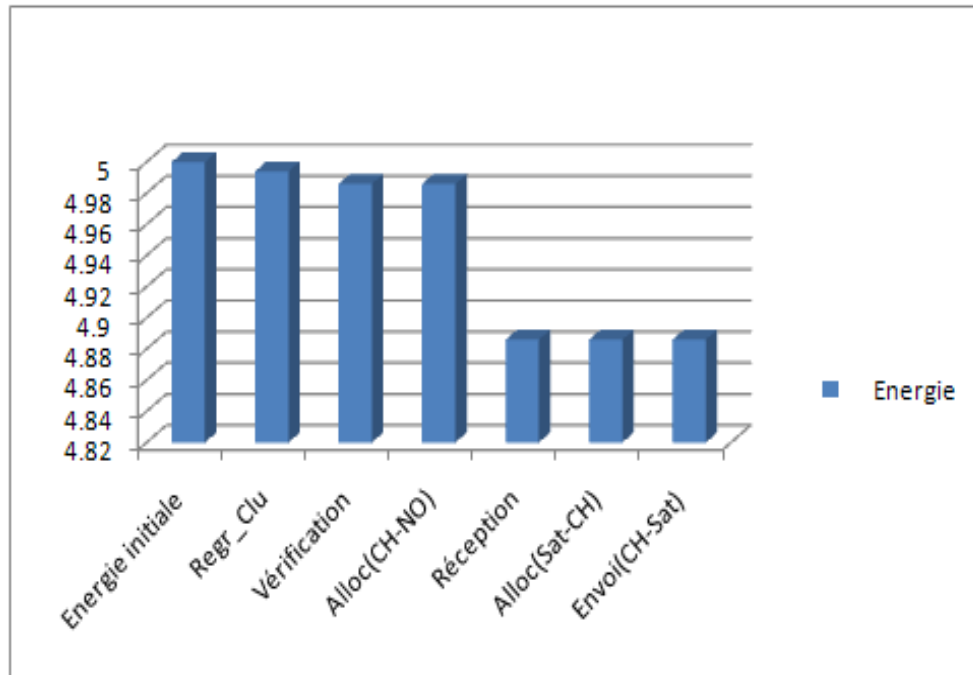


FIG. 5.13 – La consommation d'énergie durant chaque période de la trame SS-MAC

supposé que la moyenne des paquets qu'un NO peut collecter est à 100 octets.

Dans les périodes de regroupement en clusters (Regr_Clu), vérification et allocation (Alloc(CH-NO)), la consommation d'énergie a faiblement diminué par rapport à la consommation d'énergie dans la période de réception. Dans les autres périodes (Alloc_{Sat-CH} et Envoi_{CH-Sat}), les nœuds ordinaires se mettent dans le mode sommeil comme expliqué précédemment c'est pour cela que l'énergie dans ces deux périodes reste inchangée par rapport à la période de réception.

En conclusion, la consommation d'énergie des nœuds ordinaires dans une trame SS-MAC est liée aux périodes de regroupement en clusters, vérification, allocation et réception. Dans le cas où un NO n'a collecté aucune donnée alors sa consommation d'énergie sera calculée dans les périodes de regroupement en clusters, vérification et allocation.

5.8 Le temps d'activité d'un NO

Puisque l'énergie d'un NO se calcule durant la période de regroupement en clusters et la période d'émission/réception entre un NO et un CH, le temps où le NO est actif est aussi

calculé dans ces deux périodes. Ce temps est appelé T_{actif} qui est calculé comme suit :

$$T_{actif} = T_{rc} + T_{verif} + T_{alloc} + T_{rcv} \quad (5.22)$$

Le taux d'activité d'un NO est :

$$T_{actif} \times \frac{100}{T_{trame}}$$

Le temps nécessaire pour qu'un NO_i envoie ses données au CH est :

$$T_{rcv} = cpt_{NO_i} \times T_s$$

5.9 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté notre protocole SS-MAC pour Satellite Sensor MAC et nous l'avons validé formellement. Ce protocole est conçu pour une architecture à trois (03) niveaux. Le satellite envoie et reçoit des données des clusters Head qui envoient et reçoivent aussi des données de leurs nœuds ordinaires.

L'efficacité d'énergie au niveau de la transmission des nœuds est due à l'attribution des slots selon le nombre de paquets qu'un NO a collecté. Pour que ce protocole s'adapte à l'ajout ou à la suppression d'un nœud ordinaire, SS-MAC possède une période de regroupement en clusters au début de sa trame nommée *Regr_Clu*. SS-MAC traite aussi les collisions au niveau des NOs et les CHs. Ces deux derniers envoient leurs données dans les slots qui lui sont attribués. Puisque un NO éteint sa radio, le problème de l'overhearing est minimisé.

A partir de la formule obtenue pour calculer la consommation d'énergie d'un NO durant une seule trame, nous avons obtenu, par une application numérique, deux graphes qui représentent la consommation d'énergie d'un NO durant chaque périodes de la trame SS-MAC et la consommation d'énergie par rapport aux nombres de paquets qu'un NO a collecté.

Pour modéliser notre protocole SS-MAC, nous avons opté pour la méthode analytique et plus précisément les chaînes de Markov. La présentation de cette modélisation sera l'objectif du prochain chapitre.

MODÉLISATION DE SS-MAC PAR LES CHAÎNES DE MARKOV

6.1 Introduction

Pour évaluer la consommation d'énergie dans SS-MAC, nous avons utilisé les chaînes de Markov (voir Annexe). La contrainte d'énergie figure au niveau des nœuds ordinaires (NO) et dans ce cas, nous allons utiliser les chaînes de Markov dans les deux premières périodes de SS-MAC car les deux dernières concernent la communication entre les clusters Head et le satellite.

6.2 Les techniques d'évaluation

Les différentes techniques d'évaluation des performances d'un système sont schématisées dans la figure 6.1. Elles peuvent être classées en trois grandes catégories : l'obtention des mesures directes sur le système (par la détermination des valeurs directes des critères de performances), les méthodes analytiques et la simulation [14].

Les deux principales méthodes pour l'évaluation des performances sont les méthodes analytiques et la simulation. Dans la littérature, de nombreuses méthodes analytiques sont proposées pour l'évaluation de performances des systèmes complexes à bases de flux. Parmi ces méthodes, nous trouvons les modèles de réseaux de Pétri, les chaînes de Markov, et les files d'attente.

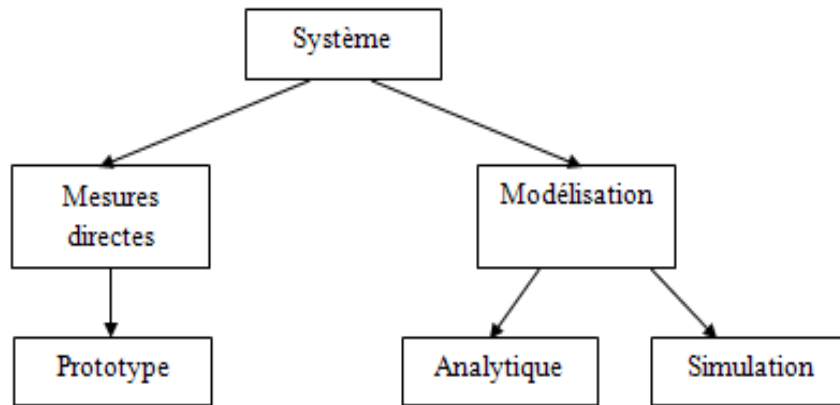


FIG. 6.1 – Technique d'évaluation des performances

6.3 Rappel sur les chaînes de Markov

Un processus stochastique à temps discret $(X_n)_{n \in \mathcal{N}}$, à espace d'état dans E , est une chaîne de Markov homogène si et seulement si :

- Propriété de Markov : pour tout $n \in \mathcal{N}$, et pour tout $n+1$ uplet $(i_0|i_1|...|i_{n-1}|j)$ de E

$$P[X_n = j | X_{n-1} = i_{n-1}, X_{n-2} = i_{n-2}, \dots, X_0 = i_0] = P[X_n = j | X_{n-1} = i_{n-1}]$$

- Homogénéité : pour tout $n \in \mathcal{N}$, et pour toute paire (i, j) de E

$$P[X_n = j | X_{n-1} = i] = p_{ij}$$

Nous pouvons présenter les probabilités conditionnelles p_{ij} sous forme matricielle ou sous forme de graphe. La matrice des probabilités de transition ou matrice de transition $(p_{ij}) = P$ possède clairement les propriétés suivantes :

- Tous les termes sont positifs ou nuls.
- La somme des termes de chaque ligne est égale à 1.

Une telle matrice carrée P dont toutes les lignes représentent des distributions de probabilité est également appelée matrice stochastique. Quant au graphe de transitions, il est formé de points représentant les états du processus et d'arcs correspondant aux transitions possibles, c'est-à-dire pour lesquelles les probabilités p_{ij} sont positives.

6.3.1 Distribution stationnaire

Les probabilités d'état stationnaires, π_k ($k=1,2,\dots$), indiquent les fractions de temps pendant lesquelles une chaîne de Markov demeure dans chacun de ses états. Dans un graphe de transition, on interprète les probabilités π_k comme des masses associées aux états k appartenant à S et les produits $\pi_k p_{kj}$ comme des flux de masses entre les deux états k et j .

La répartition des masses π_k est stationnaire si, lors d'une transition, le flux d'entrée est égal au flux de sortie pour chacun des états. On appellera équations de balance les m équations ainsi trouvées et on ajoute la condition de normalisation pour résoudre le système d'équations. Cette condition est définie par :

$$\sum_{k \in S} \pi_k = 1$$

6.4 Modèle de la couche SS-MAC

6.4.1 Hypothèse

Dans notre modélisation de SS-MAC, afin d'estimer la consommation d'énergie d'un nœud ordinaire (NO), nous avons considéré que chaque période de la trame SS-MAC peut être modélisée par une chaîne de Markov.

On suppose que chaque NO dans une période donnée peut se trouver dans l'un des états suivants (état de la chaîne de Markov) :

- Etat Idle, noté I ; cet état correspond à l'état veille du nœud.
- Etat Transmission, noté T ; le nœud ordinaire est en cours de transmission.
- Etat Réception, noté R ; le nœud est en cours de réception.
- Etat Sommeil, noté S ; le nœud est en sommeil.
- Etat de la i^{eme} période, noté F_i .

On note, aussi, les probabilités suivantes :

- La probabilité d'arrivée d'un paquet, noté λ .
- La probabilité de fin de message, noté f .

- La probabilité d'être au slot approprié, noté s .
- La probabilité d'être à la fin de la période regr_clu , noté k .
- La probabilité d'être à la fin de la trame, noté γ .

Puisque les périodes de la trame SS-MAC sont différentes alors nous allons étudier les probabilités de transition de ces états dans chaque période.

6.4.2 Chaînes de Markov de chaque période

La contrainte d'énergie figure au niveau des nœuds ordinaires. Dans ce cas, nous nous intéressons à la période de regroupement en clusters et à la période TX/RX_{CH-NO}.

6.4.2.1 Période de regroupement en clusters (P₁)

Dans cette période, il y a échange de message INVITATION et JOIN entre un NO et un CH. Le CH envoie le paquet INVITATION aux nœuds ordinaires résidents dans sa portée de transmission. Lorsqu'un NO reçoit ce paquet, il transmettra le message JOIN, via le canal de réception, vers le CH.

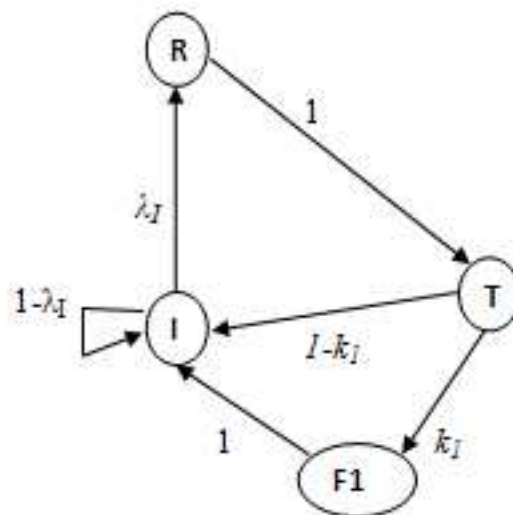


FIG. 6.2 – Chaîne de Markov de la période de regroupement P₁

Dans la figure 6.2, nous représentons les conditions de passage des différents états dans la période de regroupement en clusters. Ces états se résument en Idle, Réception, Transmission et F₁.

Le NO quitte l'état Idle vers l'état Réception s'il y a l'arrivée des paquets INVITATION avec une probabilité λ_I . Ce NO passera ensuite à l'état Transmission avec une probabilité 1 car le NO transmettra sûrement son paquet JOIN vers le CH choisit. Si la fin de la période de regroupement est arrivée alors le NO passera à l'état F_1 avec une probabilité k_1 , sinon il passera à l'état Idle avec une probabilité $1 - k_1$.

6.4.2.2 Période TX/RX_{CH-NO}

Cette période est composée d'une période de vérification, une période d'allocation et une période de réception.

6.4.2.2.1 Période de vérification P_2

Dans cette période, il y a échange de paquets AQ (Account Query) et RQ (Request Query) entre le CH et les NOs.

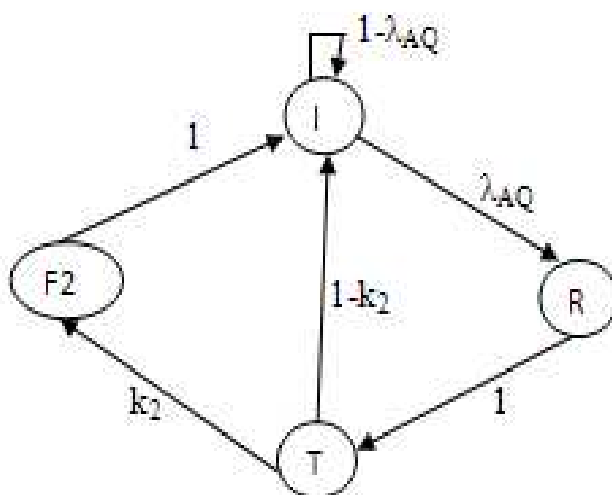


FIG. 6.3 – Chaîne de Markov de la période de vérification P_2

La figure 6.3 illustre le passage de différents états dans la période de vérification : *Idle*, Réception, Transmission et F_2 . On passe de l'état Idle vers l'état Réception si un message Account Query arrive d'un CH, donc avec une probabilité λ_{AQ} . Un nœud restera dans l'état Idle avec la probabilité $1 - \lambda_{AQ}$. Puisque le CH envoie séquentiellement aux nœuds ordinaires le message AQ, chaque NO répondra sans risque d'être dans un état collision et avec une probabilité égale à 1. Lorsque le nœud ordinaire sera dans l'état Transmission, il passera à l'état F_2 avec une probabilité k_2 (fin de la période de vérification) ou il passera à l'état *Idle* avec une probabilité $1 - k_2$ si la période de vérification n'est pas achevée.

6.4.2.2 Période d'allocation P_3

Dans cette période, le CH envoie à chaque NO un slot de temps correspondant aux nombres de messages qu'il a collecté (la valeur du compteur).

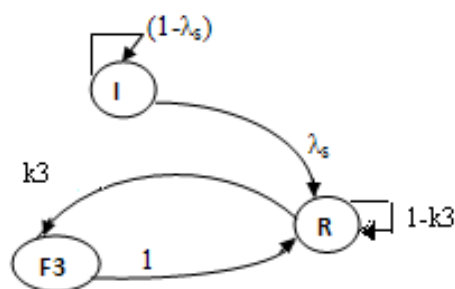


FIG. 6.4 – Chaîne de Markov de la période d'allocation P_3

La figure 6.4 illustre le passage de différents états lors de la période d'allocation : *Idle*, Réception et F_3 . Un NO quitte l'état *Idle* avec une probabilité λ_s s'il reçoit un message (durée slot) de la part du CH. Un NO quitte l'état Réception vers l'état F_3 si la période P_3 est terminée avec une probabilité k_3 pour ensuite revenir à l'état Réception avec la probabilité 1.

6.4.2.3 Période de réception P_4

Dans cette période, chaque NO envoie ses données dans le slot qui lui est attribué par le CH.

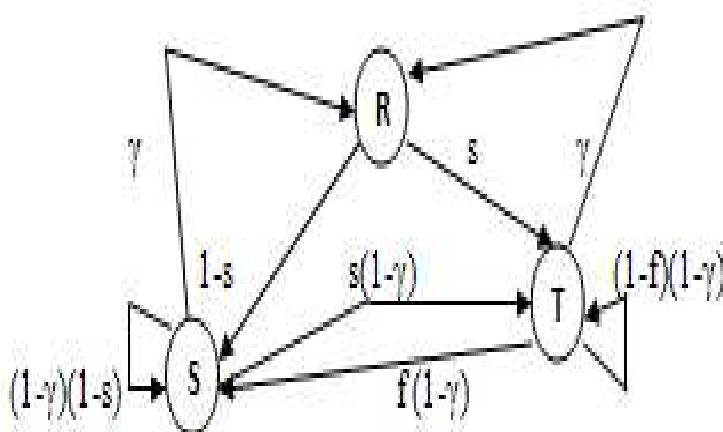


FIG. 6.5 – Chaîne de Markov de la période réception P_4

Un NO quitte l'état Réception vers un état Transmission si le slot de temps qui lui est

octroyé par le CH est arrivé. Si le NO n'est pas dans son slot de temps, alors il passera à l'état Sommeil avec une probabilité $(1-s)$. Tant que la tranche du temps pour qu'un NO puisse communiquer ses données n'est pas arrivée et tant que la durée de SS-MAC n'est pas achevée alors le NO restera dans l'état Sommeil avec une probabilité $(1-\gamma)(1-s)$.

Le NO restera dans l'état Transmission s'il lui reste des données à envoyer et que la durée de la trame n'est pas achevée $((1-f)(1-\gamma))$. Le NO quitte l'état Transmission vers l'état Sommeil s'il a terminé l'envoi de ses données $(f(1-\gamma))$. Le NO quitte l'état Transmission vers l'état réception si la durée de la trame SS-MAC est terminée.

6.4.3 Equations d'état de la chaîne de Markov de chaque période P_i

L'estimation de la consommation d'énergie passe par le calcul des probabilités d'état stationnaires. Ces dernières sont obtenues en résolvant le système d'équation présenté ci-dessous. Ce système est obtenu en appliquant le principe d'équilibre entre le flux sortant et le flux entrant.

6.4.3.1 Equations de la période P_1

Le système d'équations associé à la chaîne de Markov de la période de regroupement en clusters est défini comme suit :

$$\begin{cases} \lambda_I P(I) = P(F_1) + (1 - k_1)P(T) \\ P(R) = \lambda_I P(I) \\ P(T) = P(R) \\ P(F_1) = k_1 P(T) \end{cases}$$

$P(X)$ est la probabilité d'état stationnaire.

A partir de ces équations d'équilibre, nous trouvons les équations suivantes :

$$P(I) = \frac{P(R)}{\lambda_I} \tag{6.1}$$

$$P(F_1) = k_1 P(R) \tag{6.2}$$

Finalement avec l'équation :

$$P(I) + P(R) + P(T) + P(F_1) = 1 \quad (6.3)$$

Nous pouvons calculer $P(R)$ ainsi que d'autres probabilités :

$$P(R) = \frac{\lambda_I}{1 + \lambda_I(2 + k_1)} \quad (6.4)$$

$$P(T) = \frac{\lambda_I}{1 + \lambda_I(2 + k_1)} \quad (6.5)$$

$$P(I) = \frac{1}{1 + \lambda_I(2 + k_1)} \quad (6.6)$$

$$P(F_1) = \frac{k_1 \lambda_I}{1 + \lambda_I(2 + k_1)} \quad (6.7)$$

6.4.3.2 Equations de la période P_2

Le système d'équations associé à la chaîne de Markov de la période de vérification est défini comme suit :

$$\begin{cases} \lambda_{AQ}P(I) = P(F_2) + (1 - k_2)P(T) \\ P(R) = \lambda_{AQ}P(I) \\ P(T) = P(R) \\ P(F_2) = k_2P(T) \end{cases}$$

A partir de ces équations d'équilibre, nous trouvons les équations suivantes :

$$P(I) = \frac{P(R)}{\lambda_{AQ}} \quad (6.8)$$

$$P(F_2) = k_2P(R) \quad (6.9)$$

Finalement, avec l'équation :

$$P(I) + P(R) + P(T) + P(F_2) = 1 \quad (6.10)$$

Nous pouvons calculer $P(R)$ ainsi que d'autres probabilités :

$$P(R) = \frac{\lambda_{AQ}}{1 + \lambda_{AQ}(2 + k_2)} \quad (6.11)$$

$$P(T) = \frac{\lambda_{AQ}}{1 + \lambda_{AQ}(2 + k_2)} \quad (6.12)$$

$$P(I) = \frac{1}{1 + \lambda_{AQ}(2 + k_2)} \quad (6.13)$$

$$P(F_2) = \frac{k_2 \lambda_{AQ}}{1 + \lambda_{AQ}(2 + k_2)} \quad (6.14)$$

6.4.3.3 Equations de la période P_3

Le système d'équations associé à la chaîne de Markov de la période d'allocation est défini comme suit :

$$\begin{cases} k_3 P(R) = P(F_3) + \lambda_s P(I) \\ P(F_3) = k_3 P(R) \\ P(I) + P(R) + P(F_3) = 1 \end{cases}$$

A partir de ces équations d'équilibre, nous trouvons les probabilités suivantes :

$$P(R) = \frac{1}{1 + k_3} \quad (6.15)$$

$$P(F_3) = \frac{k_3}{1 + k_3} \quad (6.16)$$

6.4.3.4 Equations de la période P_4

Le système d'équations associé à la chaîne de Markov de la période de réception est défini comme suit :

$$\begin{cases} P(R) = \gamma P(T) + \gamma P(S) \\ (\gamma + f(1 - \gamma))P(T) = sP(R) + s(1 - \gamma)P(S) \\ (\gamma + s(1 - \gamma))P(S) = (1 - s)P(R) + f(1 - \gamma)P(T) \end{cases}$$

A partir de ces équations d'équilibre, nous trouvons les équations suivantes :

$$P(T) = \frac{s}{\gamma + f(1 - \gamma)}P(R) + \frac{s(1 - \gamma)}{\gamma + f(1 - \gamma)}P(S) \quad (6.17)$$

$$\begin{aligned} P(R) &= \frac{\gamma(\gamma + f(1 - \gamma)) + s\gamma(1 - \gamma)}{\gamma(1 - s) + f(1 - \gamma)}P(S) \\ &= \Theta_m P(S) \end{aligned} \quad (6.18)$$

$$P(T) = \frac{s\Theta_m}{\gamma + f(1 - \gamma)}P(S) + \frac{s(1 - \gamma)}{\gamma + f(1 - \gamma)}P(S) \quad (6.19)$$

Les paramètres Θ_m et ρ_m sont utilisés par souci de simplification. Finalement, avec l'équation :

$$P(R) + P(T) + P(S) = 1 \quad (6.20)$$

Nous pouvons calculer $P(R)$ ainsi que d'autres probabilités :

$$\begin{aligned} P(S) &= \frac{\gamma + f(1 - \gamma)}{\gamma + f(1 - \gamma) + s\Theta_m + s(1 - \gamma) + (\gamma + f(1 - \gamma))\Theta_m} \\ &= \rho_m \end{aligned} \quad (6.21)$$

$$P(R) = \rho_m \Theta_m \quad (6.22)$$

$$P(T) = \frac{s\rho_m \Theta_m}{\gamma + f(1 - \gamma)} + \frac{s(1 - \gamma)\rho_m}{\gamma + f(1 - \gamma)} \quad (6.23)$$

6.5 Etude des performances

Dans ce paragraphe, nous allons étudier les chaînes de Markov de différentes périodes de SS-MAC sous différents aspects. Le but est de voir, d'une part, comment évoluent les probabilités d'état et, d'autre part, ce que nous pouvons tirer comme paramètres utiles de ces

Etat	Puissance consommée (Watt)
Idle	0.75
Réception	1.55
Transmission	1.9

TAB. 6.1 – Puissances consommées dans les différents états.

probabilités d'état. Le paramètre utile est l'énergie consommée.

Comme nous l'avons souligné dans la section (§. 6.3.1), les probabilités d'état stationnaires d'une chaîne de Markov représentent la proportion de temps passée dans chaque état. Ainsi, l'énergie consommée, d'un NO dans SS-MAC, est calculée en pondérant les différentes probabilités d'état par la puissance consommée par le NO dans l'état en question. La formule est donnée par l'équation suivante :

$$E = \sum_{i=1}^4 E(i)$$

Où : E est l'énergie consommée dans SS-MAC.

E(i) : l'énergie consommée dans chaque période i.

- Pour calculer les probabilités d'état, nous avons simulé les probabilités de transition par le langage scilab.
- Pour le calcul des énergies consommées dans chaque période, nous avons utilisé le paramètre Pw_X qui désigne la puissance consommée dans l'état X. Nous avons prit les mêmes valeurs (voir le tableau 6.1) que celles dans IEEE 802.11/2 Mbps (*Digital wireless LAN module*) [41] .

Nous avons défini les puissances consommées dans l'état F_i et l'état Sommeil comme suit :

- Pw_{F_i} est identique à Pw_I .
- Pw_S est égale à 0 puisque les nœuds ordinaires éteignent leurs radios dans l'état Sommeil.

6.5.1 Energie consommée dans P_1

A partir des probabilités d'état calculées dans la section (§.6.4.3.1), nous allons donner la formule de E(1) :

$$E(1) = P(I)Pw_I + P(R)Pw_R + P(T)Pw_T + P(F_1)Pw_{F_1} \quad (6.24)$$

Où : P_{w_X} est la puissance consommée dans l'état X.

Pour calculer l'énergie consommée dans P_1 , nous avons procédé comme suit :

- λ_I suit une loi de Poisson.
- k_1 suit une loi Exponentielle.

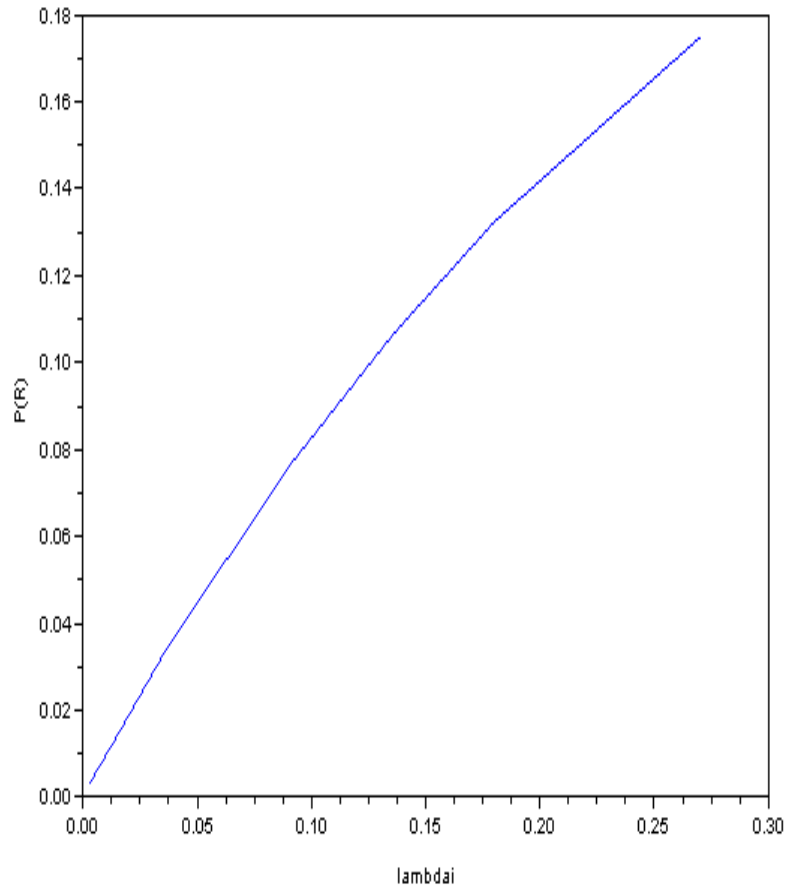
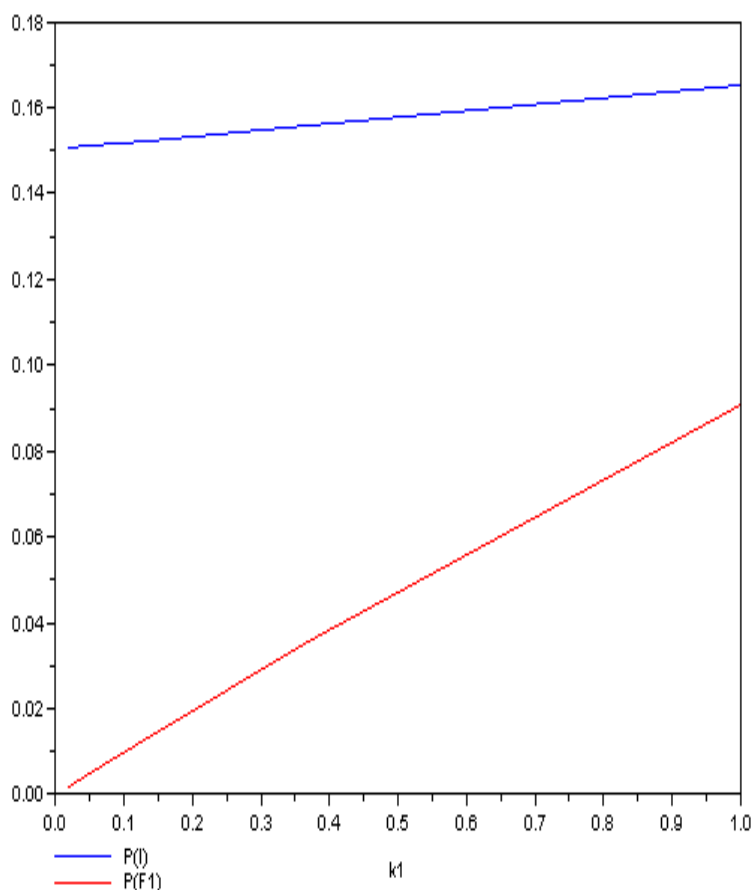


FIG. 6.6 – Probabilité d'état $P(R)$ en fonction de λ_I dans P_1

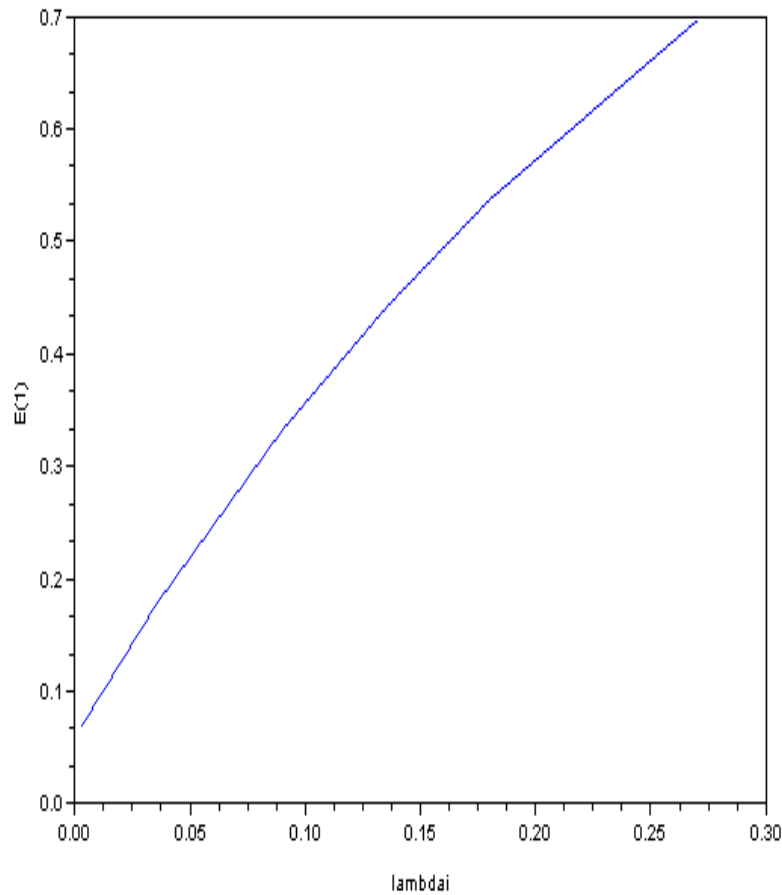
Sur les figures suivantes, nous avons les variations des probabilités d'état en fonction de la probabilité λ_I et k_1 .

La figure 6.6 représente la probabilité d'état $P(R)$ en fonction de la probabilité λ_I . Nous remarquons que $P(R)$ augmente avec l'accroissement de λ_I . Ce qui signifie qu'un NO demeurera encore plus dans l'état Réception puisque le nombre de paquets INVITATION arrivant de plusieurs CH croît.


 FIG. 6.7 – Probabilités d'état $P(I)$ et $P(F_1)$ en fonction de k_1 dans P_1

La figure 6.7 représente les probabilités d'états $P(I)$ et $P(F_1)$ en fonction de l'augmentation de k_1 . Lorsque nous approchons de la fin de la période P_1 , un NO demeurera plus dans l'état F_1 . Cependant, un NO quittera cet état vers l'état *Idle* avec une probabilité 1 (voir la chaîne de Markov) ce qui explique aussi l'augmentation de $P(I)$.

La figure 6.8 illustre l'énergie consommée dans la période P_1 en fonction de l'arrivée des paquets. Nous constatons, dans ce cas, que l'énergie consommée d'un NO augmente avec l'augmentation de λ_I . Cependant, nous pouvons aussi dire que l'énergie d'un NO peut varier dans cette première période comme suit : $0.0704777 \preceq E(1) \preceq 0.6963795$. Ce qui signifie que l'énergie consommée par les nœuds ordinaires peut varier d'un NO à l'autre et cela selon la réception des paquets λ_I .


 FIG. 6.8 – Energie consommée $E(1)$ en fonction de λ_I

6.5.2 Energie consommée dans P_2

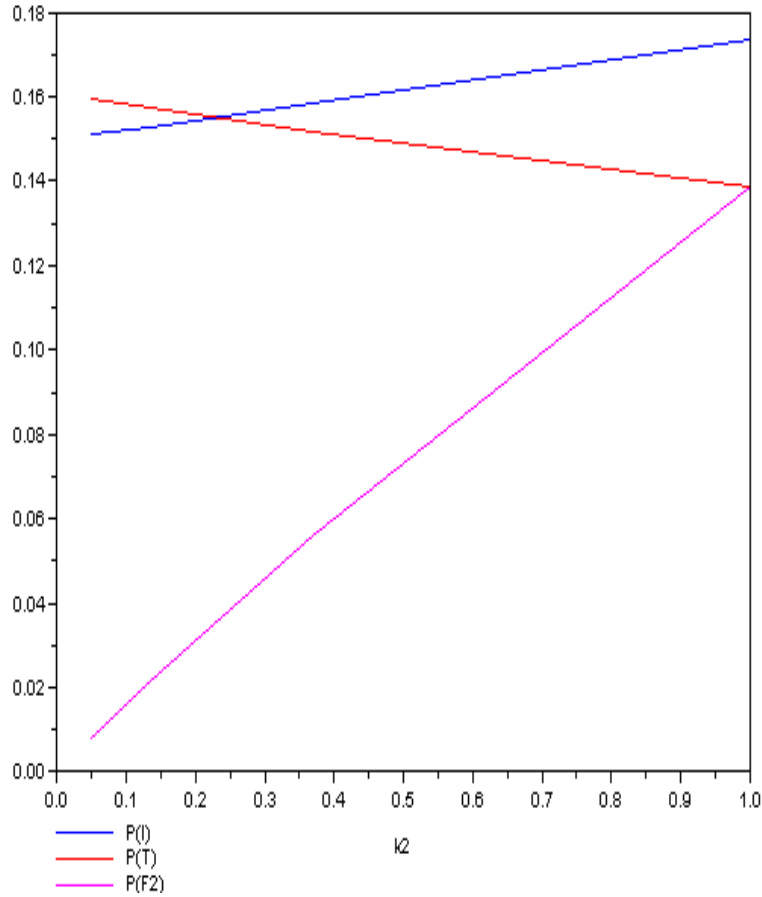
A partir des probabilités d'état calculées dans la section (§.6.4.3.2), nous allons donner la formule de $E(2)$:

$$E(2) = P(I)Pw_I + P(R)Pw_R + P(T)Pw_T + P(F_2)Pw_{F_2} \quad (6.25)$$

Pour calculer l'énergie consommée dans la période P_2 , nous avons procédé comme suit :

- λ_{AQ} suit une loi de Poisson.
- k_2 suit une loi Exponentielle.

Dans la figure 6.9, nous constatons les variations des probabilités d'états $P(T)$, $P(I)$ et $P(F_2)$ en fonction de la durée de la période de vérification. Lorsque la durée de la période P_2


 FIG. 6.9 – Les probabilités d'états $P(R)$, $P(I)$ et $P(F_2)$ en fonction de k_2

est terminée, un NO quitte l'état Transmission vers l'état F_2 . Ce qui explique la diminution de $P(T)$ et l'augmentation de $P(F_2)$ en fonction de la durée k_2 . Lorsqu'un NO passe vers l'état F_2 , il transitera vers l'état *Idle* avec une probabilité 1. C'est pour cela que nous remarquons une augmentation au niveau de $P(I)$.

La figure 6.10 nous montre l'évaluation de l'énergie consommée $E(2)$ dans la période de vérification selon sa durée k_2 . Nous constatons dans cette figure qu'un NO consomme beaucoup plus d'énergie lorsque la durée de la période P_2 est grande. Cependant, nous pouvons conclure que la consommation d'énergie varie comme suit : $0.6698448 \preceq E(2) \preceq 0.7124767$.

6.5.3 Energie consommée dans P_3

A partir des probabilités d'état calculées dans la section (§.6.4.3.3), nous allons donner la formule de $E(3)$:

$$E(3) = P(I)Pw_I + P(R)Pw_R + P(F_3)Pw_{F_3} \quad (6.26)$$

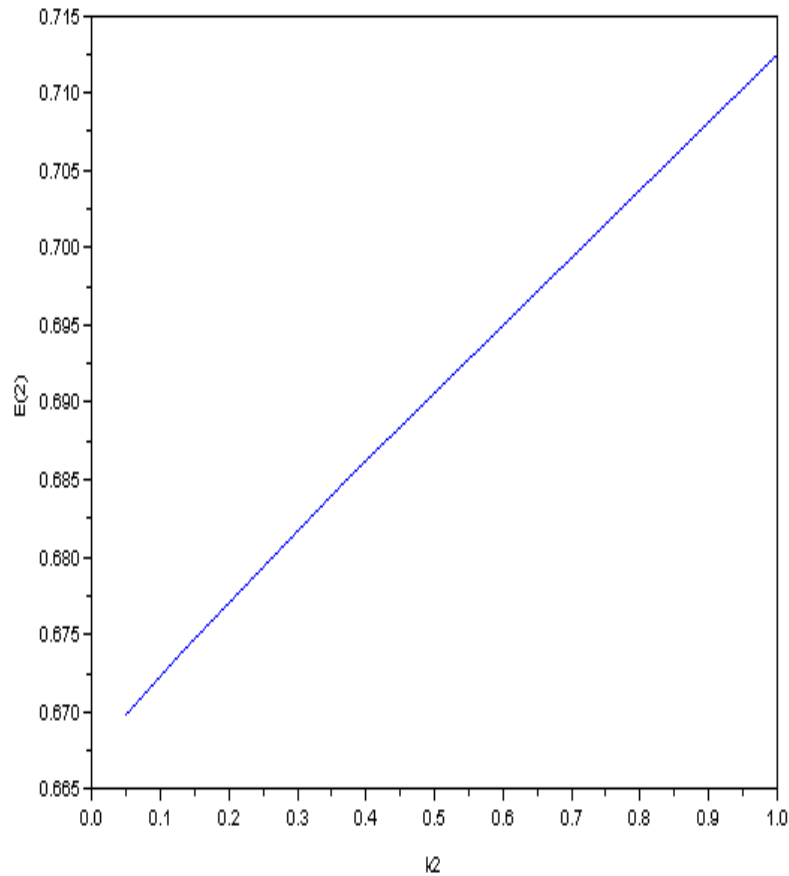


FIG. 6.10 – Energie consommée $E(2)$ en fonction de k_2

Pour calculer l'énergie consommée dans la période P_3 , nous avons procédé comme suit :

- λ_s suit une loi de Poisson.
- k_3 suit une loi Exponentielle.

Sur la figure suivante, nous avons les variations des probabilités d'état en fonction de k_3 .

Dans la figure 6.11, nous constatons les variations des probabilités d'états $P(R)$ et $P(F_3)$ en fonction de la durée de la période d'allocation. Lorsque la durée de la période P_3 est terminée, un NO quitte l'état Réception vers l'état F_3 pour ensuite revenir à l'état Réception où il demeurera jusqu'à l'approche de la période P_4 . Ce qui explique l'augmentation de $P(F_3)$ et de $P(R)$.

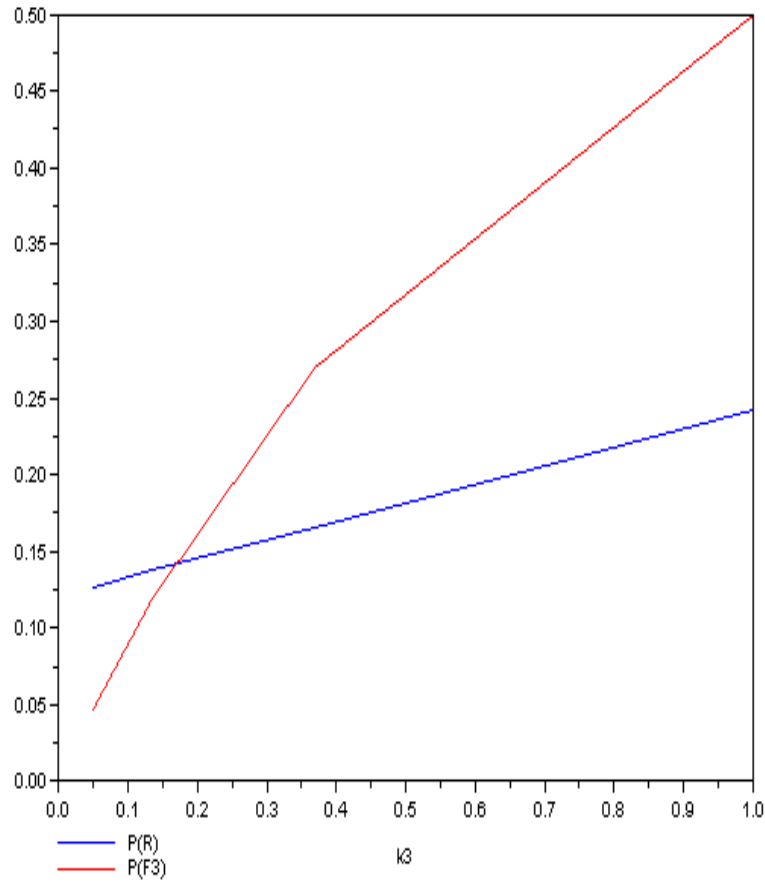


FIG. 6.11 – Les probabilités d'états $P(R)$ et $P(F_3)$ en fonction de k_3

La figure 6.12 nous montre l'évaluation de l'énergie consommée $E(3)$ dans la période d'allocation selon la durée de la période d'allocation. Nous constatons dans cette figure qu'un NO consomme beaucoup plus d'énergie lorsque la durée de la période P_3 est grande. Cependant, nous pouvons constater que la consommation d'énergie varie comme suit : $0.220656 \preceq E(3) \preceq 0.6252058$.

6.5.4 Energie consommée dans P_4

A partir des probabilités d'état calculées dans la section (§.6.4.3.4), nous allons donner la formule de $E(4)$:

$$E(4) = P(R)Pw_R + P(T)Pw_T + P(S)Pw_S \quad (6.27)$$

Pour le calcul de l'énergie consommée dans la période P_4 , nous avons suivi ces étapes :

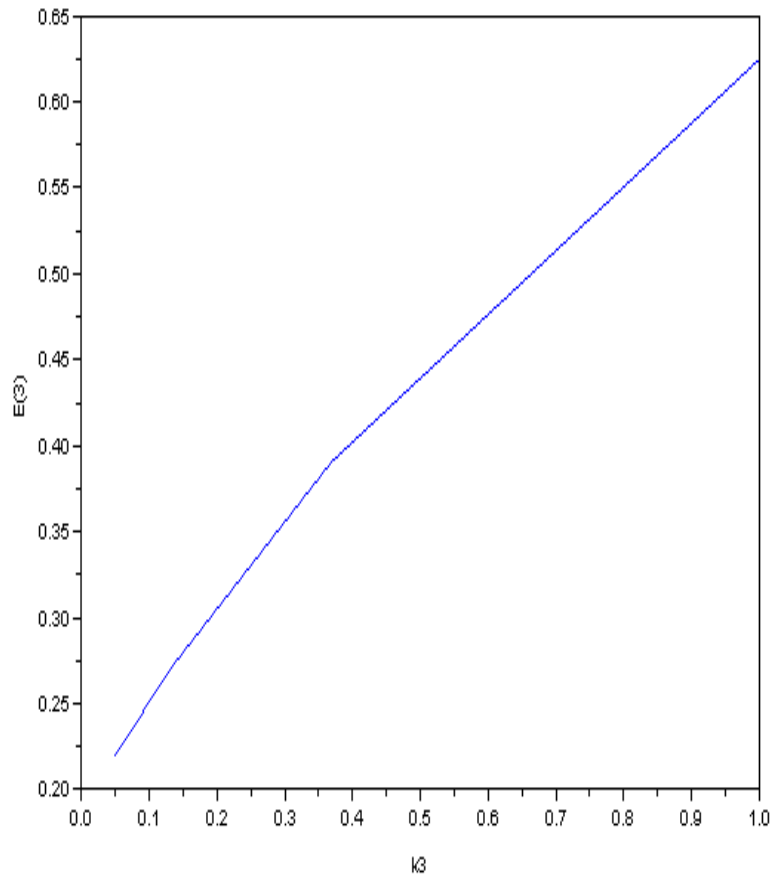
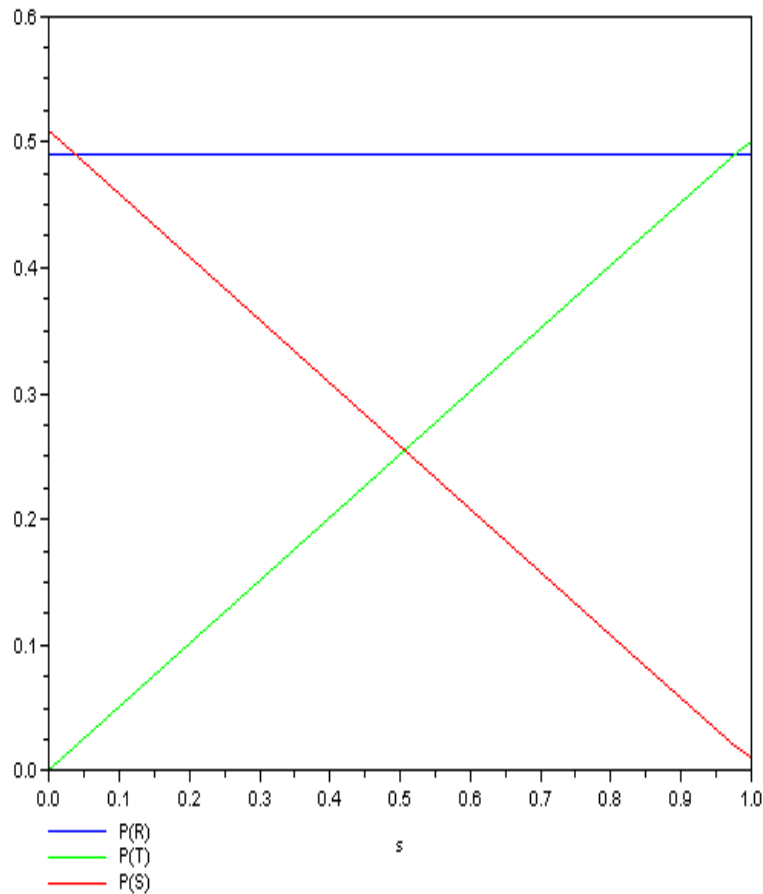


FIG. 6.12 – Energie consommée $E(3)$ en fonction de k_3

- Probabilité de transition f : nous avons prit la même valeur que celle prise par l’auteur de [9] qui est égale à 0.5.
- Probabilité s suit la loi exponentielle.
- Probabilité γ suit la loi exponentielle.

Sur les figures suivantes, nous avons les variations des probabilités d’état en fonction de la probabilité s .

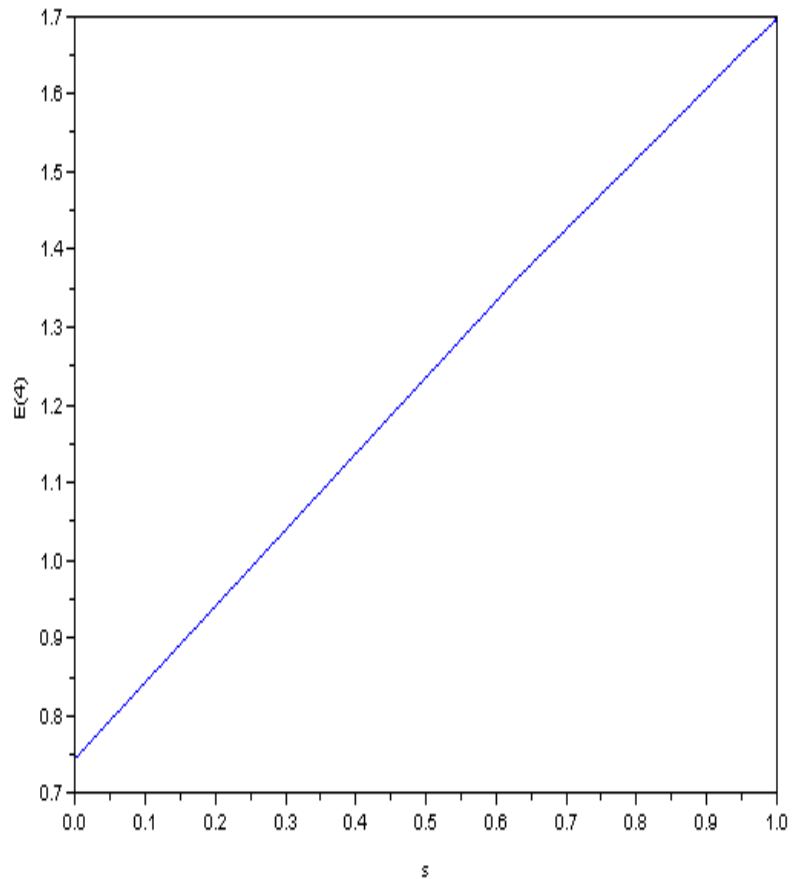
Dans la figure 6.13, la probabilité d’état $P(R)$ est fixe tout au long de la période P_4 même si le nombre de slots augmente. Ce qui signifie que lorsqu’un NO se trouve dans son slot de temps qu’il soit de durée petite ou grande, il ne pourra pas être dans un état Réception. En d’autres termes, lorsqu’un NO sera dans son slot, il passera à l’état Transmission et s’il termine de transmettre alors il passera à l’état Sommeil.


 FIG. 6.13 – Les probabilités d'états $P(S)$, $P(R)$ et $P(T)$ en fonction de s

Lorsqu'un CH associe un slot de temps de courte durée à un NO, la probabilité de demeurer dans l'état Transmission est petite. C'est le même principe que si un NO obtiendra un slot de temps de grande durée. A chaque fois que la durée d'un slot augmente, un NO demeurera encore plus dans l'état Transmission. Ce qui explique l'augmentation de $P(T)$ en fonction de l'augmentation de la durée s .

Lorsque la durée d'un slot est grande, dans ce cas un NO passera moins de temps dans l'état Sommeil ce qui explique la diminution de $P(S)$ en fonction de l'augmentation de s .

La figure 6.14 illustre l'énergie consommée dans la période P_4 en fonction de la durée d'un slot. Nous constatons, dans ce cas, que la puissance consommée d'un NO augmente avec l'augmentation de s . Cependant, nous pouvons aussi dire que l'énergie d'un NO peut varier dans cette période de réception comme suit : $0.7446662 \preceq E(4) \preceq 1.6959759$. Ce qui signifie

FIG. 6.14 – Energie consommée $E(4)$ en fonction de s

que la puissance consommée par les nœuds ordinaires peut varier d'un NO à l'autre et cela selon le nombre de paquets qu'ils vont transmettre.

6.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons modélisé SS-MAC par les chaînes de Markov. Pour cela, nous avons premièrement présenté chaque période de SS-MAC par une chaîne de Markov qui est présentée par un ensemble d'états et des probabilités de transition. Ensuite, nous avons résolu les systèmes d'équations de chaque période en appliquant la distribution stationnaire et nous avons obtenu les probabilités d'état en fonction des probabilités de transitions.

Pour calculer l'énergie consommée dans chaque période, nous avons pondéré les différentes probabilités d'état par la puissance consommée par un NO dans l'état en question.

Nous avons obtenu des courbes qui représentent l'évaluation des différents états en fonction de quelques probabilités de transition ($\lambda_{I,s}, \dots$) et nous avons remarqué que l'énergie consommée d'un NO peut varier dans chaque période.

CONCLUSION ET PERSPECTIVES

DANS ce travail, nous nous sommes intéressés à la problématique de l'économie d'énergie et de la durée de vie des nœuds capteurs pour qu'un système administrateur puisse rassembler via un satellite les différentes mesures collectées par des nœuds du RCSF. La contrainte d'énergie a été étudiée dans plusieurs couches de la pile protocolaire d'un nœud. Parmi ces couches, nous trouvons le MAC qui est traité dans notre travail. Pour cela, nous avons étudié les différents protocoles MAC conçus pour les réseaux de capteurs sans fil et nous avons aussi étudié les techniques d'accès au canal satellite LEO. A partir de cela, nous avons déduit que le protocole MAC que nous devons concevoir sera un protocole à accès fixe. Notre protocole nommé SS-MAC (*Satellite Sensor MAC*) est conçu pour une communication bidirectionnelle en trois niveaux entre : les satellite LEO, les nœuds complexes (clusters Head), les nœuds ordinaires. SS-MAC vient pour prendre en considération les différents points suivants : traiter la contrainte d'énergie au niveau des nœuds ordinaires, puisqu'ils sont munis d'une batterie qui n'est pas rechargeable, en minimisant les causes de perte d'énergie, étudier la latence au niveau du réseau hétérogène et finalement traiter la scalabilité.

En guise de perspectives, nous voulons créer un simulateur qui intégrera un satellite LEO à un réseau de capteur et cela permettra de mieux cerner les performances de notre protocole SS-MAC.

Nous voulons introduire un mécanisme d'agrégation des données des CHs. Au lieu que chaque CH envoie ses données vers un satellite, il sera préférable d'élire un seul CH (CCH pour *Chief Cluster Head*) qui jouera le rôle d'intermédiaire entre les autres CHs et le satellite.

Nous pouvons améliorer notre solution en prenant en compte les handovers au niveau des satellites pour qu'une communication ne soit pas interrompue à cause des transferts des satellites.

LISTE DES ACRONYMES

ACK	ACK nowledgment
ADC	Analog to D igital C onverter
AEA	A daptive E lection A lgorithm
AP	A ccess P oint
ARM	A corn R isc M achine
AQ	A ccount Q uery
BEB	B inary E xponential B ackoff
BMAC	B erkeley M AC
CAC	C overage A rea C hief
CC-MAC	spatial C orrelation-based C ollaborative M AC
CDMA	C ode D ivision M ultiple A ccess
CFP	C ontention F ree P eriod
CH	C luster H ead
CRC	C yclic R edundancy C heck
CSMA-PS	CSMA with P reamble S ampling
CSMA	C arrier S ense M ultiple A ccess
CSMA/CA	CSMA with C ollision A void
CTS	C lear T o S end
CW	C ollision W indow
DE-MAC	D istributed E nergy aware M AC
DS	D ata S ending
DS-MAC	D ynamic S ensor M AC
DCF	D istributed C oordination F unction
DIFS	D istributed I nter F rame S pace
E-MAC	E vent M AC
FDMA	F requency D ivision M ultiple A ccess
FH	F irst H op
FRTS	F utur R equest T o S end
GEO	G eostationary E arth O rbital

GPS	G lobal P ositioning S ystem
GSL	G rounds to S atellite L inks
GTIM	G ateway T raffic I ndication M essage
HCL	H igh C ontention L evel
HQ	H ead Q uery
IEEE	I nstitute of E lectrical and E lectronics E ngineers
INS	I terative N ode S election
ISL	I nter S atellite L ink
LCL	L ow C ontention L evel
LEACH	L ow- E nergy A daptive C lustering H ierarchy
LEO	L ow E arth O rbital
LLC	L ogical L ink C ontrol
LPL	L ow P ower L istening
MAC	M edium A ccess C ontrol
MACA	M ultiple A ccess with C ollision A voidance
MACA-BI	MACA B y I nvitation
MANET	M obile A d hoc N ETwork
MEO	M edium E arth O rbital
MIPS	M illions I nstructions P er S econde
NAV	N etwork A llocation V ector
NC	N œud C omplexe
N-MAC	N etwork MAC
NO	N œud O rdinaire
NP	N eighbor P rotocol
OSI	O pen S ystems I nterconnect
PAMAS	P ower A ware M edium A ccess protocol and S ignaling
PARMAC	P ower A ware R eservation based MAC
PCF	P oint C oordination F unction
PS	P reamble S ampling
RAVE	R esource A daptive V oluntary E lection
RCSF	R éseau de C apteurs S ans F il
RF	R adio F requency
RP	R eservation P eriod
RQ	R esponse Q uery
RTD	R ound T rip D elay
RTR	R eady T o R eceive
RTS	R esponse T o S end
SEP	S chedule E xchange P rotocol
SIFS	S hort I nter F rame S pace
S-MAC	S ensor MAC
SN	S elf N otification

SS-MAC	S atellite S ensor MAC
TCP	T ransport C ontrol P rotocol
TDMA	T ime D ivision M ultiple A ccess
T-MAC	T imeout MAC
TRAMA	T Raffic A daptive M edium A ccess

Bibliographie

- [1] ARGOT, <http://www.argo.ucsd.edu>.
- [2] Intel Corporation, Intel Mote :Development of an enhanced universal embedded node platform for wireless sensor networks, <http://www.intel.com/research/exploratory/motes.htm>.
- [3] WPSM, <http://www.usariem.army.mil/wpsm>.
- [4] IEEE, IEEE Standard 802.11 : Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specification. 1999.
- [5] IEEE, IEEE Standard 802.15.4 : Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specification for Low Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs) . 2003.
- [6] BTnodes A Distributed Environment for Prototyping Ad Hoc Networks. Website : <http://www.btnode.ethz.ch>, October 2004.
- [7] TinyOS. Disponible : <http://webs.cs.berkeley.edu/tos>, 2005.
- [8] M. Aboelaze and F. Aloul. Current and Future Trends in Sensor Networks : A Survey. *IEEE Communication Magazine*, June 2005.
- [9] M. Achir. *Technologies basse consommation pour les réseaux ad-hoc*. PhD thesis, Institut National Polytechnique de Grenoble, Juillet 2005.
- [10] K. Akkaya and M. Younis. A Survey on routing protocols for wireless sensor networks. *Ad Hoc Networks*, pages 325–349, 2005.
- [11] I.F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam, and E. Cayirci. Wireless sensor networks : a survey. *IEEE Computer Networks*, 38(4) :393–422, March 2001.
- [12] I.F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam, and E. Cayirci. A survey on sensor networks. *IEEE Communications Magazine*, 40(8) :102–116, August 2002.
- [13] I.F. Akyildiz, H. Uzunalioglu, and M.D. Bender. Handover management in Low Earth Orbit (LEO) satellite networks. *Baltzer Science Publishers BV*, (4) :301–310, 1999.
- [14] J. Alberto and I. Dieguez. *Contributions à la modélisation et à la simulation accélérée de réseaux de communication*. PhD thesis, Université de Rennes I, 2001.

-
- [15] E. Altman, A. Feriera, and J. Galtier. *Les réseaux satellites de télécommunication*. Dunod edition, 1999.
- [16] F. Ananasso and F.D. Priscoli. Satellite systems for personal communication networks. *J.C. Baltzer AG, Science Publishers*, (4) :155–165, 1998.
- [17] V. Bharghavan, A. Demers, S. Shenker, and L. Zhang. MACAW :A Media Access Protocol for Wireless LAN's. In *Proceedings of the Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications*, pages 212–225, 1994.
- [18] I. Bisio, M. Marchese, A. Mursia, and G. Portomauro. Information Distribution Techniques in Sensor Networks via Satellite. *IEEE ICC*, June 2006.
- [19] M.I. Brownfield. *Energy-efficient Wireless Sensor Network MAC Protocol*. PhD thesis, Faculty of Virginia Polytechnic Institute and State University, Marsh 31 2006.
- [20] N. Bulusu, D. Estrin, L. Girod, and J. Heidemann. Scalable coordination for wireless sensor networks : selfconfiguring localization systems. *International Symposium on Communication Theory and Applications (ISCTA)*, Ambleside, UK, July 2001.
- [21] D. Culler, D. Estrin, and M. Srivastava. Overview of Sensor Networks. *IEEE Computer Society*, pages 41–49, August 2004.
- [22] T. Van Dam and K. Langendoen. An Adaptive Energy Efficient MAC Protocol for Wireless Sensor Networks. *SenSys '03 : the 1st international conference on Embedded networked sensor systems*, pages 171–180, November 2003.
- [23] I. Demirkol, C. Ersoy, and F. Alagöz. MAC Protocols for Wireless Sensor Networks : a Survey. *IEEE Communications Magazine*, 44(4) :115–121, April 2006.
- [24] A. El-Hoiyi and J.-D. Decotignie. WiseMAC : An Ultra Low power MAC Protocols for the Downlink of Infrastructure wireless sensor networks. *in the proceeding of the ninth IEEE Symposium on Computers and Communication (ISCC'04)*, pages 244–251, June 2004.
- [25] A. El-Hoiyi, J.-D. Decotignie, C. Enz, and E. Le Roux. Poster Abstract : WiseMAC, an Ultra Low power MAC protocol for the WiseNET Wireless Sensor Network. *Commun.ACM*, 2003.
- [26] J. Feng, F. Koushanfar, and M. Potkonjak. System-Architecture for Sensor Networks Issues, Alternatives, and Directories. In *ICCD'02*, 2002.
- [27] P.R. Giusto and G. Quaglione. Technical alternatives for satellite mobile networks. In *Proc. of the 1st European Workshop on Mobile/Personal Satcoms*, pages 15–27, 1994.
- [28] J.L. Grubb. IRIDIUM overview. *IEEE Communications Magazine*, 1991.
- [29] T.T. Ha. *Digital Satellite Communications*. McGraw-Hill Publishing Company, second edition, 1990.
- [30] W. Heinzelman, A. Chandrakasan, and H. Balakrishnan. Energy-efficient Communication protocol for wireless sensor networks. *Proceeding of the 33rd Hawaii International Conference on System Sciences*, pages 3005–3014, Janvier 2000.

- [31] J. Hill and D. Culler. MICA : A Wireless Platform for Deeply Embedded Networks. *IEEE Micro*, pages 12–24, 2002.
- [32] J. Hill, R. Szewczyk, A. Woo, S. Hollar, D. Culler, and K.S.J. Pister. System Architecture Directions for Programming Languages and Operating Systems. *In Proceeding of the 9th International Conference on Architectural Support for Programming Languages and Operating Systems*, pages 93–104, 2000.
- [33] J.L. Hill. *System Architecture for Wireless Sensor Network*. PhD thesis, University of California, Berkeley, 2003.
- [34] G. Hoblos, M. Staroswiecki, and A. Aitouche. Optimal Design of Fault Tolerant Sensor Networks. *IEEE International Conference on Control Applications, Anchorage, AK*, pages 467–472, September 2000.
- [35] Y.C. Hubbel. A comparison of the IRIDIUM and AMPS systems. *IEEE Network Magazine*, pages 52–59, March/April 1997.
- [36] A. Ibrahim and S. Tohmé. A Modified CDMA/PRMA Medium Access Control Protocol for Integrated Services in LEO Satellite Systems . *Commun.ACM*, 2000.
- [37] M. Ilyas and I. Mahgoub. *Handbook of Sensor Networks :Compact Wireless and Wired Sensing Systems*. CRC Press LLC, 2005.
- [38] Q. Jiang and D. Manivannan. Routing protocols for sensor networks. *IEEE Wireless Communication*, pages 93–98, June 2004.
- [39] R. Kalindi, L. Ray, R. Kannan, and S. Iyengar. Distributed Energy Aware MAC Layer Protocol For Wireless Sensor Networks. *International Conference on Wireless Networks , Las Vegas, Nevada*, June 2003.
- [40] H. Karl and A. Willig. *Protocols and architectures for wireless sensor networks*. John Wiley and Sons, Ltd, 2005.
- [41] O. Kasten. *Energy Consumption*. http://www.inf.ethz.ch/Kasten/energy_consumption.html, eldgenossische technische hochschule zurich edition.
- [42] R. Kling. Intel Research Mote. *In Network Embeded Systems Technology Winter 2003 Retreat*, January 2003.
- [43] M.O. Kolawole. *Satellite Communication Engineering*. MARCEL DEKKER, Inc, 2002.
- [44] K. Kredo and P. Mohapatra. Medium access control in wireless sensor networks. *Elsevier B. V*, pages 961–994, July 2006.
- [45] S.S. Kulkarni and M. Arumugam. TDMA Service for Sensor Networks. volume 7, pages 604 – 609. IEEE Computer Society Washington, DC, USA, March 2004.
- [46] Y.W. Law, L.V. Hoesel, J. Doumen, P. Hartel, and P. Havinga. Energy-Efficient Link-Layer Jamming Attacks against Wireless Sensor Network MAC Protocols. *Commun.ACM*, November 2005.

-
- [47] X-Y. Li, I. Stojmenovic, and Y. Wang. Partial delaunay triangulation and degree limited localized bluetooth multihop scatternet formation. *IEEE Trans. Parallel Distributed Systems*, pages 350–361, 2004.
- [48] P. Lin, C. Qiao, and X. Wang. Medium Access Control With A Dynamic Duty Cycle For Sensor Networks. *Wireless Communications and Networking Conference, 2004. WCNC. 2004 IEEE*, pages 1534–1539, March 2004.
- [49] E. Lutz. Issues in satellite personal communication systems. *J.C. Baltzer AG, Science Publishers*, (4) :109–124, 1998.
- [50] A. Mainwaring, J. Polastre, R. Szewczyk, D. Culler, and J. Anderson. Wireless Sensor Networks and Applications. In *Proceeding of the 1st ACM Workshop on Wireless Sensor Networks and Applications*, September 2002.
- [51] G. Maral and M. Bousquet. *Satellite Communication Systems*. Wiley edition, 1998.
- [52] G. Maral and J.J. Derider. Basic Concepts of Low Earth Satellite Systems for Communications. Technical report, ENST Toulouse, 1991.
- [53] A. Delye De Mazieux, V. Gauthier, M. Marot, and M. Becker. Etat de l'art sur les réseaux de capteurs. Technical report, Institut National de Télécommunication, Evry, France, Mars 2005.
- [54] V. Mhatre, C. Rosenberg, D. Kofman, R. Mazumdar, and N. Shroff. *A Minimum Cost Heterogeneous Sensor Network with a Lifetime Constraint*, chapter 34 : Energy-Efficient Medium Access Control. *IEEE Trans. Mobile Computing*, Jul/Sep 2004.
- [55] B. Miller. Satellite free mobile phone. *IEEE Spectrum*, pages 26–35, March 1998.
- [56] H. Namgoong, D. Lee, and D. Nam. Energy Efficient Topology for Wireless Microsensor Networks. *Commun. ACM*, October 2005.
- [57] S. Park, A. Savvides, and M.B. Srivastava. Simulating Networks of Wireless Sensors. In *Proceedings Simulation Conference*, winter 2001.
- [58] J. Polastre, J. Hill, and D. Culler. Versatile low power media access for wireless sensor networks . In *Proceedings of the International Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys)*, pages 95–107, 2004.
- [59] G.J. Pottie and W.J. Kaiser. Wireless integrates network sensors. *Commun. ACM*, pages 51–58, 2000.
- [60] V. Rajendran, K. Obraczka, and J.J. Garcia-Luna-Aceves. Energy-Efficient, Collision-Free Medium Access Control for Wireless Sensor Networks. *Commun.ACM*, November 2003.
- [61] P. Santi. Topology Control in Wireless Ad Hoc and Sensor Networks. *ACM Computing Surveys*, pages 164–194, June 2005.
- [62] R.E. Sherif and Y.F. Hu. *Mobile Satellite Communication Networks*. John Wiley and Sons, LTD, 2001.

-
- [63] S. Singh, M. Woo, and C.S. Raghavendra. Power-aware routing in mobile ad hoc networks. *ACM, MOBICOM 98*, pages 181–190, 1998.
- [64] H. Soudé and J. Méhat. Energy Efficient Clustering Algorithm for Wireless Sensor Networks. *IEEE Spectrum*, 2006.
- [65] M. Stemm and R.H. Katz. Measuring and reducing energy consumption of network interfaces in hand-held devices. *IEICE Transactions on Communications*, E80-B(8) :1125–1131, August 1997.
- [66] T. Taleb, F. Naït-Abdesselam, A. Jamalipour, K. Hashimoto Nei Kato, and Y. Nemoto. Design Guidelines for a Global and Self-Managed LEO Satellites-based Sensor Network. In *GLOBECOM*, October 2006.
- [67] F. Talucci and M. Gerla. MACA-BI(MACA By Invitation)A Wireless MAC Protocol for High Speed ad hoc Networking. In *Proceedings of the IEEE International Conference on Universal Personal Communications*, pages 913–917, 1997.
- [68] M.C. Vuran and I.F. Akyildiz. Spatial Correlation-based Collaborative Medium Access Control in Wireless Sensor Networks. *IEEE/ACM TRANSACTIONS ON NETWORKING*, 14(2) :316–329, April 2005.
- [69] A. Wang and A. Chandrakasan. Energy efficient system partitioning for distributed wireless sensor networks. *IEEE Int.Conf.Acoustic, Speech, Signal Processing*, pages 905–908, 2001.
- [70] A. Warrior, J. Min, and I. Rhee. ZMAC : a Hybrid MAC for Wireless Sensor Networks. Technical report, Department of Computer Science, North Carolina State University, April 2005.
- [71] W. Ye, J. Heidemann, and D. Estrin. An Energy-Efficient MAC Protocol for Wireless Sensor Networks. *IEEE INFOCOM*, pages 1567–1576, June 2002.
- [72] W. Ye, J. Heidemann, and D. Estrin. Medium Access Control with Coordinated Adaptive Sleeping for Wireless Sensor Networks. *IEEE/ACM TRANSACTIONS ON NETWORKING*, 12(3) :493–505, June 2004.
- [73] M. Younis and T. Nadeem. *Energy Efficient MAC Protocols of Ad Hoc Networks*, chapter 9 : Energy efficient MAC protocols for wireless sensor networks. Ahmed Safwat, Kluwer Academic Publishers, http://www.cs.umd.edu/nadeem/Web_Page/html_css/papers/energy_chapter.pdf, Wireless Ad-Hoc and Sensor Networks edition.

ANNEXE : PREUVE SUR LA PROPRIÉTÉ MARKOVIENNE

Introduction

Nous allons démontrer dans ce qui suit que le processus utilisé dans chaque période est un processus markovien. Pour cela, nous définissons d'abord quelques paramètres utilisés dans les chaînes de Markov associées à chaque période (regroupement en clusters, vérification, allocation et réception). Par la suite nous démontrons la propriété fondamentale de la chaîne de Markov.

Pour tout $n \in \mathcal{N}$, et pour tout $n+1$ uplet $(i_0|i_1|....|i_{n-1}|j)$ de E

$$P[X_{n+1} = j|X_n = i_n, X_{n-1} = i_{n-1}, \dots, X_0 = i_0] = P[X_{n+1} = j|X_n = i_n]$$

Dans notre cas, le processus $(X_n)_{n=0,1,\dots}$ définit l'état d'un nœud ordinaire à l'instant n .

Période de regroupement en clusters

- Un nœud ordinaire peut se trouver à un instant donné dans l'un de ces états : Réception (R), Transmission (T), *Idle* (I) et fin de période (F_1). Pour cela, l'espace des états dans cette période est défini comme suit : $E_1 = \{R, T, I, F_1\}$.
- La matrice de transition P_1 est défini comme suit :

$$P_1 = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 - k_1 & k_1 \\ \lambda_I & 0 & 1 - \lambda_I & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \end{pmatrix}$$

La somme de chaque ligne est égale à 1.

Dans cette période nous allons démontrer ce qui suit :

- Probabilité d'être dans l'état Transmission en sachant qu'un nœud se trouve dans l'état Réception.

$$\begin{aligned}
 P[X_{n+1} = T | X_n = R, X_{n-1} = T, X_{n-2} = I, X_{n-3} = F_1] &= P[X_{n+1} = T | X_n = R] \\
 (1) &= (2)
 \end{aligned}$$

Nous avons :

$$\begin{aligned}
 (1) &= P[X_{n+1} = T | X_n = R] \cap P[X_{n+1} = T | X_{n-1} = T] \cap P[X_{n+1} = T | X_{n-2} = I, X_{n-3} = F_1] \\
 &= P[X_{n+1} = T | X_n = R] \cap P[X_{n+1} = T] \cap P[X_{n+1} = T | X_{n-2} = I] \cap P[X_{n+1} = T | X_{n-3} = F_1] \\
 &= P[X_{n+1} = T | X_n = R] \cap P[X_{n+1} = T] \cap P[X_{n+1} = T] \cap P[X_{n+1} = T] \\
 &= P[X_{n+1} = T | X_n = R] \cap P[X_{n+1} = T] \\
 &= P[X_{n+1} = T | X_n = R] \\
 &= (2)
 \end{aligned}$$

Nous avons :

$$\begin{aligned}
 P[X_{n+1} = T | X_{n-1} = T] &= \frac{P[X_{n+1} = T \cap X_{n-1} = T]}{P[X_{n-1} = T]} \\
 &= \frac{P[X_{n+1} = T] * P[X_{n-1} = T] + P[X_{n+1} = T \cup X_{n-1} = T]}{P[X_{n-1} = T]} \\
 &= \frac{P[X_{n+1} = T] * P[X_{n-1} = T]}{P[X_{n-1} = T]} \\
 &= P[X_{n+1} = T]
 \end{aligned}$$

Nous avons : $P[X_{n+1} = T \cup X_{n-1} = T] = 0$ car ces deux évènements sont indépendants. C'est le même principe pour $P[X_{n+1} = T | X_{n-2} = I]$ et $P[X_{n+1} = T | X_{n-3} = F_1]$. A partir de ces équations, nous constatons que la propriété de Markov est prouvée dans la première transition.

- Probabilité d'être dans la fin de la période 1 en sachant qu'un nœud se trouve dans l'état Transmission. Nous allons démontrer dans ce qui suit cette égalité :

$$\begin{aligned}
 P[X_{n+1} = F_1 | X_n = T, X_{n-1} = R, X_{n-2} = I, X_{n-3} = F_1] &= P[X_{n+1} = F_1 | X_n = T] \\
 (3) &= (4)
 \end{aligned}$$

Nous avons :

$$(3) = P[X_{n+1} = F_1 | X_n = T] \cap P[X_{n+1} = F_1 | X_{n-1} = R] \cap P[X_{n+1} = F_1 | X_{n-2} = I, X_{n-3} = F_1]$$

$$\begin{aligned}
 &= P[X_{n+1} = F_1 | X_n = T] \cap P[X_{n+1} = F_1] \cap P[X_{n+1} = F_1 | X_{n-2} = I] \cap P[X_{n+1} = F_1 | X_{n-3} = I] \\
 &= P[X_{n+1} = F_1 | X_n = T] \cap P[X_{n+1} = F_1] \cap P[X_{n+1} = F_1] \cap P[X_{n+1} = F_1] \\
 &= P[X_{n+1} = F_1 | X_n = T] \cap P[X_{n+1} = F_1] \\
 &= P[X_{n+1} = F_1 | X_n = T] \\
 &= (4)
 \end{aligned}$$

La propriété de Markov de la deuxième transition est démontrée.

- Probabilité d'être dans l'état Idle en sachant qu'un nœud peut se trouver dans l'un de ses états : Idle, F_1 et Transmission. Nous allons démontrer dans ce qui suit cette égalité :

$$\begin{aligned}
 P[X_{n+1} = I | X_n = \{T, F_1, I\}, X_{n-1} = R] &= P[X_{n+1} = I | X_n = \{T, I, F_1\}] \\
 (5) &= (6)
 \end{aligned}$$

Nous avons :

$$\begin{aligned}
 (5) &= P[X_{n+1} = I | X_n = \{T, I, F_1\}] \cap P[X_{n+1} = I | X_{n-1} = R] \\
 &= (P[X_{n+1} = I | X_n = T] \cup P[X_{n+1} = I | X_n = I] \cup P[X_{n+1} = I | X_n = F_1]) \cap P[X_{n+1} = I] \\
 &= (P[X_{n+1} = I | X_n = T] \cup P[X_{n+1} = I | X_n = I] \cup P[X_{n+1} = I | X_n = F_1]) \\
 &= (6)
 \end{aligned}$$

La propriété de Markov de cette transition est démontrée.

- Probabilité d'être dans l'état Réception en sachant qu'un nœud se trouve dans l'état *Idle*. Nous allons démontrer cette égalité :

$$\begin{aligned}
 P[X_{n+1} = R | X_n = I, X_{n-1} = R, X_{n-2} = T, X_{n-3} = F_1] &= P[X_{n+1} = R | X_n = I] \\
 (7) &= (8)
 \end{aligned}$$

Nous avons :

$$\begin{aligned}
 (7) &= P[X_{n+1} = R | X_n = I] \cap P[X_{n+1} = R | X_{n-1} = R] \cap P[X_{n+1} = R | X_{n-2} = T, X_{n-3} = F_1] \\
 &= P[X_{n+1} = R | X_n = I] \cap P[X_{n+1} = R] \cap P[X_{n+1} = R] \cap P[X_{n+1} = R] \\
 &= P[X_{n+1} = R | X_n = I] \cap P[X_{n+1} = R] \\
 &= P[X_{n+1} = R | X_n = I] \\
 &= (8)
 \end{aligned}$$

La propriété de Markov est démontrée dans cette transition car un nœud ordinaire quitte l'état *Idle* vers un état Réception si et seulement si il reçoit un message INVITATION

d'un nœud complexe.

A partir de ces démonstrations, le processus de la période de regroupement en clusters est un processus markovien.

Période de vérification

- Un nœud ordinaire peut se trouver à un instant donné dans l'un de ces états : Réception (R), Transmission (T), *Idle* (I) et fin de période (F_2). Pour cela, l'espace des états dans cette période est défini comme suit : $E_2 = \{R, T, I, F_2\}$.
- La matrice de transition P_2 est défini comme suit :

$$P_2 = \begin{pmatrix} 1 - \lambda_{AQ} & \lambda_{AQ} & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 - k_2 & 0 & 0 & k_2 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

La somme de chaque ligne est égale à 1.

Dans cette période nous allons démontrer ce qui suit :

- Probabilité d'être dans l'état Réception en sachant qu'un nœud se trouve dans l'état *Idle*. Nous allons démontrer cette égalité :

$$\begin{aligned} P[X_{n+1} = R | X_n = I, X_{n-1} = F_2, X_{n-2} = T, X_{n-3} = R] &= P[X_{n+1} = R | X_n = I] \\ (a) &= (b) \end{aligned}$$

Nous avons :

$$\begin{aligned} (a) &= P[X_{n+1} = R | X_n = I] \cap P[X_{n+1} = R | X_{n-1} = F_2] \cap P[X_{n+1} = R | X_{n-2} = T, X_{n-3} = R] \\ &= P[X_{n+1} = R | X_n = I] \cap P[X_{n+1} = R] \cap P[X_{n+1} = R | X_{n-2} = T] \cap P[X_{n+1} = R | X_{n-3} = R] \\ &= P[X_{n+1} = R | X_n = I] \cap P[X_{n+1} = R] \cap P[X_{n+1} = R] \cap P[X_{n+1} = R] \\ &= P[X_{n+1} = R | X_n = I] \cap P[X_{n+1} = R] \\ &= P[X_{n+1} = R | X_n = I] \\ &= (b) \end{aligned}$$

La propriété de Markov de la première transition est démontrée.

- Probabilité d'être dans l'état Transmission en sachant qu'un nœud se trouve dans l'état Réception. Nous allons démontrer cette égalité :

$$\begin{aligned} P[X_{n+1} = T | X_n = R, X_{n-1} = I, X_{n-2} = F_2, X_{n-3} = T] &= P[X_{n+1} = T | X_n = R] \\ (c) &= (d) \end{aligned}$$

Nous avons :

$$\begin{aligned} (c) &= P[X_{n+1} = T | X_n = R] \cap P[X_{n+1} = T | X_{n-1} = I] \cap P[X_{n+1} = T | X_{n-2} = F_2, X_{n-3} = T] \\ &= P[X_{n+1} = T | X_n = R] \cap P[X_{n+1} = T] \cap P[X_{n+1} = T | X_{n-2} = F_2] \cap P[X_{n+1} = T | X_{n-3} = T] \\ &= P[X_{n+1} = T | X_n = R] \cap P[X_{n+1} = T] \cap P[X_{n+1} = T] \cap P[X_{n+1} = T] \\ &= P[X_{n+1} = T | X_n = R] \cap P[X_{n+1} = T] \\ &= P[X_{n+1} = T | X_n = R] \\ &= (d) \end{aligned}$$

La propriété de Markov de la deuxième transition est démontrée.

- Probabilité d'être dans la fin de la période de vérification F_2 en sachant qu'un nœud se trouve dans l'état Transmission. Nous allons démontrer cette égalité :

$$\begin{aligned} P[X_{n+1} = F_2 | X_n = T, X_{n-1} = R, X_{n-2} = I, X_{n-3} = F_2] &= P[X_{n+1} = F_2 | X_n = T] \\ (e) &= (f) \end{aligned}$$

Nous avons :

$$\begin{aligned} (e) &= P[X_{n+1} = F_2 | X_n = T] \cap P[X_{n+1} = F_2 | X_{n-1} = R] \cap P[X_{n+1} = F_2 | X_{n-2} = I, X_{n-3} = F_2] \\ &= P[X_{n+1} = F_2 | X_n = T] \cap P[X_{n+1} = F_2] \cap P[X_{n+1} = F_2 | X_{n-2} = I, X_{n-3} = F_2] \\ &= P[X_{n+1} = F_2 | X_n = T] \cap P[X_{n+1} = F_2] \cap P[X_{n+1} = F_2] \\ &= P[X_{n+1} = F_2 | X_n = T] \\ &= (f) \end{aligned}$$

La propriété de Markov de la troisième transition est démontrée car les états aux instants $n-1$, $n-2$ et $n-3$ sont indépendants de l'état à l'instant $n+1$.

- Probabilité d'être dans l'état *Idle* en sachant qu'un nœud se trouve dans l'un de ces états : F_2 , T ou I . Nous allons démontrer ce qui suit :

$$\begin{aligned} P[X_{n+1} = I | X_n = F_2, T, I, X_{n-1} = R] &= P[X_{n+1} = I | X_n = F_2, T, I] \\ (g) &= (h) \end{aligned}$$

Nous avons :

$$\begin{aligned}
 (g) &= P[X_{n+1} = I | X_n = F_2, T, I] \cap P[X_{n+1} = I | X_{n-1} = R] \\
 &= (P[X_{n+1} = I | X_n = F_2] \cup P[X_{n+1} = I | X_n = T] \cup P[X_{n+1} = I | X_n = I]) \cap P[X_{n+1} = I] \\
 &= (P[X_{n+1} = I | X_n = F_2] \cup P[X_{n+1} = I | X_n = T] \cup P[X_{n+1} = I | X_n = I]) \\
 &= (h)
 \end{aligned}$$

La propriété de Markov de la quatrième est démontrée car l'état à l'instant n-1 est indépendant de l'état à l'instant n+1.

Nous démontrons de la même manière pour les périodes d'allocation et de réception. Selon le comportement des nœuds ordinaires dans la trame SS-MAC, les états dans les instants n-1, n-2 et n-3 sont indépendants de l'état à l'instant n+1. Pour cela, le processus de notre protocole MAC est un processus markovien.