

République Algérienne Démocratique et Populaire  
Ministère de L'enseignement Supérieur et de la Recherche Scientifique  
**Université A/Mira de Béjaia**  
Faculté des Sciences Exactes  
Département Informatique



# Mémoire de Fin d'études

En vue de l'obtention du diplôme Master recherche en  
Informatique

Spécialité : Réseaux et Systèmes Distribués

## THÈME

---

Cross layer avec contrainte de temps pour un  
réseau de capteur sans fil

---

Réalisé par :

M<sup>r</sup> BOUSSOUFA FAHIM.  
M<sup>r</sup> BOUAOUINA RAMZI.

Devant le jury composé de :

Président : M<sup>r</sup> AMROUNE Kamel.  
Promoteur : M<sup>me</sup> OUYAHIA-YESSAD Samira.  
Examineur : M<sup>r</sup> ATMANI Mouloud.  
Examinatrice : M<sup>me</sup> ZIDANI Ferroudja.

Promotion 2011 – 2012

## Remerciements

*Au terme de ce travail, nous voudrions adresser nos sincères remerciements à  
Madame ouyahia-yessad samira pour son encadrement  
et ses encouragements tout au long de ce projet.*

*Nous tenons, également, à remercier les membres du jury, qui ont accepté d'évaluer ce  
modeste travail.*

*Nous souhaitons témoigner notre gratitude à tous ceux qui ont contribué, de près ou de  
loin à l'élaboration de ce travail.*

***Fahim & Ramzi***

## Résumé

Un réseau de capteurs sans fil est constitué d'un grand nombre de capteurs interconnectés via un lien sans fil. Les multiples avantages de ce type de réseau ont en fait des réseaux très utilisés dans des domaines différents comme dans la surveillance de l'environnement, dans les champs de bataille, dans les océans, et plein d'autres domaines d'applications. Cependant, la faible capacité énergétique habituellement assignée à chaque nœud, et l'impossibilité d'une intervention humaine, a poussé les utilisateurs à s'intéresser à une propriété cruciale qui n'est autre que la durée de vie minimale de ce type de réseau. Récemment d'autres contraintes ont fait leurs apparitions c'est notamment le cas des contraintes spécifiques aux applications temps réel pour lesquelles il faut concevoir des protocoles de routage et MAC qui prennent en considération le temps en plus de l'énergie.

Le but de ce projet est d'étudier les protocoles MAC et les protocoles de routage temps réel puis d'essayer de proposer une solution temps réel qui touche au deux couche réseau et MAC.

***Mots clés : Congestion, Routage, Cross layer, Temps réel, MAC***

## Abstract

A wireless sensor network consists of a large number of sensors interconnected via a wireless link. The multiple benefits of such a network actually very used in different fields as in environmental monitoring, in battlefields, oceans, and many other application areas. However, the low energy capacity usually assigned to each node, and the impossibility human intervention, prompted users to look at a crucial property which is other than the minimum service life of this type of network. Recently other constraints have made their appearance this is particularly the case specific constraints real-time applications for which we must devise routing protocols and MAC taking into consideration the time and more energy.

The goal of this project is to investigate the MAC protocols and routing protocols time real and then try to propose a real-time solution that touches the network layer and two MAC.

***Keywords : Congestion, Routing, Layer Cross, Real Time, MAC***

## LISTE DES ACRONYMES

ADC : Analog to Digital Converter  
AC : Access Category  
ACK : Acquittement  
AIFS : Arbitration Inter Frame Space  
AP : Access point  
ARP : Adress Resolution Protocol  
BE : Best Effort  
BK : Background  
CDMA : Code Division Multiple Access  
CFB : Contention-Free Burst  
CRC : Cyclic Redundancy Check  
CSMA : Carrier Sense Multiple Access  
CTS : Clear To Send  
CW : Contention Window  
DCF : Distributed Coordination Function  
DIFS : DCF Inter Frame Space  
E3MSPEED : Enhanced Mac MMSPEED  
EDCA : Enhanced Distributed Access Channel  
EDCF : Enhanced Distributed Coordination Function  
EDF : Earliest Deadline First  
EWMA : Exponential Weighted Moving Average  
FDMA : Frequency Division Multiple Access  
FIFO : First In First Out  
FSF : Forwarding candidate Set of Node F  
GPS : Global Positioning System  
HRT : Hard Real-Time  
ID : Identificateur  
I-EDF : Implicit Earliest Deadline First  
IFS : Inter Frame Space  
LLC : Logical Link Control  
MAC : Médium Access Control  
MCU : MicroController Unit  
MFR : Most Forward within Radius  
MMSPEED : Multi Path Multi SPEED  
NFP : Nearest Forward Progress  
NS : Neighbors Set  
PDR : Paquet Delivery Ratio  
QoS : Quality of Service  
RP : Reaching Probability  
RTS : Requeste To Send  
SNGF : Stateless Non-deterministic Geographic Forwarding  
TC : Traffic Category  
TDMA : Time Division Multiple Access  
TRP : Total Reaching Probability)  
TXOP : Transmission Opportunity

VI : Video

VO : Voice

WLAN : Wireless Local Area Network

WSN : Wireless Sensor Network

# Table des matières

<b>Remerciements</b>	<b>i</b>
<b>Liste des figures</b>	<b>v</b>
<b>Liste des tableaux</b>	<b>vii</b>
<b>Introduction générale</b>	<b>1</b>
<b>1 Généralité sur les réseaux de capteurs</b>	<b>3</b>
1.1 Introduction	3
1.2 Définition	3
1.3 Architecture d'un capteur	4
1.3.1 Module de détection	4
1.3.2 Module de calcul	4
1.3.3 Module de communication	5
1.3.4 Module d'énergie	5
1.3.5 Module additionnels	5
1.4 Les composants d'un réseau de capteurs sans fil	5
1.4.1 Capteur	5
1.4.2 Observateur	6
1.4.3 Phénomène	6
1.4.4 Infrastructure	6
1.5 Architecture d'un réseau de capteur	6
1.6 Classification des réseaux de capteurs	6
1.7 Caractéristiques des réseaux de capteurs	7
1.7.1 La durée de vie limitée	7
1.7.2 Ressources limitées	8
1.7.3 Bande passante limitée	8
1.7.4 Facteur d'échelle (Scalabilité)	8
1.7.5 Topologie dynamique :	8
1.7.6 Agrégation des données	8
1.8 La pile protocolaire	9
1.8.1 La couche physique	9
1.8.2 La couche de liaison de données	10
1.8.3 La couche réseau	10
1.8.4 La couche transport	10
1.8.5 La couche application	10

1.8.6	Le niveau de gestion d'énergie	10
1.8.7	Le niveau de gestion de mobilité	11
1.8.8	Le niveau de gestion des tâches	11
1.9	Domaines d'application des réseaux de capteurs	11
1.10	Les classes d'application des réseaux de capteurs sans fil	12
1.10.1	Orientée temps 'Time Driven'	12
1.10.2	Orientée événement 'Event Driven'	12
1.10.3	Orientée requête 'Query Driven'	12
1.10.4	Application hybride	13
1.11	Conclusion	13
<b>2</b>	<b>Caracteristiques des protocoles MAC et Routage dans les réseaux de capteurs sans fil</b>	<b>14</b>
2.1	Introduction	14
2.2	Les protocoles MAC dans les réseaux sans fil	15
2.2.1	Quelques type de protocoles MAC	15
2.2.1.1	Accès multiple par répartition temporelle (TDMA : Time Division Multiple Access)	15
2.2.1.2	Accès multiple par répartition fréquentielle (FDMA : Frequency Division Multiple Access)	15
2.2.1.3	Accès multiple par répartition de codes (CDMA : Code Division Multiple Access)	16
2.2.1.4	ALOHA :	16
2.2.1.5	Accès multiple avec écoute de la porteuse (CSMA : Carrier Sense Multiple Access)	16
2.2.2	Les caractéristiques d'un protocole MAC convenable aux réseaux de capteurs	16
2.2.2.1	Optimisation d'énergie	17
2.2.2.2	Facteur d'échelle et adaptabilité	17
2.2.2.3	Evitement de collisions	17
2.2.2.4	Bande passante (ou capacité du canal)	18
2.2.2.5	Débit (Throughput)	18
2.2.2.6	Equité (Fairness)	18
2.2.3	La classification des protocoles MAC pour les réseaux de capteurs :	18
2.2.4	Temps réel dans la couche MAC	18
2.2.5	Protocoles MAC temps réel	19
2.2.5.1	Le protocole I-EDF	19
2.2.5.2	Le protocole Dual-mode MAC	20
2.3	Contraintes de routage dans les réseaux de capteurs sans fil	21
2.4	Classification des protocoles de routage dans les réseaux de capteurs	22
2.4.1	Classification selon le type de protocole	22
2.4.1.1	Protocole de routage multi-chemin	22
2.4.1.2	Protocole de routage basé sur la négociation des données	22
2.4.1.3	Protocole de routage basé sur la QoS	23
2.4.2	Classification basé sur la structure du réseau	23
2.4.2.1	Les protocoles de routage plats (flat based-routing)	23

---

2.4.2.2	Les protocoles de routage hiérarchique . . . . .	24
2.4.2.3	Les protocoles de routage avec localisation géographique : . . . . .	24
2.5	Protocoles de routage avec QoS : SPEED, MMSPEED et E3MSPEED . . . . .	26
2.5.1	Le protocole SPEED . . . . .	26
2.5.1.1	Paquet de localisation . . . . .	27
2.5.1.2	Estimation de délai . . . . .	27
2.5.1.3	Stateless Non-deterministic Geographic Forwarding (SNGF) . . . . .	28
2.5.1.4	Procédure de ré-routage pour délai . . . . .	30
2.5.1.5	Le protocole de la couche MAC 'DCF' . . . . .	34
2.5.2	Le protocole MMSPEED (Multi Path Multi SPEED) . . . . .	35
2.5.2.1	Garantir une QoS temporelle . . . . .	35
2.5.2.2	Garantir une QoS en fonction du PDR . . . . .	37
2.5.2.3	Le protocole de la couche MAC 'EDCF' . . . . .	41
2.5.3	Le protocole E3MSPEED (Enhanced Mac MMSPEED) . . . . .	42
2.5.3.1	Le protocole de la couche MAC 'EDCA' . . . . .	42
2.6	Conclusion . . . . .	46
<b>3</b>	<b>Cross Layer et Proposition d'une nouvelle approche temps réel</b>	<b>48</b>
3.1	Introduction . . . . .	48
3.2	La communication dans les architectures Cross Layer . . . . .	48
3.2.1	Communication directe entre les couches . . . . .	49
3.2.2	Communication via une base de données partagée . . . . .	49
3.3	Les approches du Cross Layer dans les réseaux sans fil . . . . .	50
3.3.1	L'approche ascendante . . . . .	50
3.3.2	L'approche descendante . . . . .	51
3.3.3	L'approche mixte . . . . .	51
3.4	Type de liaison Cross Layer . . . . .	52
3.4.1	Interactions entre la couche Physique et Transport . . . . .	52
3.4.2	Interactions entre la couche Réseau et Physique . . . . .	52
3.4.3	Interactions entre la couche Physique et MAC . . . . .	53
3.4.4	Interactions entre la couche Réseau et MAC . . . . .	53
3.4.5	Interactions entre la couche Réseau et Application . . . . .	53
3.5	Protocole MAC Cross Layer . . . . .	53
3.5.1	Protocole MAC-CROSS . . . . .	53
3.5.2	Le protocole XLM . . . . .	54
3.5.3	Le protocole CL-MAC . . . . .	55
3.6	Proposition d'une nouvelle approche temps réel . . . . .	57
3.6.1	Principe . . . . .	57
3.6.2	Phase de découverte du voisinage . . . . .	58
3.6.3	Phase de transmission . . . . .	59
3.6.3.1	Accès au media . . . . .	59
3.6.3.2	Routage et choix du prochain saut : . . . . .	60
3.6.3.3	Calcul de la vitesse de transmission . . . . .	61
3.6.3.4	3.6.3.1.2 Problème de la congestion . . . . .	61
3.6.3.5	Information de congestion . . . . .	62



3.6.3.6	Comparaison avec le protocole speed . . . . .	63
3.6.4	Phase de maintenance des routes . . . . .	66
3.6.5	Délais de transmission . . . . .	66
3.7	Conclusion . . . . .	68
	<b>Conclusion générale</b>	<b>69</b>
	<b>Bibliographie</b>	<b>70</b>

# LISTE DES FIGURES

1.1	Architecture d'un capteur . . . . .	5
1.2	Réseau de capteurs . . . . .	7
1.3	La pile protocolaire . . . . .	9
2.1	Les Protocoles MAC . . . . .	19
2.2	La communication intercellulaire avec I-EDF . . . . .	20
2.3	Classification des protocoles de routage pour les réseaux de capteurs . . . . .	22
2.4	Routage plat . . . . .	23
2.5	Routage hiérarchique . . . . .	24
2.6	Routage avec localisation géographique . . . . .	25
2.7	Architecture fonctionnelle du protocole SPEED . . . . .	26
2.8	Paquet de localisation . . . . .	27
2.9	Calcul de la vitesse de livraison . . . . .	28
2.10	Choix du nœud du prochain saut . . . . .	29
2.11	Paquet Delay Back pressure . . . . .	30
2.12	Procédure de ré-routage pour délai Delay back pressure rerouting (cas 1(a,b,c,d)) . . . . .	31
2.13	Procédure de ré-routage pour délai « Delay back pressure rerouting » (cas 2(e,f,g,h,i)) . . . . .	33
2.14	Mécanisme de Void avoidanc . . . . .	34
2.15	Modélisation de la couche réseau du protocole MMSPEED . . . . .	36
2.16	Différentiation de la qualité de trafic . . . . .	38
2.17	Sélection des prochains sauts selon la contrainte qualité de trafic . . . . .	40
2.18	Différentiation de services au niveau de la couche MAC EDCA . . . . .	45
2.19	Accès EDCA . . . . .	46
3.1	Communication directe entre les couches . . . . .	49
3.2	Communication via une base de donnée partagée . . . . .	50
3.3	L'approche ascendante . . . . .	51
3.4	L'approche descendante . . . . .	52
3.5	L'approche mixte . . . . .	52
3.6	Structure des messages RTS /CTS . . . . .	55
3.7	Principe de fonctionnement de CL-MAC et MAC-CROSS . . . . .	57
3.8	Paquet de localisation . . . . .	59
3.9	Accès au media . . . . .	60
3.10	Format de la trame RTS/CTS . . . . .	62
3.11	Communication avec un seul nœud congestionné dans le cas de la nouvelle solution . . . . .	63

3.12	Communication avec un seul nœud congestionné dans le cas du protocole SPEED . . . . .	64
3.13	Communication avec plusieurs nœuds congestionnés(nouvelle solution) . . . .	65
3.14	Communication avec plusieurs nœuds congestionnés(protocolo SPEED) . . . .	65
3.15	Exemple d'une communication . . . . .	67

# LISTE DES TABLEAUX

- 2.1 Le passage de priorité d'utilisateur (802.11d) aux catégories d'accès (802.11e) 43
- 2.2 Paramètres d'accès pour chaque AC en mode EDCA . . . . . 43
- 2.3 Valeur d'accès d'après le Draft IEEE 9.0 . . . . . 44

# Introduction générale

Depuis quelques décennies, le besoin d'observer, de surveiller à distance et de récupérer les données d'un environnement complexe et distribué s'accroît rapidement surtout avec les récentes avancées des domaines de réseaux et des applications sans fil. Dans ce constat et pour répondre à ces attentes, une nouvelle branche s'est créée permettant ainsi l'apparition des réseaux de capteurs. Ces réseaux forment un type particulier des réseaux Ad Hoc, dans lesquels les nœuds sont des capteurs. Dans ce type de réseau, les capteurs échangent l'information sur l'environnement afin d'établir une vue globale de la région surveillée. Cette information sera, ensuite, délivrée à l'utilisateur externe à travers le nœud passerelle " station de base ".

Les réseaux de capteurs se distinguent par leur densité de nœud importante, leur autonomie énergétique limitée, leur topologie mobile, etc. Ces contraintes ont posé plusieurs défis pour la conception et la gestion des réseaux de capteurs. L'un de ces défis était la mise en revue et le développement des nouveaux protocoles adéquats à la nature particulière des réseaux de capteurs.

Notre projet s'intéresse plus particulièrement à l'étude de l'approche Cross Layer avec contrainte de temps pour un réseau de capteur sans fil vu l'amélioration considérable qu'apporte cette nouvelle approche de part son principe d'utilisation des informations entre les couches protocolaires.

Nous avons étudié en général les caractéristiques des couches MAC et réseau dans les réseaux de capteurs. Puis, nous nous sommes intéressés particulièrement à la prise en compte de la contrainte du temps dans ces deux couches. A l'issue de cette étude, nous avons proposé une nouvelle approche Cross Layer avec contrainte de temps pour les applications temps réelles des réseaux de capteurs. Notre solution vise à exploiter la relation entre les

couches MAC et réseau pour optimiser le temps et l'énergie dans les réseaux de capteurs.

Dans le premier chapitre, nous présentons une description générale des réseaux de capteurs, leurs caractéristiques, leur architecture ainsi que leurs domaines d'applications. Le deuxième chapitre est une étude des caractéristiques protocolaire de la couche MAC et du routage dans les réseaux de capteurs. Le troisième chapitre se consacre à l'étude du Cross Layering (inter couche) et à la proposition d'une nouvelle approche temps réel qui touche aux deux couches réseau et MAC.

# GÉNÉRALITÉ SUR LES RÉSEAUX DE CAPTEURS

---

## 1.1 Introduction

Grâce aux avancées technologiques de plusieurs secteurs des technologies de l'information, il devient aujourd'hui envisageable de produire en masse des systèmes d'une taille extrêmement réduite (de quelques centimètres) et embarquant des unités de calcul et de communication sans fil pour un coût réduit. Ayant ces caractéristiques, les nœuds capteurs sont capables de générer et d'échanger des données d'une manière autonome et complètement transparente pour les utilisateurs.

Les réseaux de capteurs représentent actuellement un nouveau domaine, en plein développement, émergeant des innovations des technologies de communication.

L'objectif de ce chapitre est de faire une description générale des réseaux de capteurs, leurs architectures, leurs caractéristiques et contraintes ainsi que leurs domaines d'applications variés.

## 1.2 Définition

Un capteur est un composant physique, capable d'accomplir trois tâches complémentaires : le relevé d'une grandeur physique, le traitement éventuel de cette information, et la communication avec d'autres capteurs. L'ensemble de ces capteurs déployés pour une application forment un réseau de capteurs. Le but de celui-ci est de surveiller une zone géographique, et parfois d'agir sur celle-ci (il s'agit alors de réseaux de capteurs-actionneurs).

On peut citer comme exemples un réseau détecteur de feu de forêt, ou un réseau de surveillance de solidité d'un pont après un tremblement de terre. Le réseau peut comporter un grand nombre de nœuds (plusieurs milliers).

Les capteurs sont placés de manière plus ou moins aléatoire dans des environnements pouvant être dangereux. Toute intervention humaine après déploiement sur les capteurs est la plupart du temps exclue, le réseau doit donc s'autogérer.

Afin de travailler de manière coopérative, les informations recueillies sont partagées entre les capteurs par voie hertzienne. Le choix du lien radio plutôt que du lien filaire permet un déploiement facile et rapide dans un environnement pouvant être inaccessible pour l'être humain.

Les réseaux de capteurs sans fil forment un domaine d'application des réseaux ad-hoc. Ces derniers sont un type de réseau sans fil, sans infrastructure fixe et avec une topologie changeante (à cause par exemple de la disparition de nœuds suite à l'épuisement de leurs batteries). La zone à couvrir peut être très étendue et l'interface radio embarquée dans chaque nœud n'est généralement pas assez puissante pour établir une communication directe avec tous les nœuds. Une communication de type ad-hoc multi-sauts est donc nécessaire, chaque nœud sert de relais à une communication entre deux nœuds trop éloignés l'un de l'autre.[7, 8, 9]

## **1.3 Architecture d'un capteur**

L'architecture des capteurs est composée d'un module central qui communique avec les différentes interfaces d'entrée sortie, de communication et d'alimentation. Un nœud d'un réseau de capteur est formé des modules illustrés dans la figure 1.1.[2]

### **1.3.1 Module de détection**

Capteur qui relie le nœud au monde extérieur. Il est composé de deux unités : capteur et ADC (Analog to Digital Converter) qui permet de convertir le signal produit par le capteur, sur la base du phénomène observé, en un signal numérique.

### **1.3.2 Module de calcul**

Il est aussi appelé MCU (Micro Controller Unit) et il est à la charge du contrôle des capteurs, et des protocoles de communication. Il s'agit d'une carte physique (Mote) qui implémente le système d'exploitation et qui regroupe le processeur et la mémoire.



### 1.3.3 Module de communication

Il s'agit d'un système radio à courte portée et peut fonctionner en quatre modes : transmission, réception, libre et veille.

### 1.3.4 Module d'énergie

Les nœuds disposent d'une alimentation autonome telle qu'une batterie ou un dispositif qui permet de la recharger à partir de l'énergie ambiante de l'environnement.

### 1.3.5 Module additionnels

Des modules additionnels peuvent être intégrés dans un capteur tels que le sous-système de localisation (GPS : Global Positioning System) ou celui de mobilité.

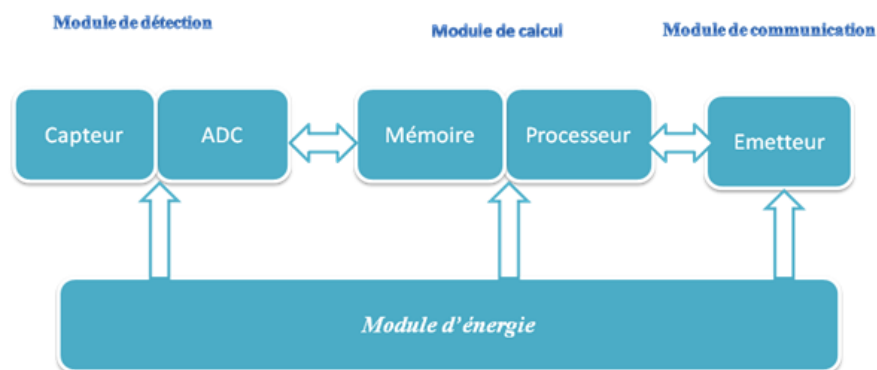


FIGURE 1.1 – Architecture d'un capteur

## 1.4 Les composants d'un réseau de capteurs sans fil

Un réseau de capteurs forme un chemin entre le phénomène et l'observateur. Dans un réseau de capteurs typique, les capteurs collectent des mesures locales et propagent cette information aux autres capteurs et à l'observateur. Les mesures sont sujettes aux précisions de chaque capteur et aussi à la localisation par rapport au phénomène observé.

Dans un réseau de capteurs, on fait la distinction suivante [1] :

### 1.4.1 Capteur

Le composant physique qui implémente la détection du phénomène à observer ainsi que la transmission de ces mesures.

### **1.4.2 Observateur**

L'utilisateur final intéressé par l'obtention des informations concernant le phénomène observé. L'observateur envoie des requêtes au réseau et reçoit des réponses. L'utilisateur formule des requêtes sur le phénomène qui peuvent être statiques (données collectées respectant certains modèles préétablis) ou dynamiques. La capture peut être aussi bien statique que dynamique, dépendant de l'application.

### **1.4.3 Phénomène**

Entité observée, analysée et filtrée par le réseau et qui a un intérêt pour l'observateur. Dans le cas où le phénomène se déplace, il est fort recommandé d'avoir des capteurs mobiles qui peuvent être déterminés selon des contraintes de précision et de consommation de ressources efficace.

### **1.4.4 Infrastructure**

Influencée par les caractéristiques des capteurs et la stratégie de déploiement.

## **1.5 Architecture d'un réseau de capteur**

L'architecture du réseau de capteurs standard est montrée dans la figure 1.2. Le réseau est constitué d'une station de base (puits) qui est d'une part en connexion directe avec la zone de capture et de l'autre avec l'Internet. Le puits fait office de passerelle qui relie le réseau de capteur à d'autres réseaux.

Les nœuds capteurs sont habituellement dispersés dans une zone de capture appelée champ de captage. Les nœuds capteurs rassemblent les données et les conduisent au nœud puits. De cette manière, les utilisateurs peuvent avoir accès à l'information dans ces nœuds puits pour surveiller et commander l'environnement à distance. Notons qu'un réseau de capteurs peut contenir plusieurs nœuds puits diffusant des intérêts différents. Par exemple, un nœud puits peut demander à tous les capteurs se trouvant dans la région nord du champ de captage d'envoyer un rapport de température chaque minute, pendant qu'un autre peut être intéressé seulement par les hautes températures ( $> 40^{\circ}\text{C}$ ) dans la région sud. Par conséquent, un capteur doit pouvoir stocker toutes les requêtes reçues, et les traiter séparément[7].

## **1.6 Classification des réseaux de capteurs**

Il existe deux types de réseaux de capteurs :

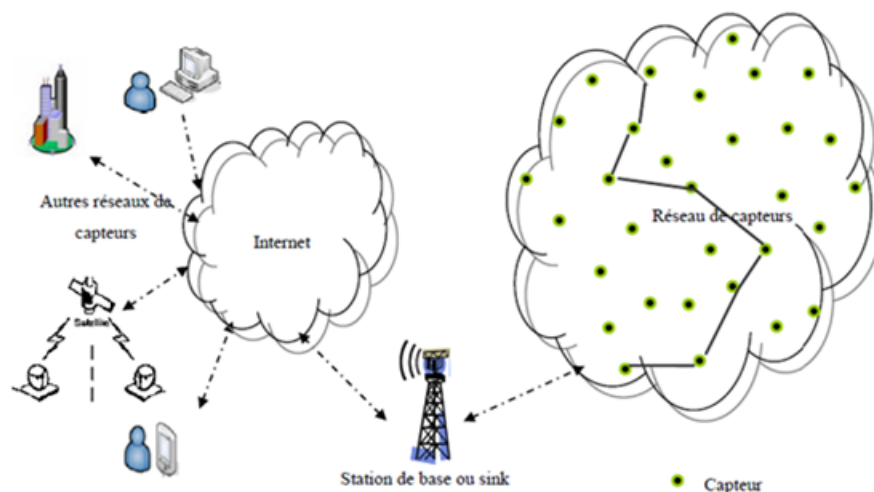


FIGURE 1.2 – Réseau de capteurs

- Soit le réseau est constitué d'un ensemble de capteurs mobiles évoluant dans un environnement statique. Le but de tel réseau, dans la plupart du temps, est l'exploration des zones inaccessibles ou dangereuses. Les travaux de recherches sont souvent orientés robotique, les nœuds jouant à la fois le rôle de capteurs et d'actionneurs.[3, 4, 5]
- Soit le réseau est constitué des capteurs fixes servant à la surveillance d'occurrence d'évènements sur une zone géographique. Les données mesurées sont transmises en mode multi-sauts à la station de base qui est chargée, après la réception, de mettre en œuvre les actions nécessaires. Cette station de base peut être connectée, de manière filaire par exemple, à un autre réseau.[3, 4, 5]

La disparité entre les nœuds peut être très grande d'un point de vue performances. Les capteurs mobiles sont en règles générales plus performants que les capteurs statiques, et les travaux de recherches posent ainsi des hypothèses plus importantes, comme la présence de systèmes dynamiques de localisation telque le GPS (Global Positioning System).[3, 4, 5]

## 1.7 Caractéristiques des réseaux de capteurs

Un réseau de capteurs a beaucoup de caractéristiques importantes. Parmi ces caractéristiques, nous citons[10] :

### 1.7.1 La durée de vie limitée

Les nœuds capteurs sont très limités par la contrainte d'énergie, ils fonctionnent habituellement sans surveillance dans des régions géographiques éloignées. Par conséquent,

recharger ou remplacer leurs batteries devient impossible.

### **1.7.2 Ressources limitées**

Habituellement les nœuds capteurs ont une taille très petite, ce facteur de forme limite la quantité de ressources qui peuvent être mises dans ces nœuds, en conséquence, la capacité de traitement et de mémoire est très limitée.

### **1.7.3 Bande passante limitée**

En raison de la puissance limitée, les nœuds capteurs ne peuvent pas supporter des débits élevés.

### **1.7.4 Facteur d'échelle (Scalabilité)**

Le nombre de nœuds déployés pour une application peut atteindre un million. Dans ce cas, le réseau doit fonctionner avec la grande densité des capteurs. Un nombre aussi important de nœuds engendre beaucoup de transmissions inter nodales et nécessite que la station de base soit équipée de suffisamment de mémoire pour stocker les informations reçues.

### **1.7.5 Topologie dynamique :**

La topologie des réseaux de capteurs change d'une manière fréquente et rapide car :

- Les nœuds capteurs peuvent être déployés dans des environnements hostiles (par exemple un champ de bataille), la défaillance d'un nœud capteur est donc très probable.
- Les nœuds capteurs et les stations de bases où ils doivent envoyer l'information capturée peuvent être mobiles.

### **1.7.6 Agrégation des données**

Dans les réseaux de capteurs, les données produites par les nœuds capteurs sont très corrélées, ce qui implique l'existence de redondances de données. Les utilisateurs sont intéressés par les données générées par chaque nœud et par conséquent ces réseaux fournissent la possibilité d'agréger les données.

## 1.8 La pile protocolaire

Comme dans les réseaux filaires, l'architecture de communication dans les réseaux de capteurs est divisée en couches. Chaque couche a ses rôles et ses protocoles qui opèrent en dessus. Puisque l'objectif d'un réseau de capteurs n'est pas la communication elle-même et que la consommation d'énergie est un critère très important, d'autres unités doivent exister afin de gérer la consommation d'énergie, la mobilité des nœuds et l'ordonnancement des tâches comme le montre la figure suivante (figure 1.3). [7]



FIGURE 1.3 – La pile protocolaire

Cette pile prend en charge le problème de consommation d'énergie, intègre le traitement des données transmises dans les protocoles de routage, et facilite le travail coopératif entre les capteurs. Elle est composée de cinq couches : la couche physique, la couche de liaison de données, la couche réseau, la couche transport et la couche application.

En plus de ces cinq couches, la pile protocolaire dans les réseaux de capteurs comporte trois niveaux : le niveau de gestion d'énergie, le niveau de gestion de mobilité et le niveau de gestion des tâches. Ces niveaux sont responsables du contrôle de l'énergie consommée, des mouvements des nœuds et de la distribution des tâches à travers toute la pile protocolaire, ils permettent aux capteurs de coordonner leurs tâches et minimiser la consommation d'énergie.

### 1.8.1 La couche physique

La couche physique intervient dans les techniques d'émission et de réception. Elle est responsable de la sélection des fréquences et de la détection d'un signal. [6]

### **1.8.2 La couche de liaison de données**

Cette couche est responsable du multiplexage des flux de données, de l'accès au médium et du 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 (LLC pour Logical Link Control) et d'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.

### **1.8.3 La couche réseau**

S'occupe du routage des données fournies par la couche transport.

### **1.8.4 La couche transport**

Quant à elle, sert à maintenir le flux de données en cas de nécessité dans les applications utilisées, particulièrement lors d'une connexion avec Internet.

### **1.8.5 La couche application**

Suivant la fonctionnalité des capteurs, différentes applications peuvent être utilisées et bâties sur cette couche.[7,8]

### **1.8.6 Le niveau de gestion d'énergie**

Les fonctions intégrées à ce niveau consistent à gérer l'énergie consommée par les capteurs. Dès lors, un capteur peut par exemple éteindre son interface de réception dès qu'il reçoit un message d'un nœud voisin afin d'éviter la réception des messages dupliqués. De plus, quand un nœud possède un niveau d'énergie faible, il peut diffuser un message aux

autres capteurs pour ne pas participer aux tâches de routage, et conserver l'énergie restante aux fonctionnalités de capture.[7]

### **1.8.7 Le niveau de gestion de mobilité**

Ce niveau détecte et enregistre tous les mouvements des nœuds capteurs, de manière à leur permettre de garder continuellement une route vers l'utilisateur final, et maintenir une image récente sur les nœuds voisins. Cette image est nécessaire pour pouvoir équilibrer l'exécution des tâches et la consommation d'énergie.[7]

### **1.8.8 Le niveau de gestion des tâches**

Lors d'une opération de capture dans une région donnée, les nœuds composant le réseau ne doivent pas obligatoirement travailler avec le même rythme. Cela dépend essentiellement de la nature du capteur, son niveau d'énergie et la région dans laquelle il a été déployé. Pour cela, le niveau de gestion des tâches assure l'équilibrage et la distribution des tâches sur les différents nœuds du réseau afin d'assurer un travail coopératif et efficace en matière de consommation d'énergie, et par conséquent, prolonger la durée de vie du réseau[7].

## **1.9 Domaines d'application des réseaux de capteurs**

Les réseaux de capteurs sans fil fournissent un nouveau paradigme pour capturer et diffuser les informations aux divers environnements, dans le but de servir des applications différentes. L'intérêt des réseaux de capteurs est réellement vu à travers l'éventail très large des domaines d'application. Dans[7], les auteurs classifient les applications en cinq familles : les applications militaires (surveillance de la position des soldats), de surveillances environnementales (Détection de feux de forêt, surveillance d'une centrale nucléaire), de santé (surveillance des médicaments administrés dans un hôpital), de type maison intelligente (réglage de l'éclairage en fonction de la position des habitants) et les autres applications commerciales (musées interactifs). Du fait de la miniaturisation des capteurs, combinée avec la convergence des moyens de communication (téléphonie mobile, Internet haut débit, etc.) et l'apparition des réseaux ubiquitaires, les réseaux de capteurs auront un impact majeur sur la vie courante dans un avenir proche selon, par exemple l'utilisation de ces réseaux dans les applications de sécurité du travail, le chauffage et la climatisation, etc.[4 ,11,12,13,14]

## 1.10 Les classes d'application des réseaux de capteurs sans fil

Dans la gestion des réseaux de capteurs sans fil, on distingue quatre classes d'applications : orientées temps, orientées événement, orientées requête et hybride[30].

### 1.10.1 Orientée temps 'Time Driven'

Cette classe représente les applications où l'acquisition et la transmission des données capturées sont liées au temps : instants précis, période d'acquisition. Cette période d'acquisition peut être plus ou moins longue selon l'application (une année, un mois), ce qui peut influencer sur le taux de transfert des données. La collecte de données environnementales peut représenter un bon exemple de cette classe d'application dans des domaines variés : agriculture, expérimentation scientifique, etc.

### 1.10.2 Orientée événement 'Event Driven'

Les réseaux de capteurs sans fil sont principalement utilisés en mode 'événement', où les capteurs envoient leurs données seulement en cas d'un événement. La surveillance d'un événement ou d'un objet 'event-driven', en particulier, la remontée d'une alarme (sécurité), nécessite une fiabilité maximale des nœuds et une garantie des délais de réponse imposés par l'application. Cette classe d'application était destinée au début à des utilisations militaires, comme la surveillance du déplacement d'objets dans le champ de combat. Par la suite, cette classe a rapidement trouvé de nouvelles perspectives comme le contrôle industriel avec l'intégration des technologies zigbee et Bluetooth, le monitoring médical des patients, le contrôle d'édifices (barrages, ponts, voies de chemins de fer, routes de montagnes, bâtiments, etc.). [15]

### 1.10.3 Orientée requête 'Query Driven'

Le mode de fonctionnement basé sur des requêtes ('query-driven') est destiné aux applications adaptées à l'utilisateur. Ce dernier peut requérir des informations à partir de certaines régions dans le réseau ou interroger les capteurs pour acquérir des mesures d'intérêt. Dans ce cas, des connaissances sur la topologie du réseau et l'emplacement des capteurs sont nécessaires.



### **1.10.4 Application hybride**

Il s'agit d'une classe d'applications mettant en œuvre les trois modes de fonctionnement décrits précédemment. Par exemple, dans un réseau conçu pour le suivi d'objets, le réseau peut commuter entre un réseau de surveillance et un réseau de collecte de données. Ainsi, pendant les longues périodes d'inactivité des capteurs, et lorsque aucun objet n'est présent, le réseau assure une fonction de surveillance.

## **1.11 Conclusion**

Les caractéristiques de déploiement rapides des réseaux de capteurs et le prix réduit offrent des possibilités infinies de développement dans tous les domaines d'application. Ceci nous permet de penser que les réseaux de capteurs feront bientôt partie intégrante de nos vies et satisferont sûrement les plus grands projets.

Cependant, la réalisation de protocoles pour les réseaux de capteurs doit satisfaire quelques contraintes parmi lesquelles on peut citer : la consommation d'énergie, le changement de topologie, la densité importante des réseaux... Ces contraintes exigent que de nouveaux protocoles de la couche MAC et de routage soient mis au point.

Nous nous intéresserons, dans la suite de ce projet, à la présentation des caractéristiques des protocoles de la couche MAC et de routages pour les réseaux de capteurs sans fil.

# CARACTERISTIQUES DES PROTOCOLES MAC ET ROUTAGE DANS LES RÉSEAUX DE CAPTEURS SANS FIL

---

## 2.1 Introduction

Les caractéristiques des réseaux de capteurs, comme la densité importante de nœuds, leurs autonomies énergétiques limitées et la topologie qu'ils forment, exigent des protocoles d'accès au media et de routage spécifiques, différents de ceux déployés dans les réseaux usuels. Ces protocoles doivent tenir compte de l'aspect fonctionnel de ces réseaux tout en optimisant les calculs nécessaires pour choisir la route la plus optimale dans le cas des protocoles de routage et l'accès au media ainsi que la consommation d'énergie en ce qui concerne les protocoles MAC.

Dans ce chapitre nous allons, en premier lieu, aborder la couche MAC avec ses caractéristiques protocolaires en ce qui concerne les réseaux sans fil et les RCSFs ainsi que les différents protocoles MAC propres aux RCSFs.

En second lieu, nous verrons quelques contraintes de routage dans les RCSFs, ainsi que les différentes familles de protocoles existantes, nous nous intéresserons aussi plus particulièrement aux protocoles de routage avec qualité de service déployés pour les réseaux de capteurs.

## **2.2 Les protocoles MAC dans les réseaux sans fil**

### **2.2.1 Quelques type de protocoles MAC**

Les caractéristiques principales de la couche MAC sont le format des trames, les techniques d'accès au médium, et la gestion du réseau.

Un défi important dans les réseaux sans fil est la gestion des collisions dues à un transfert de données simultanément entre deux nœuds sur le même support. Les protocoles MAC ont été développés essentiellement pour essayer d'éviter ce genre de collisions en aidant les nœuds à décider quand et comment accéder au support. Dans cette partie, nous allons essayer de dégager les diverses techniques d'accès au médium dans les réseaux sans fil qui sont :

- TDMA
- FDMA
- CDMA
- ALOHA
- CSMA

#### **2.2.1.1 Accès multiple par répartition temporelle (TDMA : Time Division Multiple Access)**

Le TDMA est basé sur un multiplexage temporel (utilisé par exemple en téléphonie) c'est à dire que les utilisateurs utilisent la même fréquence tout en occupant des slots de temps différents. Chaque nœud utilise toute la bande passante allouée pour le système de transmission durant le slot (c'est lui seul qui occupe le support).

#### **2.2.1.2 Accès multiple par répartition fréquentielle (FDMA : Frequency Division Multiple Access)**

Le FDMA est basé sur un multiplexage fréquentiel. C'est à dire que le spectre est divisé en canaux fréquentiels (ou bandes de fréquence). Chaque canal fréquentiel est affecté à un seul utilisateur à la fois. La bande passante est partagée entre les différents canaux auxquels sont affectés les nœuds. (La méthode d'affectation d'un canal est alors basée sur une règle de type premier arrivé, premier servi)

Dans un système FDMA pur, tous les utilisateurs peuvent transmettre leurs signaux simultanément.

### **2.2.1.3 Accès multiple par répartition de codes (CDMA : Code Division Multiple Access)**

Le CDMA est basé sur la technique du spectre étalé obtenu au moyen d'un code aléatoire unique à chaque utilisateur. Grâce à cette technique, les utilisateurs utilisent simultanément la même bande de fréquences. Les techniques CDMA utilisent des modulations à étalement de spectre qui peuvent être réalisées par saut de fréquence ou par séquence directe.

### **2.2.1.4 ALOHA :**

ALOHA est une technique d'accès très simple, utilisée au départ par l'université d'Hawaï, pour relier les centres informatiques dispersés sur plusieurs îles. Cette technique est le plus souvent utilisée dans les réseaux satellitaires vu son faible taux d'accès au canal qui avoisine les 20%.

Le principe est le suivant : les stations émettent, de façon inconditionnelle, des paquets dès qu'ils sont en leur possession, il n'y a pas d'écoute du support avant la transmission. Dans le cas d'une collision, la station va retransmettre les paquets après un délai aléatoire.

### **2.2.1.5 Accès multiple avec écoute de la porteuse (CSMA : Carrier Sense Multiple Access)**

Contrairement aux techniques TDMA, FDMA et CDMA (leurs protocoles MAC sont dits scheduled protocols ou protocoles programmés d'avance dans lesquelles les nœuds sont assignés à des canaux partitionnés (temps, fréquence, code) pour éviter les collisions), CSMA (contention-based) est une technique dans laquelle chaque nœud doit rester à l'écoute du médium avant de transmettre ses données. En cas où le médium est occupé, le nœud doit retarder son accès au médium et réessayer la même procédure jusqu'à ce que le médium devient libre. A cet instant, il pourra transmettre ses données.

La technique CSMA constitue aujourd'hui la base des standards IEEE 802.11.

## **2.2.2 Les caractéristiques d'un protocole MAC convenable aux réseaux de capteurs**

Les réseaux de capteurs diffèrent des réseaux sans fil traditionnels sur plusieurs plans. En premier lieu, les nœuds capteurs sont dotés de petites batteries qui sont généralement difficile à changer ou à recharger ce qui limite leur durée de vie. En second lieu, les nœuds capteurs sont déployés d'une manière aléatoire (avion, missile...) et c'est à eux de s'auto-organiser au sein du réseau. En troisième lieu, différents types d'application (militaire, surveillance...) requièrent un nombre très grand de nœuds capteurs dont la densité peut

atteindre (20 nœuds/ $m^2$ ). Finalement, les informations transmises au sein du réseau, qui se basent sur des captures (mesure de température, déplacement...) du phénomène étudié, peuvent entraîner un trafic très volumineux. Toutes ces caractéristiques suggèrent que les protocoles MAC traditionnels ne peuvent pas convenir aux réseaux de capteurs sans que ces protocoles soient modifiés. La question qui se pose alors est : quelles doivent-êtré les caractéristiques d'un protocole MAC convenable aux réseaux de capteurs sans fil ?

Afin de concevoir le protocole MAC le mieux adapté avec les spécificités des réseaux de capteurs, on doit prendre en considération les propriétés suivantes :

### **2.2.2.1 Optimisation d'énergie**

Cette propriété est la plus importante de toutes dans le cas des réseaux de capteurs(RCSFs) (d'ailleurs la majorité des recherches dans ce domaine creusent dans la problématique de la consommation d'énergie). En effet, le fait qu'il est difficile de changer ou de recharger les batteries (source d'énergie) des nœuds, constitue un vrai handicap qui limite leur durée de vie.

Comme la couche MAC contrôle les activités du module radio qui à son tour consomme le plus d'énergie, alors on peut déduire que la couche MAC peut gérer cette consommation en essayant d'empêcher les pertes de cette énergie.

### **2.2.2.2 Facteur d'échelle et adaptabilité**

Comme les réseaux de capteurs sont des réseaux dynamiques que ce soient aux niveaux de leurs tailles, leurs densités ou leurs topologies ; on peut penser, qu'un protocole MAC efficace doit gérer rigoureusement ces changements sans qu'il y ait un dysfonctionnement du réseau (adaptation rapide avec succès).

La scalabilité et l'adaptabilité à ces changements constituent deux caractéristiques très importantes vues la nature des réseaux de capteurs (déploiement aléatoire, environnement non assuré...)

### **2.2.2.3 Evitement de collisions**

Elle constitue la mission principale de tous les protocoles MAC que ce soient pour les réseaux filaires ou les réseaux sans fil, avec contention ou sans contention.

#### **2.2.2.4 Bande passante (ou capacité du canal)**

C'est une caractéristique importante plutôt dans le cas des réseaux cellulaires (GSM) ou des réseaux locaux sans fil (WLAN), que dans le cas des réseaux de capteurs ; En effet le débit est un objectif secondaire pour les RCSFs.

#### **2.2.2.5 Débit (Throughput)**

C'est la quantité de données transmises avec succès entre un émetteur et un récepteur dans un temps bien déterminé. Il constitue une caractéristique pas assez importante dans le cas des RCSFs vu la nature des informations échangées entre les nœuds.

#### **2.2.2.6 Equité (Fairness)**

Elle reflète la capacité des nœuds capteurs à partager le canal d'une façon équitable. Dans le cas des RCSFs, cette propriété n'est pas prise en considération étant donné que tous les nœuds collaborent ensemble, indépendamment de la quantité d'informations émises par les différents nœuds, afin de remplir une tâche commune. Cependant, cette propriété est très importante dans les réseaux traditionnels du fait que chaque nœud désire avoir la même chance que les autres nœuds pour l'émission ou la réception des données.

### **2.2.3 La classification des protocoles MAC pour les réseaux de capteurs :**

#### **2.2.4 Temps réel dans la couche MAC**

Pour favoriser les flux dits temps-réel, il faut différencier les flux, et ce dès la couche MAC. Un certain nombre de protocoles MAC distribués non temps-réel existent déjà, et comme aucune réelle garantie n'est à donner, le plus simple est de partir de l'un d'eux, et de le modifier pour y intégrer des priorités. En partant par exemple de 802.11 DCF, et en réduisant les temps d'attente d'accès au médium (backoff et DIFS) en fonction de la priorité du flux, on arrive à la différenciation voulue [25]. Toujours avec 802.11, on peut réguler l'accès au médium en demandant à tous les nœuds voulant y accéder d'émettre un signal d'une longueur proportionnelle à leur priorité. Si après cette émission, un nœud détecte que le médium est toujours occupé, il se tait ; ainsi seul le nœud de plus haute priorité pourra émettre. Outre les propositions distribuées, l'accès au médium peut également être régulé par un ordonnanceur central. Celui-ci doit nécessairement connaître la position de tous les nœuds ainsi que les caractéristiques de tous les messages, et prendre en compte le nombre de sauts qu'un message doit effectuer pour atteindre la destination. Ce type de solution est pour cela particulièrement adaptée aux équipes de robots coopératifs.

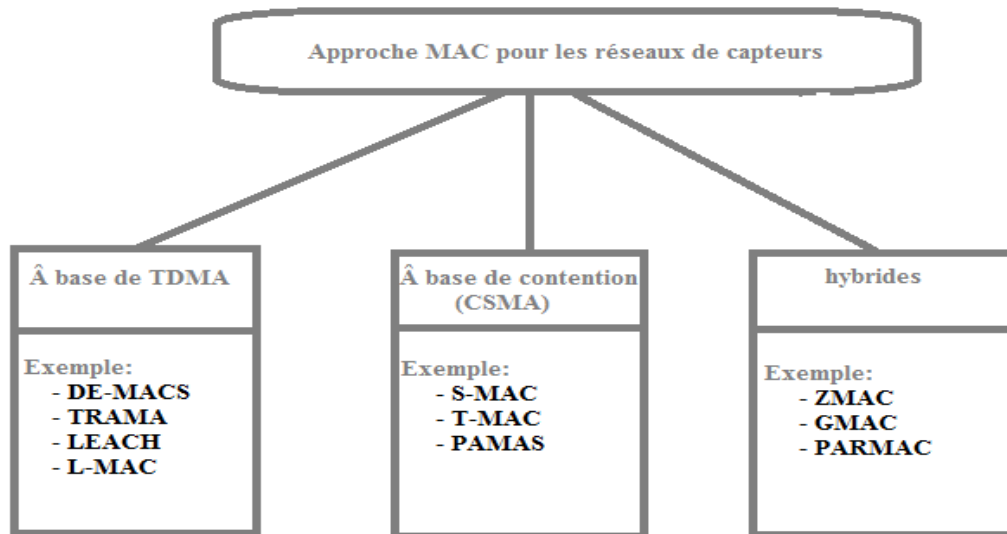


FIGURE 2.1 – Les Protocoles MAC

## 2.2.5 Protocoles MAC temps réel

### 2.2.5.1 Le protocole I-EDF

Implicit Earliest Deadline First (I-EDF) présente une solution réellement temps-réel. Il s'agit d'un protocole MAC, basé sur un ordonnancement de type EDF (Earliest Deadline First, [27]). Cet ordonnanceur attribue le médium au flux avec le deadline le plus proche temporellement de l'instant présent. Comme illustré par la figure 2.2, on suppose que le réseau est découpé en cellules de nœuds hexagonales et de même taille. Chaque cellule a donc six voisines, et au centre de chacune se trouve un nœud routeur qui a deux interfaces radio. On suppose que les rayons de communication et d'interférence sont égaux à la distance entre deux nœuds routeurs de cellules voisines. On différencie la communication intra-cellulaire et intercellulaire. On attribue un canal de fréquence différent de ses voisines à chaque cellule ; 7 canaux suffisent pour éviter toute interférence entre voisines. A l'intérieur d'une cellule, chaque nœud sait quels sont ses voisins et quelles sont les caractéristiques des messages que chacun compte envoyer (période, deadline, durée). L'algorithme EDF [24] est lancé par chaque nœud, ce qui permet à chaque nœud d'obtenir la même table d'ordonnancement. En utilisant celle-ci, aucune collision n'est donc possible durant la communication intracellulaire. Pour ce qui est de la communication intercellulaire, les six directions des hexagones sont notées A, B, C, . . . et les intervalles de temps réservés aux communications intracellulaires sont entrecoupés d'intervalles de communication intercellulaire. Le routeur d'une cellule émet avec la fréquence de la cellule destination, ce qui rend une communication intercellulaire directionnelle possible. Ainsi, dans un même intervalle réservé à la communication

intercellulaire, tous les nœuds vont émettre dans la même direction (c-à-d : dans la direction C de la figure 2.2), cette direction étant changée après chaque émission. L'utilisation à la fois d'ordonnancement temporel (une découpe en intervalles de temps, combinée avec l'algorithme d'ordonnancement EDF) et de multiples fréquences garantit un fonctionnement sans collisions. Cette solution est bien temps réel dur. Même s'il s'agit d'une proposition temps-réel dur, les suppositions faites sont difficiles à satisfaire. Premièrement, l'organisation en hexagones de même taille est très rigide, et semble peu compatible avec les milieux inhospitaliers de certaines applications (surveillance sismique, feux de forêts, . . .) et un déploiement aléatoire. De plus, l'égalité entre les rayons de communication et d'interférence est physiquement impossible à réaliser. De par l'importance des ressources embarquées dans les nœuds (multiples fréquences, double interface radio pour les nœuds routeurs), le prix unitaire du nœud ne semble pas assez bas pour permettre un déploiement à grande échelle. Enfin, la parfaite synchronisation des nœuds suppose un système de synchronisation sur une horloge globale tel que le GPS (Global Positioning System), augmentant encore le prix du nœud.

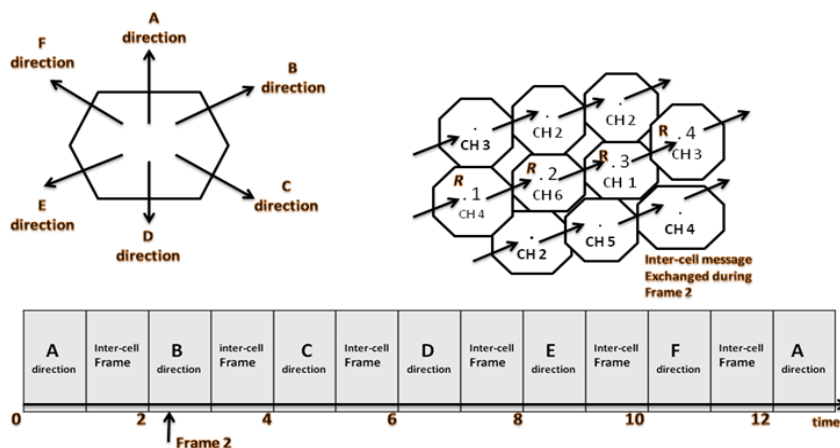


FIGURE 2.2 – La communication intercellulaire avec I-EDF

### 2.2.5.2 Le protocole Dual-mode MAC

Watteyne et autres, dans [25], ont proposé le protocole dual-mode MAC qui supporte HRT (Hard Real-Time) mais avec la prétention plus détendue qu'I-EDF. Le but est de garantir un temps de transmission déterministe compatible avec deadline d'application. Ils ont



supposé que le réseau est linéaire avec des nœuds identiques déployés rudement suivant une ligne. Deux modes sont fournis : modes protégés et non protégés. L'idée principale du protocole est l'arrangement de backoff. Car, on suppose que :  $dist_{min} \leq dist_{entrevoisin} \leq max_{range}$ , si tous les nœuds voulant transmettre après avoir reçu un message de signalisation d'attente à un temps de backoff proportionnel à leur distance de l'expéditeur, il n'y aura aucune collision. C'est le nœud le plus loin de l'expéditeur qui va transmettre en premier.

Dual-mode MAC démarre avec mode non protégé, qui essaye d'offrir une vitesse optimale de livraison des messages vers la station de base. Ce mode n'utilise pas l'organisation basée par cellule. Les collisions sont possibles, mais elles déclenchent une commutation du réseau au mode protégé dès que la collision se produit. Le mode protégé garantit le fonctionnement sans collision. Il utilise l'organisation par cellule créée pendant l'initialisation du système avec un mécanisme global de synchronisation. Commutant entre ces deux modes, le protocole peut fournir le cas le plus mauvais en délai et également une bonne exécution moyenne particulièrement quand le chargement est bas. Semblable à I-EDF, la conception a les manques suivants : (i) l'efficacité énergétique n'est pas considérée, (ii) des canaux de fréquence consacrés sont exigés pour différentes cellules, et (iii) une structure de réseau cellulaire est nécessaire dans le mode protégé. Cependant, ces arrangements mélangés de FDMA-TDMA sont prometteurs en supportant les garanties du HRT.

## 2.3 Contraintes de routage dans les réseaux de capteurs sans fil

Le routage dans les réseaux de capteurs diffère de celui des réseaux Ad Hoc dans les points suivants :

- l'adressage global pour le grand nombre de nœuds est impossible.
- les applications des réseaux de capteurs exigent l'écoulement de données mesurées depuis des sources multiples vers la destination finale 'station de base'.
- les différents capteurs peuvent générer les mêmes données à proximité d'un phénomène (problème de la redondance des données).
- les nœuds capteurs exigent ainsi une gestion soignée des ressources.

En raison de ces différences, de nouveaux protocoles de routage ont été proposés dans les réseaux de capteurs.

## 2.4 Classification des protocoles de routage dans les réseaux de capteurs

Les protocoles de routage dans les réseaux peuvent être classés selon deux concepts [16] :

- la structure de réseau.
- le type de protocole.

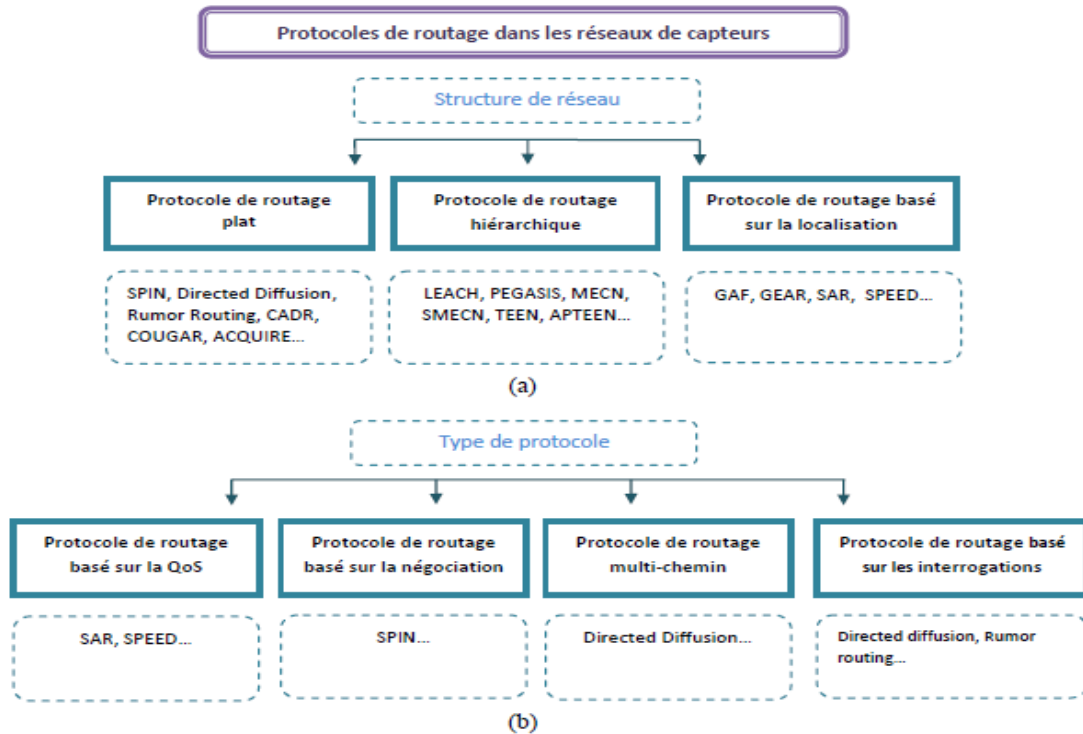


FIGURE 2.3 – Classification des protocoles de routage pour les réseaux de capteurs

### 2.4.1 Classification selon le type de protocole

#### 2.4.1.1 Protocole de routage multi-chemin

Il se base sur l'adoption de plus qu'un chemin menant vers la destination, et ce, pour avoir des chemins de secours si jamais le chemin principal serait rompu.

#### 2.4.1.2 Protocole de routage basé sur la négociation des données

En détectant le même phénomène, les nœuds capteurs inondent le réseau par les mêmes paquets de données. Ce problème de redondance peut être résolu en employant des protocoles de routage basés sur la négociation. En effet, avant de transmettre, les nœuds capteurs

négocient entre eux leurs données en échangeant des paquets de signalisation spéciales, appelés meta-DATA. Ces paquets permettent de vérifier si les nœuds voisins disposent des mêmes données à transmettre [16]. Cette procédure garantit que seules les informations utiles seront transmises et élimine la redondance des données.

### 2.4.1.3 Protocole de routage basé sur la QoS

Ce type de protocoles tend à satisfaire certaines métriques, pendant la transmission des données vers la destination finale. Parmi ces métriques, nous citons : le délai de bout en bout, PDR (Paquet Delivery Ratio), énergie consommée...

Nous nous intéressons, dans la suite, à traiter des protocoles adoptant ce type de routage et à dégager leurs performances en ce qui concerne la garantie de la QoS temps réel.

## 2.4.2 Classification basé sur la structure du réseau

### 2.4.2.1 Les protocoles de routage plats (flat based-routing)

Ces protocoles considèrent que tous les nœuds sont identiques, c'est à dire ont les mêmes fonctions à exécuter sauf le nœud de contrôle 'la station de base' qui est chargé de collecter toutes les informations issues des différents nœuds capteurs pour les transmettre vers l'utilisateur final.

La décision d'un nœud de router des paquets vers un autre dépendra de sa position et pourra être remise en cause au cours du temps.

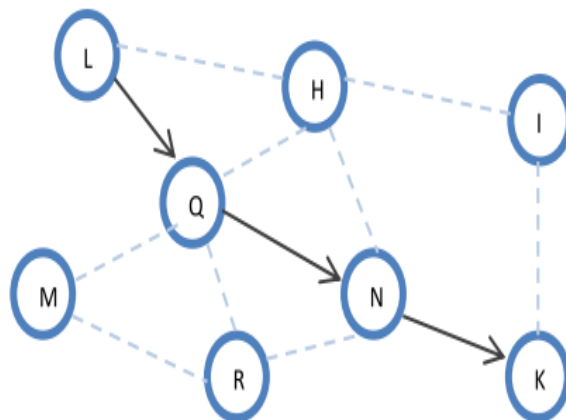


FIGURE 2.4 – Routage plat

### 2.4.2.2 Les protocoles de routage hiérarchique

Ces protocoles fonctionnent en confiant des rôles différents aux nœuds du réseau. Certains nœuds sont sélectionnés pour exécuter des fonctions particulières. Un nœud peut être, par exemple, une passerelle pour un ensemble de nœuds. Dans ce cas, le routage devient plus simple, puisqu'il s'agit de passer par les passerelles pour atteindre le nœud destination qui lui est directement attaché. Un exemple est donné par la figure 2.4 : Pour que les paquets générés par le nœud F atteignent le nœud L, ils doivent passer par les passerelles P, S et R. Le principe des protocoles de routage hiérarchique est basé essentiellement sur les nœuds passerelles. En fait, les nœuds ordinaires savent que si le destinataire n'est pas dans leur voisinage direct, il suffit d'envoyer la requête à la passerelle qui la prendra en charge. ? son tour, elle transmettra cette requête vers le nœud ciblé. Ce type de routage présente de nombreux avantages pour les réseaux dont les nœuds sont sédentaires et disposent de suffisamment d'énergie [16].

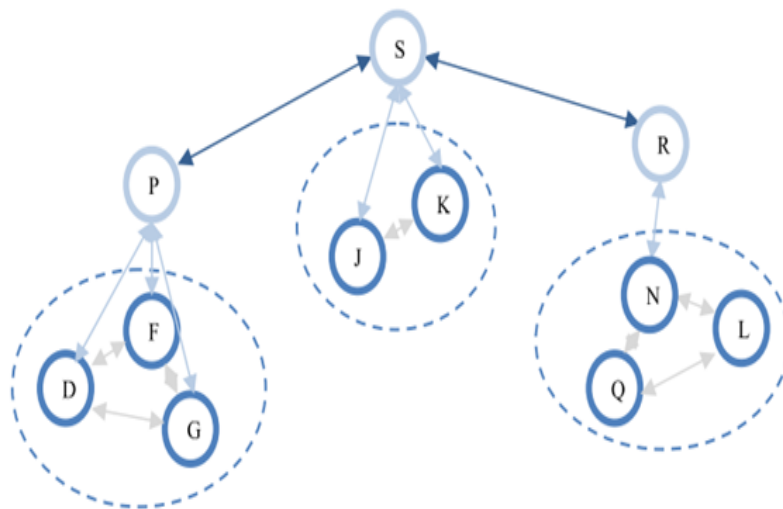


FIGURE 2.5 – Routage hiérarchique

### 2.4.2.3 Les protocoles de routage avec localisation géographique :

Un routage est dit géographique lorsque les décisions de routage sont basées sur la position des nœuds. Les prérequis pour effectuer un routage géographique dans un réseau de capteur [16,17] sont :

- Tous les nœuds possèdent un moyen de localisation, soit un système natif comme le GPS (Global Position System), soit un système logiciel comme un protocole de localisation.

- Un nœud source connaît toujours la position du nœud destinataire. Pour ce faire, soit tous les nœuds connaissent les positions initiales de tous les nœuds, soit un service de localisation doit être utilisé.

On distingue trois principales décisions de routage géographique, qui dépendent, soit de la progression, soit de la distance, soit de la direction. Dans ce qui suit, nous expliquons ces prises de décision par l'étude de l'exemple donnée par la figure 2.6.

Nous supposons que le nœud source S désire transmettre des informations vers le nœud D.

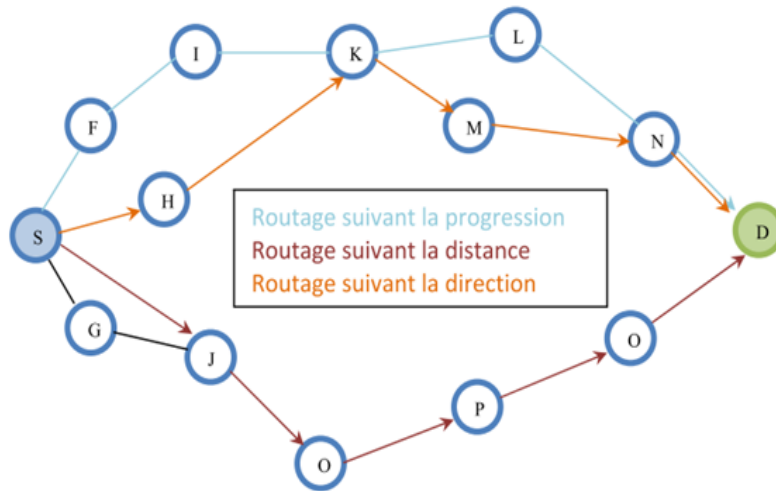


FIGURE 2.6 – Routage avec localisation géographique

- **Suivant la progression** la progression d'un nœud correspond à sa projection sur l'axe (SD). Le nœud dont la projection est la plus proche de la destination est choisi comme prochain nœud. Suivant la figure 2.6, le chemin résultant sera celui défini par les nœuds S F I K L N et D. Cette approche est communément appelée Most Forward within Radius (MFR). Si la progression minimale est considérée, la méthode est appelée Nearest Forward Progress (NFP).
- **Suivant la distance** le nœud le plus proche de la destination D en termes de distance est choisi comme prochain nœud. Dans notre cas de figure, c'est le nœud J qui est sélectionné. La route de S à D passe par les nœuds J O P Q. Dans ces approches, on cherche à minimiser le nombre de sauts.
- **Suivant la direction** le nœud voisin le plus proche de la droite (SD) en direction de D est choisi. Le nœud H est pris comme prochain nœud et le chemin entre S et D est S H K M N D. Une variante de cette approche est de considérer tous les nœuds en direction de la destination appartenant à un cône dirigé vers D [17].

## 2.5 Protocoles de routage avec QoS : SPEED, MMSPEED et E3MSPEED

### 2.5.1 Le protocole SPEED

Le protocole SPEED [18] est classé parmi les protocoles de routage géographique, basé sur la qualité de service. Sa caractéristique fondamentale est la garantie d'un délai de livraison de bout en bout optimale. Grâce à cette spécification, SPEED est le protocole le plus approprié pour des applications temps réel des réseaux de capteurs [18]. En effet, ce protocole essaye de garantir une vitesse de transmission des paquets constante dans tout le réseau.

Afin d'assurer le routage avec qualité de service temps réel, SPEED fait appel à l'interfonctionnement de plusieurs modules, comme l'illustre la figure 2.7.

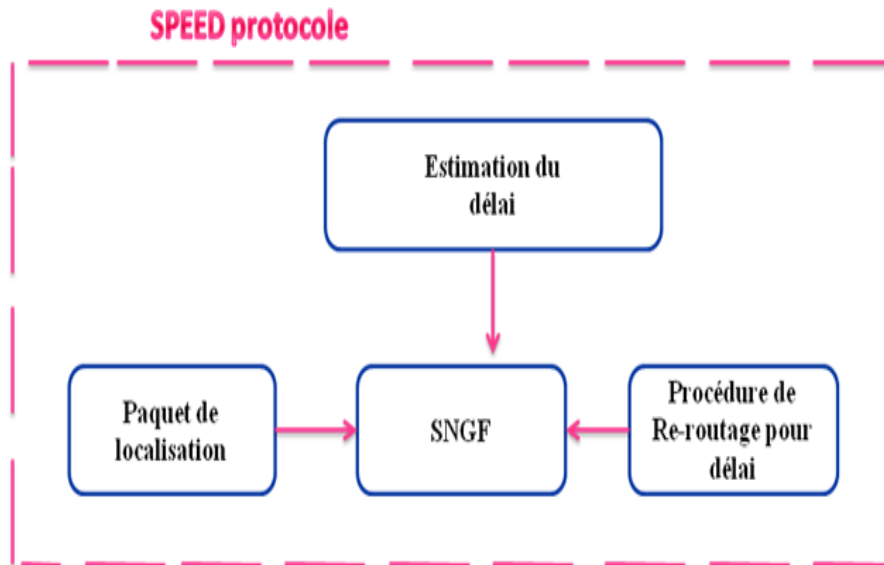


FIGURE 2.7 – Architecture fonctionnelle du protocole SPEED

Les modules mis en évidence par l'architecture fonctionnelle de SPEED opèrent de la façon suivante :

Le SNGF (Stateless Non-deterministic Geographic Forwarding) est le module de routage, responsable de la sélection du prochain saut offrant la vitesse de livraison des paquets souhaitée. La procédure de re-routage pour délai est appelée pour re-router les paquets si un cas de congestion du nœud du prochain saut est rencontré. L'estimation du délai est le mécanisme permettant la prédiction du délai nécessaire pour la transmission des paquets vers le prochain saut. Le paquet de localisation permet la localisation géographique des nœuds.

### 2.5.1.1 Paquet de localisation

Les nœuds, exécutant le protocole SPEED, diffusent périodiquement des paquets de localisation pour tenir à jour les changements de la topologie du réseau. Les nœuds récepteurs interprètent les informations reçues et les sauvegardent pour construire leurs tables de voisinage. Ces paquets ont le format suivant :

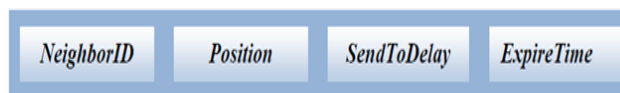


FIGURE 2.8 – Paquet de localisation

1. Le champ NeighborID identifie le voisin émetteur de ce paquet de localisation.
2. Le champ Position contient la position géographique du nœud émetteur du paquet.
3. Le champ SendToDelay est le délai estimé pour atteindre le nœud destination 'station de base' identifié par Global ID.
4. Le champ ExpireTime est un timer désignant la validité de l'information transportée, c'est-à-dire, à son expiration, le nœud supprimera ces informations de sa table de voisinage.

Le nombre de paquets de localisation échangés devient de moins en moins important si les nœuds se déplacent lentement ou sont fixes.

### 2.5.1.2 Estimation de délai

Le module Estimation de délai, utilisé par le protocole SPEED, joue un rôle très déterminant dans la maintenance et la garantie de la livraison des paquets dans les délais exigés. Les réseaux de capteurs disposent généralement d'une bande passante limitée [18], ce qui rend difficile l'utilisation des paquets de signalisation propre à l'estimation des délais de

livraison.

Pour cela, l'exploitation des paquets DATA, passant par un nœud capteur, s'avère la meilleure solution pour ce genre de mesure.

- **Estimation du délai intermédiaire** : L'estimation du délai se fait au niveau du nœud émetteur. Celui-ci enregistre instantanément le temps de départ du dernier bit du paquet DATA, noté  $T_{ijdepart}$  et calcule le temps mis pour effectuer un seul saut quand il reçoit l'acquittement de son paquet envoyé. A son arrivée au nœud 'j', ce dernier acquitte la réception du paquet DATA en indiquant le temps écoulé du traitement du paquet 'ACK', noté  $T_{ijACK}$ . Ainsi, le nœud émetteur enregistre le temps d'arrivé du paquet 'ACK', noté  $T_{ijarriv}$ , et mesure le temps mis pour effectuer un seul saut suivant la formule suivante :

$$T_{ijsaut} = T_{ijarriv} - T_{ijACK} - T_{ijdepart}$$

L'estimation du délai courant est donnée en combinant cette nouvelle valeur calculée avec les délais antérieurs suivant la méthode Exponential Weighted Moving Average (EWMA) [19].

### 2.5.1.3 Stateless Non-deterministic Geographic Forwarding (SNGF)

- **Calcul de la vitesse de livraison** : L'exemple suivant explique la méthode de calcul de la vitesse de livraison entre deux nœuds voisins :

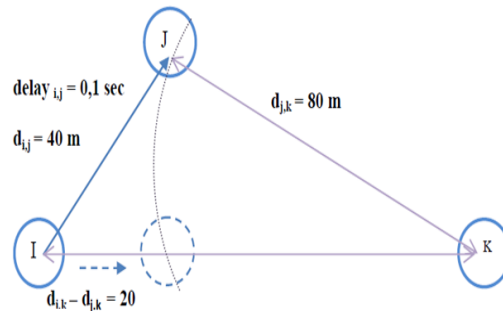


FIGURE 2.9 – Calcul de la vitesse de livraison

Nous considérons deux nœuds voisins i et j ( figure 2.9). Les distances les séparant de la destination k sont respectivement  $d_{ik} = 100\text{m}$  et  $d_{jk} = 80\text{m}$ . Si le nœud i transmet ses paquets vers le nœud j dans un délai  $delay_{ij} = 0.1$  seconde, ceci permet de s'approcher de la destination d'une distance d égale à  $(d_{ik} - d_{jk}) = 20\text{m}$ . Dans ce cas, la vitesse de transmission intermédiaire speed  $k_{i,j}$  se mesure comme le rapport  $(d_{ik} - d_{jk}) / delay_{ij} = 200\text{m/s}$ .



Il est clair que la vitesse de transmission intermédiaire change d'un saut à un autre puisqu'elle varie en fonction de la distance entre les nœuds voisins et le temps de transmission. Si chaque nœud du réseau envoie les paquets vers le voisin en maintenant une vitesse supérieure à une vitesse seuil *setspeed*, alors cette dernière est forcément garantie par tous les nœuds. Ainsi de n'importe quel nœud source vers le nœud destination 'station de base', le délai de bout en bout est estimé comme suit [18] :

$$\text{Délai bout en bout} = D_{source,stationdebase} / \text{Setspeed}$$

Avec D source, station de base : distance entre le nœud source et la destination finale 'station de base'.

- **Choix du nœud du prochain saut** : Le SNGF (Stateless Non-deterministic Geographic Forwarding) est le module responsable de la sélection du prochain saut offrant la vitesse de livraison des paquets souhaitée. Nous expliquons son principe en nous basant sur l'exemple de la figure 2.10 :

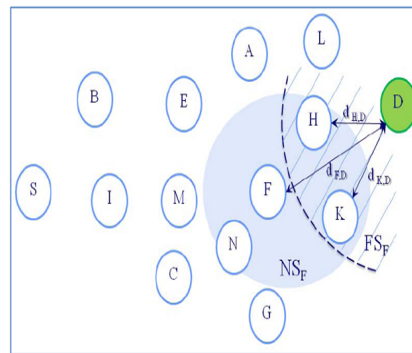


FIGURE 2.10 – Choix du nœud du prochain saut

Le nœud source F désire transmettre un paquet DATA vers la destination D. il doit alors choisir le nœud du saut suivant tout en respectant les règles suivantes :

1. Les paquets ne sont transmis que vers les nœuds se trouvant dans le champ  $FS_F$  (Forwarding candidate Set of Node F). Ce champ contient les nœuds qui sont à la portée du nœud F et qui sont susceptibles d'être sélectionnés pour continuer la transmission des données vers le nœud destination. Le champ  $FS_F$  regroupe les nœuds du prochain saut qui sont plus proche de la destination que le nœud F et qui offrent une vitesse de livraison supérieure ou égale à la vitesse de seuil *Setspeed*. Ceci est exprimé par [18] :

$$FS_F = \text{nœud } j \in NS_F / d_{F,D} - d_{j,D} > 0 \text{ et vitesse de livraison} \geq \text{Setspeed}$$

Avec :

$NS_F$  : (Neighbors Set) nœuds voisins du nœud F,

$d_{F,D}$  : la distance séparant le nœud F du nœud destination

$d_{j,D}$  : distance séparant le nœud j du prochain saut du nœud destination.

2. Le nœud du prochain saut devra être choisi parmi les éléments du groupe  $FS_F$  disposant de la vitesse de transmission la plus importante.
3. Dans le cas où la zone  $FS_F$  est dépourvue de nœud, autrement dit, si le nœud F ne trouve aucun nœud pour le prochain saut, il rejette alors le paquet en question et envoie des paquets Delay Back pressure aux nœuds précédents pour leurs interdire momentanément la transmission des paquets vers sa région

#### 2.5.1.4 Procédure de ré-routage pour délai

- a) **Format du paquet 'Delay Back pressure'** : Le paquet Delay Back pressure comporte les champs suivants :



FIGURE 2.11 – Paquet Delay Back pressure

1. le champ ID contient l'identité du nœud émettant le paquet Delay Back pressure .
  2. le champ Destination contient l'identité de nœud destination.
  3. le champ SendToDelay contient la durée de livraison estimée entre les deux nœuds ID et Destination. Cette durée est le délai intermédiaire nécessaire, delay ID, Destination, pour effectuer le saut entre ces deux derniers. Ce champ prend la valeur infinie , si le nœud ID ne trouve aucun nœud voisin pour lui envoyer le paquet DATA.
- b) **Procédure de ré-routage en cas de congestion** : Le protocole SPEED utilise une procédure de ré-routage appelée Back pressure rerouting, si en cours de route, on rencontre des nœuds congestionnés.  
L'exemple illustré par la figure 2.12 (a, b, c, d), décrit clairement la procédure de ré-routage :

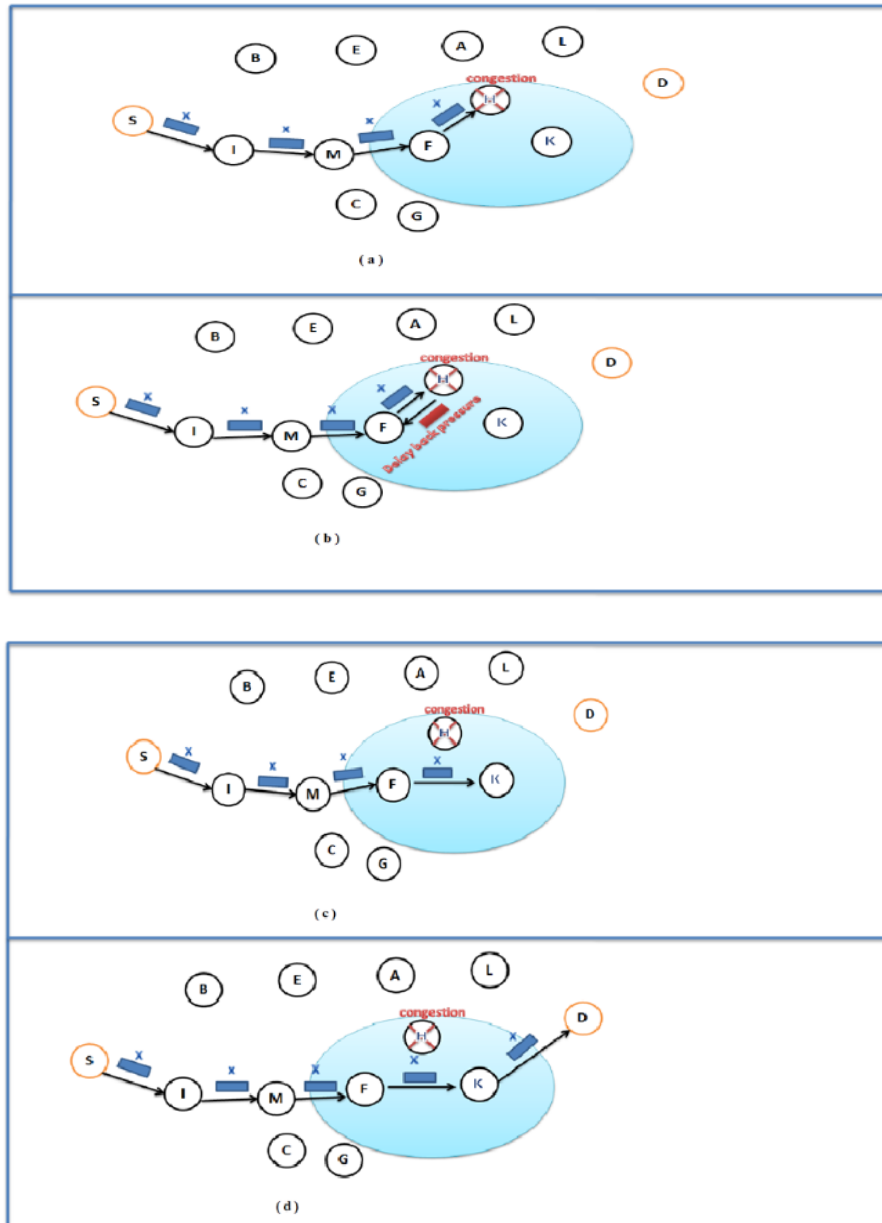
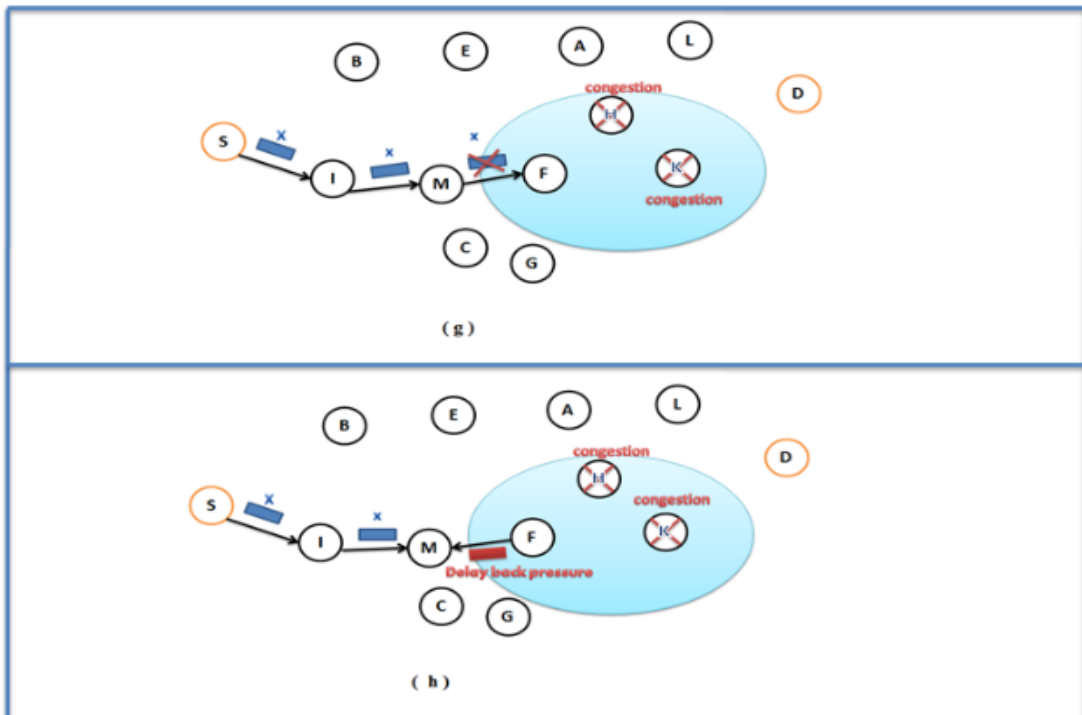
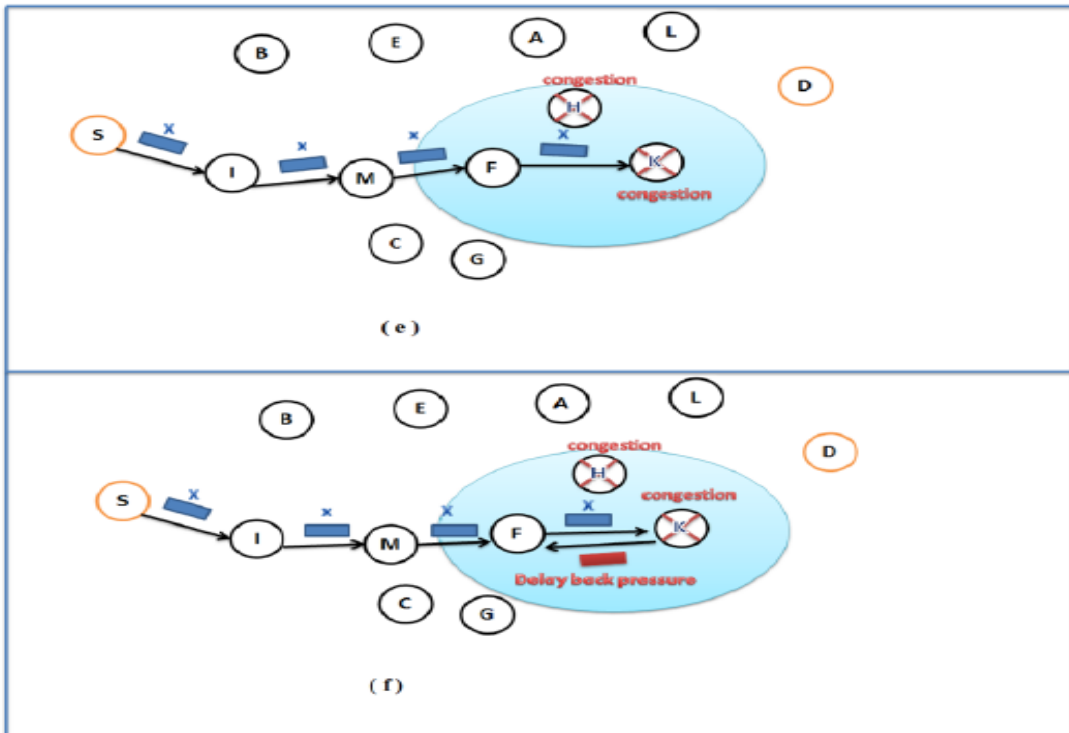


FIGURE 2.12 – Procédure de ré-routage pour délai Delay back pressure rerouting (cas 1(a,b,c,d))

Le nœud S désire transmettre un paquet DATA, noté X, jusqu'à la destination D. En arrivant au nœud F, celui-ci choisit comme prochain saut le nœud H (le choix du nœud est effectué par le module SNGF). Mais, il se trouve que ce nœud est congestionné, alors il répond au nœud F par un paquet Delay back pressure pour l'informer qu'il ne peut pas délivrer le paquet X dans un délai favorable vu son état de congestion. Le nœud F active, alors, son module SNGF pour re-sélectionner un autre nœud appartenant à l'ensemble  $FS_F$  (Forwarding Set pour le nœud F), et il finit par re-router le paquet X au nœud K.

Un deuxième cas peut se présenter si tous les nœuds de l'ensemble  $FS_F$  sont en état de congestion. Ce cas de figure est illustré par la figure 2.13 (e,f,g,h,i) :



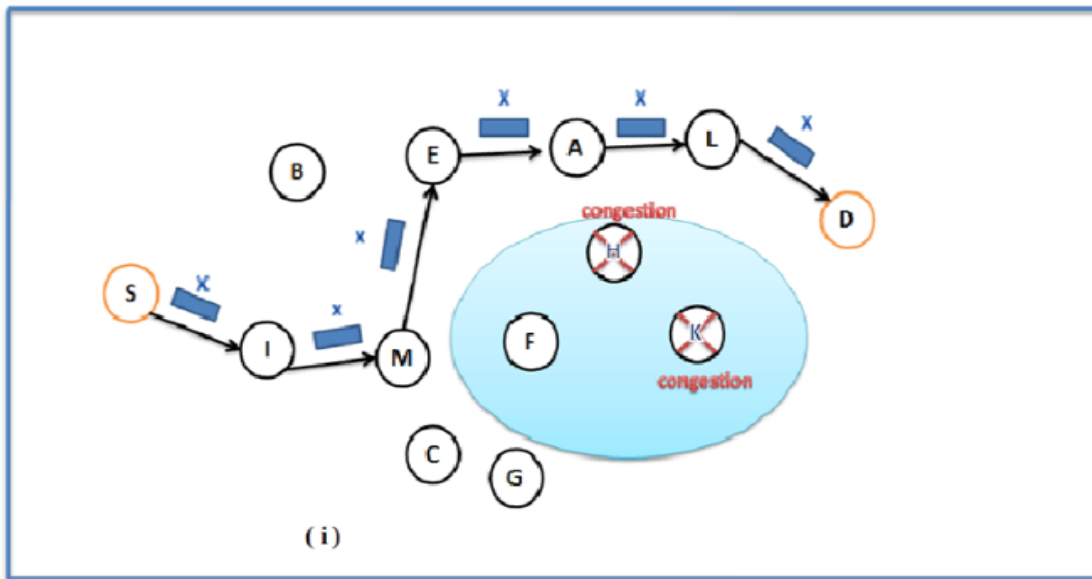


FIGURE 2.13 – Procédure de ré-routage pour délai « Delay back pressure rerouting » (cas 2(e,f,g,h,i))

Reprenant les étapes précédentes (a), (b), (c) et (d) de la figure 2.12. Supposons qu'à l'étape (d), le nœud F trouve, aussi, le nœud K en état de congestion. Ce dernier va lui envoyer, alors, le paquet Delay back pressure. Supposons maintenant que le nœud F ne trouve aucun autre nœud susceptible d'être celui du prochain saut. Ce nœud F supprime, alors, le paquet DATA et envoie au nœud M un paquet Delay back pressure lui indiquant l'échec de la transmission du paquet X. Dans ce cas, le nœud M active son SNGF pour sélectionner un autre prochain saut (dans notre exemple, le nœud E est choisi). De même, si le nœud M trouvait tous les voisins, appartenant à son champ  $FS_M$ , congestionnés, il réagirait de la même façon que le nœud F et le nœud I devrait alors acheminer les paquets vers un autre nœud.

- **c) Void avoidance** : Un troisième cas peut se présenter si l'ensemble des nœuds du prochains sauts  $FS_F$  est vide.

Le protocole SPEED sait résoudre ce genre de problème en se basant sur la notion de Void Avoidance illustré par la figure 2.14 (a,b,c) :

D'après le scénario de ces figures, le nœud F ne trouve aucun nœud voisin qui mène vers la destination D, par conséquent, il supprime le paquet DATA et envoie le paquet Delay Back pressure, contenant les champs suivants (ID, DESTINATION, INFINI) vers le nœud du saut précédent. A son tour, le nœud M affecte la valeur INFINI au , champ SendToDelay pour dire que le choix du nœud F, comme un intermédiaire, nécessite un délai de transmission très important, donc il ne va plus être sélectionné comme un prochain saut vers la destination finale et le nœud M se trouve obligé de choisir un prochain saut différent.

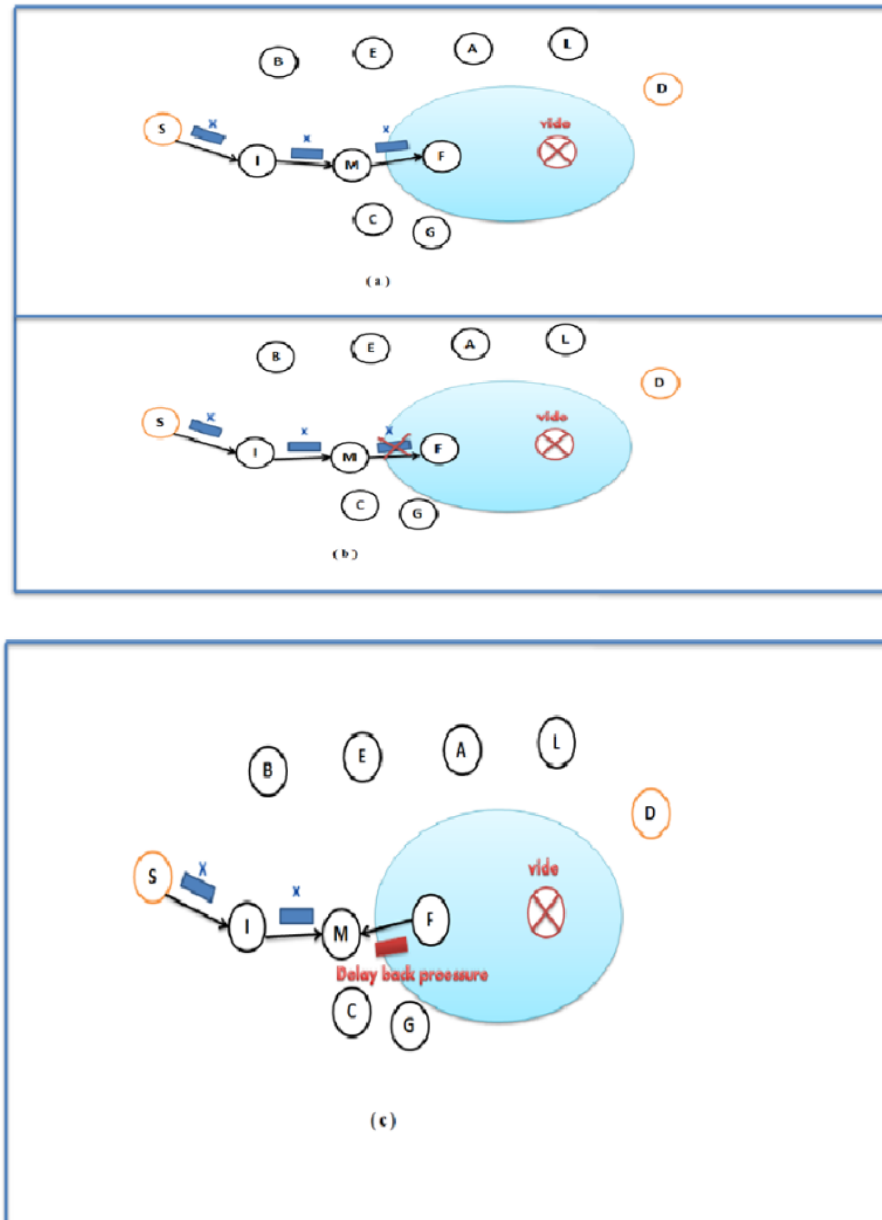


FIGURE 2.14 – Mécanisme de Void évitement

### 2.5.1.5 Le protocole de la couche MAC 'DCF'

Le protocole SPEED n'exige pas l'implémentation des mécanismes de QoS au niveau de la couche MAC. Pour cela, le protocole DCF (Distributed Coordination Function) a été choisi au niveau de cette couche [20].

En effet, DCF peut supporter seulement le service Best-Effort. Il n'y a aucun mécanisme de différenciation de service selon la priorité des trafics. Les paquets de flux urgents et moins urgents sont stockés ensemble dans une même file d'attente FIFO, et donc, le traitement de ces paquets urgents peut probablement être retardé par celui des paquets moins urgents,

chose qui dégrade la qualité de service temps réel en terme de délai de bout en bout.

En conclusion, le protocole SPEED se caractérise essentiellement par la garantie des délais réduits de bout en bout, ce qui lui permet de répondre aux exigences des applications temps réel. Cependant, avec l'existence de trafics de priorités différentes, SPEED se montre incapable de les servir selon leurs priorités, puisqu'il offre une seule vitesse de livraison indépendamment du degré de priorité du flux. Par conséquent, il ne peut pas assurer des délais de livraison de bout en bout convenables aux exigences temps réel de chaque flux du trafic. Dans la suite, nous présentons une extension de ce protocole appelée MMSPEED qui résout ce genre de problème en supportant la qualité de service selon la contrainte de délai de bout en bout [21].

## 2.5.2 Le protocole MMSPEED (Multi Path Multi SPEED)

En s'inspirant du protocole précédent, le protocole MMSPEED présente une évolution dans les protocoles avec QoS.

En plus des avantages hérités du protocole SPEED, MMSPEED se caractérise par l'offre de plusieurs vitesses de transmission et la possibilité d'établissement de plus d'un chemin vers la destination. En effet, chaque vitesse offerte permet de définir un niveau de QoS temporel et chaque route supplémentaire aide à améliorer la qualité du trafic. Ces deux mécanismes permettent respectivement de respecter le degré de criticité de chaque application, de transmettre les paquets dans les délais exigés, d'éviter les problèmes fréquemment rencontrés comme la congestion et de réduire le taux de perte des paquets...etc

Par le biais de ces deux mécanismes, le MMSPEED se distingue par l'offre de plusieurs niveaux de QoS suivant les exigences des trafics.

### 2.5.2.1 Garantir une QoS temporelle

Le protocole MMSPEED permet la livraison des paquets suivant différentes vitesses de transmission selon leurs urgences. Plus le degré d'urgence est important, plus les paquets sont transmis suivant une vitesse de transmission importante et plus le délai de bout en bout est court. Cette technique permet de différencier le service selon la priorité temporelle du trafic. Ainsi, la couche réseau de ce protocole est une couche multi vitesses, qui peut être modélisée comme plusieurs couches virtuelles, offrant chacune, une seule vitesse de transmission seuil, noté  $setspeed_L$  telle que  $1 < L < \text{nombre totale des vitesses offertes}$ .

#### – a) Classification des trafics :

Comme illustré par la figure 2.15, une classification virtuelle des trafics au niveau de chaque nœud est appliquée pour classer les paquets selon leurs urgences. Pour commencer, le classifieur du nœud source S calcule la vitesse de transmission d'un paquet

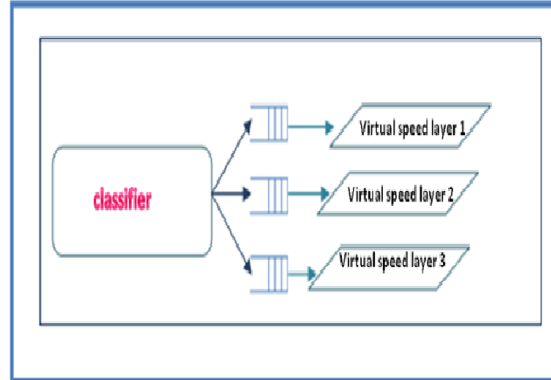


FIGURE 2.15 – Modélisation de la couche réseau du protocole MMSPEED

DATA, noté X, en fonction de la distance  $d_{S,D(X)}$ , le séparant du nœud destination D, reçue suite à l'échange des paquets de localisation, et le délai de bout en bout souhaité  $deadline_{(X)}$  (ce délai sera indiqué dans le paquet lui-même). La vitesse minimale demandée  $Reqspeed_{(X)}$  pour respecter le délai de bout en bout est calculée comme le rapport :

$$Reqspeed_{(X)} = d_{S,D(X)} / deadline_{(X)}$$

Suivant cette nouvelle donnée, le classifieur sélectionne la couche virtuelle L dont la vitesse de transmission de seuil  $setspeed_L$  vérifie la condition suivante [21] :

$$setspeed_L = \min_{L,j=1} setspeed_j / setspeed_j \geq \mathbf{Reqspeed}_{(X)}$$

- **b) Mise à jour du délai de bout en bout restant** Pour bien déterminer la vitesse  $Reqspeed$ , après chaque saut, les nœuds intermédiaires doivent mettre à jour le délai de bout en bout restant  $deadline_{(X)}$ . Pour se faire, chaque nœud intermédiaire mesure le temps écoulé dans le traitement local du paquet, noté  $T_{elapsedtime}$ , et le transmet vers le nœud du saut suivant. De cette façon, tout nœud intermédiaire peut estimer correctement le temps restant pour atteindre la destination finale sans dépasser le délai  $deadline$  global. Pour calculer le temps écoulé avec précision, la couche MAC du nœud intermédiaire, recevant le dernier bit d'un paquet DATA, enregistre instantanément le temps d'arrivée de ce paquet,  $T_{arrival}$ . Après que le nœud en question ait traité localement le paquet, sa couche MAC date l'instant où le premier bit du paquet est envoyé à la couche physique, noté  $T_{departure}$ . On peut aussi calculer le temps nécessaire



pour la transmission de tout le paquet, noté  $T_{transDelay}$ , en fonction de sa longueur et le taux de transmission. Ainsi, le temps écoulé au niveau du nœud capteur est mesuré comme suit :

$$T_{elapsedtime} = T_{departure} + T_{transDelay} - T_{arrival}$$

La valeur  $T_{elapsedtime}$  calculée, sera transportée avec le paquet DATA. Une fois reçu par le nœud de saut suivant, ce dernier peut dégager l'information  $T_{elapsedtime}$  et met à jour le délai de bout en bout restant comme suit :

$$deadline_{(X)} = deadline_{(X)} - T_{elapsed} - T_{propDelay}$$

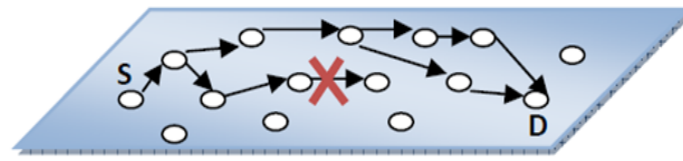
$T_{propDelay}$  : représente le temps de propagation entre les deux nœuds voisins. Ce temps peut être négligé. Suivant la valeur de la variable  $deadline_{(X)}$ , tout nœud intermédiaire  $i$  peut vérifier si la vitesse courante  $setspeed_L$  est suffisante pour transmettre les paquets dans le délai exigé, c'est-à-dire, vérifier si  $(d_{i,D} / setspeed_L) \leq deadline_{(X)}$ , avec  $d_{i,D}$  distance entre le nœud intermédiaire  $i$  et la destination  $D$ . Si cette comparaison n'est pas vérifiée, le nœud en question recalcule la vitesse demandée,  $Reqspeed = d_{i,D} / deadline_{(X)}$  et re-choisit la vitesse de seuil adéquate  $setspeed_L = \min_{L,j=1} setspeed_j / setspeed_j \geq Reqspeed_{(X)}$ , et re-choisit la couche réseau virtuelle  $L$  qui offre cette vitesse de seuil.

Grâce à ces deux mécanismes de classification des trafics et mise à jour du délai de bout en bout restant, le protocole MMSPEED a pu garantir la livraison des paquets dans les délais désirés. Ce protocole intègre aussi un troisième mécanisme pour assurer la qualité de trafic désirée résultant ainsi des taux de livraison des paquets importants.

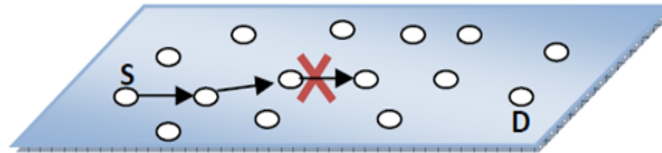
### 2.5.2.2 Garantir une QoS en fonction du PDR

Deux contraintes majeures peuvent limiter la performance d'une route choisie à savoir la congestion de ses nœuds ou bien leurs défaillances, car ils peuvent augmenter le risque de rejet des paquets. Le protocole MMSPEED a pu diminuer ce risque en adoptant un routage multi-chemin, et la nature dense des réseaux de capteurs a été un facteur favorisant vu que plusieurs chemins menant vers la même destination existent. En fait, le routage multi-chemin est adopté, seulement, pour les trafics exigeant des taux de livraison important.

Dans le cas contraire, les paquets seront routés à travers un seul chemin. Cette idée a été bien illustrée par la figure suivante :



(a) :haute qualité de trafic



(b) :faible qualité de trafic

FIGURE 2.16 – Différentiation de la qualité de trafic

Pour la faible qualité de trafic, la garantie d'arrivée du plus grand nombre des paquets est condamnée par la probabilité de rencontrer l'une des contraintes majeurs citées précédemment dans la route adoptée, alors que, pour la haute qualité de trafic, on ne rencontre pas cette problématique vu la variété des états des routes qui peuvent transporter les paquets.

- **a) Choix des nœuds du prochain saut** Pour assurer la qualité de trafic souhaitée (le taux de livraison souhaité : desired Packet Delivery Ratio), chaque nœud capteur doit être capable de décider vers quel(s) nœud(s) voisin(s) il va diriger les paquets. En effet, chaque nœud peut maintenir le dernier taux de paquets rejetés, c'est-à-dire qu'un nœud intermédiaire  $i$  peut se souvenir du dernier taux de rejet, noté  $e_{i,j}$ , par rapport à son voisin  $j$ . Moyennant cette probabilité  $e_{i,j}$ , le nœud  $i$  peut estimer quel niveau de qualité de trafic sera maintenu s'il choisit le nœud  $j$  comme prochain saut. On a supposé que le taux de rejet de paquet est le même pour tous les nœuds, alors, la probabilité de livraison offerte peut être estimée comme suit [21] :

$$\text{Reaching Probability : } RPd_{i,j} = (1 - e_{i,j}) (1 - e_{i,j}) [d_{jD} / d_{i,j}]$$

Avec :

$(1 - e_{i,j})$  : désigne le taux de paquets délivrés avec succès par le nœud  $i$  vers le nœud  $j$ .

$(1 - e_{i,j}) [d_{jD} / d_{i,j}]$  : désigne le taux de paquets délivrés avec succès par le nœud  $i$  vers le nœud  $D$  en passant par le nœud  $j$ .

Suivant la valeur de  $RPd_{i,j}$ , on peut déterminer le nombre de nœuds du prochain saut pour satisfaire la probabilité de livraison exigée. Le calcul du nombre de nœuds du prochain saut suit une procédure très simple : Tout d'abord, on initialise à zéro une variable TRP (Total Reaching Probability) et chaque fois que le nœud  $i$  désigne un voisin  $j$  comme un saut suivant tout en se basant sur la valeur de  $e_{i,j}$ , la valeur de TRP sera mise à jour comme suit [11] :

$$\mathbf{TRP} = \mathbf{1} - (\mathbf{1-TRP}) (1- RPd_{i,j})$$

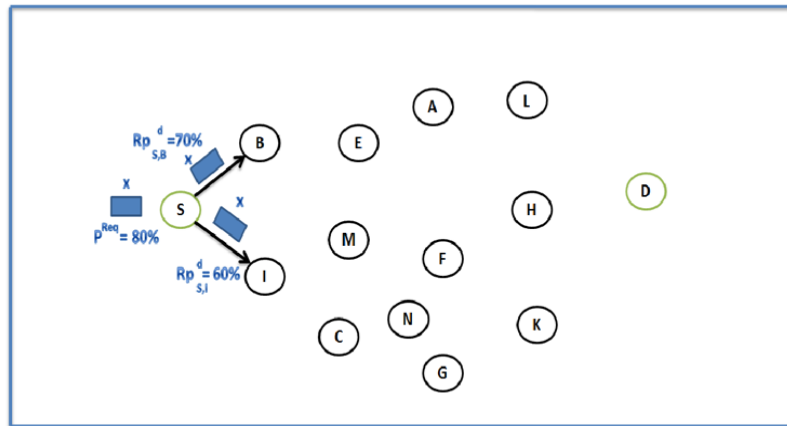
Avec :

(1-TRP) : désigne la probabilité qu'aucune route ne peut transporter les paquets vers la destination finale D.

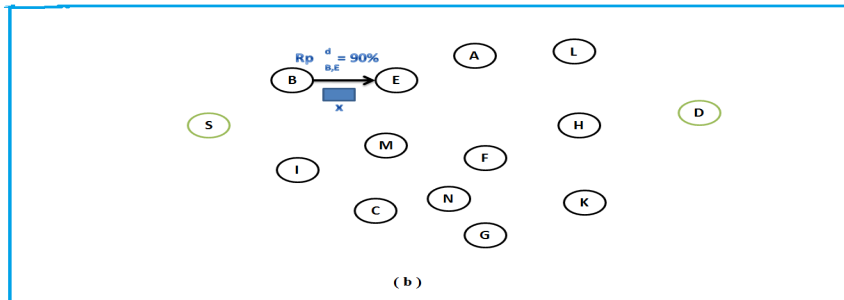
(1-  $RPd_{i,j}$ ) : désigne la probabilité que la route passant par le nœud  $j$  échoue au cours de la transmission des paquets vers la destination finale D.

Ainsi, (1-TRP) (1-  $RPd_{i,j}$ ) désigne la probabilité que toutes les routes y compris celle qui passe par le nœud  $j$  échouent pour la transmission des paquets vers la destination finale D. En conséquence,  $1 - (1-TRP) (1- RPd_{i,j})$  désigne la probabilité qu'au moins une route réussit la transmission des paquets. Le nœud  $i$  arrête la procédure de sélection des nœuds si la valeur de TRP atteint ou dépasse le dPDR. Il faut noter que l'estimation des nombres de nœuds, comme prochains sauts, est spécifique pour chaque nœud intermédiaire et doit être recalculée au niveau de chaque nœud sélectionné comme le prochain saut.

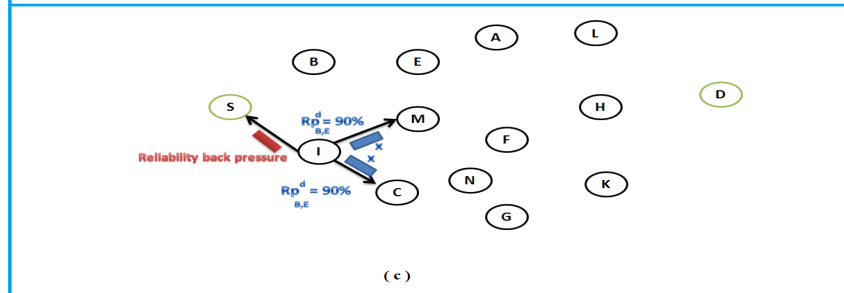
L'exemple suivant(Figure 2.17) illustre bien la procédure expliquée précédemment pour le choix des prochains sauts selon la contrainte qualité de trafic :



(a)



(b)



(c)

FIGURE 2.17 – Sélection des prochains sauts selon la contrainte qualité de trafic

Le nœud source S a détecté un événement et désire le transférer vers la destination avec une qualité de trafic égale à 80%. Le nœud S choisit le nœud B comme prochain saut, déterminé par son SNGF. Il calcule sa probabilité de livraison offerte  $RPd_{S,B}^d=70\%$ .? ce niveau, le nœud S vérifie si le nombre de nœuds du prochain saut est suffisant pour maintenir le taux de livraison souhaité : Pour ce faire, il calcule la variable  $TRP = 1 - (1 - RPd_{S,B}^d)$  et vérifie si cette dernière est supérieure ou égale au taux désiré. Dans notre cas, le TRP prend la valeur 70%, qui est nettement inférieur au  $dPDR = 80\%$ . Le nœud S continue, alors, la sélection d'autres prochains sauts, pour partager la charge avec le nœud B et choisit le nœud offrant la deuxième plus importante probabilité de livraison à savoir le

nœud I avec  $RPd_{S,I}=60\%$ . Le nœud S met à jour la variable TRP qui aura comme nouvelle valeur :

**TRP = 1 - (1-TRP) (1-  $RPd_{S,I}$ ) = 88%**, qui est supérieur au dPDR = 80%. Dans le cas où le TRP égale ou dépasse la probabilité de livraison souhaité, le nœud S arrête la sélection des prochains sauts et transmet en multicast le paquet. Le nœud B refait les mêmes opérations que le nœud S pour déterminer les nœuds de sauts suivants, et trouve que son voisin, le nœud E, peut assurer une probabilité de livraison PR = 90%, un pourcentage largement supérieur à celui désiré. Dans ce cas, le nœud B ne va plus sélectionner d'autres prochains sauts et émet le paquet seulement vers le nœud E.

Un cas extrême peut se présenter si, par exemple, le nœud I se trouve incapable de garantir la probabilité souhaité  $P_{req}$ , même s'il transmet le paquet DATA vers tous ses voisins. Ceci est exprimé par un  $TRP = 1 - (1-RPd_{I,M}) (1- RPd_{I,C}) \leq 80\%$ . Le nœud I envoie, quand même, le paquet DATA en multicast vers tous ses voisins et un paquet de 'Reliability back pressure' vers le nœud précédent S contenant comme information la valeur de TRP maximale qu'il peut supporter. ? son tour, le nœud S corrige la valeur de la probabilité de livraison supporté par le nœud I en lui affectant la valeur de TRP reçue.

### 2.5.2.3 Le protocole de la couche MAC 'EDCF'

Pour mieux garantir la qualité de service temps réel, le protocole MMSPEED exige que la couche MAC supporte, elle aussi, la différenciation de service.

Parmi les performances requises pour cette couche, on cite les suivantes :

- La priorité d'accès au médium dépend de la classe de la couche réseau (la couche réseau virtuelle).
- La livraison en multicast des paquets vers plusieurs nœuds.
- Les mesures des délais moyens pour chaque nœud voisin individuellement.
- Les mesures des taux de perte pour chaque nœud voisin individuellement.

Le protocole choisi pour répondre à ces exigences est l'EDCF [20,22] (Enhanced Distributed Coordination Function) proposé par le standard IEEE 802.11e. Ce dernier consiste en la gestion de huit classes de priorités (huit TC (Trafic Category)).

Dans l'EDCF, deux méthodes sont introduites pour supporter la différenciation de service. La première, est l'utilisation d'espaces inter trames IFS (Inter Frame Space) différents pour les différents AC. Un nouveau type d'IFS est né : AIFS (Arbitration IFS), et utilisé dans EDCF (au lieu du DIFS dans DCF (Distributed Coordination Function)). L'idée est d'affecter à ce paramètre des valeurs minimales quand il s'agit d'un flux prioritaires et contrairement quand il s'agit des flux moins prioritaires, par conséquent, les flux prioritaire auront plus de chance d'accéder au médium que les flux moins prioritaires. La deuxième méthode introduite, comporte l'allocation de différentes tailles de fenêtre de contention

CW pour les différents AC. Assigner la plus petite taille de fenêtre CW à la file AC la plus prioritaire pour s'assurer, dans la plupart des cas, que les files de priorités hautes occupent le canal devant ceux de priorités basses.

Avec ces nouveaux paramètres, l'EDCF est supposé améliorer les performances du DCF dans des conditions de congestions.

### 2.5.3 Le protocole E3MSPEED (Enhanced Mac MMSPEED)

Autre protocole applé E3MSPEED (Enhanced MAC MMSPEED) est proposé dans [34].

Ce protocole dérive du protocole MMSPEED. La seule différence entre les deux réside au niveau de la couche MAC. En fait, le protocole EDCF(Enhanced Distributed Coordination Function), utilisé avec le protocole MMSPEED,est remplacé par le protocole EDCA (Enhanced Distributed Access Channel).

En effet, le mode EDCA apporte quelques optimisations dans le classement et l'ordonnement des paquets prêts à être transmis.

Nous présentons, dans ce qui suit, le protocole EDCA et ses optimisations par rapport au protocole EDCF.

#### 2.5.3.1 Le protocole de la couche MAC 'EDCA'

- **a) De l'EDCF à l'EDCA :** Le mode EDCA [10], basé sur le mode EDCF antérieur, apporte quelques optimisations dans le classement et l'ordonnement des paquets prêts à être transmis. Le passage entre ces deux modèles a nécessité quelques changements de la nomenclature :
  1. '8' catégories de trafic TCs (Traffic Category) deviennent 4 catégories d'accès ACs (Access Category). En fait, huit priorités de trafic sont employées, par le protocole EDCF, avec leurs propres files d'attente, comme indiqué dans IEEE 802.11e. Cependant, quatre files d'attentes sont utilisées, par le protocole EDCA, pour les quatre catégories d'accès ACs [10].
  2. EDCF 'Enhanced Distributed Coordination Function' devient EDCA 'Enhanced Distributed Access Channel'.
- **b) Le protocole EDCA :** Le protocole EDCA contrôle l'accès au canal de transmission avec différenciation entre les flux de données. Il favorise mieux, que le protocole EDCF, la transmission des trames d'informations plus prioritaires que celles moins importantes en les classifiant en plusieurs catégories d'accès liées à leurs priorités respectives.

En fait, EDCA fournit un accès différencié et distribué au canal d'accès. Cette technique attribut chaque trafic à une catégorie d'accès (AC) contenant des valeurs bien définies pour les paramètres d'accès DCF. L'accès au support pour une station dépend de la catégorie d'accès associée au flux à transmettre.

1. **Les catégories d'accès :** La norme 802.11e a défini ces quatre catégories d'accès noté AC (Access Category).
  - AC-VO : pour les applications temps réels tel que la voix.
  - AC-VI : pour les applications vidéo.
  - AC-BE : pour le trafic 'Best Effort'.
  - AC-BK : pour le trafic Background.

Chaque AC possède son propre AIFS et maintien son propre compteur de Backoff. Ces ACs gèrent huit niveaux de priorités (de 0 à 7) relatives à la norme 802.11d. Les correspondances entre ces priorités et les catégories d'accès sont récapitulées aussi dans le tableau 2.1.

Propriété d'utilisateur	Désignation	Catégorie d'accès	Désignation 802.11e
1	BK	AC-BK	Background
2	BK	AC-BK	Background
0	BK	AC-BE	Best Effort
3	EE	AC-BE	Vidéo
4	CL	AC-VI	Vidéo
5	VI	AC-VI	Vidéo
6	VO	AC-VO	Voix
7	NC	AC-VO	Voix

TABLE 2.1 – Le passage de priorité d'utilisateur (802.11d) aux catégories d'accès (802.11e)

Il s'agit dans, ce cas, d'avoir quatre niveaux de priorité pour huit catégories de trafic reflétées chacune par des fenêtres de contention (minimale et maximale) et des délais inter trames différents.

Catégorie d'accès	$CW_{min}$	$CW_{max}$	AIFSN
AC-BK	$aCW_{min}$	$CW_{max}$	7
AC-BE	$aCW_{min}$	$CW_{max}$	3
AC-VI	$(aCW_{min}+1)/2+1$	$aCW_{min}$	2
AC-VO	$(aCW_{min}+1)/2+1$	$(aCW_{min}+1)/2+1$	2

TABLE 2.2 – Paramètres d'accès pour chaque AC en mode EDCA

2. **Accès au support en mode EDCA :** EDCA est une solution basée sur une approche par priorité liée aux catégories de trafic. Cette solution de la 802.11e nécessite une extension de la méthode d'accès DCF.

Les fenêtres de contention sont gérées avec des mécanismes de calcul spécifiques permettant d'avoir une croissance exponentielle de celle-ci pour chaque catégorie de trafic.

Pour assurer une certaine différenciation des services offerts aux différents types de trafic, on introduit la différenciation dans divers paramètres de la fonction de coordination distribuée (DCF) du standard :

- Différents facteurs d'incrémentement de backoff pour différentes priorités, PF (Persistence Factor).
- Différentes tailles, minimale et maximale, des fenêtres de contention,  $CW_{min}$  et  $CW_{max}$ .
- Différents espaces inter-paquets DIFS, AIFS.
- Différent temps d'occupation du support TXOPLimit.

Le délai de reprise d'une station devient ainsi une fonction de ces paramètres :

$$\text{Backoff-Timer [AC]} = f(\text{AIF[AC]}, CW_{min}[\text{AC}], CW_{max}[\text{AC}], \text{PF[AC]})$$

Avec :

- AIF [AC] est le délai inter-trame de la catégorie d'accès (AC).
- $CW_{min}$ [AC] est la fenêtre minimale de AC.
- $CW_{max}$ [AC] est la fenêtre maximale de l'AC.
- PF[AC] est un facteur de persistance utilisé pour réduire encore plus la probabilité de collision de TC.
- TXOPLimit[AC] (Transmission Opportunity) période pendant laquelle la station a droit d'envoyer ces données. La figure 2.18 illustre l'emploi de 4 fonctions d'accès au support. Chaque fonction est associée à une file d'attente qui comporte une catégorie d'accès.

Les plus petites valeurs de CWs et AIFSN sont attribuées à la catégorie d'accès la plus prioritaire. Ainsi plus le trafic à transmettre est prioritaire plus son accès est rapide.

	AC-VO[0]	AC-VI[1]	AC-BE[2]	AC-BK[3]
AIFSN	2	2	3	7
$CW_{min}$	5	15	31	31
$CW_{max}$	15	31	1023	1023
TXOPLimit	5.00E-5	3.00E-5	3.00E-5	3.00E-5
PF	1	2	2	2

TABLE 2.3 – Valeur d'accès d'après le Draft IEEE 9.0



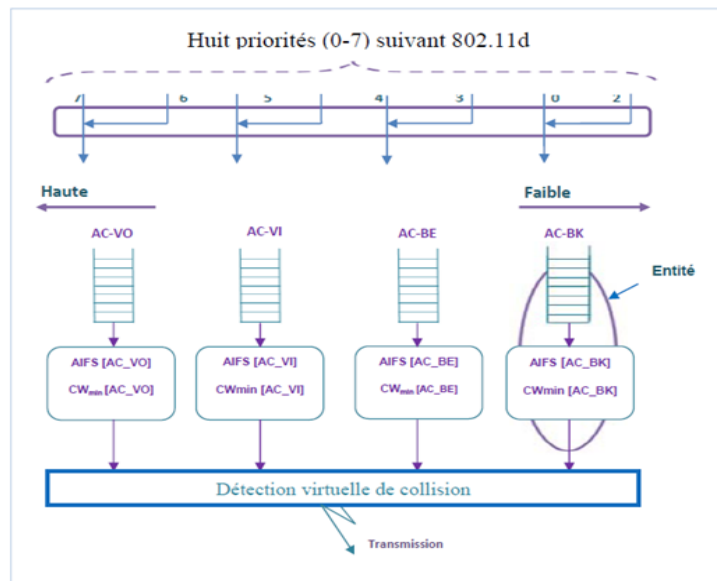


FIGURE 2.18 – Différentiation de services au niveau de la couche MAC EDCA

3. **Mécanisme d'accès EDCA** : Rappelons que le mode DCF, est basé sur le protocole d'accès CSMA/CA imposant aux stations souhaitant communiquer de vérifier d'abord que le canal radio est inoccupé, puis de respecter un petit laps de temps (Backoff + IFS (ce sont deux temporisateurs)) avant de débiter la transmission pour éviter les collisions et les erreurs de transmission. Avec le mode EDCA, l'IFS devient l'AIFS (Arbitration IFS), et est d'autant plus court que le trafic correspondant est classé dans une catégorie de plus grande priorité. Ainsi, lorsque plusieurs demandes d'accès arrivent en même temps, celle appartenant à la catégorie de plus haute priorité passe devant, c'est ce qu'on appelle le TxOPLimit (Transmission Opportunities), notons que même pour la plus haute priorité le temps de backoff reste invariant pour empêcher les collisions.

Chaque AC correspond à une file de sortie et chaque file de sortie tente d'émettre pendant une opportunité de transmission (TXOPLimit) en respectant les nouvelles conditions inspirées de DCF :

- La priorité entre les classes est créée artificiellement en accordant un IFS propre à chacune des files appelé arbitration IFS (AIFS) qui retardera plus au moins l'accès au canal :

$$\text{AIFS} = \text{DIFS} + n * \text{Time}_{slot}$$

- Les valeurs de la fenêtre de contention  $CW_{min}$  et  $CW_{max}$  à partir desquelles sont calculées les valeurs du compteur de backoff sont propres à chaque file de sortie.
- Au sein d'une même station les files de priorité inférieure laisse la place à celle

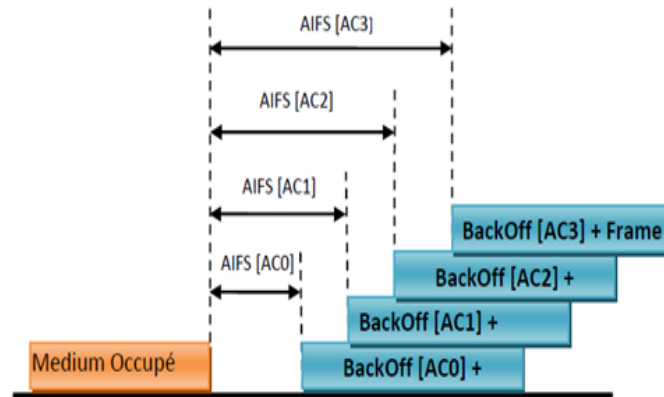


FIGURE 2.19 – Accès EDCA

de priorité supérieure.

- Lorsque deux files d’attente entrent en collision, c’est celle de priorité supérieure qui se voit attribuée une opportunité de transmission (TXOPLimit). On simule alors une collision virtuelle pour la queue de priorité inférieure qui doit réexécuter un Backoff.
- Le facteur de persistance (PF) permet d’augmenter la taille de la fenêtre de contention (CW) après chaque collision selon l’équation suivante :

$$CW_{min}[i] = ((CW_{old}[i] + 1) * PF - 1)$$

Quand PF est grand, la fenêtre de contention est grande en moyenne, par suite il a moins de chance d’accéder au canal, et son débit utile est réduit.

**Mécanisme CFB :** Un autre paramètre a été introduit par la norme dans sa proposition actuelle : ce sont Les intervalles TXOPLimit (Transmission Opportunity) qui représentent l’intervalle de temps pendant lequel une station a le droit d’émettre. Durant un EDCA TXOPLimit, une station a droit d’émettre plusieurs paquets à partir d’une seule AC tout en utilisant l’inter-trame SIFS entre l’ACK et son paquet correspondant transmis. Cette transmission est notée CFB (contention-free burst).

## 2.6 Conclusion

Après avoir détaillé les caractéristiques et contraintes des protocoles MAC ce chapitre a fait le sujet d’une étude théorique du routage dans les RSCFs et des protocoles avec

QoS à savoir SPEED, MMSPEED et E3MSPEED. En effet, le protocole SPEED se caractérise essentiellement par la garantie des délais de bout en bout réduits. Cet aspect lui permet de répondre aux exigences des applications critiques et d'offrir une QoS temps réel satisfaisante. Cependant, avec l'existence de trafic avec différents niveaux de priorités, SPEED se trouve incapable de les servir différemment, ce qui dégrade, de plus en plus, la qualité de service de flux prioritaire.

Le protocole MMSPEED a permis de résoudre cette problématique en adoptant une différenciation de service en termes de délai de bout en bout. MMSPEED a permis, aussi, de garantir les taux de PDR exigés par le trafic, et ce, grâce au mécanisme de partage de charge qu'il emploie si nécessaire. Pour maintenir sa fiabilité, le protocole MMSPEED exige l'interopérabilité avec un protocole de QoS au niveau de la couche MAC, à savoir l'EDCF. Mais, un renouvellement de ce dernier a été développé, donnant naissance au protocole EDCA utilisé avec l'E3MSPEED.

Le point commun entre toutes ces solutions c'est qu'en aucun cas elles n'ont combiné entre les deux couche MAC et réseau dans leur approches pour des solutions temps réel et c'est exactement ce que nous allons faire dans le prochain chapitre.

---

# CROSS LAYER ET PROPOSITION D'UNE NOUVELLE APPROCHE TEMPS RÉEL

---

## 3.1 Introduction

La plupart des recherches menées dans le cadre de l'étude et la conception de protocoles temps réel pour les réseaux de capteurs convergent, la plupart du temps, vers des solutions de routage efficaces, mais cependant avec bon nombre de problèmes du fait de la non utilisation des informations entre les couches protocolaire. C'est dans ce contexte que le Cross Layer est apparu comme un nouveau domaine de recherche dans les RCSFs. Son principe de base est de rendre l'information disponible à tous les niveaux de la pile des protocoles. C'est-à-dire, qu'il permet la définition de protocoles ou de mécanismes qui ne respectent pas l'isolation des couches du modèle OSI. Ainsi, il autorise la communication entre deux, ou plusieurs, couches adjacentes, ou non adjacentes, dans le but d'améliorer les performances globales du système tout en minimisant la dépense d'énergie.

Dans ce chapitre nous allons voir le Cross Layer plus en détail pour pouvoir mieux l'utiliser dans la proposition d'une nouvelle solution temps réel, que nous présenterons plus bas.

## 3.2 La communication dans les architectures Cross Layer

Le principe de base du concept Cross Layer est de permettre l'échange d'informations entre les couches adjacentes et non adjacentes afin d'améliorer les performances de transmission. Cet échange d'informations peut être mis en œuvre suivant différents

schémas. Parmi toutes les architectures Cross Layer proposées dans la littérature, deux modèles de communication peuvent être distingués [32] : La communication directe entre les couches et une base de données partagée entre les couches.

### 3.2.1 Communication directe entre les couches

La communication directe entre les couches est le modèle le plus utilisé par les architectures Cross Layer. Il permet à une couche d'accéder directement aux paramètres et aux variables d'une autre couche sans passer par un intermédiaire (Figure 3.1)[33].

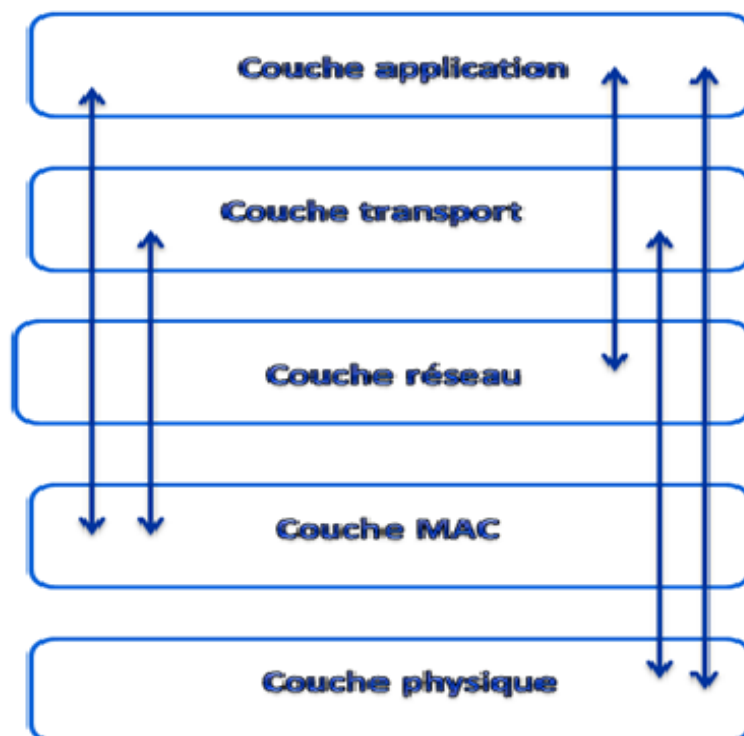


FIGURE 3.1 – Communication directe entre les couches

### 3.2.2 Communication via une base de données partagée

Plusieurs architectures Cross Layer [32][33] proposent l'utilisation d'une base de données partagée afin de stocker et de récupérer des paramètres. Celle-ci est accessible par toutes les couches qui peuvent, ainsi, s'informer de l'état des autres couches ou récupérer des paramètres de configuration nécessaire à leur fonctionnement interne. La base de données est considérée comme une nouvelle couche en parallèle à toutes les autres (Figure 3.2)

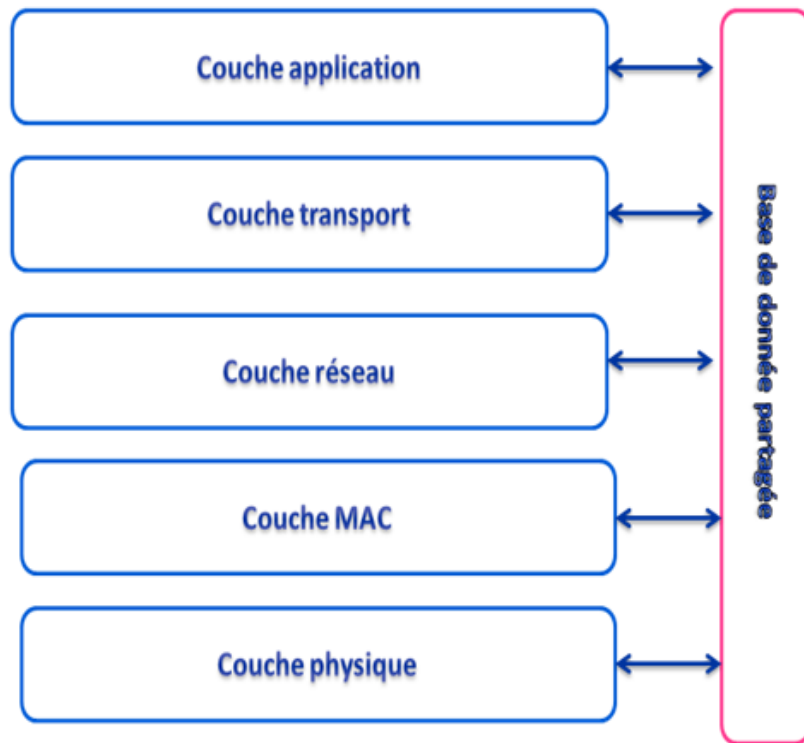


FIGURE 3.2 – Communication via une base de donnée partagée

### 3.3 Les approches du Cross Layer dans les réseaux sans fil

Dans la littérature, plusieurs techniques Cross Layer ont été proposées pour améliorer les performances des transmissions sans fil. Au début, ces mécanismes étaient limités à l'interaction entre la couche physique et la couche liaison de données. De plus, les mécanismes proposés étaient indépendants et visaient l'amélioration d'une imperfection précise. Par la suite, nous avons assisté à l'apparition de plusieurs travaux proposant des interactions avec les couches supérieures et aussi à l'apparition d'architectures Cross Layer qui tentent de faire collaborer plusieurs couches, prenant en charge plusieurs paramètres, pour une optimisation globale. Ainsi, les auteurs dans [33], ont classifié les approches cross Layer en trois classe

#### 3.3.1 L'approche ascendante

Les couches supérieures optimisent leurs mécanismes en fonctions des paramètres (conditions) des couches inférieures.

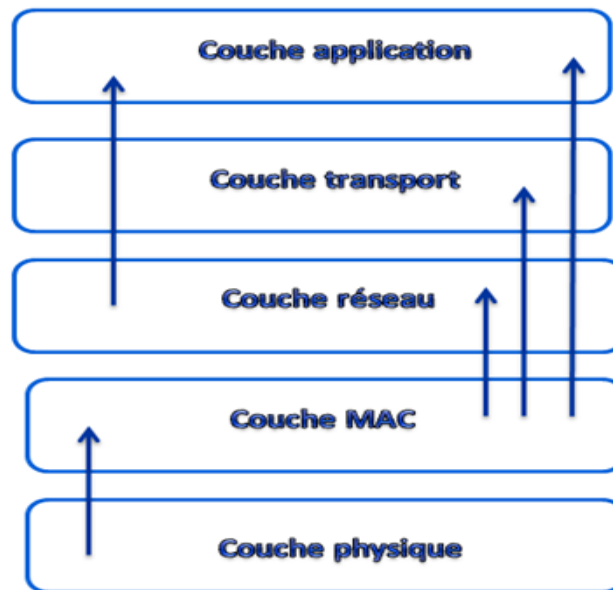
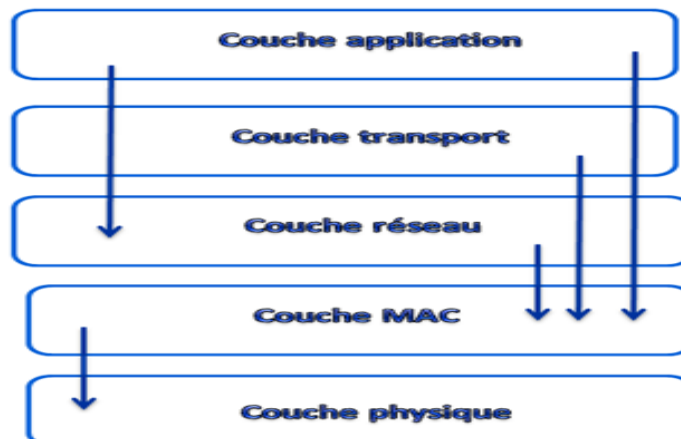


FIGURE 3.3 – L'approche ascendante

### 3.3.2 L'approche descendante

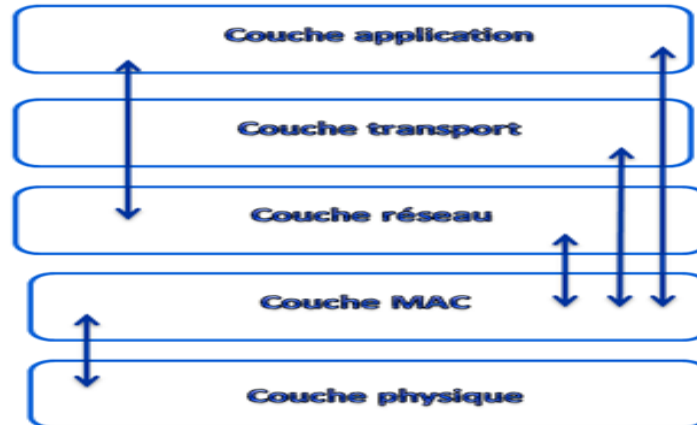
Les couches supérieures décident des paramètres de configuration des couches inférieures. Ou bien, les couches inférieures considèrent certaines spécificités du niveau applicatif pour exécuter leurs traitements.



### 3.3.3 L'approche mixte

Cette approche exploite les deux approches précédentes dans une même architecture afin de trouver la meilleure configuration Cross Layer pour un fonctionnement optimal du système.

FIGURE 3.4 – L'approche descendante



## 3.4 Type de liaison Cross Layer

Dans cette partie, on s'intéresse au Cross Layer entre deux couches[31].

### 3.4.1 Interactions entre la couche Physique et Transport

Les solutions se basent sur l'optimisation de la puissance de l'émission d'un nœud capteur et le contrôle de la congestion, c'est-à-dire trouver une puissance d'émission de tel sorte qu'il ne créera pas d'interférences.

### 3.4.2 Interactions entre la couche Réseau et Physique

Les protocoles de routage sont également touchés par la transmission à cause de la couche PHY, car l'augmentation de la puissance de transmission peut améliorer la capacité d'un lien, mais peut aussi dégrader la capacité de l'ensemble du réseau en raison de l'augmentation des interférences. Pour cela, la plus part des solutions se basent sur la qualité du canal (lien de routage) pour assurer le bon acheminement en diminuant le temps de latence et le nombre de saut et bien sûr la consommation d'énergie.

FIGURE 3.5 – L'approche mixte



### **3.4.3 Interactions entre la couche Physique et MAC**

La majorité des solutions Cross Layer MAC-PHY se basent sur les protocoles MAC. En plus des caractéristiques du canal sans fil et la radio, les circuits, le contenu de l'information qui sera envoyé par le nœud capteur est également important dans la conception de la couche MAC. Le contenu de ces informations est étroitement lié à des propriétés physiques. Par exemple, la qualité de liaison fournie par la couche MAC, dépend de la puissance de transmission.

### **3.4.4 Interactions entre la couche Réseau et MAC**

Dans cette approche, le prochain saut est choisi par rapport au voisinage, car le trafic est périodique dans les RCSFs, c'est-à-dire que les nœuds sont en état actif-inactif. D'autre part, les retards de paquets et/ou la faiblesse de la bande passante peut se produire, mais en forçant la couche réseau à modifier son itinéraire de décisions, ces derniers problèmes seront réglés. La modification des décisions de routage prévues influence les performances de la couche MAC.

### **3.4.5 Interactions entre la couche Réseau et Application**

L'un des rôles de la couche application est de définir le délai de tolérance, c'est-à-dire le RCSF ne tolère aucun retard de transmission ou un retard qui ne dépasse pas le temps prédéfini. Pour cela, l'interaction entre la couche Application et Réseau peut gérer ce problème en définissant la tolérance de retard à la couche Réseau qui peut agir en conséquence, gardant en vue par exemple la capacité de batterie (pile) restante ou un autre paramètre potentiel.

## **3.5 Protocole MAC Cross Layer**

### **3.5.1 Protocole MAC-CROSS**

Dans le protocole MAC-CROSS, seule les nœuds concernés par la transmission des données réelles se mettent en mode actif, alors que les autres nœuds qui ne sont pas inclus dans le chemin vers la destination ne sont pas impliqués dans la transmission réelle du tout. En échangeant des paquets RTS et CTS, un champ correspondant à une adresse de destination définitive est ajouté. Les nœuds du voisinage appartenant au chemin prolongent leur temps d'activité tandis que d'autres nœuds prolongent leur temps de sommeil. L'adresse de destination est donnée par une table de routage dans la couche réseau.

### 3.5.2 Le protocole XLM

XLM (module d'inter-Couche pour les réseaux de capteur sans fil) procède différemment en comparaison des protocoles traditionnels pour RCSFs. La communication dans XLM est basée sur le concept de l'initiative 'I' considérée comme noyau de XLM et incorpore implicitement les fonctionnalités intrinsèques exigées pour une communication réussie dans les RCSFs. Un nœud commence une transmission en transmettant à son voisinage un paquet RTS pour indiquer qu'il a un paquet à envoyer. Lors de la réception d'un paquet RTS, chaque nœud du voisinage décide de participer à la communication en déterminant une initiative définie comme suit[31] :

$$I = \begin{cases} 1, \text{ si} & \begin{cases} \xi_{\text{RTS}} \geq \xi_{\text{Th}} \\ \lambda_{\text{Relay}} \leq \lambda_{\text{Relay}}^{\text{Th}} \\ \beta \leq \beta^{\text{Max}} \\ E_{\text{rem}} \geq E_{\text{rem}}^{\text{Min}} \end{cases} \\ 0, \text{ sinon} \end{cases}$$

Avec :

$\xi_{\text{RTS}}$  : Bruit du signal radio (SNR) reçue d'un paquet de RTS

$\lambda_{\text{relay}}$  : taux de paquets transmis par le relais et par le nœud

$\beta$  : taux d'occupation de la mémoire tampon du nœud

$E_{\text{rem}}$  : l'énergie résiduelle du nœud

Les valeurs dans le côté droit des inégalités nous donnent les seuils respectifs et l'initiative 'I' est initialisée à 1 si toutes les conditions illustrées en (1) sont satisfaisantes.

1. La première condition s'assure que des liens fiables sont établis pour la communication.
2. La deuxième condition empêche la congestion en limitant le trafic transmis par un nœud de relais.
3. La troisième condition s'assure qu'aucun débordement de buffer n'existe pour ce nœud.

4. La dernière condition s'assure que l'énergie résiduelle  $E_{rem}$  d'un nœud ne dépasse pas un seuil minimal ( $E_{remmin}$ ).

Les fonctionnalités d'inter-couches du protocole XLM sont représentées par les contraintes définies dans l'initiative I d'un nœud lui permettant d'effectuer une commande locale de congestion.

Le composant de la commande locale de congestion de XLM assure l'efficacité énergétique et une communication fiable. Les résultats de l'évaluation des performances ont indiqué que XLM est meilleur que les protocoles utilisant une seule couche, en termes de complexité des considérations d'implémentation et d'exécution de communication.

### 3.5.3 Le protocole CL-MAC

CL-MAC (Cross Layer MAC) peut être ajouté à la classe des protocoles MAC exploitant des interactions entre les couches adjacentes afin de réduire au minimum toutes les sources de gaspillage d'énergie.

La couche MAC permet l'accès au canal avec un calendrier adaptatif réveil/sommeil. Les nœuds sont localement et périodiquement synchronisés. Le réseau est aléatoirement déployé et les nœuds prennent une forme géométrique (grille ou linéaire) suivie d'une phase de synchronisation.

La liste du voisinage établie par chaque nœud contient les informations sur des nœuds voisins (marque, position, et calendrier) et la table de routage maintenue par un agent de routage dans la couche réseau adjacente.

CL-MAC fonctionne au niveau de la couche MAC en exploitant l'information de routage utilisant un mécanisme semblable au protocole MAC-CROSS. Pour cette raison, des modifications faibles sont apportées aux structures des paquets CTS et RTS. Les structures modifiées des messages RTS et CTS sont montrées par la figure 3.6.

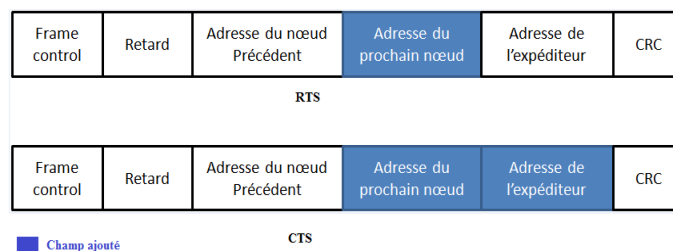


FIGURE 3.6 – Structure des messages RTS /CTS

L'adresse de la station de base est supposée être connue par tous les nœuds dans le cas d'un réseau avec une seule station de base, il est important de noter que les messages CTS et RTS ont une structure identique, la différence est dans leur interprétation par le nœud récepteur. Ainsi, si le récepteur est :

- **prochain nœud** : le message agit en tant que RTS envoyé par l'expéditeur.
- **nœud précédent** : le message agit en tant que CTS venant d'un nœud intermédiaire comme réponse à un RTS.
- **tout autre nœud** : le message contrôle le comportement du nœud et le force à se mettre en mode sommeil.

Dans une période réveil, un nœud continue à écouter le media pendant une courte période. Deux cas peuvent être considérés si le media n'est pas occupé :

- 
- cas 1 : Le nœud a des données à transmettre, prend la possession du media immédiatement et informe ses nœuds voisins de cette décision.
- cas 2 : le nœud n'a pas des données à transmettre. Dans cette situation, il met en veille son tronc de transmission afin d'éviter la dissipation d'énergie dans l'écoute à vide. De cette façon, le nœud prend plus de temps en mode sommeil. Si dans cette période le media est alloué, ceci signifie qu'une communication est en cours ou qu'un nœud différent essaie d'obtenir l'accès au media. Dans ce cas deux situations peuvent se produire encore :
  - situation 1 : un autre nœud tente de transmettre des données. L'algorithme de Backoff est alors utilisé pour régler le problème et obtenir le droit d'accès au media. Tous les autres nœuds se mettent dans le mode sommeil excepté le récepteur du paquet qui reste éveillé pour communiquer avec le nœud élu.
  - Situation 2 : Le nœud n'a aucune donnée à envoyer. Dans ce cas, s'il est concerné par la communication il reste en mode veille, autrement il se met en mode sommeil jusqu'à la prochaine communication.

Un nœud récepteur est identifié par l'expéditeur en se rapportant à sa table de routage. Cette table contient toute information relative au chemin entre l'expéditeur et la station de base.

La figure 3.7 illustre le fonctionnement de CL-MAC et MAC-CROSS : le protocole MAC-CROSS permet l'échange des messages RTS/CTS/ACK entre trois nœuds consécutifs en utilisant l'information de routage obtenue à partir de l'agent de routage dans la couche réseau, alors que CL-MAC fait l'échange des mêmes messages mais seulement au début de chaque trame, le troisième nœud transmet cependant directement le CTS reçu au prochain nœud dans le chemin. Ce message CTS est interprété par le nœud récepteur comme le RTS de la prochaine trame, tous les nœuds du che-

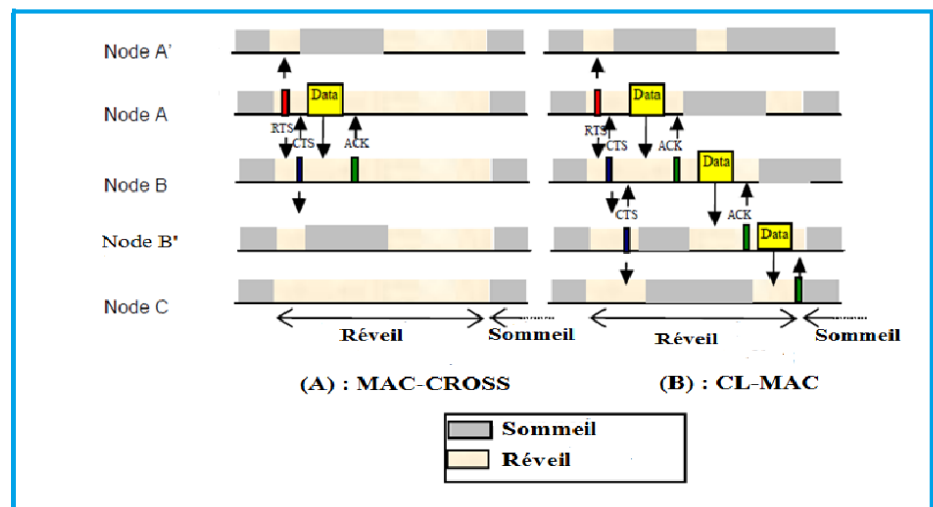


FIGURE 3.7 – Principe de fonctionnement de CL-MAC et MAC-CROSS

min font de même jusqu'à l'arrivée à la station de base pendant la même trame. Ceci permet à tous les nœuds appartenant au chemin de rester actif (ou mobilisé) jusqu'à ce que chaque nœud transmette avec succès ses paquets de données au prochain nœud. Juste après avoir transmis ces paquets de données, le nœud entre dans un mode sommeil ou se prépare pour commencer une nouvelle trame de transmission comme nouvelle source s'il a des données à envoyer.

## 3.6 Proposition d'une nouvelle approche temps réel

### 3.6.1 Principe

MMSPEED fut l'un des premiers protocoles de routage temps réel à avoir étendu la notion de QoS temps réel à la couche MAC, ainsi grâce au protocole EDCF on avait de meilleurs délais et une différenciation de service selon l'importance des paquets. Certes cela a constitué une avancé considérable dans le domaine des applications temps réels mais ce que nous pourrions éventuellement reprocher à ce protocole et notamment à son prédécesseur 'SPEED' c'est la non prise en compte de l'énergie dans le routage ainsi que la perte de temps liée au ré-routage des paquets en cas de congestion des nœuds. Il est vrai que MMSPEED contrairement à son ancêtre SPEED offre une alternative au problème de congestion avec ses chemins multiple mais ceci reste une solution précaire, d'autant plus qu'elle surcharge le réseau.

Ceci nous amène à notre proposition, il est clair que nous allons essayer de résoudre le problème de la perte de temps en cas de congestion des nœuds ou plus précisément de minimiser cette perte en évitant de faire rebrousser chemin aux paquets de données et ceci en véhiculant et en prenant en compte l'information concernant l'états des nœuds dans le routage, nous allons aussi faire en sorte de prendre l'énergie comme deuxième facteur dans le choix du nœud du prochain saut.

Tous d'abord, nous devons faire les suppositions suivantes à propos du type de réseau de capteur au quel nous nous intéressons :

- En premier lieu notre réseau doit être un réseau hybride, c'est-à-dire avec un trafic temps réel et un autre simple.
- En second lieu le trafic doit être dense. Autrement dit le réseau doit être tous le temps sollicité ; ceci est primordial et nous verrons pourquoi.

Notre solution pour le problème de congestion du protocole SPEED, de la surcharge du protocole MMSPEED et enfin du problème d'énergie des deux protocoles se présente sur trois phases :

1. Phase de découverte du voisinage
2. Phase de transmission
3. Phase de maintenance des routes

Nous allons tacher d'aborder chaque phase séparément pour mieux cerner les différentes améliorations que nous proposons.

### **3.6.2 Phase de découverte du voisinage**

Dans cette phase, les nœuds échangent des messages de localisation contenant leurs identifiants, leurs localisations et toutes les informations déjà présentes dans le protocole SPPED et MMSPEED. Jusque-là rien de différent par rapport à ces derniers sauf que nous décidons de rajouter un nouveau champ dans ces messages ; ce champ nous informe de l'énergie résiduelle des nœuds du réseau.

Ce qui nous permettra par la suite de prendre en compte l'énergie des nœuds dans le routage des paquets prioritaires et non prioritaires.



FIGURE 3.8 – Paquet de localisation

### 3.6.3 Phase de transmission

#### 3.6.3.1 Accès au media

Durant la phase de transmission, les nœuds désirant communiquer ou ayant des informations à transmettre doivent entrer en concurrence pour accéder au media. Comme nous le savons déjà, le protocole EDCF utilisé avec MMSPED permet l'accès au media par la méthode CSMA/CA ainsi que la différenciation de service selon l'importance du paquet en question. Nous décidons de suivre le même principe et prenons en compte deux types de paquets : les prioritaires qui sont caractérisés par une forte contrainte de temps et les non prioritaires qui n'ont en aucune, nous aurons ainsi une file d'attente pour chaque type de paquet et le routage se fera selon ce type.

Après avoir accédé au medias, les nœuds concernés par la communication échangent des messages de contrôles, L'émetteur envoie un RTS et reçoit en réponse un CTS de la part du destinataire. Cet échange permet d'éviter les collisions et les problèmes du type station cachée.

Nous avons apporté certains changements à cette étape de la communication en nous inspirons du fonctionnement du protocole CL-MAC et cela dans le but d'améliorer les délais de transmissions des paquets prioritaire. Mais nous avons remarqué que cela nous permettrait en plus de régler le problème de la congestion des nœuds que nous verrons plus tard.

Prenons l'exemple de la figure(Figure 3.9), où le nœud S envoie un paquet à la station de base D en passant par différent nœuds. Nous avons numéroté les étapes de la communication ainsi nous pourrons mieux expliquer son déroulement.

Quand le nœud S accède au media il envoie un RTS au nœud B qui en temps normale, devrait répondre directement par un CTS. Dans notre cas, le nœud B va, avant cela,

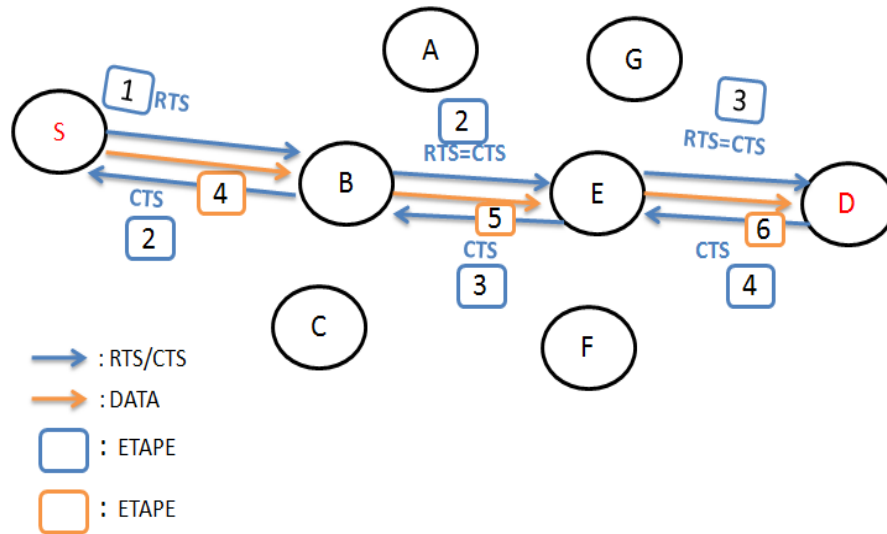


FIGURE 3.9 – Accès au media

décider vers quel élément acheminer les données qu'il est sensé recevoir et ce à l'aide d'informations issues de sa couche réseau. Il va en, suite, se servir de ces informations au niveau MAC en mettant l'adresse du nœud choisi dans le CTS qu'il était sensé envoyer au nœud S, faisant d'une pierre deux coup. Ce même message va être considéré par S comme un CTS envoyé par le nœud B et il va être considéré comme un RTS par le nœud E, choisi par B.

Le nœud E va, à son tour, faire de même avec la destination D. Il va envoyer un CTS à B qui sera considéré par D comme un RTS. Notons au passage, que les données ne commencent à être transmises du nœud S vers B, qu'à " l'étape 4 " c'est-à-dire après réception de ce même CTS par le nœud B et qu'au même moment la destination D est en train d'envoyer son CTS à E. Cette parallélisation des messages nous permet d'améliorer les délais de transmissions des paquets au niveau MAC et cela est possible grâce au mécanisme reposant sur l'utilisation des informations de la couche réseau au niveau de cette même couche MAC. Autrement dit, sur l'utilisation d'une approche Cross Layer. Cette nouvelle approche va, en plus d'améliorer les délais de transmission, nous permettre de résoudre des problèmes communs au protocole de routage temps réel comme celui de la congestion des nœuds .

### 3.6.3.2 Routage et choix du prochain saut :

Le routage représente la partie la plus importante pour les applications temps réel. Comme vu précédemment, les protocoles temps réel comme SPEED, MMSPEED et E3MSPEED offrent des délais de bout en bout relativement satisfaisant grâce à un routage basé sur la distance des nœuds par rapport à la station de base(puits), et à la vitesse de transmission qu'ils offrent. En connaissant le délai de bout en bout,



nous pouvons calculer la vitesse avec laquelle le paquet doit être transmis, et ainsi les nœuds avec une vitesse supérieure à cette vitesse sont choisis pour le routage, ce qui garantit de ne pas dépasser les délais pour des paquets urgents.

Le problème qui se pose est que dans un réseau hybride, le routage temps réel de paquets non urgents devient superflu voire inapproprié. Donc, en plus du fait d'essayer d'améliorer les délais pour des flux urgents, nous allons considérer un autre critère pour le routage de ce type de paquet qui n'est autre que " l'énergie".

La solution proposée devra donc non seulement garantir un routage temps réel pour les flux prioritaires mais aussi mieux conserver l'énergie du réseau quand il s'agit de flux ne nécessitant pas un délais restreints. En plus de ces deux critères, les informations concernant les files d'attentes des nœuds vont entrer en compte elles aussi, car notre solution devra, en plus d'un routage efficace, offrir une alternative au problème de la congestion des nœuds.

### 3.6.3.3 Calcul de la vitesse de transmission

Nous proposons la fonction suivante qui servira à déterminer le prochain élément à choisir dans le cadre des nouvelles contraintes citées plus haut :

$$V_{ij} = \mathbf{A} * v_{ij} + \mathbf{B} * E_j$$

$v_{ij}$  : vitesse de transmission entre le nœud i (l'émetteur) et j calculée avec la méthode du protocole SPEED

$E_j$  : l'énergie résiduelle du nœud j

A et B servent à balancer entre l'énergie et le temps, ainsi pour les paquets prioritaires nécessitant des délais précis, A est initialisé à 1 et B à 0, ceci nous permettra de prendre en compte le facteur temps uniquement. En ce qui concerne les paquets non prioritaires, B est initialisé à 1 et A à 0 favorisant ainsi l'énergie.

Après avoir calculé la vitesse des nœuds voisins avec la fonction vue plus haut, nous obtenons un groupe de nœud offrant des vitesses supérieures à celle nécessaire à la transmission dans les délais du paquet ou dans le cas de paquets non prioritaires un groupe de nœud avec les quantités d'énergie les plus grandes. Le nœud en question va vérifier parmi ce groupe quels éléments ne sont pas congestionnés grâce aux informations de congestion présentes dans sa table de voisinage. L'élément vérifiant ces deux conditions sera choisi pour le routage.

### 3.6.3.4 3.6.3.1.2 Problème de la congestion

Les problèmes les plus récurrents dans les RCSFs et en particulier en ce qui concerne les applications temps réel, sont la congestion et la panne des nœuds. Bon nombre de méthodes ont été utilisées afin de résoudre ces problèmes. Le protocole SPEED utilise

la méthode "Delay back Pressure", si le nœud choisi est congestionné et la méthode "void avoidance" qui permet au paquet de rebrousser chemin si aucun nœud ne peut être choisi. C'est vrai que ces deux méthodes permettent de contourner la congestion, mais peut-on pour autant ignorer la perte de temps qui résulte de l'attente d'une réponse d'un nœud qui se trouve être congestionné ou bien du fait de faire rebrousser chemin aux paquets après qu'ils aient atteint un nœud dont tous les voisins sont indisponibles ? Le protocole MMSPEED a trouvé le moyen de régler ces deux problèmes et de nous éviter la perte de temps avec l'utilisation de plusieurs chemins différents mais cela au détriment de l'énergie et en surchargeant le réseau ; chose que nous ne pouvons nous permettre surtout dans un réseau où le trafic est supposé être dense. Pour nous, la solution qui permettrait de régler le problème de la congestion des nœuds tout en nous évitant les inconvénients résultant des méthodes précédentes, serait de connaître à l'avance l'état des files d'attente des nœuds et de prendre cette information en compte dans le routage. Ceci, nous évitera de perdre du temps dans le choix de nœud déjà congestionné et améliorera ainsi les délais de transmission des paquets.

### 3.6.3.5 Information de congestion

Les informations concernant l'état des files d'attente des nœuds doivent être relativement récentes pour réellement nous permettre d'éviter les nœuds congestionnés ce qui implique un échange constant de messages d'information intolérable pour un réseau au trafic déjà assez dense. Nous pouvons, nous servir de ce même trafic pour véhiculer nos informations et cela en utilisant les messages de contrôle RTS et CTS.

La figure 3.10 représente la nouvelle structure des messages RTS et CTS. Le nouveau champ présent dans les messages va permettre de rajouter une nouvelle information, l'information de congestion, à la table du voisinage.

Frame control	Retard	Adresse du nœud précédent	Adresse du prochain nœud	Adresse de l'expéditeur	Etat de la file	CRC
---------------	--------	---------------------------	--------------------------	-------------------------	-----------------	-----

FIGURE 3.10 – Format de la trame RTS/CTS

### 3.6.3.6 Comparaison avec le protocole speed

Comme vue plus haut (3.10.1) nous nous sommes inspirés du protocole CL-MAC pour l'accès au media et ceci nous a permis d'améliorer les délais de transmission des paquets. Nous avons aussi constaté que ce même procédé nous serait utile au niveau du routage des paquets et qu'en y ajoutant l'information concernant les files d'attente des nœuds, nous serions capables de régler le problème de la congestion. Nous allons essayer de prendre pour exemple le cas d'une communication entre un nœud S et la station de base D et essayer de comparer entre notre solution et la solution qu'offre le protocole SPEED au problème de la congestion.

Le nœud S commence par envoyer un RTS à B (figure 3.11) qui va utiliser la fonction de routage vue précédemment pour choisir le nœud suivant mais toute fois en tenant compte dans ce choix des informations de congestion. Nous allons, pour l'instant, mettre les différences qu'il ya entre les deux protocoles au niveau du système d'échange de RTS/CTS de coté car nous voulons juste nous intéresser à leurs comportements dans le cas de la congestion des nœuds.

Nous remarquons, en ce qui concerne notre solution, qu'en arrivant au nœud C, ce dernier utilise les informations de congestion présentes dans sa table de voisinage et évite de choisir le nœud E, son choix se porte plutôt sur le nœud F.

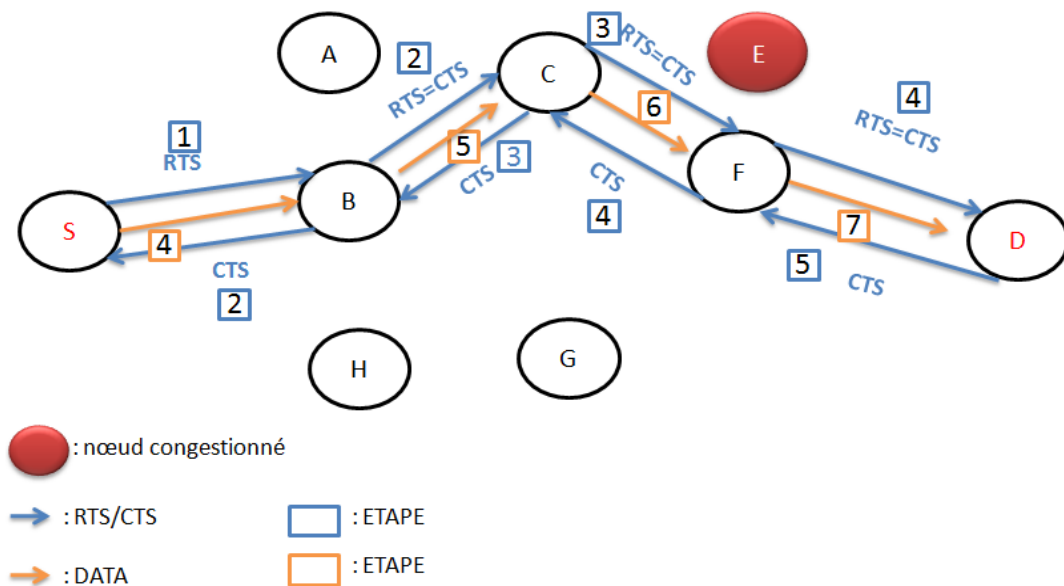


FIGURE 3.11 – Communication avec un seul nœud congestionné dans le cas de la nouvelle solution

Avec le protocole SPEED, le nœud C a le choix entre E et F (figure 3.12), si son choix se porte sur le nœud E, il entamera la communication et lui enverra un RTS, C envoie les données à E, le nœud E qui se trouve être congestionné va répondre par

un message " Delay back pressure ". En comparant les deux figures, le gain de temps résultant de l'utilisation des informations de congestion parait évident vue qu'elles permettent d'éviter les nœuds congestionnés.

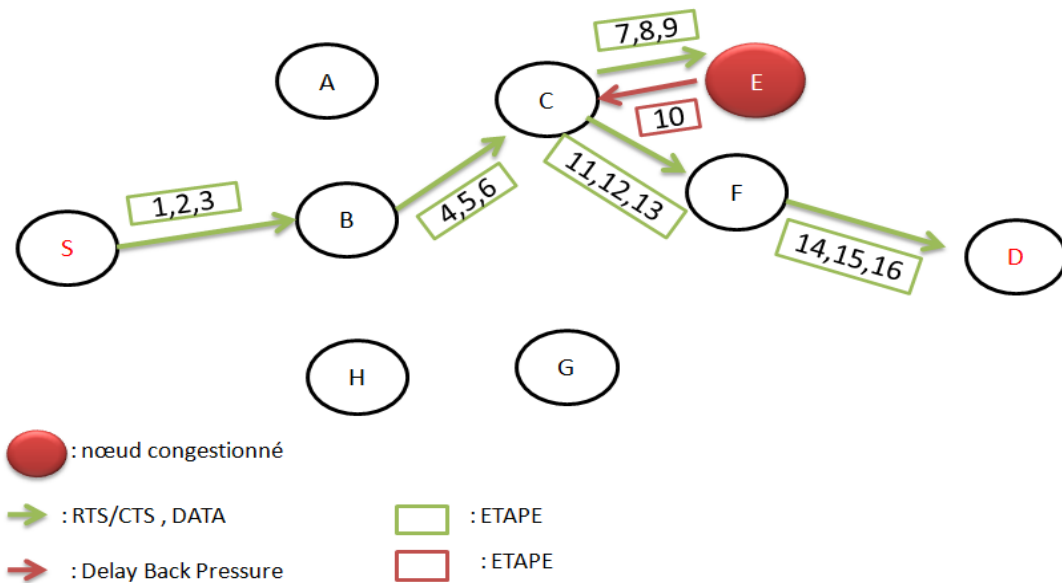


FIGURE 3.12 – Communication avec un seul nœud congestionné dans le cas du protocole SPEED

Prenons maintenant le cas où tous les nœuds voisins du nœud C sont congestionnés ou en pannes (figure 3.13). Les deux figures suivantes démontrent que non seulement nous avons évité les nœuds congestionnés mais qu'en plus nous n'avons pas eu à faire faire demi-tours aux paquets de données comme c'est le cas du protocole SPED. Cela a été possible grâce à la combinaison entre notre nouveau système RTS/CTS qui nous permet d'avoir une longueur d'avance sur les paquets et aux informations de congestions.

Nous nous servons du CTS que doit envoyer le nœud B au nœud S comme un RTS destiné à C, le nœud C va alors directement se servir des informations de congestion pour envoyer un message " Delay Back Pressure " à B au lieu d'un CTS et comme nous le savons déjà S n'est sensé commencer la transmission du paquet de données qu'après réception, par B, de ce même CTS ou dans ce cas du message " Delay Back pressure", ce qui implique que lorsque le paquet arrivera au niveau du nœud B ce dernier, ayant déjà eu vent de la congestion des nœuds E et F, pourra choisir un nœud autre que le nœud C pour la suite de la transmission.

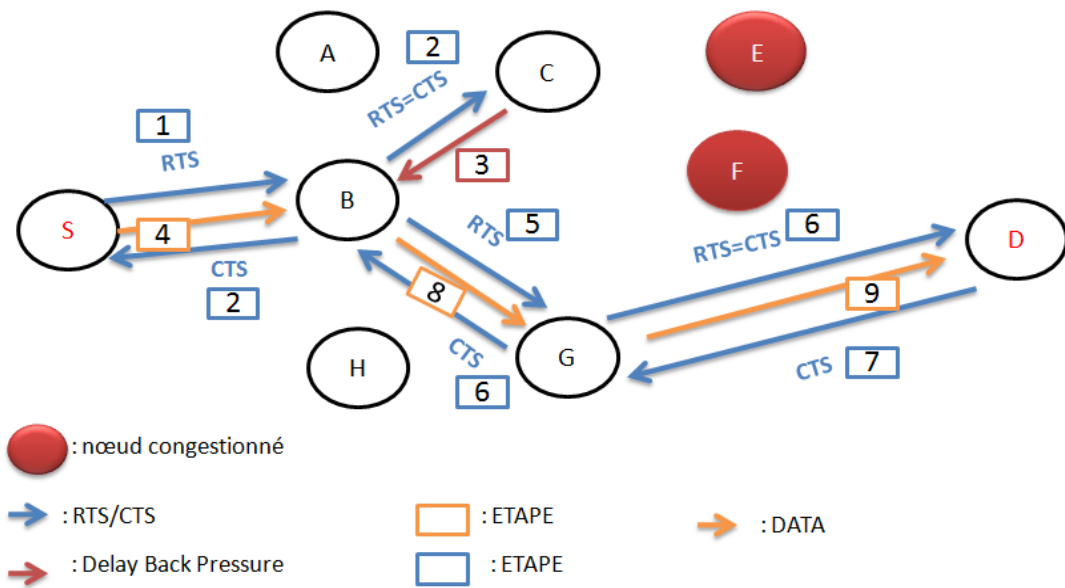


FIGURE 3.13 – Communication avec plusieurs nœuds congestionnés(nouvelle solution)

Contrairement à notre solution, le protocole SPEED nous impose de transmettre le paquet de données (figure 3.14). Le nœud C le transmet à E qui répond par un message 'Delay Back Pressure'. Il le transmet à F qui fait de même. Le nœud C fini lui aussi par envoyer un message 'Delay Back Pressure' au nœud B pour lui signifier qu'il est dans l'incapacité de continuer la transmission du paquet dans les délais et qu'il doit choisir un autre nœud pour le faire. Il paraît évident que cette solution employée par le protocole SPEED nous fait perdre beaucoup de temps en comparaison avec la notre.

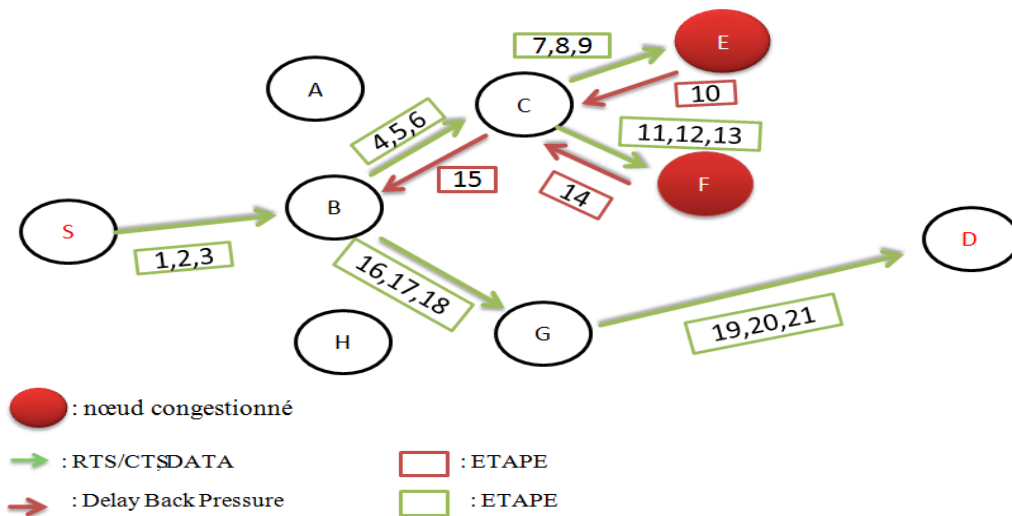


FIGURE 3.14 – Communication avec plusieurs nœuds congestionnés(protocol SPEED)

### 3.6.4 Phase de maintenance des routes

Cette phase englobe tous les échanges d'information entre les nœuds voisins. Les messages de localisation sont réémis après une certaine période, cette période est spécifiée dans le champ " expire time " du paquet de localisation.

Les informations concernant l'état des files d'attente des nœuds se devant d'être d'actualité, chaque RTS ou CTS envoyé doit être utilisé comme un message de mise à jour.

### 3.6.5 Délais de transmission

Nous avons constaté tout au long de la présentation de notre nouvelle solution qu'elle permettait de gagner énormément de temps par rapport au protocole SPEED. Que ça soit en termes de délais de transmission des paquets ou en termes de temps en cas de congestion des nœuds.

Nous allons, cela dit essayer de démontrer plus formellement ce gain de temps. Admettons que  $T_{dn}$  soit le temps de transmission d'un paquet de donnée en prenant en compte tout les délais propre à la transmission dans le cas du protocole SPEED. Soit  $T_{rts}$  et  $T_{cts}$  les délais pour un message RTS et un message CTS.

Le temps nécessaire pour la transmission d'un paquet ( $T_{trs}$ ) d'un nœud à un autre est égal à :

$$T_{trs} = T_{rts} + T_{cts} + T_{dn}$$

Dans le cas d'une communication impliquant par exemple six nœuds  $T_{trs}$  sera égale à :

$$T_{trs} = 5 * ( T_{rts} + T_{cts} + T_{dn} )$$

En ce qui concerne notre solution, la figure 3.15 démontre qu'à partir du CTS envoyé par le nœud C au nœud B tous les autres RTS et CTS sont transmis en même temps que les paquets de données, cette parallélisation nous permet de ne pas prendre en compte les délais de transmissions des messages RTS/CTS. Le temps de transmission dans ce cas sera égal à :

$$T_{trs} = ( 3 * T_{rts} + 5 * T_{dn} ) \text{ telque : } ( T_{rts} = T_{cts} )$$

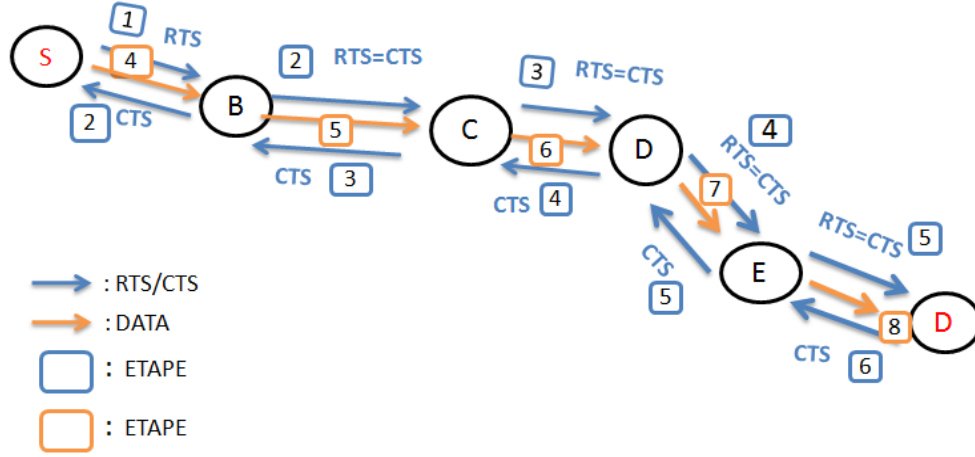


FIGURE 3.15 – Exemple d'une communication

Nous avons pris l'exemple d'une simple communication et la différence se fait déjà ressentir. Dans le cas de la congestion des nœuds cette différence est d'autant plus importante du fait de l'envoi inutile des paquets vers des nœuds congestionnés, il suffit de prendre l'exemple des figures 3.13 et 3.14 :

En ce qui concerne la figure 3.14 représentant le cas d'une congestion avec le protocole SPEED, le temps nécessaire pour que le paquet atteigne sa destination est égal à :

$$T_{trs} = 6 * (T_{rts} + T_{cts}) + 3 * T_{dbp} + 6 * T_{dn}$$

Où  $T_{dbp}$  est le temps nécessaire pour transmettre un message Delay Back pressure Dans notre cas, c'est à dire celui de la figure 3.13, ce délai est égal à :

$$T_{trs} = 5 * T_{rts} + T_{dbp} + 3 * T_{dn}$$

Pour généraliser, si 'n' est le nombre de nœuds non congestionnés parcourus par les paquets de données et 'd' le nombre de nœuds congestionnés, les délais de transmission des paquets se présentent comme suit :

– Cas d'une communication normale

1. Protocole SPEED :  $T_{trs} = (n-1) * T_{dn} + (n-1) * (T_{rts} + T_{cts})$

2. Notre solution :  $T_{trs} = 3 * T_{rts} + (n-1) * T_{dn}$

– Cas d'une communication avec congestion

1. Protocole SPEED :  $T_{trs} = (d+1) * T_{dbp} + (d+n-1) * (T_{rts} + T_{cts} + T_{dn})$

2. Notre solution :  $T_{trs} = T_{dbp} + (n-1) * T_{dn} + (n+1) * T_{rts}$

- **Remarque :** nous avons pris en ce qui concerne la figure 3.13 ce que nous pourrions qualifier de pire des cas pour notre solution. Car les nœuds congestionnés sont proche de l'initiateur du paquet, ce qui ne permet pas de tirer pleinement avantage de la parallélisation des transmissions des paquets et des messages RTS/CTS. Même dans ce cas de figure, notre solution offre toujours de meilleurs délais par rapport au protocole SPEED.

### 3.7 Conclusion

Contrairement à la plus part des solutions proposées pour des applications temps réel où on se contentait de proposer des protocoles de routage ou des protocoles MAC temps réel qui étaient certes, efficace, mais avec, à chaque fois, des problèmes spécifiques à chaque cas, nous nous sommes axés dans notre approche sur l'utilisation d'une solution cross layer combinant entre les deux couches réseau et MAC.

Au-delà du fait d'avoir étendu le principe de temps réel à la couche MAC avec une différenciation de service comme c'était le cas de protocole comme MMSPEED, nous avons en plus amélioré les délais de transmission des paquets en introduisant un nouveau mécanisme RTS /CTS basé sur l'utilisation des informations de la couche réseau par la couche MAC. Ce même mécanisme a permis d'améliorer les décisions de routages en fournissant à la couche réseau des informations concernant les nœuds pouvant ou non continuer la transmission des paquets dans les délais.

Mis-à-part le fait d'avoir amélioré les délais de transmission pour les paquets prioritaires notre solution permet de mieux gérer l'énergie des nœuds et d'en améliorer la durée de vie chose que les autres protocoles n'ont pas pris la Peine de faire.



# Conclusion générale

Les réseaux de capteurs présentent une solution adéquate pour servir les applications critiques telles que les alertes de catastrophes naturelles, la détection des intrusions, etc. Pour répondre aux exigences temps réel de ce type d'applications, il a fallu développer de nouveaux protocoles de routage qui garantissent la QoS temps réel et qui tiennent compte de certaines contraintes spécifiques à ces réseaux, comme la densité importante de nœuds capteurs, leurs mobilités, leurs autonomies énergétiques limitées, leurs durées de vie limitées...etc.

C'est dans cette optique que nous avons mené nos travaux. En effet, nous nous sommes intéressés aux caractéristiques protocolaires de la couche MAC, les protocoles d'inter couche tel que CL-MAC et MAC-CROSS, et les protocoles de routage avec QoS temps réel tel que SPEED, MMSPEED et E3MSPEED. En nous basant sur cette étude, nous avons essayé d'adopter une nouvelle approche temps réel qui se base sur l'utilisation des informations de la couche réseau et MAC pour améliorer les délais de transmission des paquets prioritaire et pour mieux sauvegarder l'énergie du réseau. Nous avons constaté que notre solution permettait non seulement d'améliorer les délais mais aussi de contourner le problème de congestion des nœuds sans surcharger le réseau comme c'était le cas avec le protocole MMSPEED.

Cette étude nous a permis de comprendre qu'il est parfois mieux d'essayer de rénover pour combler ses lacunes que d'essayer d'innover pour en faire paraître d'autre.

# Bibliographie

- [ 1 ] : S.Tilak, N.B.Abu-Ghazaleh and W.Heinzelman :Infrastructure tradeoffs for sensor networks, In ACM International Workshop on Wireless Sensor Networks and Applications, 2002.
- [ 2 ] : I.F.Akyildiz et al : Computer networks, pp :293-422, 2002.
- [ 3 ] : M.Ringwald, R.Romer : A deterministic, collision-free, and robust MAC protocol for sensor networks, 2nd European Workshop on Wireless Sensor Networks, janvier 2005.
- [ 4 ] : Z.Yang, M.Dong, L.Tong, et B.Sadler : On the MAC for optimal information retrieval pattern in sensor networks with mobile access, octobre 2004.
- [ 5 ] : Q.Zhao, L.Tong : Distributed opportunistic transmission for wireless sensor networks, Proceedings of the International Conference on Acoustics, Speech and Signal Processing, mai 2004.
- [ 6 ] : M.Achir : Technologie basse consommation pour les réseau Ad-Hoc, Institut national Polytechnique de Grenoble, July 2005.
- [ 7 ] : I.Akyildiz, W.Su, Y.Sankarasubramaniam, and Cayirci : A survey on sensor networks, IEEE Communications Magazine, Vol : 40, No : 8, pp : 102-116, Août 2002.
- [ 8 ] : I.Akyildiz, W.Su, Y.Sankarasubramaniam, and Cayirci : Wireless sensor networks a survey, IEEE Computer Networks, Vol : 38, No : 4, pp : 393-422, Mars 2002.
- [ 9 ] : Equipe de Get 2005 Capt Ad-hoc : Sensor networks, State of the art, Technical Report, Telecom Paris, Mars 2006.
- [ 10 ] : A.Delye, V.Gauthier, M.Marot and M.Becker : Etat de l'art sur les réseaux de capteurs, Rapport de Recherche INT N-05001RST GET-INT, UMR5157 SAMOVAR, Institut National des Télécommunications, Evry, France, 2005.
- [ 11 ] : E.Callaway : Wireless sensor networks, Architectures and protocols, Crc press edition, 2004.
- [ 12 ] : M.Holzmann : Wireless sensor networks and their application a survey, Seminar Computational Systems, University of Salzburg, Department of Com-

- puter Science, Jakob-Haringer-Strasse 2 A-5020 Salzburg, Austria, Juillet 2004.
- [ 13 ] : [http://www.xbow.com/Products/Wireless Sensor-Networks.htm](http://www.xbow.com/Products/Wireless%20Sensor-Networks.htm)
- [ 14 ] : N.Xu : A survey of sensor network applications, Survey Paper for CS694a, Computer Science, Department University of Southern California, 2003.
- [ 15 ] : A.Manjeshwar and D.Agarwal : A hybrid protocol for efficient routing and comprehensive information retrieval in wireless sensor networks, Parallel and Distributed Processing Symposium, Proceedings International, pp 195-202, 2002.
- [ 16 ] : J.Al-Karaki : Routing Techniques in Wireless Sensor Networks a Survey, Department of Electrical and Computer Engineering, Iowa State University.
- [ 17 ] : M.ERMEL : Localisation et Routage géographique dans les réseaux sans fil hétérogènes, Université Pierre et Marie CURIE, 21 Juin 2004.
- [ 18 ] : H.Tian, J.A Stankovica, L.Chenyang, T Abdelzahera, : A Stateless Protocol for Real-Time Communication in Sensor Networks, University of Virginia Washington University in St Louis.
- [ 19 ] : J.F.Kurose, K.W.Ross : Computer Networking A Top-Down Approach Featuring the internet, ISBN 0-201-47711-4 Addison Wesley Longman Inc.
- [ 20 ] : R.REBAI : Optimisation Globale de la Qualité de Service dans les réseaux locaux sans fil de type IEEE 802.11, Mise en œuvre de nouveaux mécanismes de gestions de QoS pour la couche d'accès, Décembre 2005, Mars 2007.
- [ 21 ] : E.Felemnban : Multipath Multi- SPEED Protocol for QoS Guarantee of Reliability and Timeliness in Wireless Sensor Networks, juin 2006.
- [ 22 ] : L.Gannoune, S.Robert and N.Tomar : Results on Dynamic Adaptation of the Contention Window Max (CWmax) for Enhanced Service Differentiation in IEEE 802.11 Wireless Ad-Hoc Networks, Ecole d'Ingénieurs du Canton de Vaud, Indian Institute of Technology
- [ 23 ] : Y.Li, C.S.Chen, Y.Q.Song : A Technical Review of Real-Time QoS Protocols for Wireless Sensor Networks, Unité de recherche INRIA Lorraine.Rapport de recherche.
- [ 24 ] : E.Felemnban : Multipath multi-speed protocol for QoS guarantee of reliability and timeliness in wireless sensor network, IEEE Trans Mobile Comput, vol : 5, no : 6, pp. 738-754, juin 2006.
- [ 25 ] : T.Watteyne, A.Blum, and S.Ubeda : Dual-mode real-time MAC protocol for wireless sensor networks, a validation/simulation approach, InterSense, Mai 2006.
- [ 26 ] : Lizx, Chenx and Qiong : Real-Time Routing Protocols for Wireless Sensor Networks, LORIA-Nancy University,France. Octobre 2008.
- [ 27 ] : M.Caccamo, L.Zhang, L.Sha, and G.Buttazzo : An implicit prioritized

- access protocol for wireless sensor networks, pp : 39-48, Decembre 2002.
- [ 28 ] : Ergen and Varaiya : power efficient and delay aware medium access protocol for sensor networks, IEEE Trans. Mobile Comput, vol : 5, no : 7, pp : 920-930, juillet 2006.
- [ 29 ] : M.Ali and KuRavula : Real-Time Support and Energy Efficiency in wireless sensor networks, Thèse de Magistère Engineering Halmstad University.juin 2008.
- [ 30 ] : R.Zitouni : Routage à basse consommation d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil, Thèse de Magistère, Université de Béjaïa 2006.
- [ 31 ] : D.Pompili, M.C.Vuran and T.Melodia : Broadband and Wireless Networking Laboratory, School of Electrical and Computer Engineering, Georgia Institute of Technology, Atlanta.
- [ 32 ] : E.R.Albu : Architecture de communication pour les réseaux d'instrumentation sans fil, mémoire de doctorant, Institut National Polytechnique de Toulouse, juin 2011.
- [ 33 ] : P.Sabatier : Architecture de Communication pour les Applications Multimédia Interactive dans les Réseaux Sans fil, mémoire de doctorant, Université de Toulouse, juillet 2009.
- [ 34 ] : L.Saaoui : Routage avec QoS temps réel dans les réseaux de capteurs, ingénieur d'état en Informatique, Université de Béjaïa 2008.