

République Algérienne Démocratique et Populaire  
Ministère de l'Enseignement Supérieur et de la Recherche Scientifique  
Université Mentouri Constantine  
Faculté des Sciences de l'Ingénieur  
Département d'Informatique

Année : 2008/2009

N° d'ordre :

Série :

## Mémoire de Magister

### **Discipline**

Informatique

### **Option**

Systemes distribués

### **Présenté par**

Melle. Saloua CHETTIBI

### **Thème**

---

**Protocole de routage avec prise en compte de la consommation  
d'énergie pour les réseaux mobiles ad-hoc**

---

Soutenu le 02 /12 /2008 devant le jury composé de :

Président:	M. Allaoua CHAOUI	M. C, U. M. Constantine.
Rapporteur:	M. Mohamed BENMOHAMMED	Pr, U. M. Constantine.
Examineurs:	M. Salim CHIKHI	M. C, U. M. Constantine.
	M. Djamel-Eddine SAIDOUNI	M. C, U. M. Constantine.

بِسْمِ اللَّهِ الرَّحْمَنِ الرَّحِيمِ

Mémoire de magister en informatique

---

Protocole de routage avec prise en compte de la consommation  
d'énergie pour les réseaux mobiles ad-hoc

---

Présenté par : Saloua CHETTIBI

À la mémoire de mon père.

## **Remerciements**

Je remercie DIEU, le tout puissant, qui m'a donné la force, la volonté et surtout le courage pour accomplir ce modeste mémoire.

Je tiens à remercier Pr. Mohamed BENMOHAMMED, pour m'avoir donné l'opportunité de travailler sur ce sujet. J'aimerais lui adresser mes plus vifs remerciements pour sa disponibilité et son suivi.

Je suis reconnaissante envers Dr. Allaoua CHAOUI d'avoir présidé le jury. Je remercie Pr. Mohamed BENMOHAMMED d'avoir accepté d'être rapporteur de mon mémoire. Je tiens également à remercier Dr. Salim CHIKHI ainsi que Dr. Djamel-Eddine SAIDOUNI, j'ai beaucoup apprécié leur participation au jury.

J'adresse de tout mon coeur mes remerciements à ma très chère mère, je lui suis infiniment reconnaissante pour son soutien illimité. Qu'elle trouve dans ce travail le fruit de ses sacrifices.

Enfin, je remercie tous les membres de ma famille ainsi que toutes mes amies pour leurs encouragements.

إن تمديد مدة خدمة الشبكات اللامركزية المتحركة يعد من أهم التحديات التي تطرح حين وضع تصور لبروتوكولات توصيل المعطيات، و هذا لأن الأجهزة النقالة تعمل بواسطة بطاريات محدودة الطاقة. كما أنه من الصعب غالباً تغيير أو إعادة شحن هذه الأخيرة خاصة حينما يتعلق الأمر بساحات المعارك أو المناطق المنكوبة، الخ.

إن استهلاك الطاقة لطالما كان يعد مكافئاً لاستهلاك نطاق الموجات، لكن أبحاثاً حديثة أثبتت أن "الطاقة" و "نطاق الموجات" وحدتان مختلفتان. بالإضافة إلى هذا، وجد أن الاستراتيجيات التقليدية المستعملة في توصيل المعطيات مثل تلك التي تعتمد على "أقصر طريق" يمكن أن يكون لها تأثيراً سلبياً على توازن استهلاك الطاقة. من هذا المنطلق تم اعتماد مقاربات جديدة تتناول بصفة مباشرة مشكل الطاقة.

بحثنا هذا متعلق بإشكالية توصيل المعطيات مع فقد طاقة أقل. البروتوكول المقترح "MEA-DSR" يعتمد على إستراتيجية لتوزيع المهام بين الأجهزة النقالة بغرض تمديد مدة خدمة الشبكة. لتحقيق هذا استعملنا التوصيل المتعدد الطرق، بالإضافة إلى ذلك تم أخذ الطاقات المتبقية و طول الطرق بعين الاعتبار خلال اختيار طرق التوصيل. النتائج التي أسفرت عنها المحاكاة أبرزت فعالية البروتوكول المقترح وهذا تحت سيناريوهات صعبة تتميز بحركية وكثافة عاليتين و كذا تحت حجم اتصالات مرتفع.

**كلمات مفتاحية:** شبكات لامركزية متحركة، بروتوكولات التوصيل، استهلاك الطاقة.

## Résumé

L'allongement de la durée de vie du réseau constitue un grand défi dans la conception des protocoles de routage pour les réseaux mobiles ad-hoc (*MANETs*), car les noeuds mobiles sont équipés par des batteries dont la capacité est limitée. En outre, dans des environnements critiques (par exemple : champs des batailles, zones sinistrées, etc.) remplacer ou recharger les batteries est souvent impossible.

La consommation d'énergie a été considérée pour longtemps comme équivalente à la consommation de la bande passante. Cependant, des travaux plus récents ont montré que "énergie" et "bande passante" sont deux métriques différentes. De plus, il a été trouvé que les politiques de routage classiques comme celle du " plus court chemin" peuvent avoir un impact négatif sur l'équilibrage de la consommation d'énergie. Ainsi, plusieurs nouvelles approches de routage ont été proposées adressant explicitement la contrainte énergétique.

Notre travail est lié à la problématique de routage à basse consommation d'énergie pour les *MANETs*. Le protocole proposé *MEA-DSR (Multipath Energy-Aware on Demand Source Routing)* repose sur une politique de distribution de la charge entre les nœuds mobiles afin d'allonger la durée de vie du réseau. Pour atteindre cet objectif, on a fait recourt au routage multi-chemins ; les énergies résiduelles des nœuds mobiles ainsi que la longueur des chemins ont été également considérées lors de la prise des décisions de routage. Les résultats des simulations ont montré l'efficacité du protocole proposé dans des scénarios difficiles caractérisés par une haute mobilité, une haute densité et un trafic important.

**Mots-clés :** Réseaux Mobiles Ad-Hoc, Protocoles de Routage, Consommation d'Énergie.

## Abstract

Maximizing network lifetime is a very challenging issue in routing protocol design for Mobile Ad-hoc *NETworks (MANETs)*, since mobile nodes are powered by limited-capacity batteries. Furthermore, replacing or recharging batteries is often impossible in critical environments (e.g. battlefields, disaster areas, etc.).

Energy consumption was considered for a long time equivalent to bandwidth consumption. However, recent works have shown that "energy" and "bandwidth" are substantially different metrics. Moreover, it was found that traditional routing policies such as "the shortest path" one can have a negative impact on energy consumption balance. Therefore, several new approaches have been proposed addressing energy efficiency explicitly.

Our work is related to energy efficient routing for *MANETs'* problem. The proposed *MEA-DSR (Multipath Energy-Aware on Demand Source Routing)* protocol is based on a load sharing strategy between mobile nodes in order to maximize network lifetime. To achieve this goal, we used multipath routing; nodes' residual energies and paths length were also considered when making routing decisions. Simulation results have shown the efficiency of the proposed protocol under difficult scenarios characterised by high mobility, high density and important traffic load.

**Keywords:** Mobile Ad-hoc Networks, Routing Protocols, Energy Consumption.

# Table des matières

## Chapitre 1

<b>INTRODUCTION GENERALE</b> .....	1
------------------------------------	---

## Chapitre 2

### LES RESEAUX MOBILES AD-HOC

2.1 Introduction .....	4
2.2 Définition d'un réseau ad-hoc .....	4
2.3 Avantages des réseaux ad-hoc.....	5
2.4 Types des réseaux ad-hoc.....	5
2.4.1 Les réseaux mobiles ad-hoc .....	6
2.4.2 Les réseaux de capteurs .....	6
2.4.3 Les réseaux maillés .....	7
2.4.4 Différences entre WSNs, WMNs et MANETs .....	8
2.5 Caractéristiques des MANETs .....	9
2.6 Routage dans les MANETs .....	10
2.6.1 Propriétés requises pour les protocoles de routage dans les MANETS .....	10
2.7 Notions fondamentales .....	11
2.7.1 Phénomènes de propagation des ondes électromagnétiques .....	12
2.7.2 Problèmes d'accès au médium sans fil .....	12
2.7.3 La pile réseau .....	13
2.7.3.1 La couche physique .....	14
2.7.3.2 La couche liaison de données.....	14
2.7.3.3 La couche réseau .....	15
2.7.3.4 La couche transport .....	15
2.7.3.5 La Couche application .....	15
2.7.4 Protocole d'inondation .....	16
2.7.5 Les protocoles de routage dans les réseaux filaires.....	16
2.7.5.1 Les protocoles à état de liens (Link state).....	16
2.7.5.2 Les protocoles à vecteur de distances (Distance vector).....	16
2.7.6 Clustering .....	17
2.7.6.1 L'algorithme Lowest-ID .....	17
2.7.6.2 L'algorithme LCC.....	17
2.7.6.3 L'algorithme DMAC .....	18
2.7.7 Le GPS .....	18
2.7.8 La Simulation .....	18
2.7.8.1 Modèles de mobilité .....	19
2.7.8.2 Modèles de propagation des signaux électromagnétiques .....	20
2.7.8.3 Conception d'un scenario de simulation.....	21
2.9 Conclusion.....	21

## Chapitre 3

### PROTOCOLES DE ROUTAGE POUR LES MANETS

3.1 Introduction.....	22
-----------------------	----

3.2 Critères de classification des protocoles de routage.....	22
3.2.1 Évaluation de topologie, de destination ou de position pour le routage.....	23
3.2.2 Routage proactif, réactif ou hybride.....	23
3.2.3 Métriques exploitées dans le routage .....	23
3.2.4 Routage uniforme ou non uniforme .....	23
3.3 Protocoles de routage unicast à un seul chemin .....	24
3.3.1 Protocoles de routage proactifs .....	24
3.3.1.1 Le protocole DSDV (Destination Sequenced Distance Vector ) .....	24
3.3.1.2 Le protocole WRP (Wireless Routing Protocol).....	25
3.3.1.3 Le protocole GSR (Global State Routing) .....	25
3.3.1.4 Le protocole FSR (Fisheye State Routing) .....	26
3.3.1.5 Le protocole OLSR (Optimized Link State Routing) .....	26
3.3.2 Protocoles de routage réactifs .....	27
3.3.2.1 Le protocole DSR (Dynamic Source Routing) .....	28
3.3.2.2 Le protocole AODV (Ad-hoc On Demand Distance Vector).....	29
3.3.2.3 Le protocole CEDAR (Core Extraction Distributed Ad hoc Routing) .....	30
3.3.3 Les protocoles de routage hybrides (ou basés sur les zones) .....	30
3.3.3.1 Le protocole ZRP (Zone Routing Protocol).....	31
3.3.3.2 Le protocole ZHLS (Zone based Hierarchical Link State) .....	31
3.3.4 Protocoles basés sur les clusters.....	32
3.3.4.1 Le protocole CGSR (Cluster-head Gateway Switch Routing).....	32
3.3.4.2 Le protocole HSR (Hierarchical State Routing) .....	33
3.3.5 Protocoles basés sur les informations de géo-localisation .....	34
3.3. 5.1 Le protocole DREAM (Distance Routing Effect Algorithm for Mobility) .....	34
3.3. 5.2 Le protocole LAR (Location Aided Routing).....	35
3.3.6 Les protocoles basés sur la stabilité des liens .....	36
3.3.6.1 Le protocole ABR (Associativity-Based long-lived Routing).....	36
3.3.6.2 Le protocole SSA (Signal Stability based Adaptive routing) .....	36
3.4 Autres paradigmes de routage dans les MANETs.....	37
3.4.1 Routage multi-chemins .....	37
3.4.1.1 Protocoles de routage multi-chemins.....	38
3.4.1.1.1 Le protocole M-DSR (Multipath Dynamic Source Routing) .....	38
3.4.1.1.2 Le protocole SMR (Split Multipath Routing) .....	38
3.4.1.1.3 Le protocole AOMDV (Ad-hoc On-demand Multipath Distance Vector protocol)....	39
3.4.2 Routage multicast .....	39
3.4.2.1 Approches de routage multicast dans les MANETs .....	40
3.5 Discussion .....	40
3.6 Conclusion.....	41

## Chapitre 4

### PROTOCOLES DE ROUTAGE A BASSE CONSOMMATION D'ÉNERGIE POUR LES MANETS

4.1 Introduction .....	45
4.2 Consommation d'énergie dans les MANETs.....	46
4.2.1 Consommation d'énergie dans les différents modes d'opération des WNICs .....	46
4.2.2 Sources de perte d'énergie .....	47
4.3 L'approche d'économie d'énergie .....	48
4.3.1 Le protocole Span .....	48

4.3.2 Le protocole GAF (Geographical Adaptive Fidelity) .....	49
4.4 Approche de contrôle de la puissance de transmission .....	50
4.4.1 Le protocole MER (Minimum Energy Routing).....	51
4.4.2 Le Protocole LAPAR (Location-Aided Power-Aware Routing) .....	51
4.5 Distribution de la charge .....	52
4.5.1 Les métriques MBCR et MMBCR.....	52
4.5.2 LEAR (Local energy-Aware Routing).....	53
4.5.3 La métrique MDR (Minimum Drain Rate) .....	54
4.5.4 Le protocole MPSR (Multipath Power Sensitive Routing).....	55
4.5.3 Le protocole EASR (Energy Aware Source Routing) .....	56
4.6 Approche hybride.....	57
4.6.1 La métrique CMMBR (Conditional Max-Min Battery capacity routing).....	57
4.6.2 Le protocole ESDSR (Energy Saving Dynamic Source Routing) .....	58
4.6.3 Le protocole EAGMR (Energy-Aware Grid Multipath routing) .....	58
4.7 Conclusion.....	59

## Chapitre 5

### PROTOCOLE MEA-DSR, SIMULATION ET ÉTUDE DES PERFORMANCES

5.1 Introduction .....	61
5.2 Motivations .....	61
5.3 Le protocole MEA-DSR .....	62
5.3.1 Les paquets et les structures de données utilisés dans MEA-DSR .....	62
5.3.1.1 Paquet RREQ.....	63
5.3.1.2 Table des RREQs.....	63
5.3.1.3 Table des chemins.....	63
5.3.2 Description du MEA-DSR .....	63
5.3.2.1 Découverte des chemins .....	63
5.3.2.2 Sélection des chemins.....	64
5.3.2.3 Maintenance des chemins .....	64
5.4 Évaluation des performances par simulation.....	66
5.4.1 Environnement de simulation .....	66
5.4.2 Les métriques de performance .....	67
5.4.3 Étude de l'impact de la mobilité des nœuds sur les performances des protocoles MEA-DSR et DSR.....	68
5.4.3.1 Surdébit de routage normalisé .....	68
5.4.3.2 Taux de délivrance.....	69
5.4.3.3 Délai bout en bout moyen .....	70
5.4.3.4 Énergie consommée par paquet .....	71
5.4.3.5 Écart type d'énergie consommée par nœud .....	72
5.4.3.6 Taux d'énergie résiduelle minimal .....	73
5.4.4 Étude de l'impact de la densité du réseau sur les performances des protocoles MEA-DSR et DSR.....	74
5.4.4.1 Surdébit de routage normalisé .....	74
5.4.4.2 Taux de délivrance.....	75
5.4.4.3 Délai bout-en-bout moyen .....	75
5.4.4.4 Énergie Consommée par paquet .....	76
5.4.4.5 Écart type de l'énergie consommée par nœud .....	76
5.4.4.6 Taux d'énergie résiduelle minimal .....	77



5.4.5 Étude de l'impact du trafic sur les performances des protocoles MEA-DSR et DSR .....	77
5.4.5.1 Surdébit de routage normalisé .....	78
5.4.5.2 Taux de délivrance .....	78
5.4.5.3 Délai bout-en-bout moyen .....	79
5.4.5.4 Énergie Consommée par paquet .....	80
5.4.5.5 Écart type de l'énergie consommée par nœud .....	81
5.4.5.6 Taux d'énergie résiduelle minimal .....	81
5.5 Conclusion.....	82
<b>Chapitre 6</b>	
<b>CONCLUSIONS ET PERSPECTIVES .....</b>	<b>84</b>
<b>Bibliographie .....</b>	<b>86</b>
<b>Annexe A .....</b>	<b>93</b>
<b>Annexe B .....</b>	<b>94</b>
<b>Annexe C .....</b>	<b>97</b>
<b>Annexe D .....</b>	<b>100</b>

## Liste des figures

2.1 Un réseau mobile ad hoc .....	6
2.2 Paradigme de routage dans un réseau de capteurs .....	7
2.3 Architecture générale d'un réseau maillé .....	8
2.4 Illustration du routage unicast, multicast et broadcast .....	10
2.5 Problèmes d'accès au médium sans fil .....	13
2.6 Modèle de référence TCP/IP .....	13
2.7 Méthode d'accès DCF dans IEEE 802.11 .....	15
2.8 Illustration de l'algorithme Lowest-ID .....	17
3.1 Réduction de nombre des messages de MAJ par la technique de l'œil de poisson.....	26
3.2 Les relais multipoints dans OLSR .....	27
3.3 Phase de découverte de chemins dans DSR .....	28
3.4 Phase de découverte de chemins dans AODV .....	29
3.5 Les différents niveaux de topologie dans ZHLS .....	32
3.6 Exemple d'une topologie dans HSR .....	33
3.7 Les deux schémas de LAR .....	35
3.8 Découverte de chemins lien-disjoints dans AOMDV .....	39
3.9 Un réseau illustrant le problème de sur-utilisation des nœuds par un protocole du plus court chemin .....	41
4.1 Position du protocole SPAN dans la pile réseau .....	48
4.2 Graphe des transitions dans GAF .....	49
4.3 Modèles de puissance de transmission.....	51
5.1 Algorithme du traitement d'un paquet RREQ.....	65
5.2 Algorithme du traitement d'un paquet RREP .....	66
5.3 Algorithme du traitement d'un paquet RRER.....	66
5.4 Surdébit de routage normalisé vs durée de la pause .....	69
5.5 Taux de délivrance vs la durée de la pause .....	70
5.6 Délai bout-en-bout moyen vs la durée de la pause .....	71
5.7 Énergie consommée par paquet vs la durée de la pause .....	72
5.8 Écart type d'énergie consommée par nœud vs la durée de la pause .....	73
5.9 Taux d'énergie résiduelle minimale vs la durée de la pause .....	74
5.10 Surdébit de routage normalisé vs nombre de nœuds.....	74
5.11 Taux de délivrance vs nombre de nœuds .....	75
5.12 Délai bout-en-bout moyen vs nombre de nœuds.....	75
5.13 Énergie Consommée par paquet vs nombre de nœuds.....	76
5.14 Écart type de l'énergie consommée par nœud vs nombre de nœuds.....	76
5.15 Taux d'énergie résiduelle minimal vs nombre de nœuds.....	77
5.16 Surdébit de routage normalisé vs : (a) taux d'envoi des paquets (b) nombre des sessions de communication.....	78
5.17 Taux de délivrance vs : (a) taux d'envoi des paquets (b) nombre des sessions de communication.	79
5.18 Délai bout-en-bout moyen vs : (a) taux d'envoi des paquets nombre de nœuds (b) nombre des sessions de communication. ....	79

5.19 Énergie Consommée par paquet vs: (a) taux d'envoi des paquets nombre de nœuds (b) nombre des sessions de communication.....	80
5.20 Écart type de l'énergie consommée par nœud vs (a) taux d'envoi des paquets (b) nombre des sessions de communication. ....	81
5.21 Taux d'énergie résiduelle minimal vs : (a) taux d'envoi des paquets (b) nombre des sessions de communication.....	81
A.1 Interface de commande du Cygwin.....	93
D.1 Influence du paramètre WT sur les métriques : (a) SRN (b) TD (c) DM (d) ECP (e) ETECN (f) TERM.....	100

## Liste des tableaux

3.1 Classification des protocoles de routage unicast .....	43
3.2 Comparaison des approches de routage proactive, réactive et hybride .....	44
4.1 Valeurs de la consommation d'énergie (en mW) dans quelques WNICs IEEE 802.11 (2.4 GHZ), dans les différents modes d'opération .....	47

## Liste des acronymes

<b>ABR</b>	Associativity-Based long-lived Routing
<b>ACK</b>	Acknowledgment
<b>AODV</b>	Ad-hoc On Demand Distance Vector
<b>AOMDV</b>	Ad-hoc On-demand Multipath Distance Vector
<b>BTMA</b>	Busy Tone Multiple Access
<b>CBR</b>	Constant Bit Rate
<b>CDMA</b>	Code Devision Multiple Access
<b>CEDAR</b>	Core Extraction Distributed Ad hoc Routing
<b>CGSR</b>	Cluster-head Gateway Switch Routing
<b>CMMBR</b>	Conditional Max-Min Battery capacity Routing
<b>CPU</b>	Central Processing Unit
<b>CSMA/CA</b>	Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance
<b>CTS</b>	Clear To Send
<b>CW</b>	Contention Window
<b>DARPA</b>	Defense Advanced Research Projects Agency
<b>DCF</b>	Distributed Coordination Function
<b>DIFS</b>	Distributed Inter-Frame Space
<b>DM</b>	Délai bout-en-bout Moyen
<b>DMAC</b>	Distributed Mobility Adaptive Clustering
<b>DREAM</b>	Distance Routing Effect Algorithm for Mobility
<b>DSDV</b>	Destination Sequenced Distance Vector
<b>DSR</b>	Dynamic Source Routing
<b>EAGMR</b>	Energy-Aware Grid Multipath Routing
<b>EASR</b>	Energy Aware Source Routing
<b>ECP</b>	Énergie Consommée par Paquet
<b>ESDSR</b>	Energy Saving Dynamic Source Routing
<b>ETECN</b>	Écart type d'Énergie Consommée par Nœud
<b>FDMA</b>	Frequency Time Devision Multiple Access
<b>FSR</b>	Fisheye State Routing
<b>GAF</b>	Geographical Adaptive Fidelity
<b>GPS</b>	Global Positioning System
<b>GSM</b>	Global System for Mobile communications
<b>GSR</b>	Global State Routing
<b>HID</b>	Hierarchical IDentifier
<b>HSR</b>	Hierarchical State Routing
<b>IEEE</b>	Institute of Electrical and Electronics Engineers
<b>LAPAR</b>	Location-Aided Power-Aware Routing
<b>LAR</b>	Location Aided Routing
<b>LCC</b>	Least Cluster Change
<b>LEAR</b>	Local Energy-Aware Routing
<b>LLC</b>	Link Layer Control
<b>LMS</b>	Location Management Server
<b>LPR-AODV</b>	Lifetime Prediction Routing based on AODV
<b>MAC</b>	Medium Access Control

<b>MANET</b>	Mobile Ad hoc NETwork
<b>MBCR</b>	Minimum Battery Cost Routing
<b>MDR</b>	Minimum Drain Rate
<b>M-DSR</b>	Multipath Dynamic Source Routing
<b>MEA-DSR</b>	Multipath Energy Aware on Demand Source Routing
<b>MER</b>	Minimum Energy Routing
<b>MMBCR</b>	Min-Max Battery Cost Routing
<b>MPRs</b>	Multipoint Relays
<b>MPSR</b>	Multipath Power Sensitive Routing
<b>MRL</b>	Messages Retransmission List
<b>NAV</b>	Network Allocation Vector
<b>NS-2</b>	Network Simulator version-2
<b>OLSR</b>	Optimized Link State Routing
<b>PDA</b>	Personal Digital Assistant
<b>PDU</b>	Packet Data Unit
<b>PRNET</b>	Packet Radio NETworks
<b>QoS</b>	Qualité de Service
<b>RERR</b>	Route ERRor
<b>RPGM</b>	Reference Point Group Mobility
<b>RREP</b>	Route REPLY
<b>RREQ</b>	Route REQuest
<b>RTS</b>	Request To Send
<b>RWP</b>	Random WayPoint
<b>SIFS</b>	Short Inter-Frame Space
<b>SMR</b>	Split Multipath Routing
<b>SRN</b>	Surdébit de Routage Normalisé
<b>SSA</b>	Signal Stability based Adaptive routing
<b>SST</b>	Signal Stability Table
<b>TC</b>	Topology Control
<b>TCP/IP</b>	Transmission Control Protocol / Internet Protocol
<b>TD</b>	Taux de Délivrance
<b>TDMA</b>	Time Devison Multiple Access
<b>TERM</b>	Taux d'Énergie Résiduelle Minimal
<b>TTL</b>	Time To Live
<b>UDP</b>	User Datagram Protocol
<b>VANET</b>	Vehicular Ad-hoc NETWork
<b>Wi-Fi</b>	Wireless-Fidelity
<b>WiMAX</b>	Worldwide inter-operability for microwave access
<b>WMN</b>	Wireless Mesh Network
<b>WNIC</b>	Wireless Network Interface Card
<b>WRP</b>	Wireless Routing Protocol
<b>WSN</b>	Wireless Sensor Network
<b>WT</b>	Wait Time
<b>ZHLS</b>	Zone based Hierarchical Link State
<b>ZRP</b>	Zone Routing Protocol

# CHAPITRE 1

## INTRODUCTION GÉNÉRALE

---

De nos jours, l'utilisation de la technologie sans fil a envahi le marché des réseaux de télécommunication. Plusieurs standards ont vu le jour, on peut citer à titre d'exemple: WiFi (IEEE 802.11) [91], Bluetooth (IEEE 802.15.1) [88], Zigbee (IEEE 802.15.4) [95], etc. Ces standards équipent une large gamme d'équipements mobiles à savoir : les ordinateurs portables, les téléphones mobiles, les assistants numériques personnels, etc. Ce progrès technologique fait que les réseaux de télécommunication sans fil sont actuellement un des domaines de recherche de l'informatique les plus actifs.

On distingue deux grandes familles de réseaux sans fil : les réseaux avec infrastructure et les réseaux sans infrastructure ou ad-hoc. Dans les réseaux avec infrastructure, les communications s'effectuent via une station de base fixe. Cette approche est utilisée dans les réseaux sans fil traditionnels comme les réseaux GSM (*Global System for Mobile communications*), et les réseaux locaux sans fil. Cependant, les communications dans un réseau ad - hoc s'effectuent en absence de toute infrastructure de communication fixe. Si les équipements communicants se trouvent dans la zone de transmission les uns des autres, la communication s'effectue en mode point-à-point ; Si encore les nœuds communicants sont éloignés, plusieurs nœuds intermédiaires participent à l'acheminement des données vers leurs destinations. On parle, dans ce cas, du routage "multi-sauts". Ce mode de routage n'est pas un paradigme nouveau, en effet il a été étudié pour la première fois dans le projet PRNET (*Packet Radio NETWORKS*) de la DARPA [89] (*Defense Advanced Research Projects Agency*) en 1973. PRNET était un réseau sans fil multi-sauts à 50 nœuds dont quelques-uns étaient mobiles.

Les réseaux ad-hoc multi-sauts suscitent beaucoup d'intérêt grâce à leur déploiement rapide et économique et à leur nature décentralisée. Ils existent trois types de réseaux ad-hoc, à savoir : les réseaux mobiles ad-hoc, les réseaux maillés et les réseaux de capteurs. Dans ce mémoire, nous nous intéressons particulièrement aux réseaux mobiles ad-hoc (*MANETS*). Un MANET est un réseau ad-hoc composé d'un ensemble de terminaux homogènes qui sont souvent en constante mobilité. Bien qu'ils fussent dédiés, à l'origine, à des applications militaires, ils peuvent être déployés à bon escient dans des situations d'urgence telles que les missions de secourisme en cas d'incendies ou de catastrophes naturelles (inondations, tremblements de terre, etc.). En outre, ils peuvent être utilisés dans tout groupement d'utilisateurs liés par un intérêt commun, c'est le cas

notamment des étudiants dans une classe, des chercheurs dans une conférence, etc.

## **Problématique**

Un protocole de routage est responsable de la tâche de construction et d'entretien de chemins entre sources et destinations de données, tout en optimisant les performances du réseau. Cette tâche est particulièrement compliquée dans les MANETs à cause de leurs caractéristiques particulières. La mobilité des nœuds, ainsi que l'instabilité du médium de communication sans fil entraînent des changements de topologie rapides et imprédictibles. De ce fait, les protocoles de routage traditionnels conçus avec les hypothèses d'une topologie fixe et d'un médium de communication stable ne sont plus adaptés au contexte des MANETs.

Une autre caractéristique des MANETs qui doit être prise en charge dans la conception des protocoles de routage est que les équipements mobiles les constituant utilisent des sources d'énergie autonomes dont la durée de vie est limitée. La conservation de l'énergie est importante dans un MANET pour allonger la durée de vie des nœuds, et par conséquent celle de l'ensemble du réseau.

Au départ, les métriques "énergie" et "bande passante" ont été considérées comme équivalentes. Cependant, les sources de perte d'énergie ne se réduisent pas à celles de perte de la bande passante. De plus, les politiques de routage classiques comme celle du "plus court chemin" peuvent avoir un impact négatif sur l'équilibrage de consommation d'énergie dans le réseau. C'est à partir de ces constats qu'a émergé la classe des protocoles de routage dite "à basse consommation d'énergie". Toutefois, la conservation d'énergie vient souvent au prix d'une consommation plus élevée de la bande passante et d'utilisation de chemins sous-optimaux en termes de nombre de sauts. Tout cela risque d'augmenter le délai bout-en-bout des communications ou même de dégrader le taux de délivrance des données. Par conséquent, des compromis doivent être trouvés pour que les performances du réseau restent acceptables, tout en diminuant les pertes d'énergie.

## **Contributions**

Nos contributions peuvent être résumées en :

- L'étude des caractéristiques des MANETs.
- L'étude des différentes classes des protocoles de routage proposées dans la littérature pour les MANETs, et particulièrement celle à basse consommation d'énergie.
- La conception d'un protocole de routage à basse consommation d'énergie adapté aux MANETs.
- Implémentation et simulation du protocole proposé et étude de ses performances.



## Organisation du mémoire

Ce manuscrit est organisé de la manière suivante :

- Le chapitre 2 présente les MANETs, leurs caractéristiques principales ainsi que les enjeux qu'ils présentent quant à la conception des protocoles de routage. Plusieurs notions fondamentales issues des domaines du routage dans les MANETs et de la communication sans fil, sont également introduites.
- Le chapitre 3 est une étude détaillée de plusieurs protocoles de routage proposés pour les MANETs. Cette étude constitue une plate forme pour entamer l'axe des protocoles de routage à basse consommation d'énergie.
- Le chapitre 4 discute les sources de la consommation d'énergie dans les MANETs ainsi que les différentes approches adoptées pour l'optimisation de l'utilisation de cette ressource dans les protocoles de routage.
- Le chapitre 5 est réservé à la description du protocole de routage "MEA-DSR" (*Multipath Energy-Aware on Demand Source Routing*) [13,14,15] que nous proposons comme solution à la problématique du routage à basse consommation d'énergie dans les MANETs, et à l'analyse de ses performances en le comparant avec le protocole DSR (*Dynamic Source Routing*) [38].
- Le chapitre 6 donne l'ensemble des conclusions que nous avons tiré à partir de l'étude de l'état de l'art, ainsi que celles que nous avons dégagé de nos expérimentations avec MEA-DSR. A la fin, des perspectives du travail réalisé dans ce mémoire sont exposées.

## CHAPITRE 2

### LES RÉSEAUX MOBILES AD-HOC

---

#### 2.1 Introduction

Durant leur fonctionnement, les MANETs sont indépendants de toute station de base fixe. De ce fait, les MANETs sont bien adaptés pour assurer la communication dans des environnements où les infrastructures de communication conventionnelles sont absentes, détruites ou dans des situations où l'intérêt de leur déploiement ne justifie pas son coût.

Les MANETs reposent sur le paradigme du routage multi-sauts où tous les terminaux se comportent comme des routeurs. Bien que simple dans son principe, mais l'implémentation pratique du routage multi-sauts pose plusieurs problèmes. Ces problèmes sont liés, d'une part, à l'instabilité et à la capacité limitée du médium de communication sans fil, et d'autre part, à la mobilité des terminaux et à leurs durées de service limitées. Tous ces problèmes ont contraint les chercheurs à réviser toute la pile des protocoles de communication traditionnelle. Dans ce mémoire, nous nous intéressons à la couche réseau, et plus précisément au routage dans les MANETs qui est un problème non encore résolu et qui fait aujourd'hui l'objet de plusieurs travaux de recherche.

Dans ce chapitre, nous allons d'abord présenter les différents types des réseaux ad-hoc, en l'occurrence : 1) les réseaux mobiles ad-hoc (*MANETs*), 2) les réseaux de capteurs (*WSNs*) et 3) les réseaux maillés (*WMNs*). Par la suite, nous nous focaliserons sur l'étude des caractéristiques des MANETs ainsi que sur les propriétés que doivent vérifier les protocoles de routage destinés à cette classe de réseaux. La dernière partie de ce chapitre est consacrée à la présentation d'un ensemble de notions fondamentales liées aux domaines de communication sans fil et du routage dans les MANETs.

#### 2.2 Définition d'un réseau ad-hoc

Un réseau ad-hoc [9,32] est une collection d'hôtes équipés par des antennes qui peuvent communiquer entre eux sans aucune administration centralisée, en utilisant une technologie de communication sans fil comme WiFi, Bluetooth, etc. À l'opposé des réseaux filaires où uniquement certains nœuds dits "routeurs" sont responsables de l'acheminement des données, dans un réseau ad-hoc tous les nœuds sont à la fois routeurs et terminaux. Le choix des nœuds qui

vont assurer une session de communication dans un réseau ad-hoc se fait dynamiquement selon la connectivité du réseau, d'où l'appellation "ad-hoc"<sup>1</sup>.

Dans un réseau ad-hoc, un nœud peut communiquer directement (mode *point-à-point*) avec n'importe quel nœud s'il est situé dans sa zone de transmission, tandis que la communication avec un nœud situé en dehors de sa zone de transmission s'effectue via plusieurs nœuds intermédiaires (mode *multi-sauts*).

Formellement [11], un réseau ad-hoc peut être représenté par un graphe non-orienté  $G = (V, E)$  où  $V$  désigne l'ensemble des nœuds et  $E \subseteq V^2$  dénote l'ensemble des arcs correspondants aux communications directes possibles. Soit  $i$  et  $j$  deux nœuds de  $V$ , l'arc  $(i, j)$  existe, si et seulement si,  $i$  peut envoyer directement un message à  $j$  on dit alors que  $j$  est voisin de  $i$ . Les couples appartenant à  $E$  dépendent de la position des nœuds et de leur portée de communication. Si on retient l'hypothèse que tous les nœuds ont une portée  $R$  identique, et si  $d(i, j)$  désigne la distance entre les nœuds  $i$  et  $j$ , alors l'ensemble  $E$  peut-être défini comme suit :

$$E = \{(i, j) \in V^2 \mid d(i, j) \leq R\} \quad (2.1)$$

## 2.3 Avantages des réseaux ad-hoc

Les réseaux ad-hoc présentent plusieurs avantages, les plus importants sont [30] :

- *Déploiement facile, rapide et économique* : dans les réseaux ad-hoc, la tâche fastidieuse du déploiement des stations de base (câblage, installation, etc.) n'est plus nécessaire. En conséquence, le déploiement est aussi plus rapide et se fait avec un faible coût.
- *Tolérance aux pannes* : un réseau ad-hoc continue à fonctionner même si quelques nœuds tombent en panne, ceci est dû au fait qu'il ne comporte pas de nœuds centraux.

## 2.4 Types des réseaux ad-hoc

Dans cette section, nous décrivons les trois types de réseaux ad-hoc, à savoir : les réseaux mobiles ad-hoc (*MANETs*), les réseaux de capteurs (*WSNs*) et les réseaux maillés (*WMNs*). Nous présenterons également leurs différentes applications.

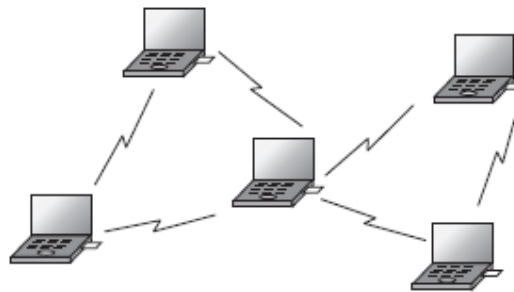
Même si les *WSNs* et *WMNs* ont plusieurs caractéristiques communes avec les *MANETs* ils présentent, par ailleurs, plusieurs dissimilitudes impliquant naturellement des solutions de communication différentes. Nous terminerons cette section par expliquer en quoi diffèrent les *WSNs* et les *WMNs* des *MANETs*.

---

<sup>1</sup> Le terme " ad hoc" est une locution d'origine latine qui signifie « qui convient au sujet, à la situation... ».

### 2.4.1 Les réseaux mobiles ad-hoc (MANETs)

Un MANET (*Mobile Ad-hoc NETWORK*) [92] (voir fig.2.1) est un réseau ad-hoc dont les nœuds (par exemple : ordinateurs portables, téléphones mobiles, PDAs, etc.) sont souvent caractérisés par une constante mobilité. Les MANETs peuvent être déployés pour assurer la communication dans des environnements hostiles. Par exemple, dans une situation de guerre et grâce à un MANET les groupes de soldats peuvent communiquer avec d'autres groupes, avec des tanks, des hélicoptères ou des avions pour échanger leurs localisations ou pour émettre /recevoir des ordres militaires. En outre, les MANETs peuvent être utilisés comme infrastructure de communication alternative dans des situations où les infrastructures de communication conventionnelles sont détruites à cause d'une catastrophe naturelle (par exemple : tremblements de terre, ouragans, etc.), ou encore à cause des attaques ennemies, pour mieux coordonner les opérations de secours. Les MANETs sont aussi convenables quand il y a besoin en une communication transitoire comme dans le cas des conférences [75].



**Figure 2.1.** Un réseau mobile ad hoc [9].

Une autre application des MANETs est bien les VANETs (*Vehicular Ad-hoc NETWORKs*). Un VANET assure la communication entre les véhicules (*Inter-Vehicle Communication*) aussi bien qu'entre les véhicules et les équipements de la route par l'intermédiaire de la communication d'équipement-à-Véhicule (*Roadside-to-Vehicle Communication*). L'objectif de l'introduction des VANETs est de rendre les routes plus sûres et plus efficaces, en fournissant les informations pertinentes aux conducteurs [54].

### 2.4.2 Les réseaux de capteurs (WSNs)

Les WSNs (*Wireless Sensor Networks*) [84] sont des réseaux ad-hoc constitués de nœuds capteurs intelligents fonctionnant grâce à des batteries, et ils sont dotés de capacités de traitement et de stockage réduites. En effet, les nœuds capteurs sont capables d'accomplir trois tâches complémentaires : i) le relevé d'une grandeur physique ou environnementale (par exemple : température, pression, pollution, etc.) ; ii) le traitement éventuel de cette information et enfin iii)

le routage. Le réseau peut comporter un grand nombre de nœuds (des milliers) généralement statiques et déployés aléatoirement (par exemple par largage depuis un hélicoptère) dans des environnements pouvant être dangereux. En plus des nœuds capteurs, un WSN comprend des stations de base riches en énergie (nœuds puits) caractérisées par une capacité de traitement et de stockage plus importante. Ces dernières agissent comme des passerelles entre les nœuds capteurs et l'utilisateur final (voir fig.2.2).

On distingue une variété d'applications pour les réseaux de capteurs, on cite entre autres [2] :

- *Applications militaires* : les réseaux de capteurs peuvent être utilisés à la surveillance des activités des forces ennemies, à l'analyse du terrain et à la détection d'agents chimiques ou de radiations avant d'y envoyer des troupes.
- *Applications à la sécurité* : un réseau de capteurs peut constituer un système d'alarme distribué qui servira à détecter les intrusions sur un large secteur.
- *Applications environnementales* : des thermo-capteurs dispersés sur une forêt peuvent signaler un éventuel début d'incendie ; ce qui permettra une meilleure efficacité pour la lutte contre les feux de forêt. Sur les sites industriels, les centrales nucléaires ou dans les sites pétroliers, des capteurs peuvent être déployés pour détecter des fuites de produits toxiques (gaz, produits chimiques, éléments radioactifs, pétrole, etc.) et alerter les utilisateurs dans un délai suffisamment court pour permettre une intervention efficace.

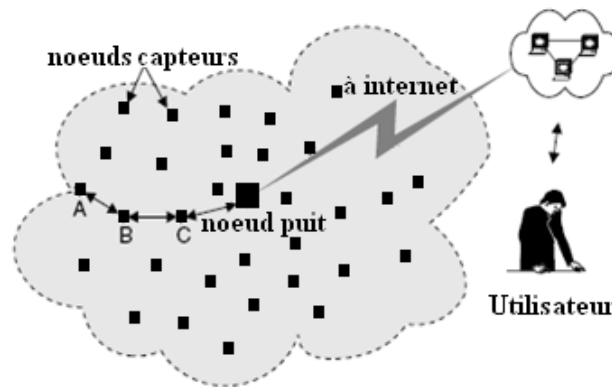


Figure 2.2. Paradigme de routage dans un réseau de capteurs [84].

### 2.4.3 Les réseaux maillés (WMNs)

Les réseaux ad-hoc peuvent être utilisés comme moyen flexible et économique pour étendre l'accès à Internet. En effet, une nouvelle classe de réseaux ad-hoc découle de cette vision : les WMNs (*Wireless Mesh Networks*). Un WMN (voir fig.2.3) est constitué d'un ensemble de mesh-routeurs statiques généralement équipés par plusieurs interfaces de communication sans fil et

placés sur les toits des bâtiments [3]. Les mesh-routeurs connectés à internet sont appelés "*passerelles Internet*". Un nœud client se connecte au mesh-routeur le plus proche et exploite l'infrastructure ad-hoc sans fil pour avoir accès à internet. Les clients conventionnels équipés par des cartes Ethernet peuvent directement communiquer avec les mesh-routeurs via des liens Ethernet. Les clients opérants avec la même technologie sans fil que les mesh-routeurs peuvent directement communiquer avec ces derniers. Dans le cas où différentes technologies sans fil sont utilisées, les clients doivent d'abord communiquer avec des stations de base qui sont connectées par des liens Ethernet aux mesh-routeurs.

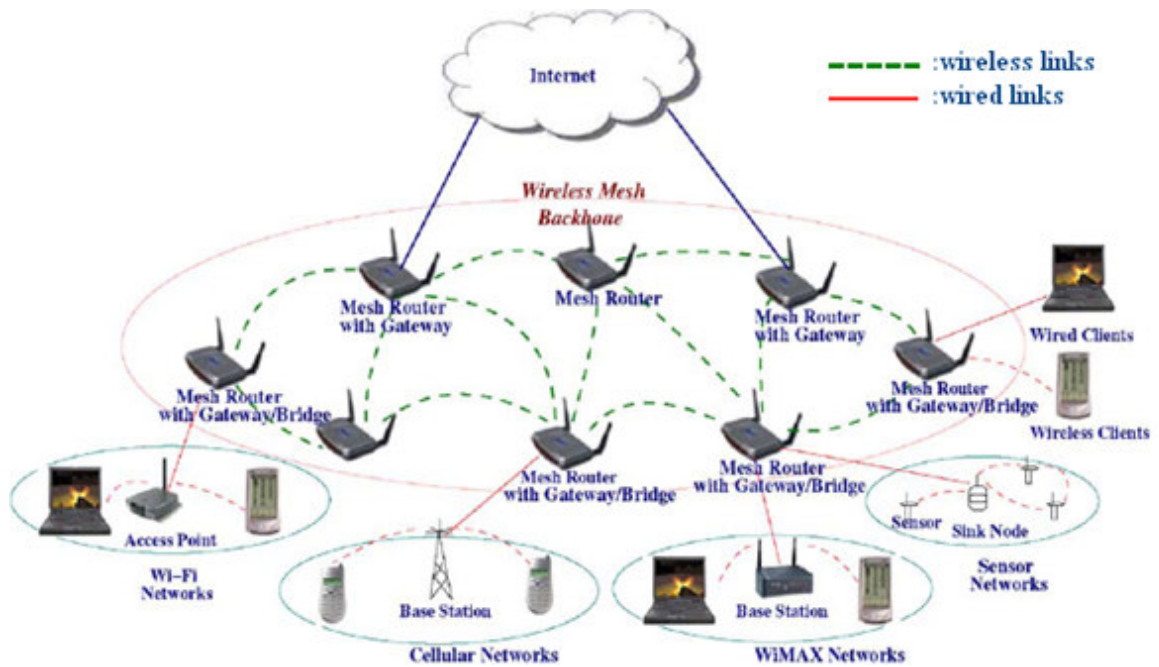


Figure 2.3. Architecture générale d'un réseau maillé [3].

#### 2.4.4 Différences entre WSNs, WMNs et MANETs

Bien que les MANETs et les WSNs présentent plusieurs caractéristiques communes, mais ils se diffèrent en plusieurs aspects [84] :

- La caractéristique principale des nœuds constituant un MANET est la mobilité, tandis que les nœuds capteurs dans un WSN sont statiques.
- Dans les MANETs la communication peut s'effectuer entre des nœuds quelconques du réseau, tandis que dans un WSN la communication est toujours initiée vers ou à partir des nœuds puits ; de plus les communications capteur-à-capteur sont rares, mais les transmissions multicast et broadcast sont communes.
- Les MANETs sont caractérisés par une plus faible densité par rapport aux WSNs.

- Dans un MANET tous les nœuds sont égaux, de ce fait la panne de n'importe quel nœud a la même importance, tandis qu'un WSN est plus sensible à la panne des nœuds puits qu'à celle des capteurs.

Les réseaux WMNs sont conceptuellement similaires aux MANETs dans le sens où la communication entre les mesh-routeurs s'effectue en mode multi-sauts. Cependant, ils ont les particularités suivantes [84]:

- Les mesh-routeurs dans un WMNs sont statiques.
- La consommation d'énergie dans les WMNs n'est plus un problème, car les routeurs sont directement alimentés en électricité.

## 2.5 Caractéristiques des MANETs

La perception d'un MANET comme étant équivalent à un réseau filaire conventionnel dont les câbles sont remplacés par des antennes est un malentendu commun. Les MANETs ont des caractéristiques uniques qui nécessitent des solutions particulières [30] :

- *Communications multi-sauts* : dans un MANET, les nœuds qui ne peuvent directement atteindre les nœuds destinations auront besoin de relayer leurs données via d'autres nœuds. Ainsi, chaque nœud doit être capable d'accomplir la tâche de routage.
- *Topologie dynamique* : la mobilité, l'apparition et la disparition des nœuds, la présence d'obstacles (arbres, bâtiments, etc.), les conditions environnementales (pluie, neige, etc.) et les interférences des ondes, sont tous des facteurs qui affectent la qualité de propagation des ondes émises et se manifestent comme des changements de topologie.
- *Bande passante limitée* : le médium de communication sans fil a une capacité plus réduite que celui filaire. De plus, le débit effectif de la communication sans fil (avec prise en compte des effets du bruit, d'affaiblissement, des collisions, etc.) est souvent inférieur au débit maximal théorique. Une conséquence directe de la capacité relativement faible du médium sans fil, est bien la congestion facile du réseau.
- *Terminaux équipés par des batteries* : les entités constituant les MANETs sont alimentées en énergie par des batteries dont la durée de vie est limitée.
- *Sécurité limitée* : la communication sans fil entre les nœuds est assurée par l'échange d'ondes électromagnétiques qui se propagent dans l'air. Ces ondes peuvent être facilement capturées, surveillées et modifiées ce qui compromet la sécurité dans les MANETs. Par exemple, le trafic peut être facilement désorienté de sa destination réelle. De plus, les attaques de type déni de service<sup>2</sup> sont faciles à implémenter.

---

<sup>2</sup> Attaque consistant à exploiter une faille de conception d'un service afin de le bloquer.

## 2.6 Le routage dans les MANETs

Le routage est la tâche d'acheminement de flux des données à partir des nœuds sources vers les nœuds destinations [21]. Si une seule destination est impliquée dans la communication, alors il s'agit d'un "routage unicast" ; si encore tous les nœuds du réseau ou juste un sous ensemble sont concernés par la réception des données alors on parle du "broadcast" et du "routage multicast", respectivement [75].

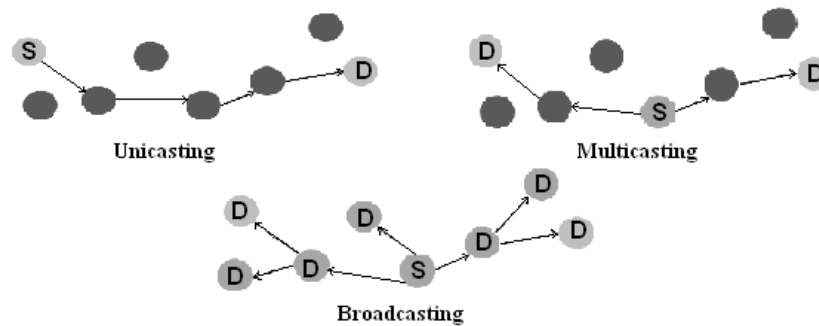


Figure 2.4. Illustration du routage unicast, multicast et broadcast [75].

L'objectif principal des protocoles de routage est l'établissement et la maintenance des chemins, pour que les données soient correctement délivrées dans le réseau [52]. La conception des protocoles de routage pour les MANETs est loin d'être un problème simple. De nouvelles approches de routage sont nécessaires pour effectuer un routage de données sûr et efficace. L'instabilité du médium de communication sans fil, la limitation d'énergie et de la bande passante, ainsi que la mobilité des nœuds introduisent plus de difficulté et de complexité à la conception des protocoles de routage pour les MANETs. Nous expliquerons, dans la section suivante, les propriétés requises pour les protocoles de routage dans les MANETs.

### 2.6.1 Propriétés requises pour les protocoles de routage dans les MANETs

Les propriétés que doivent vérifier les protocoles de routage pour les MANETs peuvent être résumées dans les points suivant [17,77] :

- *Implémentation distribuée* : les MANETs sont des systèmes autonomes et auto-organisés. Les protocoles de routage doivent être distribués en ne reposant plus sur une administration centralisée.
- *Utilisation efficace de la bande passante* : la bande passante est une ressource limitée dans les MANETs. Un protocole de routage doit générer le moindre possible de paquets de contrôle.
- *Optimisation de la consommation d'énergie* : dans un réseau ad-hoc les nœuds ont besoin que leurs données soient acheminées par plusieurs nœuds intermédiaires pour qu'ils



arrivent à leurs destinations. Une réduction en nombre de nœuds dégrade les performances du réseau comme elle peut aussi causer son partitionnement. Pour prolonger la durée de vie de chaque nœud et donc du réseau complet, la consommation d'énergie doit être prise en considération dans la conception des protocoles de routage.

- *Robustesse* : les pertes des paquets sont fréquentes dans les MANETs et elles sont dues aux collisions, à la mobilité des nœuds et à leurs durées de vie limitées. De ce fait, les protocoles de routage doivent être conçus pour continuer à fonctionner correctement même en présence des pertes.
- *Convergence rapide* : après la rupture d'un chemin, un protocole de routage doit rétablir un nouveau chemin le plutôt possible.
- *Elimination des boucles de routage* : comme les chemins sont maintenus de manière distribuée, la possibilité de création de boucles dans un chemin reste un problème sérieux. Le bouclage des paquets provoque une perte considérable en bande passante et en énergie. Les protocoles de routage doivent éviter/détecter la formation de boucles.
- *Support des liens unidirectionnels* : dans les MANETs, il y a certains facteurs comme l'hétérogénéité des capacités de transmission des nœuds qui engendrent des liens unidirectionnels. Un protocole de routage doit pouvoir fonctionner même en présence de liens unidirectionnels.
- *Scalabilité* : les protocoles de routage doivent fonctionner efficacement même si la taille du réseau grandit. Cela n'est pas facile à réaliser, car établir un chemin entre deux nœuds mobiles devient coûteux en termes du temps requis, nombre d'opérations, et bande passante dissipée, quand le nombre de nœuds augmente.
- *Optimisation des métriques* : parmi les métriques qui méritent d'être considérées lors de la conception des protocoles de routage pour les MANETs, on peut citer :
  - Taux de délivrance maximal.
  - Plus court chemin.
  - Consommation d'énergie minimale.
  - Minimum de charge de routage (bande passante).
  - Stabilité des chemins.

## 2.7 Notions fondamentales

Dans cette section, nous présentons un ensemble de notions fondamentales issues des domaines de communication sans fil et du routage dans les MANETs, et auxquelles nous ferons souvent référence dans les prochains chapitres.

### 2.7.1 Phénomènes de propagation des ondes électromagnétiques

La modélisation des pertes que subissent les ondes électromagnétiques dans leur propagation a été toujours parmi les tâches les plus difficiles dans la conception des systèmes sans fil. Les phénomènes qui conditionnent la propagation des ondes dans l'environnement peuvent être groupés en trois catégories [65] :

- *La réflexion* : apparaît lorsque l'onde électromagnétique heurte un objet dont les dimensions sont importantes comparées à sa longueur. Par exemple, une onde peut se réfléchir sur le sol, un mur ou une voiture, etc.
- *La diffraction* : se produit quand le trajet entre l'émetteur et le récepteur est obstrué par des objets qui présentent des formes irrégulières ; la diffraction est le résultat de l'interférence des ondes diffusées par chaque point de l'obstacle.
- *La diffusion* : apparaît quand une réflexion se produit sur un objet dont la surface est moins importante en comparaison avec la longueur de l'onde.

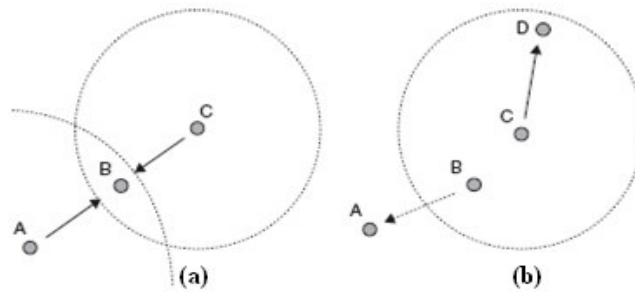
Dans un scénario réel de propagation, tous les phénomènes évoqués précédemment sont présents. Il s'ensuit que l'onde incidente sur l'antenne de réception est une combinaison d'un grand nombre de répliques de l'onde émise ayant emprunté des chemins différents. On appelle ça une propagation multi-trajet [9]. Le phénomène de multi-trajet provoque une variation dans la puissance du signal reçu ou un affaiblissement de ce dernier, etc.

### 2.7.2 Problèmes d'accès au médium sans fil

Dans les communications sans fil, les terminaux partagent un médium unique mais ne peuvent pas émettre en même temps. En effet, deux émissions simultanées sur le même canal entraînent une perte d'information à l'intersection des deux zones de communication (collision). Les protocoles de control d'accès au canal (MAC) doivent prendre en considération les problèmes suivants [9] :

- *L'émetteur ne peut entendre une collision qu'il a engendrée* : un nœud ne sait pas quand son émission entre en collision car il ne peut pas émettre et écouter en même temps. Il ne peut pas donc savoir si son émission a été reçue par le ou les correspondants.
- *Le problème du terminal caché* : un nœud peut se trouver caché ou en dehors de la zone de transmission de l'émetteur mais à l'intérieur de celle du récepteur visé. Par exemple sur la fig.2.5.a, le nœud C est en dehors de la portée du nœud A. De ce fait, n'importe quelle transmission à partir du C ne peut être entendue par A. Ainsi, pendant que C est entrain d'émettre à B, le nœud A pense que le canal est libre et transmet simultanément un paquet de données à B. Cela provoque la perte des deux paquets au niveau du nœud B à cause de l'interférence, on dit alors qu'une collision s'est produite.

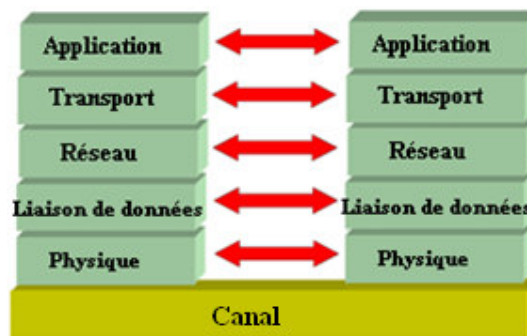
- *Le problème du terminal exposé* : cela est le problème inverse, où le nœud "exposé" est dans la zone de l'émetteur mais en dehors de la zone de transmission de la destination. Le problème est illustré sur la fig.2.5.b, où le nœud B qui veut transmettre des données à A trouve que le canal est occupé à cause de la transmission à partir de C vers D. De ce fait, B doit attendre la fin de la communication avant d'émettre à A. Mais cela n'est pas nécessaire car la transmission à partir de B ne va pas s'interférer à D.



**Figure 2.5.** Problèmes d'accès au médium sans fil : a) problème du terminal caché b) problème du terminal exposé [9].

### 2.7.3 La pile réseau

Les programmes d'application utilisant un réseau n'interagissent pas directement avec le hardware du réseau, mais plutôt avec le software du réseau. Pour réduire la complexité de la conception de ce software, il est organisé en plusieurs couches dont chacune offre un ensemble de services à la couche supérieure. Dans ce qui suit, on expliquera brièvement le rôle de chacune des couches dans un MANET en faisant référence au modèle TCP/IP (voir fig.2.6).



**Figure 2.6.** Modèle de référence TCP/IP [75].

#### 2.7.3.1 La couche physique

L'antenne et l'interface de communication sans fil d'un équipement mobile font partie de cette couche. La modulation/démodulation est la fonction la plus importante de la couche physique.

Des informations par exemple sur la puissance des signaux sont fournies aux couches supérieures par la couche physique [75].

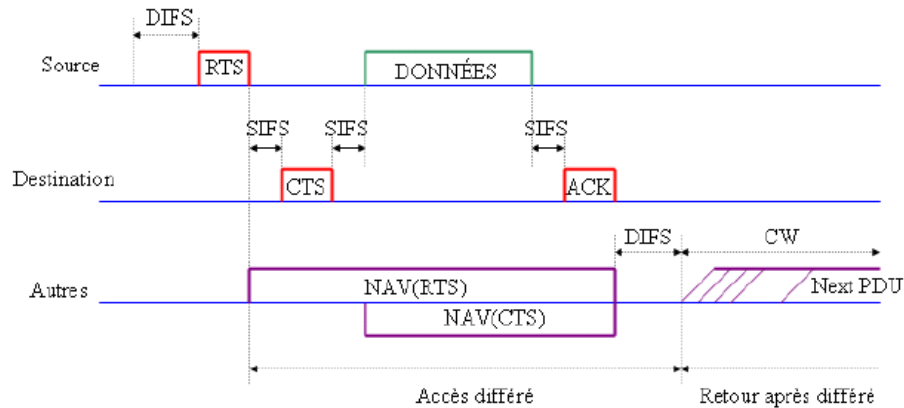
### 2.7.3.2 La couche liaison de données

Elle est Constituée de deux sous-couches [75] :

- a) *La sous couche LLC (Link Layer Control)* : le médium de communication sans fil est peu fiable et d'une bande passante limitée. La couche LLC est responsable d'assurer la sécurité et la sûreté des communications par le control des erreurs de transmission, le cryptage/décryptage des données et par les retransmissions des paquets.
  - b) *La couche MAC (Medium Access Control)* : dans les communications sans fil, le canal est une ressource partagée. L'objectif de la couche MAC est d'éviter et de minimiser les accès simultanés qui provoquent des collisions. Les protocoles MAC peuvent être classifiés selon l'assignement d'accès au canal en deux catégories : i) les protocoles MAC avec assignement fixe (par exemple : TDMA, FDMA, CDMA, etc.) ; ii) les protocoles MAC avec accès aléatoire (par exemple : ALOHA, IEEE 802.11, BTMA, etc.). La plupart des protocoles MAC utilisés dans les MANETs, sont ceux basés sur le principe d'accès aléatoire. Particulièrement, le protocole MAC IEEE 802.11 DCF est le plus utilisé dans l'étude des MANETs.
- *Le protocole IEEE 802.11 DCF* : la méthode d'accès basique en mode ad-hoc du standard IEEE 802.11 [9] est la DCF (*Distributed Coordination Function*) qui se base sur l'utilisation de CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance*). Le principe de la fonction DCF consiste à écouter le canal pour voir si un autre nœud est en train d'émettre. Le nœud doit s'assurer que le médium est libre pour une certaine durée (DIFS) avant d'émettre. Si le canal est occupé, la transmission est différée d'un temps de Backoff choisi aléatoirement dans une fenêtre noté CW (*Contention Window*).

Si au moins deux stations émettent simultanément, une collision peut apparaître et sa détection par la station émettrice n'est pas possible. Pour cela, un acquittement (ACK) est utilisé pour informer la station émettrice que les données sont bien reçues. De plus, un principe RTS/CTS (*Request To Send / Clear To Send*) est utilisé pour résoudre le problème des stations cachées. Avant d'émettre, une station envoie un message RTS pour réserver le canal, le destinataire répond par un message CTS s'il est prêt à recevoir. Ainsi, le canal est réservé pour la durée de la transmission. Un nœud qui entend les paquets RTS ou CTS extrait les informations incluses dans ces paquets

concernant la durée de la transmission des données et met à jour son vecteur NAV (*Network Allocation Vector*).



**Figure 2.7.** Méthode d'accès DCF dans IEEE 802.11 [52].

### 2.7.3.3 La couche réseau

Dans les MANETs, les nœuds qui désirent communiquer sont souvent en dehors de la zone de transmission les uns des autres. En outre, les MANETs sont caractérisés par des changements fréquents et imprédictibles de topologie. Le rôle de la couche réseau est d'établir et d'entretenir les chemins entre n'importe quelles paires de nœuds dans le réseau [75].

### 2.7.3.4 La couche transport

La couche transport joue un rôle important pour la fiabilité des communications temps réel, en utilisant principalement UDP et TCP. Des applications temps réel comme le streaming audio/vidéo peuvent utiliser le protocole UDP qui offre plus de flexibilité, alors que d'autres applications peuvent choisir TCP pour assurer la délivrance bout-en-bout des paquets. Dans l'Internet, TCP suppose que la majorité des pertes de paquets sont dues à la congestion du réseau. Quand une source TCP détecte une perte de paquets, elle active son mécanisme de contrôle de congestion en réduisant le flux de données. L'application d'un tel mécanisme dans les MANETs provoque une diminution non nécessaire des performances du réseau, car les pertes des paquets dans un MANET peuvent être dues juste aux changements de topologie [52]. Les travaux [10,79] proposent des optimisations du protocole TCP pour l'adapter au contexte des réseaux ad-hoc.

### 2.7.3.5 La Couche application

Les services fournis dans cette couche, sont variables et propres aux applications.

### 2.7.4 Protocole d'inondation

L'algorithme le plus trivial pour diffuser un message dans tout le réseau est le protocole d'inondation (*Flooding*). Un nœud qui initie une inondation émet un paquet à tous ses voisins. Quand un nœud reçoit ce paquet, il le rediffuse encore une fois à tous ses voisins. Ce processus se continue jusqu'à ce que le paquet en question soit reçu par tous les nœuds du réseau. L'inondation est très coûteuse en bande passante car elle génère un grand nombre de paquets dupliqués, en réalité une infinité, à moins que certaines précautions soient prises, par exemple en limitant le nombre de retransmissions possibles d'un paquet ou/et en gardant trace des paquets déjà transmis, etc [73].

### 2.7.5 Les protocoles de routage dans les réseaux filaires

Les protocoles de routage utilisés dans les réseaux filaires sont conçus avec l'hypothèse d'une topologie fixe, où les mises à jour des informations de topologie sont initiées périodiquement ou après un changement de topologie. Les protocoles de routage traditionnels se divisent en deux grandes classes à savoir : *les protocoles à état de liens* et *les protocoles à vecteur de distances*.

#### 2.7.5.1 Les protocoles à état de liens (*Link state*)

Les protocoles à état de liens [73] sont très similaires dans leur principe à la version centralisée de l'approche du plus court chemin. Chaque nœud maintient une vue sur la topologie du réseau où à chaque lien est affecté un coût. Pour assurer la consistance de cette vision, chaque nœud broadcast périodiquement le coût des liens qui le relie avec ses voisins à tous les autres nœuds dans le réseau en utilisant un mécanisme d'inondation. Quand un nœud reçoit ces informations, il met à jour sa vision de la topologie du réseau et applique un algorithme du plus court chemin comme celui de Dijkstra [50] pour choisir ses sauts prochains vers toutes les destinations.

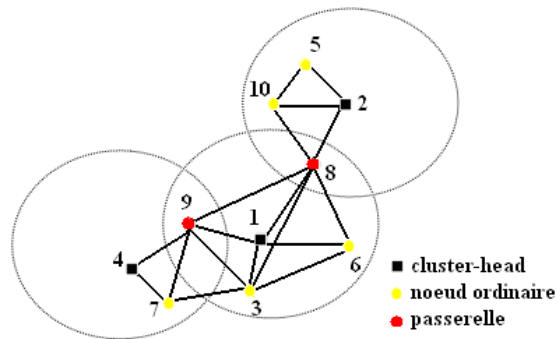
#### 2.7.5.2 Les protocoles à vecteur de distances (*Distance vector*)

Dans l'approche à vecteur de distances [73], chaque nœud  $i$  maintient pour chaque destination un vecteur de distances  $\{d_{ij}(x)\}$ . Chaque entrée dans ce vecteur comprend la distance entre les nœuds  $i$  et  $x$  en passant par un voisin  $j$ . Le nœud  $i$  choisit  $k$  comme son saut prochain vers une destination  $x$  si  $d_{ik} = \min_j \{d_{ij}(x)\}$ . La séquence des nœuds choisie de cette façon emmène à destination via le chemin le plus court. Pour garder les valeurs des distances à jour, chaque nœud broadcast périodiquement à tous ses voisins son estimation de la plus courte distance qui le sépare de tous les nœuds du réseau. Notons qu'un protocole à vecteur de distances est plus facile à implémenter et demande moins d'espace de stockage qu'un protocole à état de liens, mais il souffre des problèmes de boucles de routage et de convergence lente.

## 2.7.6 Clustering

Dans les MANETs, l'agrégation des nœuds en clusters contrôlés par des cluster-heads offre un cadre pour le développement de propriétés importantes pour les protocoles de routage. Le clustering augmente la scalabilité des protocoles de routage en réduisant la taille des tables de routage ainsi que le volume d'information échangé après un changement de topologie. En outre, le clustering permet un certain niveau de coordination dans le réseau. Cependant, le choix des cluster-heads ainsi que la maintenance des clusters sont coûteux en bande passante qui est une ressource limitée dans les MANETs [75]. Parmi les algorithmes de clustering les plus populaires on trouve : *lowest-ID*, *LCC* et *DMAC*. Ils sont brièvement expliqués ci-dessous.

### 2.7.6.1 L'algorithme Lowest-ID



**Figure 2.8.** Illustration de l'algorithme Lowest-ID [75].

Lowest-ID [16] est l'algorithme du clustering le plus simple. La dimension des clusters construits par Lowest-ID ne dépasse pas deux sauts. Dans chaque cluster, le nœud avec le plus petit identificateur parmi ses voisins devient cluster-head. Cet algorithme fonctionne comme suit :

- Chaque nœud broadcast périodiquement son identificateur à ses voisins.
- Un nœud qui n'entend que des nœuds ayant des identificateurs plus grand que le sien, devient cluster-head.
- Le nœud d'identificateur le plus bas que peut entendre un nœud est son cluster-head.
- Un nœud qui entend plusieurs cluster-head est une passerelle.

### 2.7.6.2 L'algorithme LCC (*Least Cluster Change*)

Actuellement l'algorithme LCC [45] s'utilise en conjonction avec Lowest-ID. En effet, LCC augmente la stabilité des clusters par rapport à Lowest-ID en restreignant les changements de cluster-head aux cas où :

- Un nœud se trouve déconnecté de tous les cluster-heads.
- Deux cluster-heads se trouvent à la zone de transmission l'un de l'autre.

### 2.7.6.3 L'algorithme DMAC (*Distributed Mobility Adaptive Clustering*)

DMAC [5] est un algorithme flexible dans le sens que le critère du choix d'un cluster-head est défini par une fonction coût générique. Par exemple, la vitesse d'un nœud, sa puissance de transmission et/ou son niveau d'énergie, peuvent être utilisés comme des critères pour le choix des cluster-heads. De plus, des seuils variables sont utilisés lors de la comparaison des poids des nœuds ce qui permet d'éviter les changements fréquents des clusters.

### 2.7.7 Le GPS (*Global Positioning System*)

Dans les réseaux traditionnels, les hôtes sont identifiés uniquement par leurs adresses logiques (adresses IP). Cependant, dans un MANET les nœuds se déplacent dans un espace libre à trois dimensions. La connaissance des localisations physiques des nœuds est souhaitable afin d'améliorer la scalabilité des protocoles de routage. L'acquisition d'une telle connaissance suppose que chaque nœud mobile soit équipé d'un récepteur GPS.

GPS [32] nom acronyme pour "*Global Positioning System*", est un réseau de 24 satellites du ministère de la défense des états unis d'Amérique, qui sont en orbite permanente autour de la terre. Chaque satellite émet périodiquement des messages contenant : l'identificateur du satellite, sa position et la valeur de son horloge. Un récepteur GPS utilise ces informations pour déterminer sa position géographique sur terre en mesurant sa distance depuis les satellites.

### 2.7.8 La Simulation

La simulation peut être définie comme le processus de conception d'un modèle pour un system réel, et la réalisation d'expérimentations avec ce modèle [21]. La simulation est l'approche la plus utilisée dans l'évaluation des protocoles de communication dans les réseaux ad-hoc. Cela est justifié par [21] :

- *La limitation de l'approche analytique* : même si l'étude analytique des protocoles de communication dans les réseaux ad-hoc donne un aperçu sur les propriétés de ces derniers, mais les résultats obtenus restent limités car les études sont basées sur des hypothèses strictes (aucune mobilité, mécanismes MAC parfaits, etc).
- *Le coût élevé d'expérimentations avec des implémentations réelles* : il est très coûteux de déployer des réseaux uniquement pour des objectifs de recherche. De plus, il est plus facile et moins coûteux de mener un grand nombre de tests par des simulations.

#### 2.7.8.1 Modèles de mobilité

L'étude des performances des protocoles de routage dans les MANETs en présence de la mobilité est une étape essentielle dans leur conception. Comme des implémentations réelles des



MANETs sont rares, il est difficile de collecter des traces de mouvements réels. L'approche commune est l'utilisation de modèles synthétiques dans les simulations. Les modèles de mobilité utilisés doivent selon la référence [65] :

- *refléter le mouvement réel des utilisateurs* : vu la variété des applications possibles des MANETs, les scénarios de mobilité à considérer sont nombreux. Ils varient du mouvement des étudiants dans les campus universitaires au mouvement des véhicules sur les routes, et du mouvement des groupes de touristes dans un milieu urbain au mouvement des groupes de sauvetage dans des zones sinistrées. Bien évidemment, il est impossible de concevoir un modèle de mobilité pour tous ces scénarios, mais un modèle doit au moins être représentatif d'un de ces derniers.
- *être simples à simuler et à analyser* : un modèle de mobilité doit être suffisamment simple pour que le temps de la simulation reste raisonnable et pour faciliter l'analyse des résultats.

Cependant, pour que le modèle soit réaliste, il doit inclure le maximum de détails, ce qui augmente sa complexité. De ce fait, un modèle synthétique doit trouver un compromis entre ces deux critères en omettant quelques détails.

Les modèles de mobilité les plus utilisés dans les simulations des MANETs sont :

- *RWP (Random WayPoint)* : RWP a été utilisé pour la première fois dans [7], pour l'évaluation du protocole du routage DSR [38]. Actuellement, il est le modèle le plus utilisé [29]. Dans RWP, chaque nœud reste dans une même position pendant une période du temps dite de pause. Dès l'expiration de durée de la pause, le nœud choisit aléatoirement une destination et une vitesse et commence à se déplacer. Une fois il arrive à sa destination, le nœud s'arrête et recommence le même procédé [65].
- *RPGM (Reference Point Group Mobility)* : il est communément utilisé pour la simulation des scénarios de mobilité synchronisée en groupes. Dans RPGM, chaque groupe possède son propre scénario de mobilité. Le mouvement du centre de chaque groupe suit le modèle RWP et chaque nœud dans un groupe poursuit le centre du groupe. Le trajet du groupe est explicitement défini par une séquence de positions par lesquelles doit passer le centre du groupe [29].
- *Manhattan Grid* : ce modèle est proposé pour modéliser le mouvement des nœuds sur les routes d'un segment d'une ville. Initialement, une carte composée de routes horizontales et verticales est générée. Les nœuds peuvent se déplacer sur une route dans les deux sens. Quand un nœud arrive à un point d'intersection il peut soit continuer dans la même direction ou tourner à gauche ou à droite [65].

### 2.7.8.2 Modèles de propagation des ondes électromagnétiques

Les modèles de propagation des ondes électromagnétiques est un autre élément très important dans la simulation des MANETs. La propagation des ondes électromagnétiques est souvent associée à la mobilité, car tous les deux sont contraintes par les mêmes facteurs environnementaux. Actuellement, la plupart des études considèrent une propagation d'ondes sans perte souvent couplée avec des modèles de mobilité aléatoires. Comme nous l'avons déjà expliqué dans le paragraphe (§ 2.7.1), les ondes électromagnétiques sont sujets de réflexion, diffraction et de diffusion. Mais jusqu'à présent, aucun simulateur n'implémente tous ces phénomènes de propagation. Les implémentations courantes reposent sur des modèles de propagation statistiques ou sur des modèles de réflexion partielle [28].

NS-2 (*Network Simulator- 2*) [93] (une description du simulateur est fournie en annexe A) est le simulateur le plus utilisé dans la simulation des MANETs [28]. Les modèles de propagation qu'il implémente actuellement sont les suivants [94] :

- *Free space* : décrit le cas idéal de condition de propagation, où il n'existe qu'un chemin de visibilité directe entre l'émetteur et le récepteur. Ce modèle représente la portée de communication comme un cercle parfait autour de l'émetteur. Si le récepteur se trouve à l'intérieur du cercle, il reçoit tous les paquets émis. Sinon, il les perd tous.
- *Two ray ground reflection* : étant donné qu'une visibilité directe est rarement le seul chemin de propagation entre un émetteur et un récepteur, le modèle "*Two ray ground reflection*" offre des résultats plus pertinents pour une longue distance que ceux du "*Free space*". Il considère que le signal reçu est facteur du signal voyageant en visibilité directe et de celui réfléchi sur le sol.
- *Shadowing* : les modèle "*Free Space*" et "*Two Ray Ground*", prédisent la puissance reçue comme une fonction déterministe de la distance. Ils représentent tous les deux la portée de la communication comme un cercle parfait autour de l'émetteur. En réalité, la puissance reçue à une certaine distance est une variable aléatoire. Ceci est dû à l'effet de la propagation multi-trajet et des obstacles rencontrés par le signal. Le modèle *Shadowing* étend donc le modèle du cercle idéal en un modèle statistique.

### 2.7.8.3 Conception d'un scenario de simulation

La conception d'un scenario de simulation consiste en la définition d'un ensemble de paramètres comme la taille du réseau, les modèles de mobilité des nœuds, le type du trafic, les protocoles de communication à utiliser, etc [21].

Le choix des paramètres de simulation est un grand problème dans le contexte des MANETs. La plupart des travaux publiés à leur sujet, utilisent des scenarios de simulation basés sur des hypothèses simples et par conséquent peu réalistes [21]. Ces scénarios considérant que les nœuds se déplacent selon des modèles de mobilité aléatoire sur des sites sans obstacles. Cela parce que les simulateurs les plus communément utilisés comme NS-2 [93] et Glomosim [90], n'incluent pas les outils qui permettent la génération de modèles plus élaborés [70].

## 2.9 Conclusion

Les changements fréquents de la topologie, la limitation de la bande passante et des ressources énergétiques sont les propriétés intrinsèques des MANETs. Certainement, les protocoles de communication traditionnels bâtis sur des hypothèses d'une topologie fixe et d'un medium de communication relativement stable ne sont plus adaptés au contexte des MANETs. Particulièrement, les protocoles de routage traditionnels présentent leurs plus mauvaises performances quand ils sont utilisés dans les MANETs. Les techniques de clustering et de géo-localisation évoquées dans ce chapitre sont des solutions qui se révèlent intéressantes pour confronter les problèmes de la mobilité des nœuds et de manque d'une autorité centrale dans les MANETs.

L'évaluation des performances des protocoles de routage est une étape primordiale dans leur conception. L'approche communément utilisée dans cet objectif est bien la simulation. Nous avons présenté précédemment les modèles de propagation des ondes électromagnétiques ainsi que les modèles de mobilité les plus référencés dans la littérature. Nous avons fait allusion également à la difficulté de conception des scénarios de simulation réalistes à cause de la limitation des outils de simulation actuellement disponibles. La pratique est d'utiliser des scénarios simples dans l'étude des protocoles de communication pour les MANETs.

Dans le chapitre suivant, on va discuter en détail les principales approches de routage proposées dans la littérature pour les MANETs.

## CHAPITRE 3

### PROTOCOLES DE ROUTAGE POUR LES MANETS

---

#### 3.1 Introduction

Les MANETs sont des réseaux auto-organisés sans aucune infrastructure fixe qui manipule la communication entre les nœuds mobiles. Dans un MANET, tous les nœuds coopèrent pour assurer le service du routage.

L'approche la plus intuitive dans la conception des protocoles de routage consista en l'adaptation des protocoles de routage traditionnels (à vecteur de distances ou à état de liens) au contexte des MANETs, ce qui a donné naissance à la classe des protocoles de routage dits "proactifs". D'autres protocoles de routage reposent sur des approches complètement novatrices. Elles consistent, par exemple, à calculer les chemins à la demande, à exploiter les informations de géo-localisation ou à définir une topologie logique au dessus de celle physique, etc. Evidemment, des combinaisons des différentes approches sont aussi envisageables.

Dans ce chapitre, nous commencerons par la présentation des différents critères sur la base desquels la classification des protocoles de routage sera faite. Dans un premier temps, nous décrirons un ensemble de protocoles de routage appartenant à la famille des protocoles de routage à un seul chemin. Ensuite, nous passerons en revue d'autres paradigmes de routage, à savoir : le routage multi-chemins et le routage multicast. Enfin, une discussion sur l'adéquation des politiques et métriques de routage présentés dans ce chapitre avec l'objectif d'optimisation de la consommation d'énergie dans les MANETs sera fournie.

#### 3.2 Critères de classification des protocoles de routage

Pour comparer et analyser les protocoles de routage, des critères de classification appropriés sont importants. En effet, la classification permet aux concepteurs de mieux comprendre les caractéristiques des protocoles de routage et de discerner les relations qui les relient. Les critères généralement retenus lors de la classification des protocoles de routage sont principalement liés [46]: *a)* à l'information exploitée dans le routage, *b)* à quand cette information est acquise, *c)* aux métriques optimisées et enfin *d)* aux rôles que doivent jouer les nœuds dans le processus de routage.

### 3.2.1 Évaluation de topologie, de destination ou de position pour le routage

Selon le type d'information exploité dans le routage on distingue [34,46,49]: les protocoles basés topologie, basés destination ou basés position. Dans un protocole de routage basé topologie, chaque nœud maintient une image complète de la topologie du réseau pour pouvoir prendre ses décisions de routage tandis que dans un protocole de routage basé destination, un nœud maintient uniquement des informations sur ses sauts prochains vers chacune des destinations possibles. Un protocole de routage basé position utilise les informations sur la localisation du nœud source par rapport au nœud destination, et sur la mobilité de ces derniers dans les phases de découverte de chemins ou de routage des données.

### 3.2.2 Routage proactif, réactif ou hybride

Parmi les méthodes les plus utilisées pour la différenciation des protocoles de routage dans les MANETs, on retrouve celle basée sur la façon d'acquisition et du maintien des informations de routage par les nœuds mobiles. En utilisant cette méthode, les protocoles de routage peuvent être classifiés en des protocoles proactifs, réactifs ou hybrides [1,34,46,49,53]. Les protocoles proactifs effectuent des mises à jour périodiques des chemins pour qu'un paquet, dès que nécessaire, soit immédiatement transmis. Les protocoles de routage réactifs, quant à eux, n'effectuent des découvertes de chemins qu'à la demande. L'approche hybride repose sur une organisation hiérarchique des nœuds dans le réseau et applique à chaque niveau de l'hierarchie une approche de routage appropriée (proactive ou réactive).

### 3.2.3 Métriques exploitées dans le routage

Les métriques utilisées dans la construction des chemins peuvent être utilisées également comme un critère de classification des protocoles de routage [46]. Plusieurs protocoles de routage sont basés sur le nombre de sauts comme métrique en choisissant le chemin avec le nombre de sauts minimal. D'autres protocoles de routage prennent en considération la stabilité des liens lors de la phase de construction des chemins. Un protocole de routage peut prendre en compte plusieurs métriques comme le délai, la bande passante et le taux d'erreurs pour pouvoir satisfaire les différents requis de QoS (*Qualité de Service*) de certaines applications.

### 3.2.4 Routage uniforme ou non uniforme

Une autre méthode de classification est basée sur le rôle que jouent les nœuds dans un schéma de routage. Selon ce critère de classification, on distingue les protocoles de routage uniformes et non uniformes [46,53]. Dans un protocole de routage uniforme, tous les nœuds mobiles ont le même rôle, importance et fonctionnalité. Dans un protocole de routage non uniforme, certains nœuds ont des fonctions de gestion et de routage particulières. Les protocoles non uniformes à

leur tour peuvent être subdivisés selon l'organisation des nœuds mobiles et selon les stratégies de gestion et de routage en : des protocoles basés sur les zones, basés sur les clusters ou basés sur des nœuds noyaux [46].

### 3.3 Protocoles de routage unicast à un seul chemin

Plusieurs protocoles de routage ont été proposés dans la littérature pour les MANETs ; il est impossible de les couvrir tous dans ce chapitre. De ce fait, on va se limiter à la présentation de quelques protocoles typiques qui reflètent l'état de l'art des recherches sur le routage dans les MANETs. Les protocoles présentés dans cette section sont des protocoles unicast qui assurent des communications point-à-point. En outre, ils sont "à un seul chemin " (*single-path*) dans le sens qu'aucun critère n'est appliqué pour le choix des chemins alternatifs, ou que simplement ils ne maintiennent qu'un seul chemin par destination. Il est à noter que les différentes classes de protocoles de routage présentés ci-dessous ne sont pas disjointes.

#### 3.3.1 Protocoles de routage proactifs

Dans les protocoles de routage proactifs, chaque nœud maintient les informations de routage concernant tous les autres nœuds du réseau. Ces informations de routage sont généralement sauvegardées dans quelques tables. Ces dernières sont mises à jour périodiquement et quand il y a des changements de topologie.

Les protocoles de routage proactifs ont un problème de scalabilité car la taille des tables de routage ainsi que la taille des paquets contenant les informations de topologie ou de distances échangés augmentent proportionnellement avec le nombre de nœuds dans le réseau [1]. Cette section décrit différents protocoles de routage proactifs, à savoir : les protocoles *DSDV* et *WRP* qui sont des protocoles à vecteur de distances et les protocoles *GSR*, *FSR* et *OLSR* qui sont des protocoles à état de liens.

##### 3.3.1.1 Le protocole DSDV (*Destination Sequenced Distance Vector* )

Dans son fonctionnement de base, le protocole DSDV [63] partage la même philosophie avec les algorithmes à vecteur de distances. La contribution principale du protocole DSDV est l'utilisation des numéros de séquence qui permettent d'éviter la formation des boucles de routage. Quand un nœud reçoit plusieurs paquets de mise à jour au sujet d'un même nœud destination, il choisit celui avec le numéro de séquence le plus haut. Un nœud qui détecte la rupture d'un lien, génère un paquet de mise à jour dont le numéro de séquence possède une valeur infini. En recevant ce paquet, chaque nœud retire l'entrée correspondante de sa table de routage.

Pour assurer la consistance des tables de routage, les mises à jour de ces derniers s'effectuent périodiquement et immédiatement après un changement de topologie. Pour réduire la quantité du

trafic que génèrent ces mises à jour, deux types de paquets sont utilisés. Le premier est appelé "*full dump*" et il contient toutes les informations de routage. Dans le cas d'une basse mobilité, des paquets plus petits dits "*incremental*", qui contiennent juste les informations de routage qui ont changé depuis la dernière mise à jour complète, sont utilisés. Une autre solution pour réduire le trafic dans le réseau est que les nœuds reportent les mises à jour par un laps de temps qui vaut le temps moyen que nécessite la découverte du chemin le plus court vers une destination donnée.

### 3.3.1.2 Le protocole WRP (*Wireless Routing Protocol*)

Dans le protocole WRP [57], chaque nœud maintient quatre tables: une table de distances, une table de routage, une table des coûts des liens et une liste de retransmission de messages (*MRL*). Chaque entrée dans la *MRL* contient le numéro de séquence du message de mise à jour, un compteur de retransmission, un vecteur des acquittements requis avec une entrée pour chaque voisin et la liste des mises à jour envoyées. *MRL* enregistre quelles mises à jour doivent être retransmises ainsi que les voisins qui doivent acquitter la retransmission.

Un message de mise à jour contient l'identificateur du nœud destination, la distance vers cette destination, l'identificateur du nœud prédécesseur de cette destination ainsi que la liste des nœuds qui doivent acquitter la mise à jour. L'utilisation de l'information sur le nœud prédécesseur du nœud destination permet d'éviter la formation des boucles. Quand un nœud  $i$  reçoit un message de mise à jour de la part d'un voisin  $k$  au sujet d'une destination  $d$ , il doit mettre à jour également toutes les entrées dans sa table de routage vers  $d$  dont  $k$  est le nœud prédécesseur.

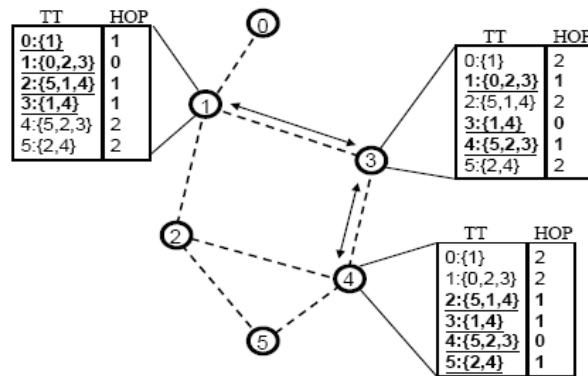
Dans WRP, les nœuds reconnaissent leurs voisins grâce à la réception des acquittements ou des paquets de données de leur part. Un nœud qui n'envoie pas ces paquets doit envoyer périodiquement des messages Hello pour notifier son existence.

### 3.3.1.3 Le protocole GSR (*Global State Routing*)

Le protocole de routage GSR [11] est basé sur l'algorithme classique à état de liens, mais il évite le mécanisme inefficace d'inondation des messages de mise à jour. GSR adopte une politique de dissémination des informations de routage identique à celle des protocoles à vecteur de distances. Dans GSR, chaque nœud maintient une table de topologie, une liste de voisins, une table de routage et une table de distances. Pour le calcul des chemins, un algorithme du plus court chemin comme celui de *Dijkstra* [50] est utilisé mais modifié afin de construire la table de routage et la table de distances en parallèle avec le calcul des plus courts chemins.

### 3.3.1.4 Le protocole FSR (*Fisheye State Routing*)

Le protocole de routage FSR [60] est en réalité une optimisation du protocole GSR. FSR est basé sur la technique nommée "œil de poisson" proposée pour réduire la taille des informations dans la représentation des données graphiques. Pour réaliser cette technique, FSR introduit la notion de portée. La portée d'un nœud  $i$  est l'ensemble des nœuds qui peuvent être atteints en passant par  $h$  sauts à partir de  $i$ . Un nœud dans FSR effectue des mises à jour pour les nœuds qui résident dans sa portée plus fréquemment que pour les nœuds qui n'appartiennent pas à sa portée. Cette technique permet de réduire considérablement la charge de routage mais au prix d'utilisation de chemins non optimaux.



**Figure 3.1.** Réduction de nombre des messages de MAJ par la technique de l'œil de poisson [60].

Sur la figure 3.1, en considérant que  $h=1$ , chaque nœud échange les entrées soulignées dans sa table de topologie plus fréquemment que les autres entrées (non soulignées).

### 3.3.1.5 Le protocole OLSR (*Optimized Link State Routing*)

OLSR [33] est un protocole de routage proactif à état de liens. Son innovation réside dans sa façon à économiser la consommation de la bande passante lors des broadcast. Ceci est réalisé grâce à l'utilisation du concept des "relais multipoints" (*MPRs*) (voir fig.3.2) dans lequel chaque nœud choisit un sous-ensemble de ses voisins pour retransmettre ses paquets en cas de broadcast. En se basant sur le broadcast en utilisant les MPRs, tous les nœuds du réseau sont atteints avec un nombre réduit de répétitions. Un ensemble de MPRs d'un nœud  $N$  est l'ensemble minimal de ses 1-saut voisins qui couvrent (dans le sens de la portée de communication) ses 2-sauts voisins.

Dans OLSR, chaque nœud broadcast périodiquement des messages Hello qui contient l'état de ses liens avec ses 1-saut voisins (unidirectionnel, bidirectionnel ou MPR pour dire que ce voisin est un MPR). Grâce aux messages Hello, un nœud construit sa table des voisins ainsi que la liste des voisins qui l'ont choisi comme MPR dits "MPR-sélecteurs". De plus, un nœud broadcast périodiquement des messages TC (*Topology Control*) qui contient la liste de ses MPR-sélecteurs.



En exploitant ces messages, chaque nœud remplit les deux champs nommés "destination" (correspond aux MPR-sélecteurs dans le message TC) et "dernier saut" (prend comme valeur l'identificateur du nœud émetteur du message TC) d'une table dite de topologie. Les tables de topologie et des voisins sont exploitées pour construire la table de routage.

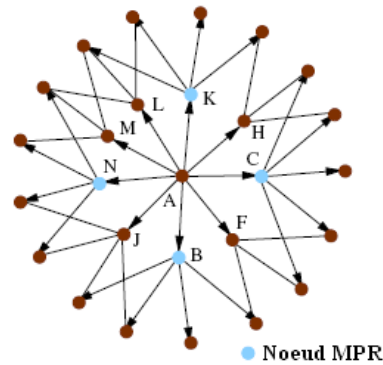


Figure 3.2. Les relais multipoints dans OLSR [1].

Il est à noter que le protocole OLSR est adapté aux réseaux à une haute densité. Dans un réseau à faible densité, chaque voisin devient MPR et OLSR se réduit à un protocole à état de liens pur [46].

### 3.3.2 Protocoles de routage réactifs

Les protocoles de routage réactifs (ou à la demande) ont été conçus pour minimiser la charge de contrôle des protocoles de routage proactifs en ne maintenant des informations que concernant les chemins actifs. Les protocoles de routage réactifs peuvent être classifiés en deux catégories [1]: à routage source ou à routage saut-par-saut. Dans les protocoles à routage source, les paquets de données portent dans leurs entêtes les adresses de tous les nœuds constituant le chemin à partir de la source jusqu' à destination. De ce fait, les nœuds intermédiaires acheminent les paquets selon les informations qui se trouvent dans l'entête de chaque paquet de données. Cela veut dire que les nœuds intermédiaires n'ont pas besoin de maintenir des informations sur les chemins actifs. De plus, ils n'ont pas besoin de maintenir la connectivité avec leurs voisins. Dans le routage saut-par-saut chaque paquet de données porte uniquement l'adresse de la destination et celle du saut prochain. De ce fait, chaque nœud intermédiaire utilise sa table de routage pour acheminer chaque paquet de données. L'avantage de ce type de routage est qu'il permet une meilleure adaptabilité aux changements fréquents de topologie, car chaque nœud utilise les informations les plus fraîches dans le routage.

L'efficacité de l'approche réactive commence à se diminuer quand le trafic et la mobilité deviennent plus importants. De plus, les protocoles de routage réactifs possèdent un temps de réponse plus élevé que celui des protocoles de routage proactifs ce qui peut influencer sur les

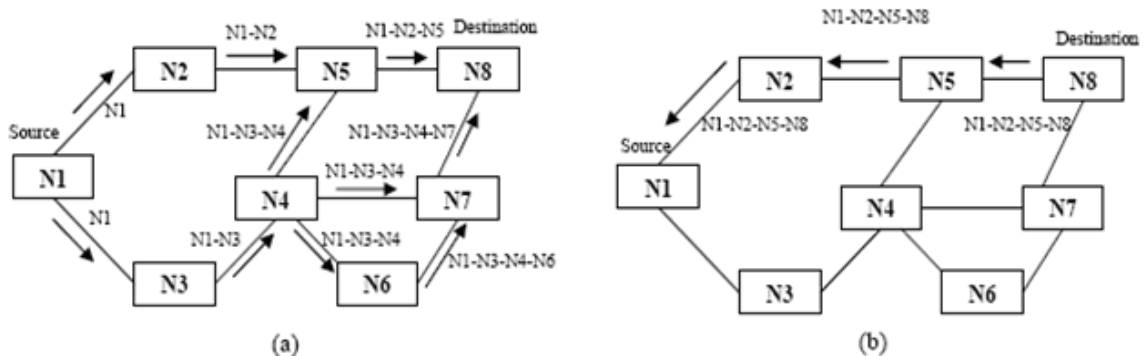
performances des applications interactives [1]. Dans cette section, nous décrivons trois protocoles de routage réactifs, à savoir : *DSR*, *AODV* et *CEDAR* qui est un protocole avec QoS.

### 3.3.2.1 Le protocole DSR (*Dynamic Source Routing*)

DSR [38] est un protocole à routage source. Il est composé de deux mécanismes : la découverte des chemins et la maintenance des chemins. Un nœud qui veut transmettre des données vers une destination, alors qu'il ne maintient aucun chemin vers cette dernière dans sa cache initie une découverte de chemins en diffusant un paquet RREQ vers tous ses voisins. Un nœud intermédiaire qui reçoit ce paquet peut répondre de sa cache s'il connaît un chemin vers la destination, sinon il inclut son adresse dans le paquet et le rebroadcast.

Le nœud qui répond au paquet RREQ, s'il est la destination, génère un paquet RREP et il inclut dans ce dernier la séquence des nœuds enregistrés dans le RREQ. Sinon, il effectue une concaténation de la séquence des nœuds incluse dans le RREQ avec le chemin enregistré dans sa cache. Si le nœud générant le RREP maintient un chemin vers la source, il envoie le RREP sur ce chemin. Un nœud qui ne maintient pas un chemin pareil transmet le RREP en suivant le chemin inverse de celui dans le RREP si les liens sont bidirectionnels, sinon une nouvelle découverte de chemins est initiée en incluant la réponse dans un paquet RREQ.

Un nœud qui transmet un paquet en utilisant un chemin source est responsable de confirmer la bonne réception de ce dernier ; le paquet est retransmis jusqu'à la réception d'une confirmation ou jusqu'à ce que le nombre maximal de retransmission soit atteint. Si les tentatives de retransmission échouent ou le nombre maximal de retransmissions est atteint, un paquet RERR sera transmis vers le nœud source identifiant le lien brisé. En recevant ce paquet, le nœud source retire de sa cache les entrées qui contiennent ce lien. Si aucun chemin alternatif n'est disponible, il ré-initie une nouvelle découverte de chemins.



**Figure 3.3.** Phase de découverte de chemins dans DSR :  
 (a) Découverte de chemins dans DSR (b) Envoi d'un paquet RREP dans DSR [32].

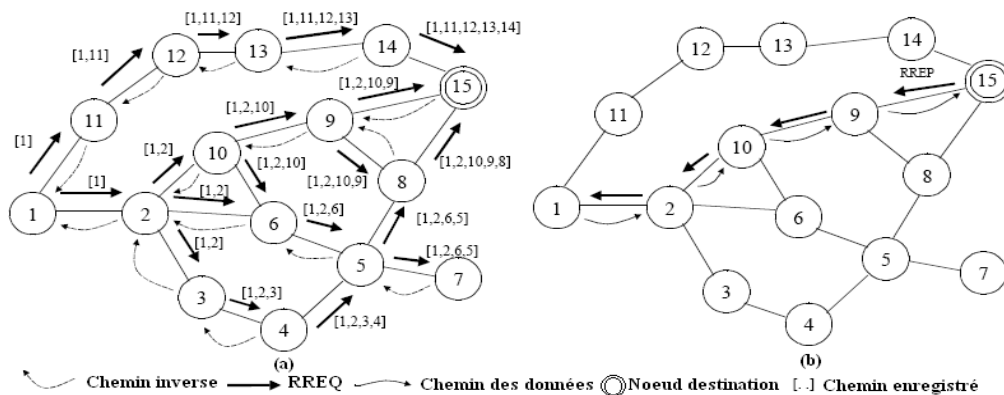
D'autres techniques ont été proposées pour augmenter l'efficacité du mécanisme de base décrit ci avant :

- *Le mode Promiscuous* : un nœud met son interface de communication dans ce mode pour écouter les paquets non destinés à lui, ce qui lui permet d'apprendre des informations utiles pour enrichir et mettre à jour sa cache.
- *Salvaging* : un nœud qui détecte la rupture d'un lien peut utiliser un chemin stocké dans sa cache pour retransmettre les paquets perdus.
- *Délais aléatoires* : ce mécanisme peut être utilisé pour éviter la congestion et l'augmentation du trafic que peuvent causer les émissions simultanées des paquets RREPs.

### 3.3.2.2 Le protocole AODV (Ad-hoc On Demand Distance Vector)

Le protocole de routage AODV [62], tout comme DSR, repose sur le mécanisme de découverte de chemins à la demande mais il n'utilise pas le routage source ; AODV repose sur le routage saut par saut. Chaque nœud dans AODV, maintient une table de routage et utilise les numéros de séquence comme DSDV pour éviter le problème des boucles de routage.

A la réception d'un paquet RREQ, le nœud destination répond en envoyant un paquet RREP vers le nœud source. Un nœud intermédiaire peut également répondre au paquet RREQ s'il possède un chemin valide vers la destination en question, sinon il incrémente le compteur des sauts du paquet RREQ et garde trace de ce dernier et il le rebroadcast ensuite à ses voisins. Chaque nœud maintient aussi l'adresse du voisin qui lui a transmis le paquet RREQ, pour pouvoir acheminer ultérieurement le paquet RREP. En recevant un paquet RREP, chaque nœud enregistre l'adresse du nœud qui lui a envoyé le paquet RREP pour qu'il puisse acheminer après les paquets de données, et il le retransmet.



**Figure 3.4.** Phase de découverte de chemins dans AODV :

a) Propagation des RREQs dans AODV b) Propagation du RREP dans AODV [32].

La maintenance des chemins dans AODV est basée sur l'échange périodique des paquets Hello. Un nœud qui ne reçoit pas de messages Hello d'un voisin pendant une période du temps donnée, considère que la liaison avec ce voisin est rompue. Dans ce cas, il envoie un paquet RERR à tous ses voisins actifs pour invalider tous les chemins qui utilisent le lien brisé. Ces nœuds à leur tour renvoient le même paquet à leurs voisins jusqu'à ce que tous les nœuds sources actifs soient prévenus de la rupture. Dès la réception de ce paquet, le nœud source réinitie une nouvelle découverte de chemins.

### 3.3.2.3 Le protocole CEDAR (*Core Extraction Distributed Ad hoc Routing*)

CEDAR [69] est un protocole de routage réactif avec QoS. CEDAR repose dans son fonctionnement sur un ensemble de nœuds dominants minimal appelé "cœur du réseau". La communication entre les nœuds appartenant au cœur du réseau s'effectue via des échanges unicast au lieu du broadcast pour éviter les pertes dues aux problèmes des stations cachées et exposées.

Pour chaque lien  $(i, j)$ , les nœuds  $i$  et  $j$  sont responsables d'informer leurs nœuds dominateurs quand la capacité du lien s'incrémente ou se décrémente par un certain seuil. Ces informations seront ensuite propagées dans le cœur du réseau, de façon à ce qu'une information de réduction de la capacité d'un lien propagera plus rapidement que celle concernant des augmentations. Les paquets contenant des informations de réduction ou d'augmentation de la capacité d'un lien possèdent un TTL (*Time To Live*) qui les permettent de propager autant que sa valeur le permet. TTL est une fonction croissante de la capacité des liens. Ainsi, chaque nœud du cœur maintiendra les états des liens locaux, ainsi que les états des liens stables non-locaux caractérisés par une haute capacité.

Quand une source  $s$  a besoin d'un chemin vers une destination  $d$  avec une capacité requise  $c$ , elle le demande de son dominateur qui soit connaît ou découvre un chemin au dominateur du  $d$  en déclenchant une découverte de chemin (en utilisant un des protocoles DSR, AODV, etc.) au niveau du cœur du réseau. Cela permet l'établissement de chemins dits "chemins du cœur". Comme les nœuds du cœur dans CEDAR ne possèdent qu'une connaissance partielle de la topologie du réseau, le chemin le plus court avec la plus haute capacité (par rapport à  $c$ ) sera calculé en plusieurs étapes par chacun des nœuds appartenant au chemin du cœur en utilisant l'algorithme de Dijkstra.

### 3.3.3 Les protocoles de routage hybrides (ou basés sur les zones)

Les protocoles de routage hybrides combinent les deux approches de routage réactif et proactif. Dans un protocole de routage hybride, le réseau est décomposé en un ensemble de zones. Le routage à l'intérieur des zones est assuré par un protocole de routage proactif alors

que le routage entre les zones est assuré par un protocole de routage réactif. Les protocoles de routage hybrides ont l'avantage de scalabilité, car la taille des tables de routage est réduite à la taille des zones. De plus, ils permettent un temps de réponse plus court que les protocoles de routage purement réactifs [1]. Dans cette section, nous décrivons deux protocoles hybrides : *ZRP* et *ZHLS*.

### 3.3.3.1 Le protocole ZRP (*Zone Routing Protocol*)

ZRP [27] est un protocole de routage hybride où le réseau est décomposé en plusieurs zones de routages chevauchées. La zone de routage d'un nœud est définie comme l'ensemble des nœuds qui se trouvent à une distance inférieure ou égale au rayon de la zone. Les nœuds qui se trouvent exactement à une distance égale au rayon de la zone sont appelés "nœuds périphériques".

Le routage intrazone peut être assuré par n'importe quel protocole de routage proactif, à condition qu'il soit modifié pour que la portée des mises à jour soit restreinte au rayon de la zone de routage. Le routage interzone est assuré par un cycle RREQs-RREPs. Quand un nœud reçoit un paquet RREQ s'il n'est pas destination et si encore la destination ne réside pas dans sa zone, il renvoie le RREQ uniquement vers les nœuds périphériques. Cela limite considérablement le nombre des RREQs propagés dans le réseau.

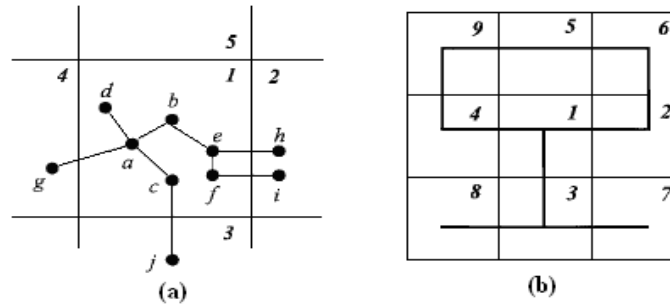
Les performances de ZRP dépendent de la valeur choisie pour le rayon des zones. Pour des grandes valeurs, ZRP se comporte comme un protocole de routage purement proactif tandis que pour des petites valeurs, il se comporte comme un protocole de routage purement réactif [1].

### 3.3.1.3.2 Le protocole ZHLS (*Zone based Hierarchical Link State*)

ZHLS [37] est un protocole de routage hybride où le réseau est décomposé en plusieurs zones non chevauchées. Le partitionnement du réseau à des zones s'effectue en exploitant les informations de géo-localisation obtenues par un système de positionnement comme GPS. Deux niveaux de topologies sont définis dans ZHLS (voir fig.3.5) : topologie niveau nœuds et topologie niveau zones. La topologie niveau nœuds donne des informations sur comment les nœuds sont reliés par des liens physiques, tandis que la topologie niveau zones donne des informations sur les liens virtuels qui relient les différentes zones.

Dans ZHLS, si un nœud  $x$  veut envoyer un paquet de données vers une destination  $d$ , il consulte d'abord sa table de routage intrazone pour savoir s'il possède un chemin vers  $d$ . Si c'est le cas, le paquet de données sera directement envoyé à  $d$ . Sinon,  $d$  réside dans une autre zone et  $x$  envoie des requêtes vers chaque zone. Les nœuds intermédiaires acheminent ces requêtes selon leurs tables de routage interzone. Les nœuds des autres zones qui reçoivent ces requêtes consultent

leurs tables de routage intrazone pour savoir si  $d$  résident dans leurs zones. Un nœud qui est dans la même zone de  $d$  envoie une réponse contenant l'identificateur de la zone au nœud source.



**Figure 3.5.** Les différents niveaux de topologie dans ZHLS :  
(a) Topologie niveau nœuds, (b) Topologie niveau zones [37].

L'inconvénient de ZHLS est que pour fonctionner, tous les nœuds doivent maintenir une carte de zones prédéfinie. Cela n'est pas faisable dans des applications dont les frontières géographiques du réseau sont dynamiques [1].

### 3.3.4 Protocoles basés sur les clusters

L'introduction d'une structure dans le réseau permet de contrôler le volume de la charge transmise dans le réseau et donc d'améliorer la scalabilité des protocoles de routage. Cela est réalisé en permettant uniquement les cluster-head de retransmettre les informations de contrôle. Cependant en cas d'une haute mobilité, les protocoles de routage basés sur les clusters introduisent plus de charge de contrôle pour maintenir les structures hiérarchiques [1]. Dans cette section, nous décrivons deux protocoles de routage basés sur les clusters, à savoir : *CGSR* et *HSR*.

#### 3.3.4.1 Le protocole CGSR (*Cluster-head Gateway Switch Routing*)

CGSR [16] est un protocole de routage proactif à vecteur de distances. Dans CGSR, l'algorithme de clustering LCC, déjà décrit dans le paragraphe (§2.7.6.1), est utilisé pour partitionner le réseau en un ensemble de clusters. Dans chaque cluster, un cluster-head est sélectionné. Un nœud qui appartient à plusieurs clusters est dit "*passerelle*". Les paquets de données dans CGSR sont acheminés sur des chemins ayant la forme : "*cluster-head, passerelle, cluster-head, passerelle,...*".

Chaque nœud dans CGSR maintient deux tables : une table des membres de clusters et une autre de routage. La table de routage ne maintient qu'une seule entrée vers chaque cluster et elle contient le chemin vers son cluster-head. Un nœud qui veut envoyer un paquet de données consulte d'abord la table des membres de clusters pour savoir quel est le cluster-head de la destination. Ensuite, il consulte sa table de routage pour savoir quel est son saut prochain vers ce

cluster-head. Quand le paquet arrive au cluster-head du nœud destination, il sera directement envoyé à ce dernier.

### 3.3.4.2 Le protocole HSR (*Hierarchical State Routing*)

HSR [61] est un protocole de routage à état de liens dédié aux réseaux caractérisés par une mobilité en groupe. HSR maintient une topologie hiérarchique où les cluster-heads des niveaux bas deviennent des membres du niveau le plus haut suivant. Ces nouveaux membres s'organisent dans des nouveaux clusters et ainsi de suite. En plus du clustering multi niveau physique, HSR utilise un partitionnement logique des nœuds on se basant sur les relations logiques et fonctionnelles entre les nœuds.

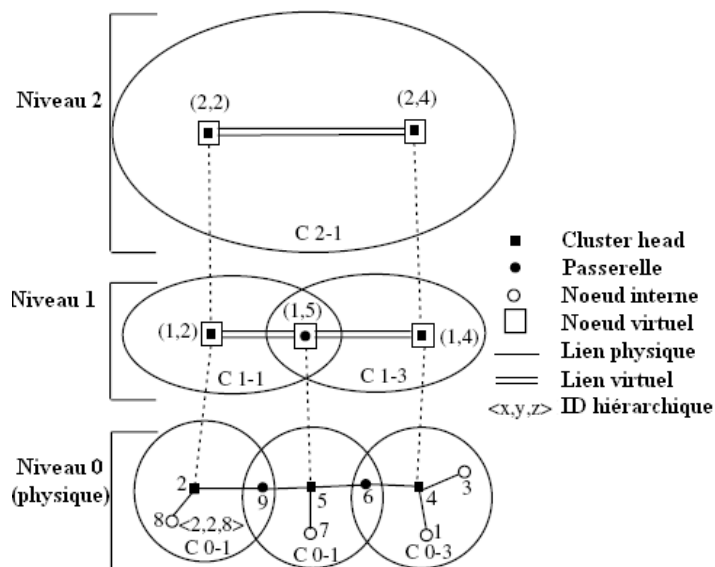


Figure 3.6. Exemple d'une topologie dans HSR [1].

Les nœuds du même cluster échangent leurs états de liens les un avec les autres ; un cluster-head envoie les informations de topologie concernant les membres de son cluster via les nœuds passerelles vers les autres cluster-heads. Les nœuds qui se trouvent dans des niveaux plus hauts de l'hierarchie envoient les informations de topologie qu'ils ont acquis vers les nœuds qui se trouvent à des niveaux plus bas de l'hierarchie.

Dans HSR chaque nœud possède un HID (*Hierarchical Identifier*) qui est la séquence des adresses MAC à partir du haut de l'hierarchie jusqu'au nœud en question. Le HID peut être utilisé pour acheminer des paquets entre n'importe quelle paire source destination. Par exemple (voir fig.3.6), considérant que le nœud 8 veut envoyer un paquet vers le nœud 3. Le HID du nœud 8 est (2,2,8) et le HID du nœud 3 est (4,4,3).Le paquet sera d'abord envoyé vers le nœud 2 qui à son tour va l'envoyer au nœud 4 via le chemin (9,5,6). Enfin, le nœud 4 transmettra le paquet au nœud 3.

En cas de changement continu des adresses hiérarchiques, la localisation des nœuds devient difficile. Heureusement le partitionnement logique vient en aide, où le réseau est vu comme un ensemble de sous réseaux logiques. Dans chaque sous réseau logique, un LMS (*Location Management Server*) enregistre les adresses logiques ayant la forme <subnetID, hostID> de tous les nœuds du sous réseau.

Chaque LMS annonce son adresse hiérarchique au niveau le plus haut de l'hiérarchie. Cette information est aussi propagée à tous les autres LMSs. Si un nœud source qui veut envoyer des données ne connaît que l'adresse logique de la destination, il consulte son LMS pour extraire l'adresse hiérarchique du LMS de la destination. Le nœud source envoie ses paquets au LMS de la destination, qui à son tour les envoie à la destination. Une fois les nœuds source et destination apprennent l'adresse hiérarchique l'un de l'autre, ils échangent leurs données directement sans consulter le LMS.

### 3.3.5 Protocoles basés sur les informations de géo-localisation

L'introduction de la technologie GPS a permis la proposition de nouveaux protocoles de routage plus performant. Les informations de géo-localisation peuvent être exploitées dans le routage des paquets de données où uniquement la position du nœud destination ainsi que les positions des voisins du nœud qui veut envoyer le paquet de données sont utilisés [4]. En effet, les protocoles de routage basés sur ce principe de routage ne nécessitent pas l'établissement ou la maintenance des chemins (pas de tables de routage). De plus, la taille des paquets contenant les informations de localisation est inférieure aux paquets généralement échangés dans les protocoles basés topologie ou dans ceux basés destination [4]. Tout cela permet une meilleure scalabilité. En outre, les informations de géo-localisation peuvent être utilisées pour améliorer les performances des protocoles de routage réactifs en limitant la zone de propagation des RREQs lors de la phase de découverte de chemins [41].

Dans cette section, nous décrivons deux protocoles de routage basés sur les informations de géo-localisation, à savoir : *DREAM* et *LAR*.

#### 3.3. 5.1 Le protocole *DREAM* (*Distance Routing Effect Algorithm for Mobility*)

*DREAM* [4] est un protocole de routage proactif où chaque nœud maintient une table de localisation qui contient les coordonnées géographiques de toutes les destinations obtenues par un système de positionnement comme GPS. L'utilisation de ces informations de localisation permet de calculer la direction<sup>1</sup> de chaque destination ainsi que la distance vers chacune d'elles.

---

<sup>1</sup> La direction est l'angle des coordonnées polaires du nœud destination dans un repère centré au nœud source.



Chaque nœud broadcast des paquets contenant sa position courante dans tout le réseau, dont la fréquence du broadcast est déterminée en considérant :

- *L'effet de la distance* : plus est importante la distance entre deux nœuds, moins rapidement ils se déplacent l'un par rapport à l'autre. De ce fait, les nœuds éloignés échangent leurs informations de localisation les uns avec les autres moins fréquemment que les nœuds qui sont proches.
- *Le taux de la mobilité du nœud* : un nœud qui se déplace rapidement doit informer fréquemment les autres nœuds de sa localisation et vice versa.

Quand un nœud veut envoyer un paquet de données vers une destination, il consulte sa table de localisation pour extraire la direction de cette dernière. Ensuite, il choisit ses sauts prochains parmi ses voisins qui se trouvent dans la même direction que le nœud destination. Cela fait que plusieurs copies d'un même paquet de données arrivent à destination, ce qui assure une meilleure fiabilité.

### 3.3.5.2 Le protocole LAR (*Location Aided Routing*)

LAR [41] est un protocole de routage réactif qui exploite les informations de géo-localisation pour limiter la zone de propagation des paquets RREQs. Dans LAR, les nœuds décident d'acheminer ou de supprimer les paquets RREQs selon deux schémas "LAR1" et "LAR2" (voir fig.3.7). Dans LAR1, le nœud source inclut dans le paquet RREQ les coordonnées des sommets de la zone de requêtes. Cette dernière est définie comme la plus petite zone rectangulaire qui contient le nœud source et la zone dans laquelle il est probable de trouver le nœud destination. Un nœud accepte d'acheminer un paquet RREQ, si et seulement si, il se trouve dans la zone des requêtes.

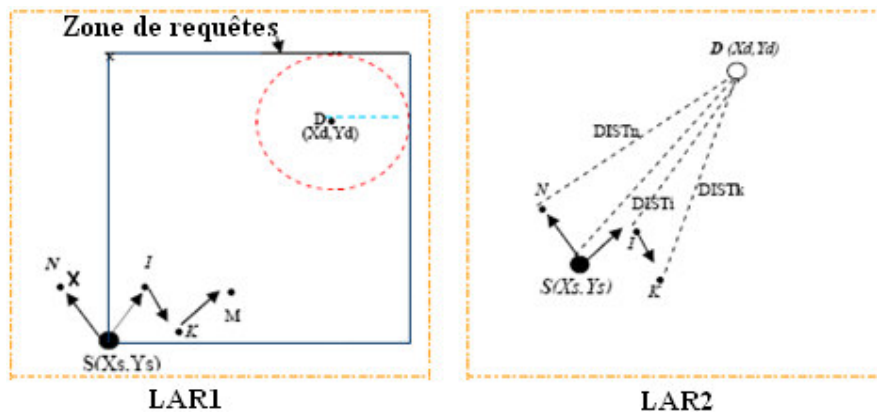


Figure 3.7. Les deux schémas de LAR [41].

Dans LAR2, le nœud source inclut dans le paquet RREQ la distance qui le sépare du nœud destination avec les coordonnées de ce dernier. À la réception d'un RREQ, un nœud intermédiaire

calcule la distance qui le sépare du nœud destination. Si elle est inférieure de la distance qui sépare la source de la destination il transmet le RREQ, sinon il le supprime.

Dans LAR, un nœud destination répond à un paquet RREQ en envoyant un paquet RREP qui contient sa position courante, l'instant qui correspond à cette position et optionnellement sa vitesse. Le paquet RREP va suivre le chemin inverse que celui enregistré dans le paquet RREQ (similairement à DSR).

### 3.3.6 Les protocoles basés sur la stabilité des liens

L'utilisation des chemins stables permet de diminuer la fréquence de reconstruction des chemins, et par conséquence minimise la consommation de la bande passante [20,76]. Bien évidemment, les chemins choisis ne sont pas forcément les plus courts. Dans cette section, nous décrivons les protocoles de routage *ABR* et *SSA* qui sont des protocoles réactifs qui utilisent des critères de stabilité dans le choix des chemins.

#### 3.3.6.1 Le protocole *ABR* (*Associativity-Based long-lived Routing*)

*ABR* [76] est un protocole de routage réactif qui repose sur le routage source. *ABR* classe les liens comme stables ou non stables selon l'âge de ces derniers. Chaque nœud détermine l'âge des liens avec ses voisins en se basant sur le nombre des beacons<sup>2</sup> (indice d'associativité) qu'il reçoit périodiquement de leurs parts. Si le nombre de ses beacons est supérieur d'un certain seuil, le lien est considéré stable.

La phase de découverte de chemins dans *ABR* est semblable à celle dans *DSR*. Avant d'envoyer un paquet RREQ, un nœud doit d'abord inclure les indices d'associativité concernant tous ses voisins et son adresse dans le paquet RREQ. Un nœud qui reçoit un paquet RREQ retire tous les autres indices mis par son voisin et ne garde que celui qui lui concerne. De cette façon, quand un paquet RREQ arrive à destination il ne contiendra que les adresses des nœuds par lesquels il a passé ainsi que les indices d'associativité de chaque lien du chemin. La destination choisit parmi tous les chemins possibles celui constitué de liens les plus stables (avec des indices d'associativité les plus élevés), et envoie la réponse au nœud source. Dans *ABR*, un nœud qui détecte la rupture d'un lien initie localement une découverte de chemins.

#### 3.3.6.2 Le protocole *SSA* (*Signal Stability based Adaptive routing*)

*SSA* [20] est un descendant du protocole *ABR*. *SSA* choisit des chemins stables on se basant sur la puissance des signaux reçus ainsi que sur la stabilité des nœuds. Chaque nœud échange périodiquement (à chaque click) des beacons avec ses voisins. Tous les nœuds qui reçoivent un

---

<sup>2</sup> Un beacon est un message de la couche liaison envoyé périodiquement, utilisé pour maintenir la connectivité.

beacon enregistrent la puissance du signal à laquelle ils l'ont reçu dans une table SST (*Signal Stability Table*). Un nœud classe un voisin comme fortement connecté, s'il a reçu des beacons forts de sa part dans les quelques derniers clicks. La table SST possède aussi un champ "last" qui sert à indiquer si un beacon a été reçu par un certain voisin durant le dernier click. Un champ "clicks" est utilisé pour enregistrer la durée pendant laquelle des beacons ont été reçus continuellement avec une forte puissance de la part de chaque voisin.

Dans la phase de découverte de chemins, un nœud intermédiaire ne propage que les paquets RREQs qu'il reçoit sur un lien stable et supprime tous les autres. Dans SSA, le nœud destination ne répond qu'au premier paquet RREQ qu'il reçoit car il est probablement le plus court et le moins chargé. Il est parfois impossible d'établir des chemins constitués que de liens stables. De ce fait, si le nœud source ne reçoit pas de réponses au bout d'un certain temps, il réinitie une nouvelle découverte de chemins en indiquant que les liens peu stables sont tolérables. Par opposition à ABR, dans SSA, seulement le nœud source peut initier une découverte de chemins après la rupture d'un lien.

### 3.4 Autres paradigmes de routage dans les MANETs

Dans cette section, nous décrivons les deux paradigmes de routage : *multi-chemins* et *multicast*.

#### 3.4.1 Routage multi-chemins

Le routage multi-chemins [56] consiste à donner à un nœud source le choix entre plusieurs chemins vers un nœud destination. Ces chemins multiples peuvent être utilisés alternativement ou parallèlement. Il existe trois approches dans le routage multi-chemins, selon que les chemins utilisés soient : lien-disjoints, nœud-disjoints ou partiellement disjoints. Deux chemins sont dits lien-disjoints s'ils ne partagent pas de liens communs, et ils sont nœud-disjoints s'ils n'ont aucun nœud en commun (sauf, bien sûr, les nœuds source et destination). Les chemins partiellement disjoints sont des chemins qui partagent quelques nœuds et/ou liens.

Malgré que le maintien de plusieurs chemins par destination vient souvent au prix d'un surdébit de routage supplémentaire, mais le routage multi-chemins présentent plusieurs avantages. Par exemple, le maintien de chemins alternatifs peut être exploité pour diminuer le surdébit de routage et le délai bout-en-bout des communications dans les protocoles de routage réactifs, et qui sont dues aux reconstructions fréquentes de chemins. De plus, l'utilisation parallèle de plusieurs chemins pour transmettre les données présentent les avantages de fiabilité des transmissions et d'équilibrage de la charge dans le réseau [47].

Cependant, l'utilisation parallèle de plusieurs chemins dans le routage pose les problèmes suivants :

- *Couplage de chemins* : Quand plusieurs chemins, même disjoints, sont utilisés simultanément pour l'acheminement des données, les zones de transmission des nœuds les constituant peuvent chevaucher ce qui cause des interférences et des collisions. Les résultats présentés dans [59] ont montré que les améliorations des performances du réseau sont négligeables en présence du couplage.
- *Arrivée en désordre des paquets à destination* : L'utilisation de chemins de longueur différentes provoque l'arrivée en désordre des paquets à destinations [26] ce qui demande l'implémentation des schémas de ré-ordonnement de paquets.

### 3.4.1.1 Protocoles de routage multi-chemins

La plupart des protocoles de routage multi-chemins proposés dans la littérature sont des extensions des deux protocoles AODV et DSR. Dans ce qui suit, nous décrirons brièvement les protocoles *M-DSR*, *SMR* et *AOMDV*.

#### 3.4.1.1.1 Le protocole M-DSR (*Multipath Dynamic Source Routing*)

Le protocole M-DSR [58] est basé sur le protocole DSR. M-DSR définit le chemin principal comme le plus court chemin correspondant au premier RREQ qui arrive à destination. Une fois le chemin principal est identifié, le nœud destination ne répond qu'aux RREQs contenant des chemins liens-disjoints de ce dernier. Dans M-DSR, le trafic est acheminé via le chemin principal jusqu'à sa rupture. Dans ce cas, le nœud source fait recourt aux chemins alternatifs qu'il maintient.

Pendant la phase de découverte de chemins, le nœud destination essaye de fournir chaque nœud intermédiaire par des chemins liens-disjoint. Quand un lien se brise, le premier nœud intermédiaire qui reçoit le paquet RERR change de chemin pour le reste du trafic.

#### 3.4.1.1.2 Le protocole SMR (*Split Multipath Routing*)

SMR [44] est une autre version multi-chemin du protocole DSR, mais SMR distribue le trafic sur deux chemins maximale-ment-disjoints. Deux chemins sont considérés maximale-ment-disjoints si leur nombre de liens communs est minimal. Afin d'éviter le problème de chevauchement de chemins, la procédure de découverte de chemins de DSR a été modifiée en permettant les nœuds intermédiaires de propager des RREQs dupliqués arrivant sur des liens différents et traversant un nombre de nœud inférieur ou égale à ce qu'a traversé la première copie du paquet RREQ.

Dans SMR, la destination choisit comme premier chemin celui correspondant au premier RREQ, et comme deuxième chemin celui qui soit maximale-ment-disjoint du premier. Pour la distribution du trafic sur les deux chemins, les auteurs ont opté pour une granularité par-paquet.

### 3.4.1.1.3 Le protocole AOMDV (Ad-hoc *On-demand Multipath Distance Vector protocol*)

AOMDV [48] est une extension du protocole AODV qui permet la découverte de plusieurs chemins sans boucles et lien-disjoints. Pour garder trace de plusieurs chemins, à chaque destination est associée une liste de sauts prochains avec le nombre de sauts correspondants. Pour chaque destination, chaque nœud maintient le "nombre de saut annoncé" qui est définie comme le maximum des nombres de sauts de tous les chemins qu'il maintient. Pour éviter la formation des boucles, un nœud n'accepte que les chemins alternatifs (définis par des RREQs ou des RREPs) dont le nombre de sauts est inférieur à celui annoncé.

Pour trouver des chemins lien-disjoints (voir fig. 3.8) entre une paire source destination, chaque nœud intermédiaire ne supprime pas tous les paquets RREQs dupliqués, mais il accepte ceux arrivant via différents voisins du nœud source. Si ce nœud intermédiaire maintient un chemin valide vers la destination, il répond au nœud source par un RREP. Similairement à AODV, uniquement le premier RREQ est retransmis si aucun chemin n'est disponible vers la destination. Pour le nœud destination, il répond à  $k$  copies du RREQ arrivant via des voisins différents (sans se préoccuper du premier saut pris par ces RREQs). Après le premier saut, les RREPs suivent les chemins inverses qui sont nœud-disjoints et par conséquence lien-disjoints. Notons que les trajectoires des RREPs peuvent s'en croiser à un nœud intermédiaire, mais chaque RREP prend un chemin inverse différent vers la source pour assurer la disjonction des liens.

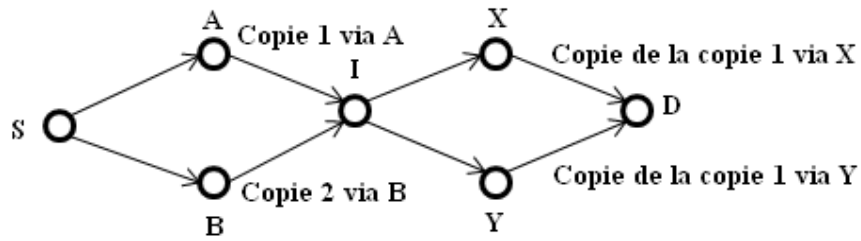


Figure 3.8. Découverte de chemins lien-disjoints dans AOMDV [48].

### 3.4.2 Routage multicast

Le routage multicast joue un rôle très important dans les communications point-à-multipoints ou multipoint-à-multipoint. Plusieurs protocoles de routage ont été proposés dans la littérature pour les MANETs. Dans des propositions comme [6,25,36], l'approche classique utilisée dans la conception des protocoles de routage multicast pour Internet a été suivie en bâtissant les protocoles multicast sur une infrastructure de routage unicast. Cette solution simplifie la conception du protocole de routage multicast en se focalisant sur la gestion des groupes uniquement. D'autres chercheurs considèrent que la capacité du broadcast qui caractérise les nœuds mobiles, fait qu'ils sont mieux adaptés au routage multicast. Les propositions qui en découlent sont soit des adaptations de protocoles de routage unicast existants [64,68], ou des

propositions complètement novatrices [35, 43]. Ces protocoles réalisent toutes les fonctions de routage et de gestion de groupes en même temps. L'agrégation des messages de ces deux fonctionnalités réduit considérablement le surdébit de routage.

### 3.4.2.1 Approches de routage multicast dans les MANETs

Les approches de routage multicast dans les MANETs peuvent être classifiées selon les critères suivants [83] :

- *Structure de routage* : il existe deux types : structure en arbre utilisée par exemple dans les protocoles [6,35,36,64] et structure maillée utilisée par exemple dans les protocoles [25,43,68]. La structure en arbre contient moins de nœuds intermédiaires et contient un seul chemin entre chaque paire source-destination. Cependant, les changements fréquents de topologie causent l'instabilité de l'arbre du multicast. Quand un lien se brise, tout l'arbre doit être reconfiguré. Une structure maillée est plus robuste face aux changements de topologie, car chaque source maintient plusieurs chemins vers les destinations.
- *Condition d'initialisation* : selon ce critère, on distingue les protocoles de routage multicast "initialisés par les groupes" et ceux "initialisés par le trafic". Dans un protocole multicast initialisé par les groupes [6,25,64,68], le protocole manipule constamment les changements de topologie et des relations dans les groupes. Dans un protocole de routage multicast initialisé par le trafic [35,36,43], c'est uniquement quand un nœud veut émettre des données que le protocole de routage commence à construire la structure de routage .

## 3.5 Discussion

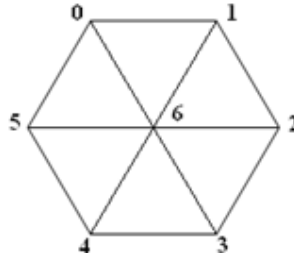
Dans cette section, nous discutons deux points très importants. Le premier est l'inadéquation des métriques de routage utilisées par les protocoles vus dans ce chapitre avec l'objectif de maximisation de la durée de vie du réseau. Le deuxième est que les approches de routage réactif et multi-chemins constituent les plates formes appropriées pour construire des protocoles de routage à basse consommation d'énergie.

*i) Inadéquation des métriques couramment utilisées avec l'objectif de maximisation de la durée de vie du réseau :*

Les protocoles de routage présentés ci-avant partagent l'objectif commun de minimisation du surdébit de routage (et donc de la consommation de la bande passante) tout en cherchant les chemins optimaux. La plupart de ces protocoles de routage reposent sur le nombre de sauts comme métrique dans le choix des chemins, d'autres comme ABR et SSA reposent sur la qualité

des liens. Ces métriques de routage ont, malheureusement, un impact négatif sur la durée de vie des nœuds et du réseau entier à cause de la sur-utilisation des ressources énergétiques de quelques nœuds en faveur d'autres [80].

Par exemple, pour le réseau illustré sur la fig.3.9, un protocole de routage du plus court chemin va acheminer les paquets entre les nœuds 0-3, 1-4 et 2-5 via le nœud 6 ce qui causera l'exhaustion rapide de l'énergie du nœud 6. Similairement, les protocoles de routage non-uniformes par leur conception sur-utilisent les cluster-heads, les nœuds passerelles, etc [80].



**Figure 3.9.** Un réseau illustrant le problème de sur-utilisation des nœuds par un protocole du plus court chemin [80].

De plus, les résultats des simulations présentées dans la référence [51] ont montré qu'un protocole basé sur la stabilité des liens (comme ABR) est moins équitable en consommation d'énergie en comparaison avec un protocole du plus court chemin (comme DSR). Cela était expliqué par le fait qu'un chemin stable reste en utilisation pour une durée plus longue, et par conséquence la chaîne des nœuds le constituant est continuellement utilisée.

*ii) Adéquation des approches de routage réactive et multi-chemins avec l'objectif de minimisation de consommation d'énergie dans le réseau :*

Parmi les approches de routage qui semblent compatibles avec l'objectif de minimisation de la consommation d'énergie, on trouve l'approche réactive et celle multi-chemins. Il a été montré à travers des simulations [8] que les protocoles de routage réactifs comme DSR et AODV consomment typiquement moins d'énergie que les protocoles de routage proactifs comme DSDV. Pour le routage multi-chemins, la distribution du trafic sur plusieurs chemins assure plus d'équilibre en consommation d'énergie entre les nœuds mobiles dans le réseau [47]. On outre, le maintien de plusieurs chemins par destination dans un protocole de routage réactif présentent l'avantage de minimisation de la fréquence de découverte de chemin et par conséquence en consommation d'énergie [78].

### 3.6 Conclusion

Dans la conception des protocoles de routage pour les MANETs, deux buts non compatibles doivent être atteints : d'une part il faut garder une vue consistante sur la topologie du réseau ce qui

demande des fréquentes mises à jour à cause de la constante mobilité des nœuds et de l'instabilité du médium de communication sans fil, et d'autre part il faut optimiser la consommation de la bande passante qui est une ressource limitée dans les MANETs. Dans ce chapitre, nous avons illustré les principales techniques proposées pour diminuer la consommation de la bande passante tout en cherchant les chemins optimaux; il s'agit notamment : de la décomposition du réseau à des zones ou à des clusters, de la recherche de chemins stables, de l'exploitation des informations de géo-localisation, du calcul des chemins à la demande, de l'établissement de plusieurs chemins entre sources et destinations, etc. Naturellement, Il n'y a pas un seul bon protocole de routage pour tous les scénarios, car tous les protocoles sont basés sur des hypothèses spécifiques. En outre, les performances d'un protocole de routage dépendent fortement de plusieurs facteurs comme la mobilité des nœuds, le trafic de données, la taille du réseau, etc.

Le tableau 3.1 classifie les protocoles de routage unicast présentés dans ce chapitre, selon les critères expliqués précédemment dans le paragraphe (§ 3.2). De plus, le tableau 3.2 pris de la référence [1] résume les caractéristiques principales de chacune des approches de routage : proactive, réactive et hybride.

Bien que l'établissement de chemins correctes et efficaces soit un objectif important dans la conception des protocoles de routage pour les MANETs, mais l'objectif le plus important reste à établir des chemins qui optimisent la consommation d'énergie dans le réseau car les nœuds mobiles sont alimentés en énergie par des batteries dont la durée de vie est limitée. Dans la dernière section de ce chapitre, nous avons expliqué comment certaines politiques de routages peuvent avoir un impact négatif sur la durée de vie du réseau et sur la consommation globale d'énergie. De plus, nous avons motivé le choix d'une approche de routage réactif et/ou multi-chemins pour la conception des protocoles de routage à basse consommation d'énergie. Dans le chapitre suivant, nous allons présenter les différentes approches de routage à basse consommation d'énergie pour les MANETs.



Critères de Classification Protocoles	Information exploitée dans le routage			Quand cette information est acquise ?			Métrique optimisée dans le routage				Rôle que jouent les nœuds dans le routage		
	Base destination	Base topologie	Base position	Proactif	Reactif	Hybride	Nombre de sauts	Capacité des liens	Stabilité des liens	Uniforme	Base sur des nœuds noyaux	Base sur les zones	Base sur les clusters
DSDV	x			x			x			x			
WRP	x			x			x			x			
GSR		x		x			x			x			
FSR		x		x			x			x			
OLSR		x		x			x				x		
DSR	x				x		x			x			
AODV	x				x		x			x			
CEDAR	x				x			x			x		
ZRP	Interzone	Intrazone				x	x					x	
ZHLS	Interzone	Intrazone				x	x					x	
CGSR		x		x			x						x
HSR		x		x			x						x
DREAM			x	x			x			x			
LAR			x				x						
ABR	x				x						x		
SSA	x				x						x		

Tableau.3.1. Classification des protocoles de routage unicast.

Approches de routage	Approche proactive	Approche réactive	Approche hybride
Caractéristiques			
<b>Stratégie de routage</b>	Uniforme et non uniforme.	Généralement uniforme.	Généralement non uniforme.
<b>Disponibilité de chemins</b>	Toujours disponibles <sup>a</sup> .	À la demande.	Dépend de la localisation de la destination.
<b>Surdébit de routage</b>	Elevé, mais il existe des tentatives de réduction par exemple : OLSR.	Inférieure qu'en proactive, et mieux en utilisant GPS (par exemple LAR).	Généralement plus bas qu'en proactive et en réactive.
<b>MAJ périodiques</b>	Oui.	Non ; mais ABR et SSA échangent périodiquement des beacons.	Généralement utilisées à l'intérieur des zones. Dans ZHLS entre les zones aussi.
<b>Gestion de la mobilité</b>	Généralement des MAJ à des intervalles fixes, mais DREAM est basé sur la mobilité.	Reconstruction de chemins initiée par la source généralement. ABR peut lancer des découvertes de chemins localement après la rupture d'un lien.	En interzone, fréquence de reconstruction de chemins réduite : plusieurs chemins dans ZRP sont disponibles ; la topologie niveau zones est relativement stable dans ZHLS.
<b>Espace de stockage requis</b>	Elevé.	Généralement inférieur qu'en proactive ; Dépend du nombre de chemins actifs.	Dépend de la taille des zones.
<b>Délais</b>	Les chemins sont prédéfinis.	Plus élevé qu'en proactive.	Pour les destinations locales <sup>b</sup> il est bas, sinon il est comme en réactive.
<b>Niveau de scalabilité<sup>c</sup></b>	Jusqu'à 100 nœuds, mais OLSR permet plus.	En cas de routage source, jusqu'à quelques centaines de nœuds. Pour le routage saut-par-saut, un plus haut niveau de scalabilité peut être atteint.	Conçue pour des réseaux disposant de plus de 1000 nœuds.

<sup>a</sup> Si les nœuds sont joignables.

<sup>b</sup> Les destinations locales sont ceux qui résident dans la même zone que le nœud source.

<sup>c</sup> La capacité de réaliser un routage efficace jusqu'à un certain nombre de nœuds.

**Tableau 3.2.** Comparaison des approches de routage proactive, réactive et hybride [1].

## CHAPITRE 4

# PROTOCOLES DE ROUTAGE À BASSE CONSOMMATION D'ÉNERGIE POUR LES MANETs

---

### 4.1 Introduction

La consommation d'énergie est un critère primordial dans la conception des protocoles de routage pour les MANETs, car les équipements mobiles opèrent grâce à des batteries dont la capacité est limitée. En outre, dans des environnements critiques (par exemple : champs de batailles, zones sinistrées, etc.) remplacer ou recharger les batteries est souvent impossible. En réalité, dans un MANET l'épuisement de l'énergie d'un nœud n'affecte pas uniquement sa capacité à recevoir ou émettre, mais également sa capacité à acheminer les données pour les autres nœuds ce qui peut diminuer les performances du réseau ou carrément isoler certains segments du réseau.

Actuellement, il existe trois axes de recherche dans le domaine de la minimisation de la consommation d'énergie en communications dans les réseaux ad-hoc [87] :

- i) L'économie d'énergie qui s'attaque au problème de la perte d'énergie en mode inactif en maximisant la durée que passent les nœuds en mode sommeil.
- ii) Le contrôle de la puissance de transmission et qui consiste à augmenter la capacité du réseau, et à acheminer le trafic de données avec un coût énergétique minimal en permettant aux nœuds de déterminer la puissance de transmission minimale suffisante pour maintenir la connectivité du réseau.
- iii) La distribution de la charge dont l'objectif principal est d'équilibrer la consommation d'énergie entre les nœuds mobiles.

Bien entendu, les trois approches ne sont pas exclusives, d'ailleurs certains protocoles de routage à basse consommation d'énergie combinent ces différentes approches. Le routage multi-chemins est un paradigme compatible avec l'objectif de la minimisation de consommation d'énergie, plusieurs protocoles de routage multi-chemins à basse consommation d'énergie ont été proposés dans la littérature.

Dans ce chapitre, nous commencerons tout d'abord par le positionnement de la problématique de consommation d'énergie dans les MANETs. Ensuite, les différentes approches de routage à basse consommation d'énergie seront présentées.

## 4.2 Consommation d'énergie dans les MANETs

Un équipement mobile possède typiquement plusieurs composants matériels qui consomment de l'énergie, à savoir : le CPU, le disque, l'écran et l'interface de communication sans fil (WNIC). Selon les références [42, 71], le WNIC consomme jusqu'à 50% de l'énergie globale de l'équipement mobile. Les protocoles de routage à basse consommation d'énergie proposés dans la littérature pour les MANETs, cherchent soit à minimiser l'énergie dissipée en communication active (durant les opérations d'émission et de réception) ou celle consommée dans les périodes inactives (quand le WNIC n'effectue aucune communication) [87].

### 4.2.1 Consommation d'énergie dans les différents modes d'opération des WNICs

Plusieurs études [22, 23, 42, 71] se sont occupées de la mesure de la consommation d'énergie dans les WNICs des équipements mobiles. Dans ces études, les différents modes d'opération d'une WNIC ont été examinés. Il a été trouvé que la WNIC d'un équipement mobile ne consomme pas uniquement de l'énergie en communiquant avec les autres équipements, mais aussi quand elle n'effectue aucune opération de communication. Cela confirme que "énergie" et "bande passante" sont deux métriques différentes [22]. Les modes d'opération examinés sont les suivants :

- *Le mode transmission* : correspond à l'état de transmission des paquets.
- *Le mode réception* : correspond à l'état de réception des paquets.
- *Le mode inactif* : c'est le mode par défaut dans un réseau ad-hoc, où l'équipement mobile écoute le canal en attendant de recevoir ou d'émettre des données.
- *Le mode sommeil* : correspond à l'état où la WNIC est éteinte. Dans ce mode, l'équipement mobile ne peut ni émettre ni recevoir.

Le taux de consommation d'énergie dans chaque mode dépend de l'implémentation matérielle de la WNIC. Le tableau 4.1 donne un aperçu sur la consommation d'énergie dans chaque mode d'opération pour différentes gammes des WNICs [75]. A partir du tableau 4.1, nous notons que l'énergie consommée en mode émission est la plus élevée suivie par l'énergie consommée en mode réception. Bien que l'équipement mobile n'effectue pas d'opérations de communication dans le mode inactif, mais il gaspille une quantité d'énergie considérable qui s'approche de celle consommée en mode réception. La WNIC consomme la plus basse énergie quand elle est en mode sommeil.

Dans les références [22,23], il a été trouvé que les émissions de type unicast et broadcast dans IEEE 802.11 ont des coûts différents. Cela a été justifié par le fait que les émissions unicast requièrent l'échange de paquets de contrôle (RTS, CTS, etc.) entre les nœuds émetteurs et les nœuds récepteurs, tandis que les émissions de type broadcast ne requièrent pas ce genre d'échange.

WNIC	Transmission	Réception	Inactif	Sommeil
Aironet PC4800	2500	900	110	20
Aironet 350 PCI	1870	1620	1440	910
Lucent Bronze	1300	970	840	66
Lucent WaveLAN	1400	1200	1000	150
Cabletron Roamabout	1400	1000	830	130

**Tableau.4.1.** Valeurs de la consommation d'énergie (en mW) dans quelques WNICs IEEE 802.11 (2.4 GHZ), dans les différents modes d'opération [75].

#### 4.2.2 Sources de perte d'énergie

Ils existent plusieurs sources de consommation d'énergie en communications dans un MANET. Quelques sources sont utiles tandis que d'autres sont considérées comme des pertes qui doivent être réduites ou éliminées. Certaines pertes d'énergie en communications sont dues aux facteurs suivants [24] :

- *Le mode inactif* : la WNIC gaspille de l'énergie sans effectuer aucune tâche utile. Une solution possible est de mettre périodiquement les nœuds en mode sommeil.
- *Les collisions* : elles surviennent surtout dans des conditions de trafic élevé. Les données affectées par les collisions deviennent inutiles, et l'énergie consommée dans leurs émissions et réceptions est considérée perdue. Ce problème peut être géré par les stratégies de back-off des protocoles MAC.
- *Le surdébit des protocoles* : cela fait référence aux paquets de contrôle que génèrent les différents protocoles de communication, et qui imposent une consommation d'énergie supplémentaire à ce qui est nécessaire pour la transmission des flux de données. Les protocoles de communication doivent restreindre au maximum les paquets de contrôle qu'ils génèrent.
- *Taux d'erreurs élevé* : ce phénomène est dû à la qualité du médium de communication sans fil. Les données impliquées dans les transmissions erronées deviennent inutiles ce qui fait que l'énergie consommée dans leurs transmissions est perdue. De plus, les protocoles de routage réactifs interprètent les retards en arrivée des acquittements de réception comme des ruptures de chemins, ce qui implique l'inondation des paquets de requêtes dans tout le réseau pour rétablir les chemins considérés invalides. Cela constitue une

grande source de dissipation d'énergie. Une solution possible à ce problème est d'augmenter la robustesse des protocoles de routage, par exemple par le choix des chemins stables ou par l'utilisation du routage multi-chemins.

### 4.3 L'approche d'économie d'énergie

Dans cette section, nous nous intéressons aux stratégies qui permettent de minimiser l'énergie perdue en mode inactif. Nous présentons les protocoles *SPAN* et *GAF*. Notons que *SPAN*<sup>1</sup> et *GAF*<sup>2</sup> sont indépendants de tout protocole de routage.

#### 4.3.1 Le protocole Span

Avec Span [12], le routage est assuré par un ensemble de nœuds dominant connecté. Un ensemble dominant connecté d'un réseau est un sous ensemble de nœuds dits coordinateurs, tel que chaque nœud dans le réseau est soit membre de l'ensemble dominant ou est voisin d'un nœud coordinateur. Les coordinateurs sont tout le temps dans l'état inactif, tandis que les nœuds non-coordinateurs qui sont en mode sommeil se réveillent périodiquement pour échanger du trafic avec les coordinateurs et pour participer dans l'élection de ces derniers. Les coordinateurs agissent comme des stations de base par rapport aux nœuds non-coordinateurs qui se trouvent en mode sommeil en conservant le trafic destiné à ces derniers jusqu'à ce qu'ils se réveillent.

Couche réseau	GPSR	DSR	AODV
	Span		
MAC/PHY	802.11		

**Figure 4.1.** Position du protocole SPAN dans la pile réseau [12].

La stratégie SPAN est proactive ; les nœuds échangent périodiquement des messages Hello pour permettre la découverte des voisins. Un nœud marque soit même comme éligible d'être coordinateur, s'il trouve que deux parmi ses voisins ne peuvent pas communiquer ni directement ni à travers un ou deux coordinateurs. Chaque nœud marqué comme éligible attend pour un intervalle du temps en écoutant les notifications (pour être coordinateurs) des autres nœuds. Si ce nœud reste éligible après cet intervalle du temps, il envoie sa propre notification. Les nœuds les plus utiles (qui connectent plus de paires de nœuds) et les plus riches en énergie se déclarent comme coordinateurs plus rapidement. Un nœud qui a passé un certain temps comme

---

<sup>1</sup> Dans la référence [12], SPAN a été combiné avec un protocole de routage géographique.

<sup>2</sup> Dans la référence [90], GAF a été combiné avec les protocoles DSR et AODV.

coordinateur se retire pour donner de la chance à d'autres nœuds pour être coordinateurs. Cela permet d'équilibrer la consommation d'énergie entre les nœuds dans le réseau.

Dans la référence [12], les auteurs indiquent que le gain en consommation d'énergie avec l'utilisation du protocole SPAN devient plus important avec l'augmentation du rapport de l'énergie consommée en mode inactif à l'énergie consommée en mode sommeil. De plus, ils ont trouvé que SPAN ne bénéficie pas de l'augmentation de la densité des nœuds.

### 4.3.2 Le protocole GAF (*Geographical Adaptive Fidelity*)

Le protocole GAF [85] décompose la zone de communication en des petites cellules virtuelles où tous les nœuds dans une cellule peuvent communiquer ensemble. A tout moment, un seul nœud dans une cellule est actif à la fois tandis que les autres sont en état sommeil ou en état de découverte. Notons que les nœuds sources et puits de données ne participent pas dans le protocole GAF.

Dans GAF (voir fig.4.2), l'état de découverte est l'état initial dans lequel un nœud identifie tous les nœuds qui se trouvent dans sa cellule en échangeant des messages dits de découverte. Un nœud en état de découverte entre dans l'état actif après  $T_d$  secondes, et il en reste pendant  $T_a$  secondes. Ensuite, il revient encore une fois à l'état de découverte. Un nœud dans l'état de découverte ou dans l'état actif entre dans l'état sommeil s'il trouve qu'il y a déjà dans sa cellule un nœud actif qui tient la tâche du routage. Un nœud en état sommeil se réveille chaque  $T_s$  secondes et entre dans l'état de découverte. Les nœuds les plus riches en énergie sont plus prioritaires pour entrer dans l'état actif. De cette façon, la stratégie GAF équilibre la consommation d'énergie entre les différents nœuds du réseau.

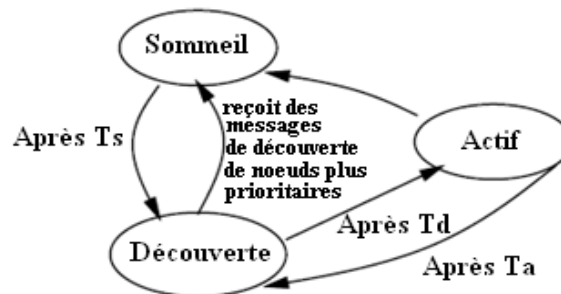


Figure .4.2. Graphe des transitions dans GAF [85].

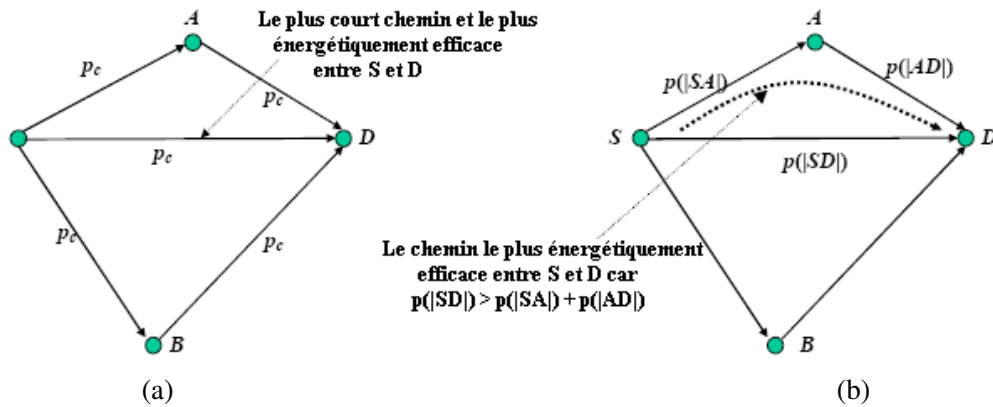
En cas d'une haute mobilité, il y a risque qu'un nœud actif quitte sa cellule ce qui augmente le taux de perte des paquets. Pour éviter ce problème, les nœuds dans GAF utilisent les informations de géo-localisation obtenues par GPS pour déterminer leurs accélérations et leurs directions ce qui leur permet d'estimer leurs temps de résidence dans une cellule. Les nœuds actifs incluent ces

informations dans les messages de découverte. Chaque nœud qui se met dans l'état sommeil se réveille après un temps qui est le minimum entre  $T_s$  et le temps de résidence qu'a estimé le nœud actif dans sa cellule.

Les auteurs, dans [85], indiquent que le gain en consommation d'énergie avec l'utilisation du protocole GAF augmente proportionnellement avec la densité des nœuds.

#### 4.4 Approche de contrôle de la puissance de transmission

Dans le modèle d'atténuation des ondes le plus simple, la puissance du signal reçu décroît exponentiellement selon la distance qui sépare les nœuds émetteur et récepteur. De ce fait, une minimisation en consommation d'énergie par nœud peut être accomplie en acheminant les paquets via plusieurs nœuds avec une basse puissance de transmission au lieu d'effectuer une seule transmission directe. Un autre avantage d'utilisation des basses puissances de transmission est la réduction du risque des collisions et ainsi l'augmentation de la capacité du réseau [65].



Par exemple sur la fig.4.3.b, le chemin  $S \rightarrow A \rightarrow D$  est plus énergétiquement efficace que le chemin  $S \rightarrow D$  car  $p(|SD|) > p(|SA|) + p(|AD|)$ , où  $p$  dénote la puissance de transmission. Le nœud  $s$  conserve de l'énergie en diminuant sa puissance de transmission juste pour atteindre le nœud  $A$ , mais pas suffisamment pour atteindre le nœud  $D$  [87].

Selon la référence [87], les problèmes suivants doivent être pris en considération lors de l'application de l'approche de contrôle de la puissance de transmission :

- Dans cette approche il y a tendance d'utilisation de chemins relativement longs, ce qui augmente le délai de transmission bout en bout et la probabilité des erreurs de liens. Tout cela provoque une augmentation en consommation d'énergie globale.
- Avec cette approche les nœuds dans le réseau possèdent des puissances de transmissions différentes, ce qui engendre des liens unidirectionnels. Cependant, certains protocoles



MAC qui reposent sur l'utilisation des paquets ACK pour assurer la fiabilité des transmissions, exigent que les nœuds partagent des liens bidirectionnels.

Comme exemples de protocoles utilisant l'approche de contrôle de la puissance de transmission, nous décrivons dans ce qui suit les protocoles *MER* et *LAPAR*.

#### 4.4.1 Le protocole MER (*Minimum Energy Routing*)

Dans la référence [19], les auteurs proposent un mécanisme pour implémenter le contrôle de la puissance de transmission dans les protocoles de routage réactifs. Ce mécanisme consiste à modifier l'entête des paquets RREQ pour inclure la puissance à laquelle le paquet a été transmis par le nœud source. Soit  $P_{TX}$  cette puissance de transmission. Le nœud récepteur reçoit ce paquet à la puissance  $P_{RX}$ . Soit  $P_{Thresh}$  la puissance minimale nécessaire pour effectuer une bonne réception. La puissance de transmission minimale nécessaire pour que ce paquet soit correctement reçu ( $P_{TX\ min}$ ) peut être calculée comme suit :

$$P_{TX\ min} = P_{TX} + P_{Thresh} - P_{RX} + M \quad (4.1)$$

Où  $M$  est une marge pour surmonter le problème des liens instables qui est dû aux fluctuations du canal de communication et à la mobilité des nœuds.

Le nœud courant inclut la valeur  $P_{TX\ min}$  calculée ainsi que son identificateur dans le paquet RREQ. S'il ne maintient pas un chemin vers la destination, il rebroadcast le paquet à ses voisins. Le nœud destination insère dans le paquet RREP le chemin ainsi que les informations de puissance de transmission incluses dans le paquet RREQ.

Les paquets RREPs, RERRs ainsi que les paquets de données seront tous acheminés en ajustant la puissance de transmission des nœuds aux valeurs  $P_{TX\ min}$  déjà calculées. Cependant, les paquets dits de broadcast (les RREQs et les paquets de la couche MAC) seront transmis avec la puissance de transmission maximale afin de ne pas perdre la propriété fondamentale du broadcast qui consiste à transmettre l'information au plus grand nombre de nœuds possible en une seule transmission.

#### 4.4.2 Le protocole LAPAR (*Location-Aided Power-Aware Routing*)

Dans le protocole LAPAR [86], chaque nœud construit sa zone de couverture en utilisant les informations de géo-localisation de ses voisins. La zone de couverture  $R_{(s,r)}$  d'une paire émetteur-relais  $(s, r)$ , tel qu'il existe un lien asymétrique entre  $s$  et  $r$ , est définie comme suit :

$$R_{(s,r)} \equiv \left\{ i \mid d_{sr}^n + d_{ri}^n \leq d_{si}^n, i \neq r \right\} \quad (4.2)$$

Intuitivement, cette zone contient les destinations dont le routage via le nœud  $r$  est énergétiquement plus efficace pour  $s$ . Il y a trois possibilités, pour choisir le prochain saut vers une destination  $d$  à partir d'un nœud  $s$  :

- a) Le nœud  $d$  réside dans la zone de couverture d'un seul voisin. Dans ce cas, ce voisin sera choisi comme saut prochain pour acheminer des paquets de  $s$  vers  $d$ .
- b) Le nœud  $d$  réside à l'intersection de plusieurs zones de couverture. Dans ce cas, le voisin  $r_k$  qui minimise  $d_{sr_k}^n + d_{r_k d}^n$  sera choisi (approche greedy). Les paquets transmis par  $r_k$  sont dits en mode "greedy"
- c) Le nœud  $d$  ne réside dans aucune zone de couverture. Dans ce cas, le paquet à transmettre est changé en mode "non-greedy" et sera acheminé selon la règle de "right hand" sur un graphe planaire<sup>3</sup> jusqu'à ce que la destination soit atteinte ou l'approche "greedy" peut être appliquée de nouveau.

## 4.5 Distribution de la charge

L'approche de contrôle de la puissance de transmission ne présente aucune garantie pour que les nœuds soient équitablement utilisés. Cela peut provoquer l'épuisement de l'énergie de certains nœuds avant les autres, et par conséquent le partitionnement du réseau [77]. Pour surmonter cette limitation, plusieurs chercheurs ont adopté l'approche de distribution de la charge. Cette approche consiste à choisir les chemins constitués de nœuds riches en énergie. Les protocoles utilisant cette approche ne choisissent pas forcément les chemins garantissant une consommation d'énergie totale minimale, mais évitent la sur-utilisation de certains nœuds dans le but de maximiser la durée de vie du réseau [87]. Dans la littérature, la durée de vie d'un réseau est communément définie comme étant le temps nécessaire pour qu'un premier nœud perd toute son énergie ou jusqu'à le partitionnement du réseau [67]. Dans les sections suivantes, nous décrivons les métriques *MBCR*, *MMBCR* et *MDR*. De plus, nous décrivons les protocoles *LEAR*, *MPSR* et *EASR*.

### 4.5.1 Les métriques *MBCR* et *MMBCR*

Dans la référence [80], deux différentes métriques ont été proposées pour favoriser le choix des chemins constitués de nœuds riches en énergie par un protocole de routage, à savoir : *MBCR* et *MMBCR*.

---

<sup>3</sup> Dans la théorie des graphes, un graphe planaire est un graphe qui a la particularité de pouvoir se représenter sur un plan sans qu'aucune arête n'en croise une autre.

▪ **MBCR (Minimum Battery Cost Routing)**

L'énergie résiduelle d'un nœud est la métrique la plus précise pour déterminer la durée de vie de ce dernier. Soit  $c_i^t$  l'énergie résiduelle du nœud  $n_i$  à l'instant  $t$ ; la fonction coût de batterie qui décrit l'habilité du nœud à acheminer du trafic est donnée par :

$$f_i(c_i^t) = \frac{1}{c_i^t} \quad (4.3)$$

Dans un protocole de routage qui utilise MBCR, le chemin  $i$  qui satisfait l'équation (4.4) est choisi.

$$R_i = \min \{ R_j \mid j \in A \} \quad (4.4)$$

Où,

$$R_j = \sum_{i=0}^{D-1} f_i(c_i^t) \quad (4.5)$$

Avec,  $D$  est le nombre de nœuds constituant le chemin et  $A$  l'ensemble des chemins candidats.

Une limitation de cette métrique est que les nœuds à faible énergie restent utilisés, car seulement la somme des coûts des batteries est considérée.

▪ **MMBCR (Min-Max Battery Cost Routing)**

Pour assurer que les nœuds ne soient pas sur-utilisés, la fonction coût précédente a été modifiée pour qu'elle devienne :

$$R_j = \max_{i \in \text{route } j} f_i(c_i^t) \quad (4.6)$$

Un chemin  $i$  qui satisfait l'équation 4.7, sera sélectionné.

$$R_i = \min \{ R_j \mid j \in A \} \quad (4.7)$$

**4.5.2 LEAR (Local energy-Aware Routing)**

LEAR [81] est un protocole de routage basé sur DSR. Un nœud dans LEAR, décide de ne pas propager un paquet RREQ si son énergie résiduelle est inférieure de son seuil  $Th_r$ . Cependant, si tous les nœuds décident de ne pas propager les paquets RREQs aucun chemin ne sera trouvé. Dans ce cas, le nœud source broadcast à nouveau le même paquet RREQ avec un numéro de

séquence incrémenté. En recevant ce paquet, les nœuds intermédiaires décrémentent leurs  $Th_r$  par une valeur  $d$  pour permettre la propagation du RREQ. De plus, un nœud qui supprime un paquet RREQ broadcast un paquet DROP\_ROUTE\_REQ à ses voisins. Ces derniers, décrémentent aussi leurs  $Th_r$ , ce qui minimise le nombre de découverte de routes à effectuer pour atteindre une destination.

Dans LEAR, un nœud intermédiaire ne répond pas directement de sa cache mais unicast un paquet ROUTE\_CACH pour déterminer les niveaux de batteries des nœuds intermédiaires qui le séparent du nœud destination. Si un nœud recevant le paquet ROUTE\_CACH possède une énergie résiduelle inférieure du son seuil  $Th_r$ , il informe les nœuds restant en envoyant un message DROP\_ROUTE\_CACHE pour qu'ils décrémentent leurs seuils par  $d$  lorsqu'ils reçoivent un autre paquet RREQ. Un autre message spécifique CANCEL\_ROUTE\_CACHE sera envoyé au nœud qui a généré le paquet ROUTE\_CACHE pour qu'il invalide l'entrée correspondante dans sa cache.

Le principe du protocole LEAR expliqué ci avant a été exploité dans le protocole AODV-LEAR [66] qui est une extension du protocole AODV [62].

#### 4.5.3 La métrique MDR (*Minimum Drain Rate*)

Cette métrique a été proposée dans [40], elle permet la prédiction de la durée de vie d'un nœud en fonction des conditions courantes du trafic dans le réseau. Cette métrique peut être utilisée par n'importe quel protocole de routage pour étendre la durée de vie des nœuds et de la communication dans le réseau entier.

L'idée derrière la métrique MDR est la suivante : si un nœud accepte tous les paquets RREQs qu'il reçoit juste car il dispose de suffisamment d'énergie, alors beaucoup de trafic sera injecté à travers ce nœud ce qui causera l'épuisement rapide de son énergie. Pour éviter ce problème, les informations sur le trafic et l'énergie résiduelle des nœuds doivent être utilisées. La fonction coût correspondante est la suivante [40] :

$$C_i = \frac{RBP_i}{DR_i} \quad (4.8)$$

Avec :

- $C_i$  : représente la durée pendant laquelle l'énergie résiduelle peut maintenir la communication avec les conditions du trafic actuelles ;
- $RBP_i$  : dénote l'énergie résiduelle du nœud  $n_i$  ;
- $DR_i$  : indique le taux d'énergie consommé par seconde par le nœud  $n_i$  durant l'intervalle de temps précédent.

La durée de vie maximale  $L_p$  d'un chemin  $r_p$  est déterminée par la valeur minimale du  $C_i$  sur le chemin, tel que :

$$L_p = \min_{\forall n_i \in r_p} C_i \quad (4.9)$$

Le mécanisme MDR est basé sur la sélection d'un chemin  $r_M$  parmi l'ensemble de tous les chemins  $r^*$  entre les nœuds source et destination qui présentent une durée de vie maximale tel que :

$$r_M = r_p = \max_{\forall r_i \in r^*} L_i \quad (4.10)$$

Chaque nœud  $n_i$  calcule son taux de perte d'énergie  $DR_i$  chaque  $T$  secondes comme suit :

$$DR_i = \alpha \times DR_{old} + (1 - \alpha) \times DR_{sample} \quad (4.11)$$

Où  $DR_{old}$  et  $DR_{sample}$  représentent l'ancienne valeur et celle récemment calculée, respectivement.

Dans la référence [40], le protocole DSR a été modifié pour forcer le nœud source à rafraîchir périodiquement sa cache en initiant une nouvelle découverte de chemins chaque 10 secondes.

Une métrique très similaire à MDR a été utilisée dans le protocole LPR-AODV (*Lifetime Prediction Routing based on AODV*) [66] qui est une extension du protocole AODV.

Selon la référence [55], l'approche de prédiction de la durée de vie des nœuds en fonction du trafic n'est pas un bon choix dans un environnement ad-hoc. Cela parce que les nœuds subissent des profils de trafic très variés, surtout en présence d'une grande mobilité.

#### 4.5.4 Le protocole MPSR (*Multipath Power Sensitive Routing*)

MPSR [72] est basé sur le protocole DSR [38]. Dans MPSR, chaque nœud intermédiaire inclut son énergie résiduelle avec son identificateur dans le paquet RREQ qu'il reçoit et il le rebroadcast. Le nœud destination calcule l'énergie résiduelle moyenne  $n$  de chaque chemin candidat et attend pour envoyer le paquet RREP correspondant une période du temps  $P$  donnée par :

$$P = \frac{N}{n} \times time \quad (4.12)$$

Où :

- $N$  : est le nombre de nœuds dans le chemin.

- *time* : est une valeur du temps généré aléatoirement.

La même stratégie est utilisée par les nœuds intermédiaires dans l'envoi des paquets RREPs. Cela assure que les chemins les plus énergétiquement efficaces sont les premiers à arriver au nœud source avant qu'il ne reçoit un nombre maximal de réponses.

Le nombre de paquets qui peuvent être transmis sur un chemin est donnée par :

$$N_p = \frac{\text{minpower} - th}{p} \quad (4.13)$$

Où :

- *minpower* : est l'énergie résiduelle minimale des nœuds constituant le chemin.
- *th*: un seuil prédéfini (chaque nœud doit avoir son énergie résiduelle supérieur à *th* pour fonctionner correctement).
- *p* : puissance nécessaire pour transmettre un paquet.

Le nœud source envoie sur chaque chemin  $N_r$  paquets, où :

$$N_r = \frac{N_t}{\text{numRoutes}} \quad (4.14)$$

Où :

- $N_t$  : le nombre de paquets total à transmettre à une destination.
- *numRoutes* : est le nombre de chemins présents dans la cache vers la destination.

#### 4.5.5 Le protocole EASR (*Energy Aware Source Routing*)

EASR [31] est une autre version multi-chemins à basse consommation d'énergie du protocole DSR. La phase de découverte des chemins de EASR est identique à celle du protocole SMR présenté précédemment dans le paragraphe (§3.4.1.2.2). Dans EASR, le nœud source choisit plusieurs chemins disjoints de façon à minimiser l'effet du couplage. Le nœud source enregistre le chemin qu'il reçoit dans le premier paquet RREP dans sa cache, puis il décide de supprimer les paquets RREPs qu'il reçoit ultérieurement si :

- a) Le chemin inclus dans un RREP chevauche avec d'autres chemins déjà choisis.
- b) Le taux du couplage donné par l'équation (4.15) est supérieur d'un seuil prédéterminé.

$$R_k = \frac{\sum_{n \in S_{new}} |N_n \cap S_k|}{|S_k|} \quad (4.15)$$

Où :

- $R_k$  : est le taux du couplage avec le  $K^{\text{ème}}$  chemin qui est déjà en cours d'utilisation dans la transmission des données.
- $N_n$  : la liste des voisins du nœud  $n$ .
- $S_k$  : l'ensemble des nœuds intermédiaires inclus dans le  $K^{\text{ème}}$  chemin.
- $S_{\text{new}}$  : l'ensemble des nœuds intermédiaires inclus dans le RREP.

Un nœud source envoie des données sur un chemin  $n$  avec une probabilité :

$$P_n = \frac{E_n}{\sum_{k=1}^s E_k} \quad (4.16)$$

Où :

- $S$  : l'ensemble des chemins choisis.
- $E_n$  : est la métrique d'énergie du chemin  $n$  donnée par :

$$E_n = (R_k)^\alpha \cdot \left(\frac{1}{n_k}\right)^\beta \quad (4.17)$$

Où :

- $R_k$  : est l'énergie résiduelle moyenne de tous les nœuds dans le  $K^{\text{ème}}$  chemin.
- $n_k$  : le nombre de nœuds dans le  $K^{\text{ème}}$  chemin.
- $\alpha, \beta$  : sont des facteurs prédéfinis.

## 4.6 Approche hybride

L'approche hybride combine différentes approches de minimisation de la consommation d'énergie. Nous décrirons dans ce qui suit la métrique *CMMBCR* et les protocoles *ESDSR* et *EAGMR*.

### 4.6.1 La métrique *CMMBCR* (*Conditional Max-Min Battery Capacity Routing*)

Dans la référence [77], les auteurs ont indiqué que l'utilisation équitable des nœuds et la maximisation de leurs durées de vie sont deux objectifs non compatibles. De ce fait, un compromis doit être trouvé entre ces derniers. L'idée derrière *CMMBCR* [77] est que quand tous les nœuds dans certains chemins entre les nœuds source et destination possèdent suffisamment d'énergie (i.e. au dessus d'un seuil  $\gamma$ ), le chemin avec une puissance de transmission totale minimale est choisi. Cependant, si tous les chemins possèdent des nœuds à basse énergie (i.e. au dessous du seuil  $\gamma$ ) les chemins avec des nœuds ayant les plus basses énergies doivent être évités.

Notons que les performances de la métrique CMMBCR dépendront de la valeur du  $\gamma$ .

#### 4.6.2 Le protocole ESDSR (*Energy Saving Dynamic Source Routing*)

Dans ESDSR [74], la tendance d'un nœud à s'arrêter de fonctionner à cause de l'épuisement de son énergie est exprimée quantitativement comme le rapport entre l'énergie résiduelle et la puissance de transmission actuelle du nœud. Quand un nœud intermédiaire reçoit un paquet RREP, il estime sa durée de vie restante  $L_i$  donnée par l'équation (4.18) :

$$L_i = \frac{E_i}{PT_i} \quad (4.18)$$

Où :  $E_i$  est l'énergie résiduelle du nœud  $i$ , et  $PT_i$  est sa puissance de transmission.

Ensuite, il inclut la valeur de  $L_i$  dans le paquet RREP si elle est inférieure de la valeur déjà enregistrée dans le paquet RREP. Le nœud source enregistre les chemins découverts dans sa cache et choisit celui qui présente une durée de vie maximale. Une fois le nœud source commence la transmission des données, l'ajustement des puissances de transmission lien par lien est effectué similairement à [19]. Les valeurs  $P_{TX\min}$  calculées sont incluses dans les acquittements MAC. Un nœud qui reçoit un acquittement enregistre dans une table dite de puissance, l'identificateur du nœud émetteur de l'acquittement ainsi que la puissance de transmission minimale correspondante.

#### 4.6.3 Le protocole EAGMR (*Energy-Aware Grid Multipath Routing*)

EAGMR [82] est une optimisation du protocole GRID [18]. Dans EAGMR, le réseau est vu comme une grille composé de plusieurs cellules, où dans chaque cellule un seul nœud est choisi comme passerelle. Seulement les nœuds passerelles sont responsables de l'acheminement des informations de routage et de la transmission des paquets de données. Les critères utilisés dans le choix d'un nœud passerelle sont : son énergie résiduelle et le nombre des voisins qu'il relie. Les nœuds ordinaires qui reçoivent des paquets Hello de la part du nœud passerelle, entrent dans l'état sommeil s'ils n'ont rien à transmettre.

Dans EAMGR, quand un nœud source passerelle a besoin d'un chemin vers une destination  $d$ , il broadcast un paquet RREQ. Si le nœud source est un nœud ordinaire, il unicast son paquet RREQ vers le nœud passerelle dans sa cellule. Ensuite, le nœud passerelle le rebroadcast. Un nœud passerelle qui se trouve en dehors de la zone de recherche définie par l'identificateur de la cellule du nœud source et de celui de la destination, ignore le paquet RREQ. Quand le paquet RREQ propage d'un nœud  $i$  vers un autre  $j$ , le coût du lien  $(i,j)$  donné par l'équation (4.19) est calculé et ajouté au coût total du chemin enregistré dans le paquet RREQ.



$$energymetic(i, j) = e_{ij}^{\alpha} R_i^{\beta} \quad (4.19)$$

Où :

- $e_{ij}$  : est l'énergie utilisée pour transmettre sur le lien  $(i, j)$ .
- $R_i$  : est l'énergie résiduelle normalisée du nœud  $i$ .
- $\alpha, \beta$  : coefficients qui peuvent être ajustés pour trouver un chemin avec un coût énergétique minimal ou celui avec des nœuds riches en énergie, ou pour trouver un compromis entre les deux.

Similairement au protocole SMR présenté précédemment dans le paragraphe (§3.4.1.2.2), les passerelles intermédiaires ne sont pas autorisées à répondre aux RREQs qu'elles reçoivent. De plus, elles suivent la même politique que SMR dans l'acheminement des paquets RREQ ce qui permet la découverte de chemins maximale-ment disjoints. Mais dans EAGMR, les RREQs qui présentent des coûts de chemins élevés sont ignorés. Pour l'acheminement des données vers une destination  $d$ , le nœud source ou un nœud passerelle intermédiaire  $i$  choisissent leur saut prochain  $n$  avec une probabilité donnée par :

$$prob_{nd} = \frac{1 / RouteCost_{nd}^i}{\sum_{k \in S} 1 / RouteCost_{kd}^i} \quad (4.20)$$

Où,

- $RouteCost_{nd}^i$  : indique le coût estimé du chemin pour aller du nœud  $i$  vers la destination  $d$ , via le voisin  $n$ .
- $S$  : l'ensemble des sauts prochains possibles vers  $d$ .

## 4.7 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons examiné à travers la description de plusieurs protocoles de routage les trois axes de recherche concernant le routage à basse consommation d'énergie dans les MANETs à savoir : l'économie d'énergie, le contrôle de la puissance de transmission et la distribution de la charge. Les deux premières approches visent en premier lieu la minimisation de consommation d'énergie des nœuds individuels, tandis que la dernière approche focalise sur l'équilibrage de consommation d'énergie entre les nœuds mobiles.

Une comparaison directe entre les différentes approches est difficile car chacune d'elles possède un but différent, et elles sont fondées sur des hypothèses différentes. En réalité, effectuer un routage à basse consommation d'énergie est un problème multi-aspects. Focaliser sur un seul

aspect du problème peut conduire à des performances sous-optimales. Conséquemment, la combinaison de plusieurs approches semble plus appropriée.

Dans le chapitre suivant, nous présenterons notre protocole de routage à basse consommation d'énergie MEA-DSR (*Multipath Energy Aware on Demand Source Routing*), ainsi que l'ensemble de résultats auxquels nous avons abouti à travers les simulations réalisées.

## CHAPITRE 5

### PROTOCOLE MEA-DSR, SIMULATION ET ÉTUDE DES PERFORMANCES

---

#### 5.1 Introduction

Le routage dans les MANETs s'effectue en mode multi-sauts ; des nœuds intermédiaires sont indispensables pour assurer la communication entre les nœuds sources et destinations qui ne résident pas dans la zone de transmission les uns des autres. Dans un MANET, l'épuisement de l'énergie d'un nœud n'affecte pas uniquement sa capacité de communication mais peut carrément causer le partitionnement du réseau. L'objectif d'allongement de la durée de vie du réseau ne peut être achevé que si tous les nœuds mobiles sont traités équitablement.

Dans ce chapitre, nous présenterons le protocole de routage MEA-DSR [13,14,15] (*Multipath Energy-Aware on Demand Source Routing*) pour les MANETs. MEA-DSR est un protocole de routage unicast et réactif. Il est doté d'un mécanisme de distribution de la charge qui assure une exploitation plus équitable de l'énergie des nœuds mobiles. Ce mécanisme consiste à choisir les chemins composés de nœuds riches en énergie tout en exploitant la diversité des chemins qui peuvent exister entre une paire source-destination communicant.

La simulation du protocole MEA-DSR était conduite sous différents scénarios de mobilité, de densité et du trafic. De plus, ses performances étaient sujettes de comparaison avec celles du protocole DSR [38]. L'objectif étant d'optimiser la consommation d'énergie sans détérioration importante d'efficacité du réseau en termes du taux de délivrance des paquets de données et du délai bout-en-bout moyen.

#### 5.2 Motivations

L'intuition derrière MEA-DSR est que la rupture des chemins dans les MANETs est une norme plutôt qu'une exception. Dans les protocoles de routage réactifs conventionnels comme DSR [38] et AODV [62], une grande quantité d'énergie est perdue à cause des fréquentes tentatives de découverte de chemins.

En outre, malgré que les changements fréquents de la topologie dans les MANETs permettent une sorte de distribution de la charge en forçant les nœuds sources à découvrir des nouveaux

chemins, mais certains nœuds sont sur-utilisés juste parce qu'ils possèdent des positions stratégiques dans le réseau.

Dans MEA-DSR, le routage multi-chemins est exploité pour minimiser la fréquence des découvertes de chemins ce qui assure un gain en consommation globale d'énergie. L'utilisation des chemins "maximalement-nœud-disjoints" fait partie de la politique de distribution de la charge adoptée dans MEA-DSR. Cette dernière, exploite également des informations sur les énergies résiduelles des nœuds et sur la longueur des chemins lors de la prise des décisions de routage. L'adoption d'un mécanisme de distribution de la charge permet une optimisation de la durée de vie de chaque nœud et par conséquent de la durée de vie de l'ensemble du réseau.

### 5.3 Le protocole MEA-DSR

Dans son fonctionnement de base, le protocole MEA-DSR est très similaire au protocole DSR. En réalité, DSR est un protocole de routage multi-chemins. Cependant, dans DSR plusieurs chemins sont stockés trivialement sans aucune contrainte de quantité ou de qualité. MEA-DSR limite le nombre de chemins que fournit un nœud destination à un nœud source à deux ; Il a été montré dans la référence [58] que l'utilisation de plus de deux chemins alternatifs ne présente qu'une amélioration de performances minime.

Le choix du premier chemin dans MEA-DSR est conditionné par deux facteurs : i) l'énergie résiduelle des nœuds constituant le chemin et ii) la puissance de transmission totale nécessaire pour transmettre des données sur ce chemin. Si on considère que les nœuds transmettent tous avec leurs puissances maximales (la propriété d'ajustement de la puissance de transmission n'est pas supportée par toutes les interfaces de communication sans fil), ce dernier facteur sera équivalent à celui du nombre de nœuds constituant le chemin. Quant au choix du deuxième chemin, le taux de disjonction par rapport au premier chemin vient en premier intérêt. Si plusieurs chemins présentent le même taux de disjonction, un sera sélectionné selon le même critère utilisé lors du choix du chemin primaire.

Au lieu de distribuer le trafic sur plusieurs chemins, dans MEA-DSR un seul chemin est utilisé à la fois pour l'acheminement des paquets de données. Cela permet d'éviter les problèmes du couplage des chemins, de congestion dans les nœuds communs (car il n'y a aucune garantie que le premier chemin et celui alternatif soient complètement disjoints) et de l'arrivée en désordre des paquets à leurs destinations.

#### 5.3.1 Les paquets et les structures de données utilisés dans MEA-DSR

Les nœuds mobiles utilisant MEA-DSR échangent trois types de paquets de contrôle, à savoir : les requêtes de chemins (*RREQs*), les réponses de chemin (*RREPs*) et les erreurs de chemin

(*RERRs*). Les mêmes formats des paquets *RERR* et *RREP* définis dans [39] pour le protocole DSR sont réutilisés dans MEA-DSR, tandis que le format des paquets *RREQ* a été légèrement modifié. Trois structures de données sont utilisées dans MEA-DSR : les caches de chemin, les tables des requêtes et les tables des chemins. Pour les caches aucune modification n'a été effectuée sur le format défini dans [39]. Le format des tables des requêtes a été enrichi par des champs supplémentaires ; la table des chemins est une nouvelle structure spécifique à MEA-DSR.

### 5.3.1.1 Paquet RREQ

Un champ nommé "*min\_bat\_lev*" a été ajouté au paquet *RREQ* ; il prend comme valeur le minimum des énergies résiduelles des nœuds parcourus par le paquet *RREQ*.

### 5.3.1.2 Table des RREQs

Le format défini dans [39] a été augmenté par les champs : "*nb\_hops*" dont la valeur représente le nombre de nœuds qu'a traversé le paquet *RREQ* et "*last\_node*" qui maintient l'identificateur du voisin qui a transmis le paquet *RREQ*.

### 5.3.1.3 Table des chemins

C'est une structure qui sert à stocker tous les chemins candidats au niveau des nœuds destinations, indexée par identificateur du nœud source. Chaque entrée dans cette table est constituée des champs suivants :

- *Src* : maintient l'identificateur du nœud source initiateur de la découverte de chemin.
- *Seq* : contient le numéro de séquence du *RREQ*.
- *Route* : la séquence des nœuds parcourus par le *RREQ*.
- *Min\_bat\_lev* : minimum des énergies résiduelles des nœuds parcourus par le paquet *RREQ*.
- *Arriving\_time* : maintient le temps d'arrivée du *RREQ*.

Le contenu des quatre premiers champs est directement extrait de chaque *RREQ* reçu.

## 5.3.2 Description du MEA-DSR

Le protocole MEA-DSR est constitué de trois phases: i) la découverte des chemins, ii) la sélection des chemins par le nœud destination, et iii) la maintenance des chemins.

### 5.3.2.1 Découverte des chemins

La procédure de découverte des chemins dans MEA-DSR est similaire à celle du DSR. Si le nœud source a besoin d'un chemin vers une destination alors qu'aucun n'est déjà stocké dans sa

cache, il broadcast un paquet RREQ à tous ses nœuds voisins. Dans MEA-DSR, seuls les nœuds destinations doivent répondre à un paquet RREQ car il sera difficile de contrôler la disjonction des chemins si les nœuds intermédiaires répondent de leurs caches comme c'est le cas dans DSR.

Pour éviter le problème de chevauchement des chemins [44], les nœuds intermédiaires ne suppriment pas toutes les copies des paquets RREQ comme dans DSR mais transfère ceux provenant sur un lien différent et dont le nombre de nœuds traversés soit inférieur ou égale à celui du premier paquet RREQ reçu. Cependant, transférer toutes les copies qui satisfont le critère expliqué ci-avant engendre un surdébit très important. De ce fait, nous avons limité le nombre des copies à transférer à un.

Quand un nœud intermédiaire situé au voisinage du nœud source reçoit un paquet RREQ, il insère la valeur de son énergie résiduelle dans le champ "*min\_bat\_lev*" du RREQ. Les autres nœuds intermédiaires qui reçoivent le RREQ, comparent leurs énergies résiduelles avec la valeur du champ "*min\_bat\_lev*". Si c'est inférieur, ils substituent la valeur du champ "*min\_bat\_lev*" par leurs propres valeurs. Une fois la mise à jour du champ "*min\_bat\_lev*" soit achevée, le nœud intermédiaire ajoute son identificateur au RREQ et le re-broadcast à ses voisins. Le même procédé sera répété jusqu'à ce que le paquet RREQ atteigne sa destination finale.

### 5.3.2.2 Sélection des chemins

Après la réception du premier paquet RREQ, le nœud destination attends pour un certain temps "WT" (*Wait\_Time*) avant de commencer la sélection des chemins. Une fois ce délai expire, la destination choisi comme chemin primaire "*chemin<sub>i</sub>*" celui qui satisfait :

$$\frac{\min\_bat\_lev_i}{route\_length_i} = \max_{j=1,n} \left( \frac{\min\_bat\_lev_j}{route\_length_j} \right) \quad (5.1)$$

Avec, *n* est le nombre de chemins stockés dans la table des chemins.

Après la sélection du chemin primaire, le nœud destination transmet immédiatement le chemin choisi dans un paquet RREP au nœud source. Ensuite, il choisit un deuxième chemin qui soit maximalelement nœud-disjoint du premier. S'ils en existent plusieurs, celui qui satisfait l'équation (5.1) sera choisi et inclus dans un paquet RREP qui sera envoyé au nœud source.

### 5.3.2.3 Maintenance des chemins

Comme un lien dans un chemin peut être rompu à cause de la mobilité, des fluctuations du canal de communication ou à cause des pannes des noeuds, il est très important de rétablir les chemins brisés immédiatement. Dans MEA-DSR, si un nœud intermédiaire détecte la rupture d'un lien il

transmet un paquet RERR au nœud source. Les nœuds recevant le paquet RERR retirent de leurs caches toutes les entrées qui utilisent ce lien. Si le nœud source ne possède aucun chemin valide dans sa cache, il initie une nouvelle procédure de découverte de chemins.

**Algorithm Process\_RREQ;**

*node\_id*: current node identifier; *node\_energy*: current node residual energy; *Time*: RREQ arrival time.

**Begin**

**if** (*node\_id* <> RREQ.dest) **then**

**if** ((*node\_id* ∈ RREQ.route) **or**

(RREQ.seq < request\_table\_seq(RREQ.seq, RREQ.src) **or**

(RREQ.seq == request\_table\_seq(RREQ.seq, RREQ.src) **and**

(arrive\_on\_same\_link) **or** (arrive\_on\_different\_link) **and** ((route\_is\_longer) **or**

(request\_table\_nb\_copies(RREQ.seq, RREQ.src) == 2))) **then**

Discard(RREQ);

**else**

request\_table\_insert(RREQ.src, RREQ.route[RREQ.route.length()-1],

RREQ.seq, RREQ.route.length());

Add (RREQ.route, *node\_id*);

**if** (RREQ.min\_bat\_lev > *node\_energy*) **then**

RREQ.min\_bat\_lev = *node\_energy*;

**endif**

Broadcast(RREQ);

**endif**

**else**

route\_table\_insert (RREQ.src, RREQ.seq,

RREQ.route, RREQ.bat\_lev, *Time*);

Discard(RREQ);

**if** (wait\_time is exhausted) **then**

Route1 ← MAX\_bat\_length {route, route ∈ route\_table};

Add (Route1, *node\_id*);

RREP1.route ← Route1;

Unicast (RREP1);

ENS\_Route2 ← Max\_disjoint\_route1 {route, route ∈ route\_table};

Route2 ← MAX\_bat\_length {route, route ∈ ENS\_Route2};

Add (Route2, *node\_id*);

RREP2.route ← Route2;

Unicast (RREP2);

**endif**

**endif**

**End**

**Figure 5.1.** Algorithme du traitement d'un paquet RREQ.

```

Algorithm Process_RREP;
node_id: current node identifier;
Begin
  if (node_id<>RREP.dest) then
    Forward (RREP);
  else
    route_cache_insert (RREP.src, RREP.route);
    Discard(RREP);
  endif
End

```

**Figure 5.2.** Algorithme du traitement d'un paquet RREP.

```

Algorithm Process_RERR;
node_id: current node identifier;
Begin
  update_current_node_cache;
  if (node_id<>RERR.dest) then
    Forward(RERR);
  else
    Discard (RERR);
  endif
End

```

**Figure 5.3.** Algorithme du traitement d'un paquet RERR.

## 5.4 Évaluation des performances par simulation

Dans les sections suivantes, nous commencerons par la description de l'ensemble des paramètres de simulation ainsi que les différentes métriques de performances auxquelles nous nous sommes intéressés. Ensuite, nous présenterons l'ensemble des résultats auxquels nous avons abouti tout en fournissant les interprétations nécessaires. Les performances du protocole MEA-DSR étaient sujettes de comparaison avec les performances du protocole DSR, qui est un parmi les protocoles de routage les plus acceptés dans le domaine. Ces comparaisons ont été menées sous des conditions différentes de mobilité de nœuds [13], de densité du réseau [14] et du trafic de données [15].

### 5.4.1 Environnement de simulation

Pour l'évaluation des performances des protocoles étudiés, nous avons utilisé le simulateur NS version 2.32 [93] (une description du simulateur NS-2 est fournie en annexe A). Le réseau considéré est composé de 50 nœuds mobiles (ce paramètre sera varié dans la deuxième série



d'expérimentations) déployés sur une surface de 1000mx1000m. Nous avons supposé que tous les nœuds mobiles du réseau sont équipés par des interfaces de communication IEEE 802.11 avec un débit de 2Mbps utilisant la DCF (*Distributed coordination function*) de MAC avec RTS et CTS, et que chaque nœud possède une zone de transmission de 250 m. Comme modèle de propagation d'ondes, nous avons utilisé le "Two Ray Ground model " déjà décrit dans le paragraphe (§ 2.7.8.2) (le script qui décrit la configuration du réseau et qui analyse les résultats de la simulation est fourni en annexe B).

Le modèle de mobilité utilisé dans toutes les simulations était le RWP déjà décrit dans le paragraphe (§ 2.7.8.1). Chaque nœud se déplace avec une vitesse qui varie uniformément dans l'intervalle [5 m/s, 10m/s] avec une durée de pause de 100s (ces paramètres seront variés dans la première série d'expérimentations). La durée de chaque simulation était de 600 s. Chaque point sur un graphe correspond à la moyenne de cinq exécutions avec des scénarios de mobilité différents générés aléatoirement.

Nous avons choisi de modéliser la communication entre les nœuds en utilisant le trafic CBR sur UDP, où chaque source génère des paquets de 512 octets avec un taux de 4 paquets par seconde (ce taux sera varié dans la troisième série d'expérimentations). Un total de 10 connexions a été généré (ce nombre sera également varié dans la troisième série d'expérimentations); ces connexions commencent dans un temps aléatoirement choisi de l'intervalle [0s, 120s] et restent actives jusqu'à la fin de la simulation (le script correspondant est fourni en annexe C). Notons que TCP n'a pas été utilisé car il modifie le temps d'émission des paquets selon sa perception de la capacité du réseau, ce qui empêche une comparaison directe des protocoles de routage en question.

Comme notre protocole n'adresse pas le problème d'énergie consommée en mode inactif, nous n'avons considéré que l'énergie consommée dans les modes de réception et d'émission. Comme valeurs, nous avons utilisé ceux obtenues via des expériences dans un travail antérieur [22] à savoir : 1W pour le mode réception, et 1.4W pour le mode transmission. De plus Nous avons considéré que l'énergie initiale de chaque nœud est de 1000J. Notons que la valeur du WT dans le protocole MEA-DSR a été fixée expérimentalement à 0.06 s (l'annexe D donne une idée sur l'influence du paramètre WT sur les performances du protocole MEA-DSR).

#### 5.4.2 Les métriques de performance

Nous nous sommes intéressés à mesurer les métriques de performances suivantes :

- *Le Surdébit de Routage Normalisé (SRN)* : c'est le ratio entre le nombre de paquets du contrôle (*RREQs*, *RREPs*, *RERRs*) générés par le protocole de routage et le nombre de paquets de données bien reçus.

- *Le Taux de Délivrance (TD)* : c'est le rapport entre le nombre des paquets de données bien reçus par les nœuds destinations à celui généré par les nœuds sources.
- *Le Délai bout-en-bout Moyen (DM)* : c'est la moyenne des différences entre le temps d'arrivée d'un paquet de donnée à sa destination et le temps de son émission par le nœud source, pour tous les paquets de données bien reçus dans le réseau.
- *L'Énergie Consommée par Paquet (ECP)* : représente le rapport entre l'énergie totale consommée dans le réseau et le nombre de paquets de données bien reçus.
- *L'Écart Type d'Énergie Consommée par Nœud (ETECN)* : c'est la racine carrée de la moyenne des carrés des différences entre l'énergie consommée par chaque nœud et la moyenne des énergies consommées par nœud. Cette métrique est utilisée pour évaluer l'équité d'utilisation des nœuds par le protocole de routage en question. Plus l'écart type est petit, plus est équitable la consommation d'énergie.
- *Le Taux d'Énergie Résiduelle Minimal (TERM)* : il s'agit du minimum des taux des énergies résiduelles des nœuds par rapport à leurs énergies initiales à la fin de la simulation.

### 5.4.3 Étude de l'impact de la mobilité des nœuds sur les performances des protocoles MEA-DSR et DSR

Dans cette première série d'expérimentations, nous nous intéressons à l'étude de l'influence de la mobilité des nœuds sur les performances des protocoles MEA-DSR et DSR. Dans cette perspective, nous avons varié la durée de la pause entre 0 s (mobilité continue) jusqu'à 600 s (aucune mobilité). De plus, nous avons mené des simulations pour les cas d'une:

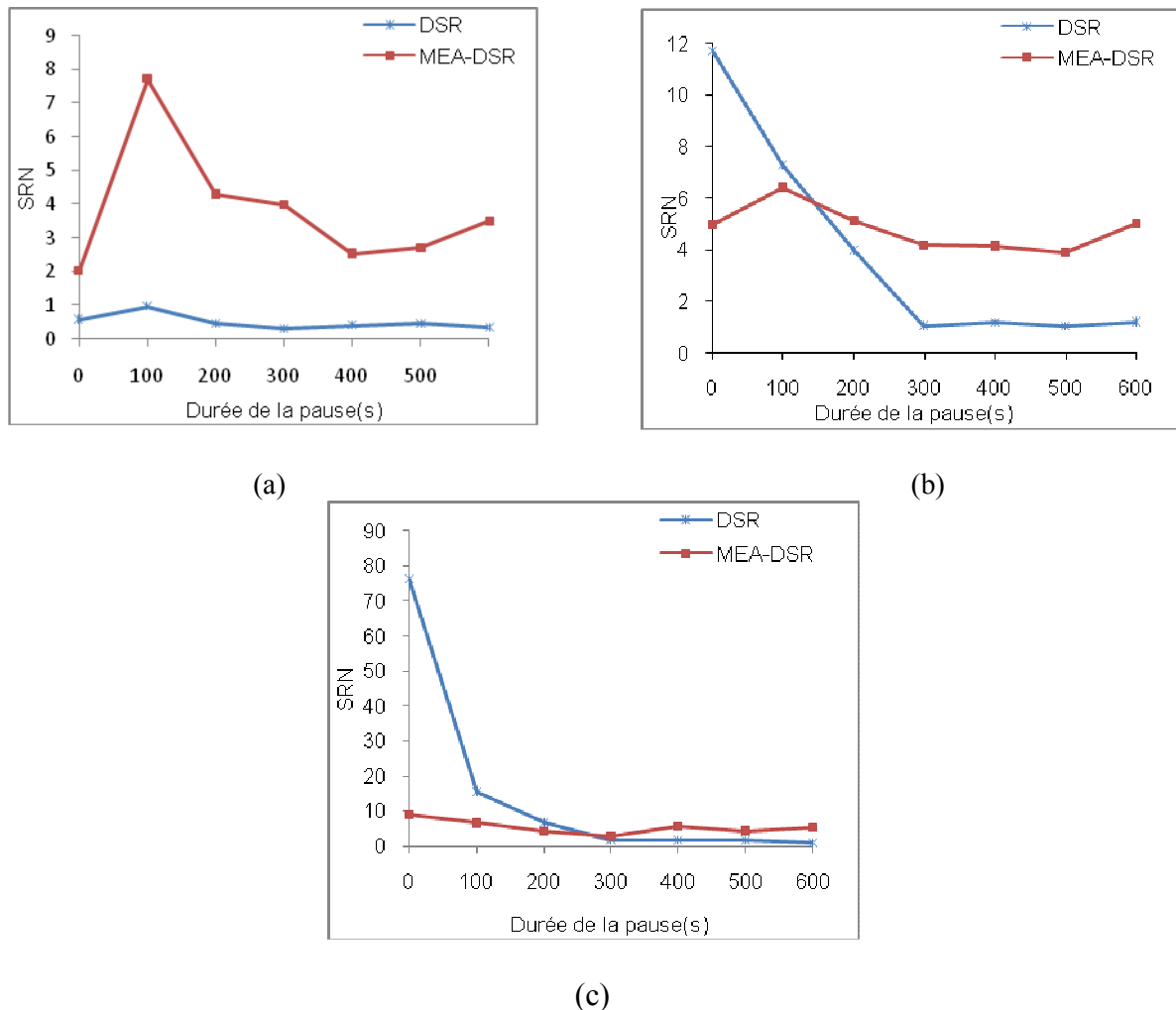
- Faible vitesse : varie uniformément dans l'intervalle [0,5 m/s, 1 m/s].
- Vitesse moyenne : varie uniformément dans l'intervalle [5 m/s, 10 m/s].
- Haute vitesse : varie uniformément dans l'intervalle [20 m/s, 25 m/s].

Dans tout ce qui suit, nous désignons par forte mobilité (faible mobilité) : une haute vitesse (une faible vitesse) et/ou une mobilité fréquente (mobilité peu fréquente) qui est fonction de la durée de la pause. Augmenter la vitesse ou diminuer le temps de la pause provoquent (diminuer la vitesse ou augmenter le temps de la pause), tous les deux, des changements fréquents (peu fréquents) dans la topologie du réseau.

#### 5.4.3.1 Surdébit de routage normalisé

Sur la fig.5.4, nous constatons que DSR génère plus de surdébit de routage sous des conditions d'une forte mobilité par rapport à MEA-DSR. Cela est dû au nombre important des paquets RREQs que génère DSR en réinitialisant à chaque fois des découvertes de chemins.

Dans des scénarios d'une faible mobilité, les chemins deviennent de plus en plus robustes ce qui diminue le besoin d'initialisation des découvertes de chemins pour les deux protocoles. Cependant, MEA-DSR continu à générer un surdébit important. Cela parce que les nœuds intermédiaires dans MEA-DSR transmettent des copies des paquets RREQs, tandis que dans DSR toutes les copies sont supprimées. De plus, les paquets RREQs dans MEA-DSR se propagent toujours jusqu'à leurs destinations alors que dans DSR les nœuds intermédiaires peuvent directement répondre à partir de leurs caches.

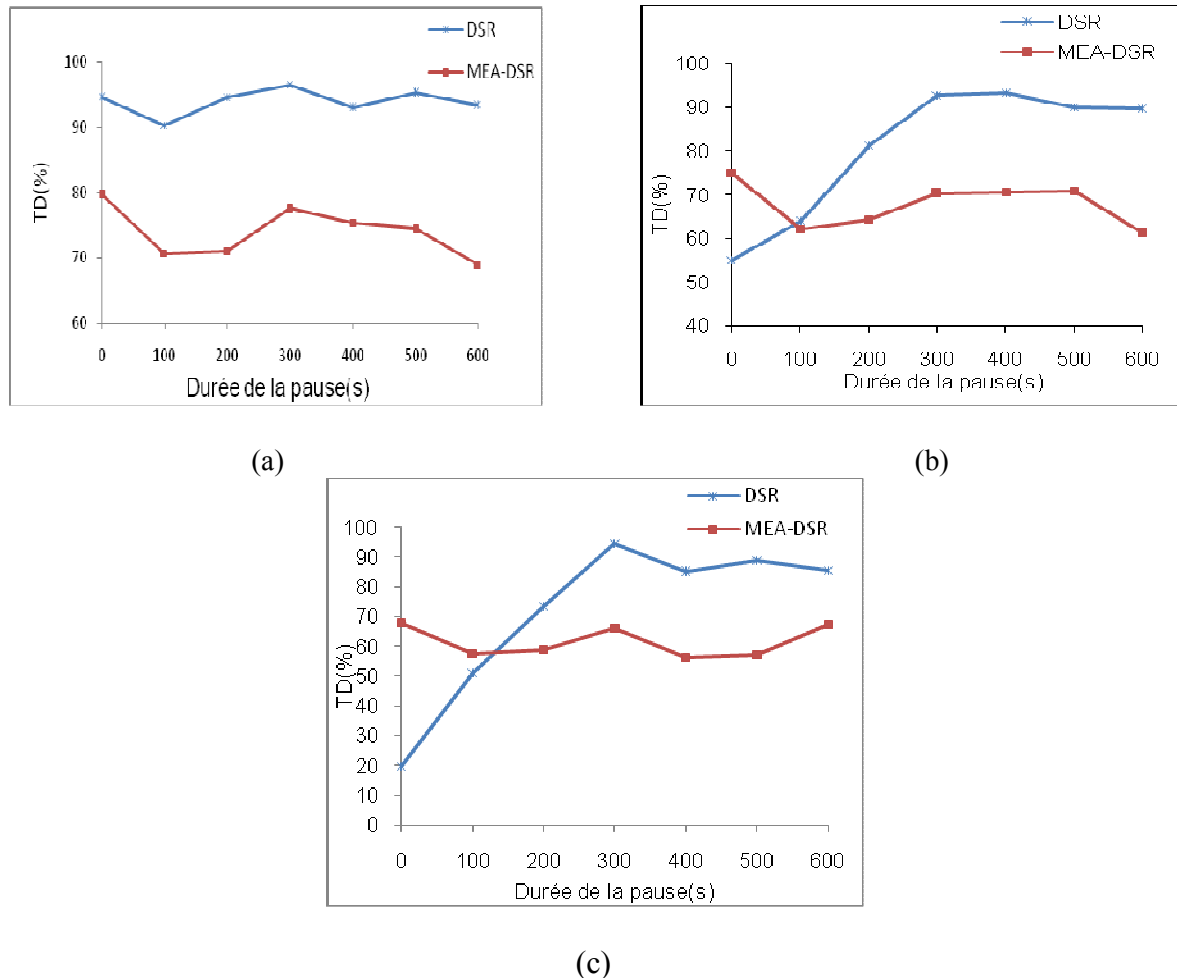


**Figure 5.4.** Surdébit de routage normalisé vs durée de la pause :  
 (a) cas d'une faible vitesse (b) cas d'une vitesse moyenne (c) cas d'une haute vitesse.

### 5.4.3.2 Taux de délivrance

Sur la fig.5.5, on observe que pour des scénarios d'une forte mobilité, MEA-DSR offre un TD plus important que celui du DSR. Cela parce que dans DSR les nœuds intermédiaires sont autorisés à répondre par des chemins stockés dans leurs caches qui sont, malheureusement, souvent invalides. Par conséquent, les paquets de données émis sur ces chemins seront supprimés dès qu'ils atteignent les liens brisés, du moment que même le mécanisme du salvaging

devient inefficace. De plus, les paquets de données dans DSR subissent des délais supplémentaires au niveau des files d'attente des interfaces de communication à cause des retransmissions fréquentes et des tentatives de salvaging répétitives. Cette latence cause l'expiration des paquets (i.e. leur suppression).



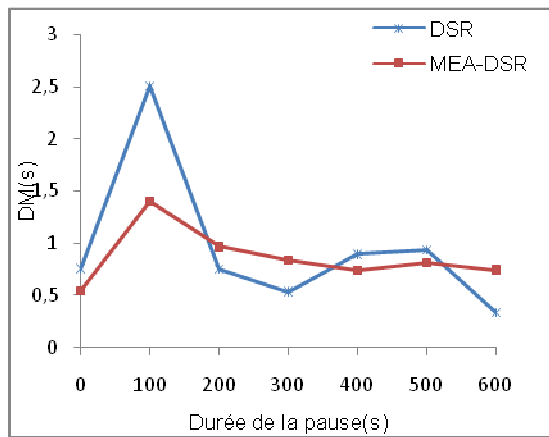
**Figure 5.5** Taux de délivrance vs durée de la pause :  
 (a) cas d'une faible vitesse (b) cas d'une vitesse moyenne (c) cas d'une haute vitesse.

Pour des scénarios de mobilité plus basse, le TD du DSR s'augmente pour qu'il dépasse celui de MEA-DSR car plus le réseau est stable, plus les chemins sont robustes et plus deviennent efficaces les mécanismes du salvaging et de réponse à partir des nœuds intermédiaires du DSR. Dans MEA-DSR, les nœuds intermédiaires ne sont pas autorisés d'utiliser leurs caches pour retransmettre les paquets, de ce fait la probabilité de suppression des paquets reste supérieure à celle dans DSR.

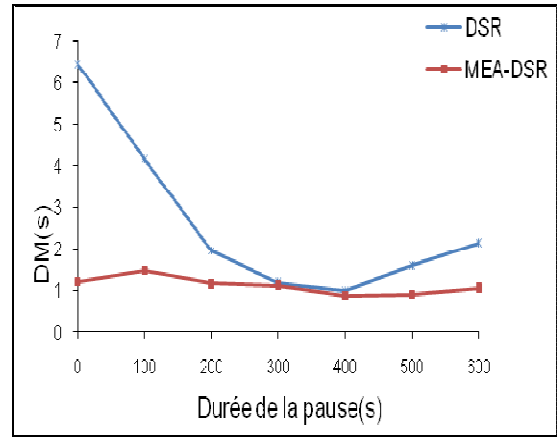
#### 5.4.3.3 Délai bout en bout moyen

Sur la fig.5.6, on observe que dans le cas d'une haute mobilité, le DM du DSR est le plus élevé. Cela est dû aux délais supplémentaires que subissent les paquets de données au niveau des files

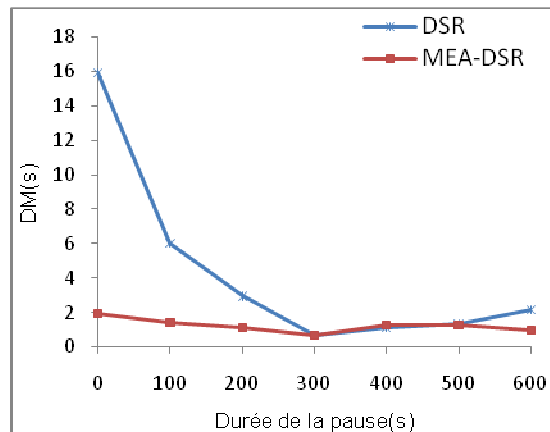
d'attente des interfaces de communication à cause des retransmissions fréquentes et des tentatives du salvaging répétitives. De plus, les paquets de données dans DSR passent plus de temps dans les files d'attente des nœuds sources en l'attente d'établissement des chemins.



(a)



(b)



(c)

**Figure 5.6.** Délai bout-en-bout moyen vs durée de la pause :  
 (a) cas d'une faible vitesse (b) cas d'une vitesse moyenne (c) cas d'une haute vitesse.

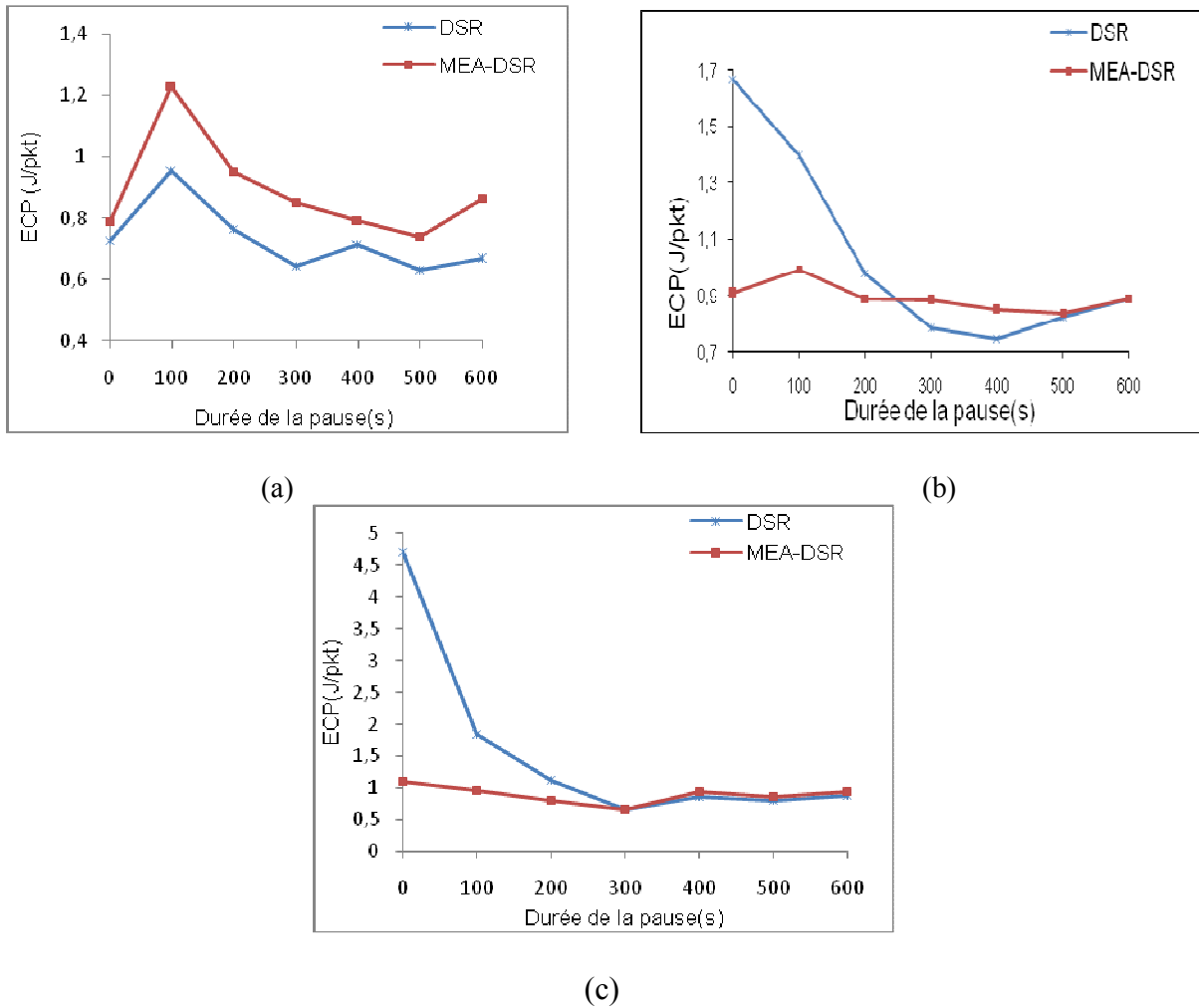
Dans des conditions d'une faible mobilité, le DM du DSR s'approche de celui du MEA-DSR car les reconstructions de chemins deviennent moins fréquentes.

#### 5.4.3.4 Énergie consommée par paquet

L'ECP donne une idée sur la consommation globale d'énergie dans le réseau. Elle est proportionnelle au surdébit de routage généré par chaque protocole et à la longueur des chemins utilisés. Pour des scénarios d'une forte mobilité, DSR génère plus de surdébit que MEA-DSR ce qui fait qu'il consomme globalement plus d'énergie.

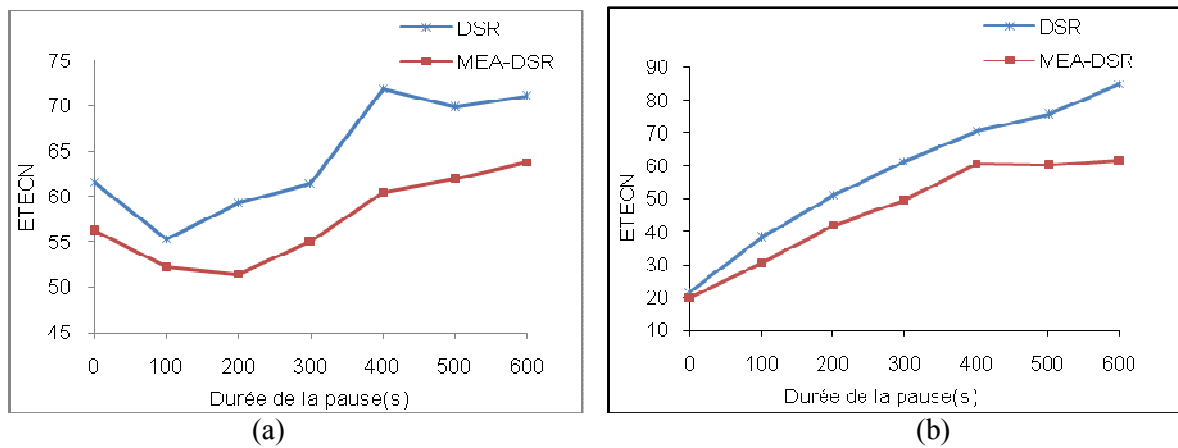
Pour des scénarios d'une mobilité plus basse, bien que DSR génère moins de surdébit par rapport à MEA-DSR mais il n'a pas marqué une amélioration importante en consommation d'énergie. Cela parce que DSR tend à utiliser des chemins plus longs qui viennent dans les

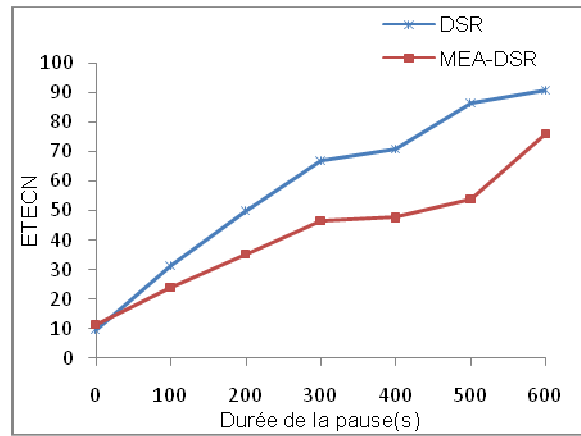
RREPs générés par les nœuds intermédiaires (ces derniers effectuent des concaténations). De ce fait, la puissance de transmission totale d'un paquet reste élevée.



**Figure 5.7.** Énergie consommée par paquet vs durée de la pause :  
 (a) cas d'une faible vitesse (b) cas d'une vitesse moyenne (c) cas d'une haute vitesse.

### 5.4.3.5 Écart type d'énergie consommée par nœud





(c)

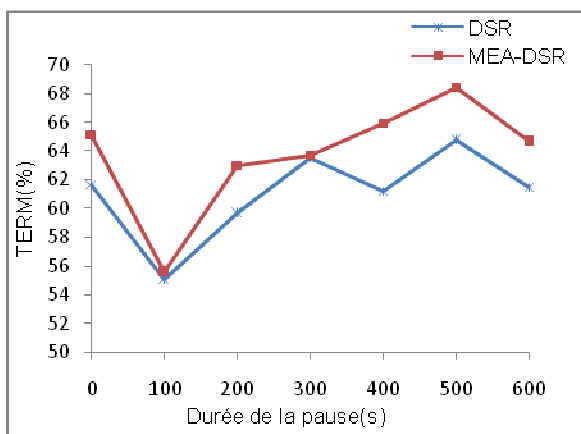
**Figure 5.8.** Ecart type d'énergie consommée par nœud vs durée de la pause :  
 (a) cas d'une faible vitesse (b) cas d'une vitesse moyenne (c) cas d'une haute vitesse.

Sur la fig.5.8, nous constatons que dans tous les scénarios de mobilité, l'écart type des énergies consommées dans MEA-DSR est inférieur à celui du DSR. Cela confirme l'efficacité du mécanisme de distribution de la charge (choix des chemins constitués de nœuds riches en énergie et utilisation de chemins les plus disjoint) utilisé dans MEA-DSR.

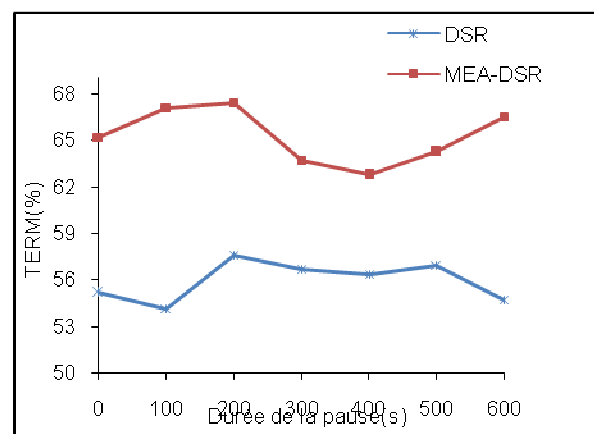
Pour les deux protocoles, plus le réseau est stable plus l'ETECN augmente. Cela était attendu, car un même chemin reste en utilisation tant qu'il n'est pas rompu.

#### 5.4.3.6 Taux d'énergie résiduelle minimal

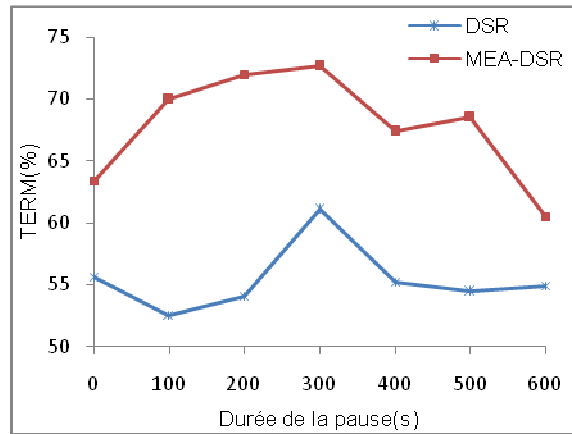
Le TERM donne une idée sur la tendance du protocole à maximiser la durée de vie des nœuds et donc de l'ensemble du réseau. L'équilibrage de la distribution de la charge qu'a présenté MEA-DSR lui a permis de marquer un TERM plus haut que celui du DSR, dans tous les scénarios de mobilité. Pour le cas d'une haute mobilité, le gain en énergie résiduelle est plus important grâce à la minimisation de la consommation d'énergie globale.



(a)



(b)



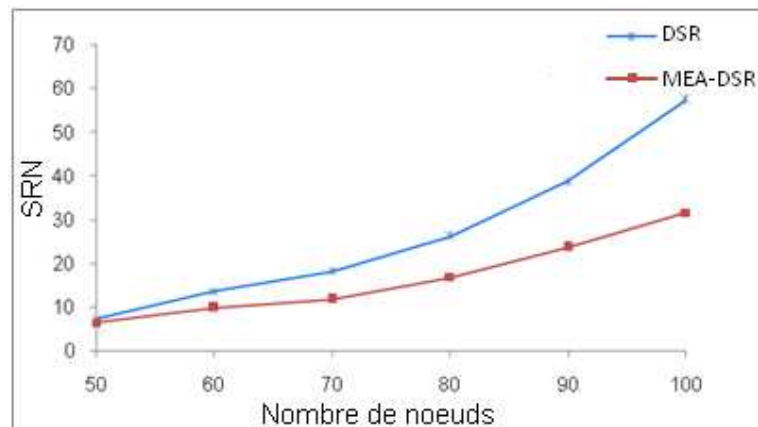
(c)

**Figure 5.9.** Taux d'énergie résiduelle minimale vs durée de la pause :  
 (a) cas de mobilité faible (b) cas de mobilité moyenne (c) cas de mobilité forte.

#### 5.4.4 Étude de l'impact de la densité du réseau sur les performances des protocoles MEA-DSR et DSR

Nous avons mené un deuxième ensemble d'expérimentations en variant la densité du réseau à partir de 50 nœuds jusqu'à 100 nœuds.

##### 5.4.4.1 Surdébit de routage normalisé

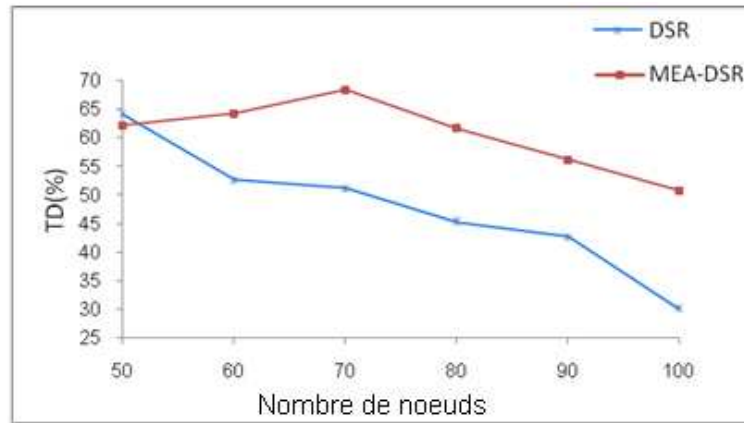


**Figure 5.10.** Surdébit de routage normalisé vs nombre de nœuds

Comme c'était attendu, le surdébit de routage des deux protocoles a augmenté avec l'augmentation de la densité du réseau. Il est clair sur la fig. 5.10 que quelque soit la densité, le SRN du MEA-DSR était inférieur que celui du DSR. Cela parce que MEA-DSR réinitie moins fréquemment des découvertes de chemins grâce à l'utilisation de chemins maximale-ment nœud-disjoints.



#### 5.4.4.2 Taux de délivrance

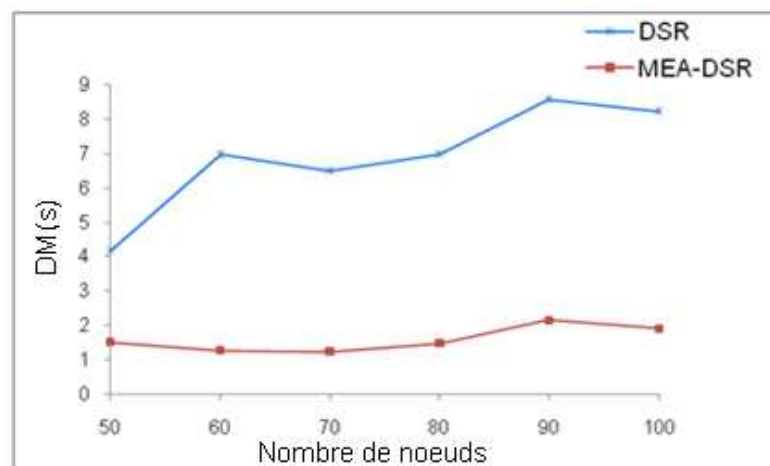


**Figure 5.11.** Taux de délivrance vs nombre de nœuds

Pour toutes les conditions de densité (à l'exception du cas de 50 nœuds où les TD des deux protocoles étaient presque égaux), le TD de MEA-DSR était supérieur que celui du DSR. Cela parce que DSR souffre plus que MEA-DSR de la congestion des files d'attente des interfaces de communication car il génère plus de surdébit (voir fig. 5.10). Le surdébit de routage des deux protocoles augmente en fonction du nombre de nœuds, chose qui a aggravé le problème de congestion des files d'attente. Ceci explique la réduction de TD des deux protocoles en augmentant la densité du réseau.

En examinant les fichiers traces des simulations, nous avons trouvé que MEA-DSR tend à utiliser des chemins plus long en augmentant la densité du réseau. Cela augmente la probabilité de rupture de chemins, et décrémente par conséquence son TD.

#### 5.4.4.3 Délai bout-en-bout moyen



**Figure 5.12.** Délai bout-en-bout moyen vs nombre de nœuds

L'augmentation de la densité du réseau emmène à l'occurrence de plus de collisions. Par conséquence, dans les deux protocoles les paquets de données passent plus de temps dans les files d'attente des interfaces de communication à cause des fréquentes retransmissions.

Dans tous les cas, le DM du MEA-DSR était inférieur que celui du DSR. Cela peut être trivialement expliqué par le fait que les paquets de données dans DSR passent plus de temps dans les files d'attente des nœuds sources en l'attente d'établissement des chemins.

#### 5.4.4.4 Énergie Consommée par paquet

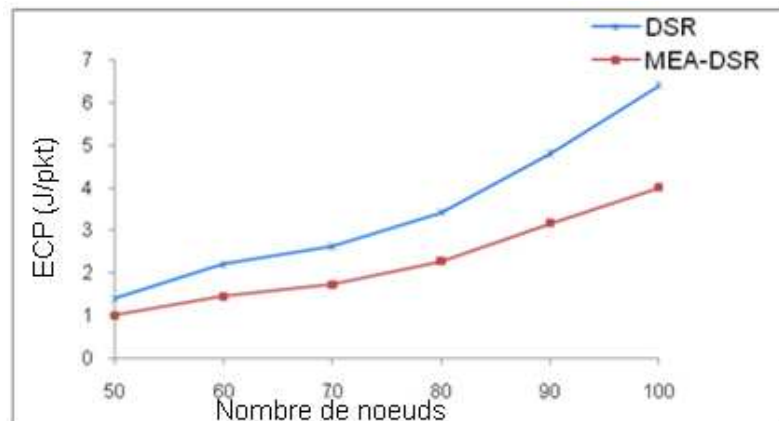


Figure 5.13. Énergie consommée par paquet vs nombre de nœuds

L'augmentation de la densité du réseau augmente le risque des interférences (de ce fait plusieurs retransmissions sont nécessaires) et cause une élévation du nombre des paquets de contrôle échangés dans le réseau. Tous ces facteurs justifient l'accroissement de l'ECP des deux protocoles.

Pour toutes les conditions de densité, l'ECP de MEA-DSR était inférieur que celui de DSR car MEA-DSR génère toujours moins de surdébit que DSR. Par conséquence, la consommation d'énergie globale dans MEA-DSR reste moins élevée.

#### 5.4.4.5 Écart type de l'énergie consommée par nœud

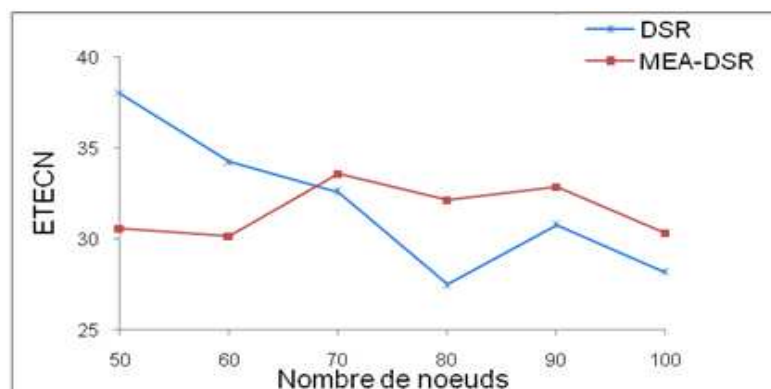


Figure 5.14. Écart type de l'énergie consommée par nœud vs nombre de nœuds

L'efficacité de la politique de distribution de la charge implémentée dans MEA-DSR est claire dans les cas de 50 et 60 nœuds, où l'ETECN de ce dernier était inférieur que celui du DSR. A partir du cas de 60 nœuds, l'ETECN de DSR s'améliorait grâce à la variété des RREPs arrivant des nœuds intermédiaires (l'augmentation de la densité augmente le nombre de voisins par nœud et donc engendre une variété dans les RREPs). Pour MEA-DSR, son ETECN a légèrement augmenté (en réalité son ETECN a varié entre les valeurs 30 et 33). Cela est dû à l'augmentation des interférences qui causent la perte des RREQs, chose qui diminue le nombre des chemins alternatifs parmi lesquels les nœuds destinations choisissent leurs réponses.

#### 5.4.4.6 Taux d'énergie résiduelle minimal

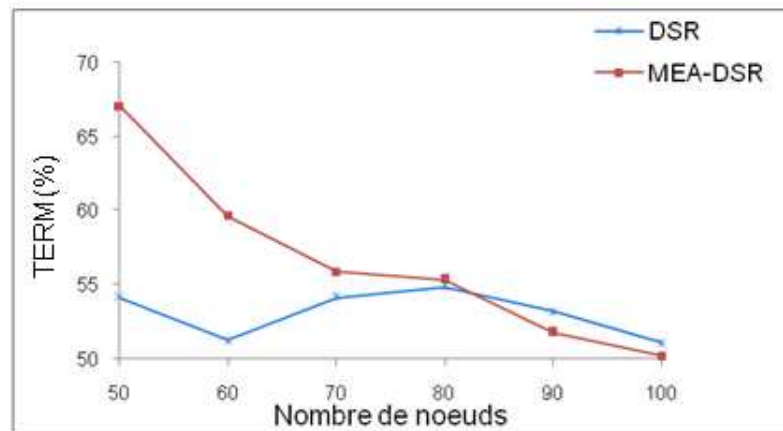


Figure 5.15. Taux d'énergie résiduelle minimal vs nombre de nœuds

TERM est fonction de la consommation globale d'énergie et de l'équité de distribution de la charge dans le réseau par le protocole de routage. Comme l'ETECN de MEA-DSR était presque le même dans tous les cas, la réduction de son TERM est principalement due à l'augmentation de son surdébit de routage.

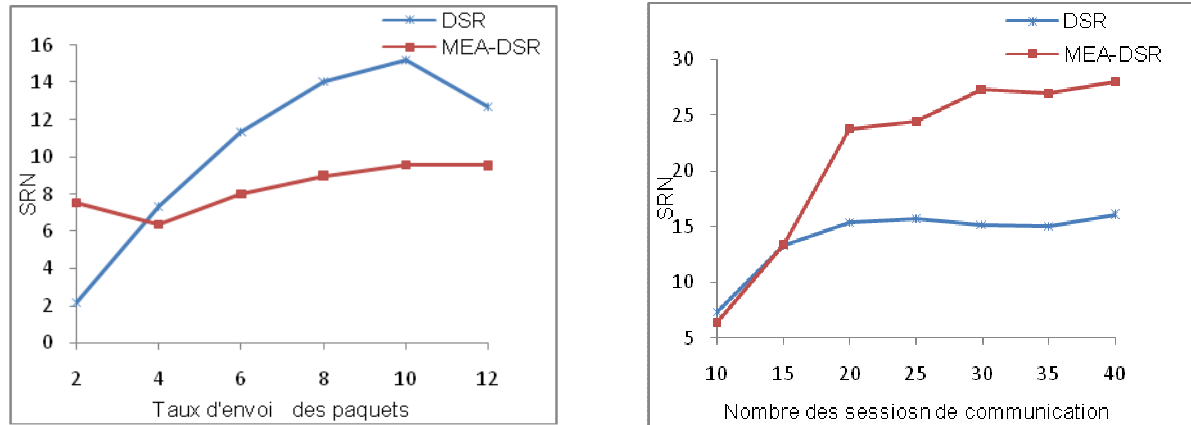
Malgré que le surdébit de routage du DSR a augmenté également, mais ça n'a pas causé une réduction considérable de son TERM (il variait entre 51% et 54%). Ce résultat est justifié par l'amélioration de l'équité d'usage des nœuds par DSR. Néanmoins, le TERM du DSR était presque toujours inférieur que celui du MEA-DSR car il génère typiquement plus de surdébit que ce dernier.

#### 5.4.5 Étude de l'impact du trafic sur les performances des protocoles MEA-DSR et DSR

Dans cette série d'expérimentations, nous étudions l'impact du trafic sur les performances des protocoles MEA-DSR et DSR. Dans cet objectif nous avons varié, premièrement, le taux d'envoi des paquets par seconde où le nombre des sessions de communication a été fixé à 10.

Deuxièmement, nous avons fixé le taux d'envoi des paquets par seconde à 4 tandis que nous avons varié le nombre des sessions de communication.

#### 5.4.5.1 Surdébit de routage normalisé



(b) **Figure 5.16.** Surdébit de routage normalisé vs :  
 (a) taux d'envoi des paquets (b) nombre des sessions de communication.

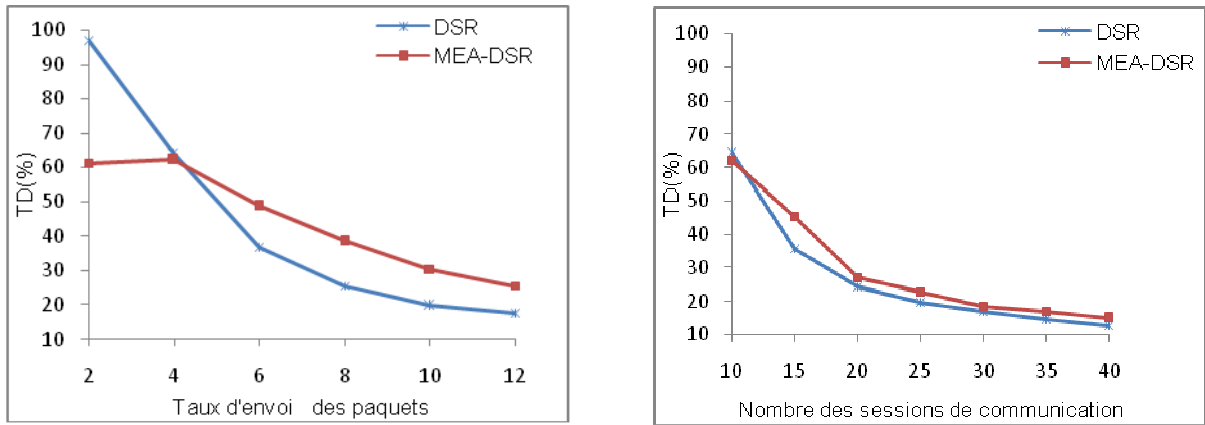
Si on augmente le taux d'envoi des paquets, il y aura plus de perte de paquets. Ces pertes seront interprétées comme des ruptures de chemins ce qui implique plus de reconstructions. Si on augmente le nombre des sessions de communication plus d'opérations par protocole seront initialisées. Dans les deux cas, le surdébit de routage augmentera. C'est ce que confirme la fig.5.16 pour les deux protocoles.

En augmentant le taux d'envoi des paquets, le SRN de MEA-DSR était inférieur que celui du DSR. Cela est dû au fait que DSR réinitie plus fréquemment des découvertes de chemins par session de communication. En augmentant le nombre des sessions de communication, le SRN du MEA-DSR était plus important que celui du DSR. Cela est normal, car MEA-DSR génèrent plus de surdébit par cycle de découverte de chemins en renvoyant des RREQs dupliqués.

#### 5.4.5.2 Taux de délivrance

L'augmentation du trafic provoque des interférences et de la congestion, ce qui cause plus de perte des paquets. Cela explique pourquoi le TD des deux protocoles a diminué avec l'augmentation du taux d'envoi des paquets et du nombre des sessions de communication.

En augmentant le taux d'envoi des paquets, MEA-DSR surperforme DSR. Cela parce que MEA-DSR souffre moins du problème de la congestion des files d'attente du moment qu'il génère moins de surdébit de routage par session de communication (voir fig.5.16.a)



(a)

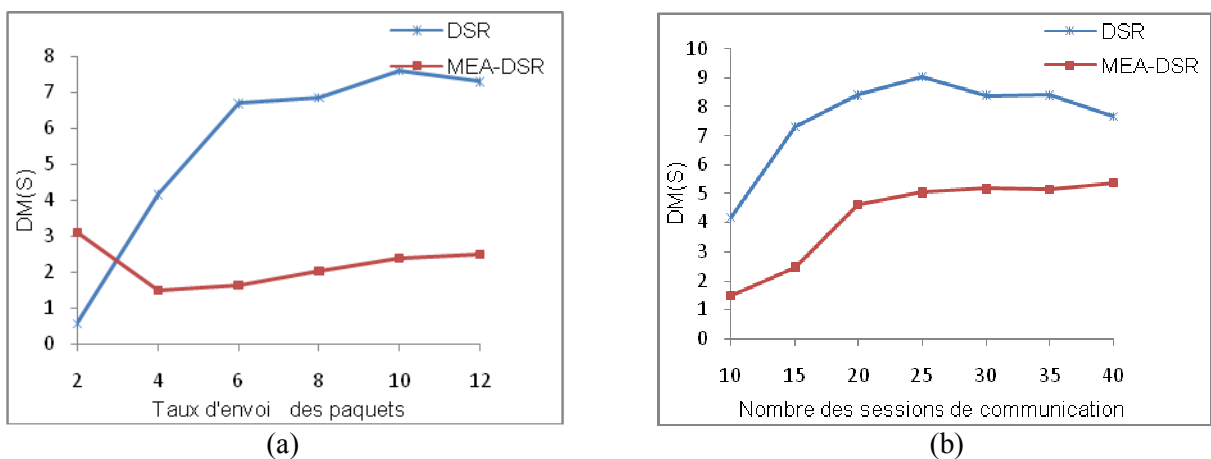
(b)

**Figure 5.17.** Taux de délivrance vs :

(a) taux d'envoi des paquets (b) nombre des sessions de communication.

Malgré que l'accroissement du nombre des sessions de communication a provoqué l'augmentation du surdébit généré par MEA-DSR (voir fig.5.16.b), mais cela n'a pas aidé DSR pour surperformer MEA-DSR. Le protocole DSR continue à supprimer plus de paquets de données à cause de la congestion des files d'attente (cela a été confirmé en examinant les fichiers traces des simulations). Ce comportement peut être expliqué par le fait que DSR passe plus de temps avant de libérer une entrée correspondante à des paquets de données non encore acquittés en effectuant plusieurs tentatives du salvaging (nous rappelons ici que en cas d'une haute mobilité les chemins cachés sont plus susceptibles d'être invalides). Durant ce moment, les nouveaux paquets de données arrivant vont être supprimés. Cela pose problème particulièrement quand les nœuds émetteurs de ces paquets ne maintiennent plus de chemins alternatifs valides.

#### 5.4.5.3 Délai bout-en-bout moyen



(a)

(b)

**Figure 5.18.** Délai bout-en-bout moyen vs :

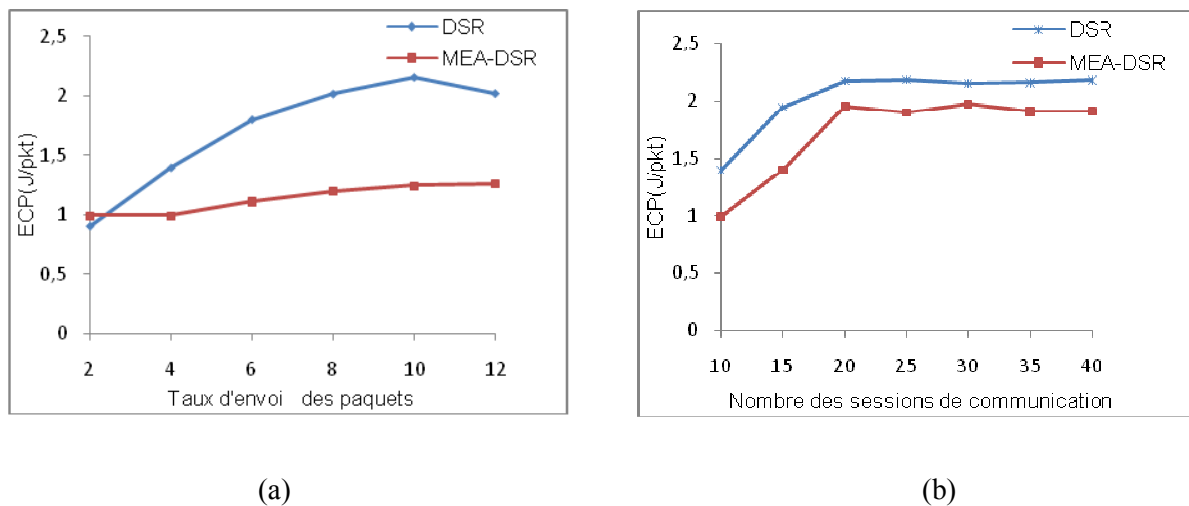
(a) taux d'envoi des paquets (b) nombre des sessions de communication.

L'augmentation du trafic emmène à l'occurrence de plus de collisions et à plus de congestion. Par conséquent, les paquets de données passent plus de temps dans les files d'attente des

interfaces de communication à cause des fréquentes retransmissions. Cela explique l'augmentation du DM des deux protocoles en augmentant le taux d'envoi des paquets et le nombre des sessions de communication.

Dans tous les cas, le DM du MEA-DSR est le meilleur. Cela peut être trivialement expliqué par le fait que les paquets de données dans DSR passent plus de temps dans les files d'attente des nœuds sources en l'attente d'établissement des chemins.

#### 5.4.5.4 Énergie Consommée par paquet



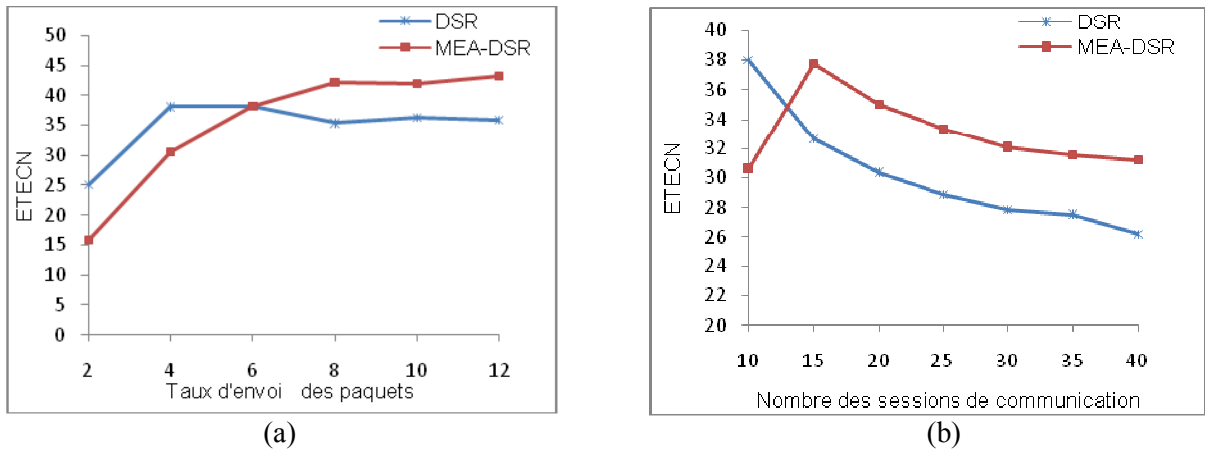
**Figure 5.19.** Énergie Consommée par paquet vs: (a) taux d'envoi des paquets nombre de nœuds (b) nombre des sessions de communication.

En augmentant le taux d'envoi des paquets, l'ECP du MEA-DSR était la meilleure car il génère moins de surdébit de routage. Malgré qu'en augmentant le nombre des sessions de communication le surdébit généré par MEA-DSR était plus important que celui du DSR, mais cela n'as pas causé la surperformance du DSR. Cela est dû au fait que DSR consomme plus d'énergie en effectuant des tentatives du salvaging inefficaces.

#### 5.4.4.5 Écart type de l'énergie consommée par nœud

L'efficacité de la politique de distribution de la charge implémentée dans MEA-DSR, en comparaison avec DSR, était limitée aux cas d'un faible trafic (taux d'envoi de 2pkt/s et 4pkt/s avec 10 connections). Dans tous les autres cas (taux d'envoi des paquets entre 8 pkts/s et 12pkts/s et nombre des sessions entre 15 et 40), l'ETECN du MEA-DSR était le pire. Cela parce que l'augmentation du trafic provoque des interférences et de la congestion. Chose qui cause plus de perte en paquets RREQs, ce qui diminue le nombre des chemins alternatifs parmi lesquels les nœuds destinations choisissent leurs réponses. En incrémentant le taux d'envoi des paquets,

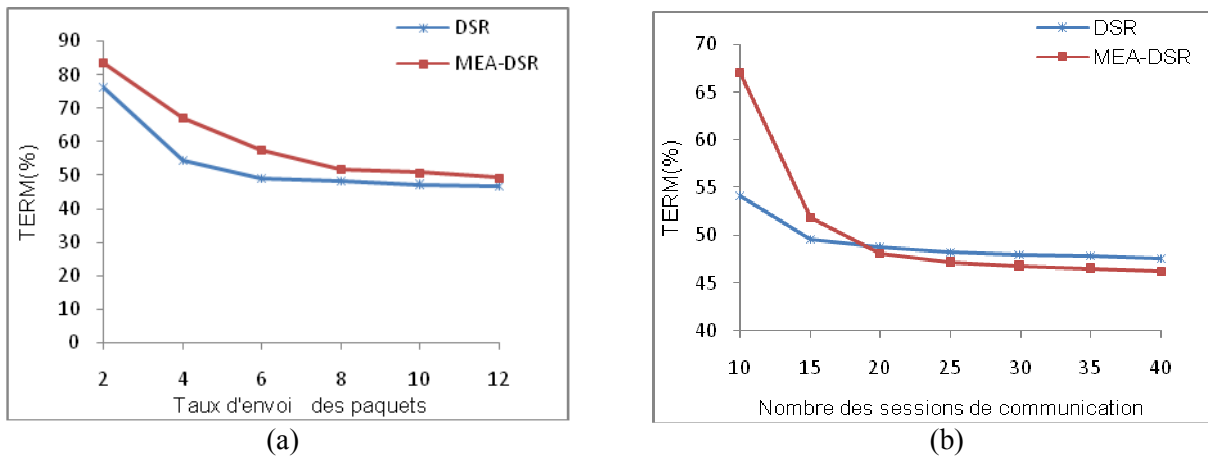
l'ETECN des deux protocoles a augmenté car plus du trafic est injecté entre les mêmes paires source-destination. De ce fait, les mêmes nœuds restent en utilisation pour longtemps.



**Figure 5.20.** Écart type de l'énergie consommée par nœud vs :  
 (a) taux d'envoi des paquets (b) nombre des sessions de communication.

En incrémentant le nombre des sessions de communication, les deux protocoles ont marqué une amélioration dans leurs ETECN. Cela parce que plus de nœuds initialisent des communications, ce qui a donné des profils de consommation d'énergie semblables.

#### 5.4.4.6 Taux d'énergie résiduelle minimal



**Figure 5.21.** Taux d'énergie résiduelle minimal vs :  
 (a) taux d'envoi des paquets (b) nombre des sessions de communication.

TERM est fonction de l'énergie globale consommée et de l'équité en utilisation des nœuds par les protocoles de routage. Du moment que la consommation d'énergie globale du MEA-DSR était moins importante que celle du DSR (voir fig.5.19.a), le TERM du MEA-DSR était le plus élevé pour tous les taux d'envoi des paquets. Cela s'applique aussi aux cas du 10 et 15 sessions. A partir du point de 20 sessions, TERM du DSR s'est un peu amélioré grâce à l'amélioration de son équité en utilisation des nœuds.

## 5.5 Conclusion

Les chemins maximalement nœud-disjoints sont exploités dans MEA-DSR pour réaliser deux objectifs: i) minimiser la consommation d'énergie globale en réduisant la fréquence des découvertes de chemins, et par conséquent le surdébit de routage qui en découle ; et ii) équilibrer la consommation d'énergie entre les nœuds dans le réseau. La politique de distribution de la charge implémentée dans MEA-DSR consiste à munir les nœuds sources par deux chemins. Le chemin primaire doit avoir le meilleur rapport entre le minimum des énergies résiduelles des nœuds qui le composent et la longueur du chemin. Le chemin alternatif doit être maximalement nœud-disjoint du premier. Si plusieurs chemins présentent le même taux de disjonction, un parmi ces chemins qui satisfait le critère appliqué lors du choix du chemin primaire sera sélectionné.

Dans ce chapitre, nous avons présenté une description détaillée du protocole MEA-DSR. Dans les simulations nous nous sommes intéressés à l'évaluation des métriques de performances suivantes:

- Le surdébit de routage normalisé.
- Le taux de délivrance.
- Le délai bout-en-bout moyen.
- L'énergie consommée par paquet.
- L'écart type d'énergie consommée par nœud.
- Le taux d'énergie résiduelle minimal.

Les simulations ont été menées sous des conditions différentes de mobilité, de densité et du trafic, et les performances du protocole MEA-DSR ont été confrontées à celles du protocole DSR.

Les résultats auxquels nous avons abouti peuvent être résumés comme suit :

### i) Impact de la mobilité des nœuds

Sous des conditions d'une forte mobilité, le protocole MEA-DSR était le plus performant pour toutes les métriques mesurées. Pour des conditions d'une faible mobilité, MEA-DSR a été énergétiquement plus efficace<sup>1</sup> que DSR mais au prix d'un surdébit de routage élevé. De plus, MEA-DSR a marqué un TD plus bas. Néanmoins, cela ne constitue pas une limitation pratique car dans des applications réelles les nœuds dans un MANETs sont souvent caractérisés par une forte mobilité.

### ii) Impact de la densité du réseau

En augmentant la densité du réseau, les deux protocoles ont marqué une dégradation de leurs performances. MEA-DSR était le meilleur dans toutes les mesures, sauf pour l'ETECN où le

---

<sup>1</sup> C'est à dire le protocole a marqué un TERM plus important, ce qui indique qu'il permettra une durée de vie du réseau plus longue.



protocole DSR a surperformé MEA-DSR à partir du point de 70 nœuds. Cela lui a permis de marquer un TERM plus élevé pour les cas de 90 et 100 nœuds. Cependant, la différence dans le TERM des deux protocoles n'était pas très significative.

iii) Impact du Trafic

En augmentant le trafic, les deux protocoles ont montré une dégradation de leurs performances. A partir d'un taux d'envoi supérieur à 2pkt/s avec un nombre de sessions de 10, MEA-DSR a marqué un SRN et un DM plus bas. Pour le TD, MEA-DSR a surperformé DSR à partir du point de 6pkt/s. De point de vue consommation d'énergie, MEA-DSR était le plus efficace pour tous les taux d'envoi de paquets étudiés. En augmentant le nombre de session, MEA-DSR était le plus performant en termes du DM et du TD tandis que son SRN était le plus élevé. L'efficacité énergétique de MEA-DSR était limitée aux cas de 10 et 15 sessions de communication.

Quant à la distribution de la charge entre les nœuds mobile dans un MANET, nous avons constaté que :

- La mobilité aide à améliorer la diversité des chemins utilisés.
- L'augmentation de la densité offre plus de diversité dans les chemins disponibles.
- Quand le nombre de sessions de communication est important, l'intérêt d'une politique de distribution de la charge devient négligeable.

Enfin, nous notons que l'efficacité de la politique de distribution de la charge implémentée dans MEA-DSR est directement influencée par le nombre des RREQs arrivant aux nœuds destinations. De ce fait, l'augmentation de la congestion et des interférences dans le réseau influent négativement sur cette dernière.

## CHAPITRE 6

### CONCLUSIONS ET PERSPECTIVES

---

Vu leurs caractéristiques d'auto-organisation, de déploiement rapide et économique, les MANETs se révèlent une architecture prometteuse pour assurer une communication "n'importe où et n'importe quand". Cependant, la réalisation d'une telle vision est conditionnée par la standardisation de protocoles de communication pour les MANETs qui est un objectif non encore atteint. Les propriétés intrinsèques des MANETs : changements de topologies fréquents, limitation des ressources énergétiques des équipements mobiles, ainsi que la limitation de la bande passante du médium de communication sans fil, ont contraint les chercheurs à la révision de toute la pile réseau conventionnelle. En fait, les protocoles de communication traditionnels sont conçus avec les hypothèses d'une topologie fixe et d'un canal de communication stable et prévisible, ce qui fait qu'ils ne sont pas adaptés au contexte des MANETs.

Dans ce mémoire, nous nous sommes intéressés aux travaux relatifs à la couche réseau, notamment aux protocoles de routage. Le routage dans les MANETs est loin d'être un problème simple ; dans la conception des protocoles de routage pour les MANETs, deux buts non compatibles doivent être atteints : d'une part il faut garder une vue consistante sur la topologie du réseau ce qui demande des fréquentes mises à jour à cause de la constante mobilité des nœuds et de l'instabilité du médium de communication sans fil, et d'autre part il faut optimiser la consommation de la bande passante qui est une ressource limitée dans les MANETs. Plusieurs approches ont été proposées dans la littérature pour diminuer la consommation de la bande passante tout en cherchant les chemins optimaux. Dans le chapitre 3, nous avons décrit plusieurs protocoles de routage qui abordent cette problématique.

Cette dernière décennie a marqué l'émergence d'une nouvelle famille de protocoles de routage pour les MANETs dite "à basse consommation d'énergie". L'objectif le plus important de cette famille de protocoles est d'assurer une durée de fonctionnement du réseau maximale. Cela parce que les nœuds mobiles sont alimentés en énergie par des batteries dont la durée de vie est limitée. En réalité, les politiques de routage conçus dans l'objectif d'optimisation de consommation de la bande passante, ne sont pas suffisantes pour assurer une durée de vie du réseau maximale, ou s'opposent carrément avec cet objectif. De ce fait, des nouvelles politiques de routage qui prennent en compte explicitement la contrainte énergétique ont été proposées dans la littérature.

Nous avons décrit, dans le chapitre 4, plusieurs protocoles de routage à basse consommation d'énergie.

Dans ce mémoire, nous avons proposé le protocole MEA-DSR (*Multipath Energy-Aware on Demand Source Routing*). Ce protocole partage le même principe de routage source et à la demande avec le protocole DSR. MEA-DSR est un protocole de routage multi-chemins qui utilise une politique de distribution de la charge dans l'objectif d'assurer une durée de vie maximale au réseau. Dans MEA-DSR, un nœud destination répond aux demandes d'établissement de chemins provenant d'un nœud source par deux chemins. Le premier doit présenter le meilleur rapport entre le minimum des énergies résiduelles des nœuds le composant et la longueur du chemin, tandis que le deuxième chemin alternatif doit être maximalelement nœud-disjoint du premier. Pour évaluer les performances du protocole MEA-DSR en comparaison avec le protocole DSR, nous avons mené trois séries de simulation. Nous nous sommes intéressés respectivement à : l'étude de l'impact de la mobilité des nœuds, de la densité du réseau et du trafic des données sur les performances des deux protocoles. Les résultats auxquels nous avons abouti ont montré l'efficacité de notre protocole dans plusieurs scénarios difficiles.

Grâce à nos expérimentations avec le protocole MEA-DSR, nous avons touché de près la difficulté de conception d'un protocole de routage performant dans toutes les mesures et pour tous les scénarios. Cette difficulté est due au nombre important des facteurs qui conditionnent les performances d'un protocole de routage dans le contexte des MANETs. On outre, il est des fois difficile de prédire l'efficacité d'une politique de routage donnée du moment qu'il arrive que des facteurs neutralisent les effets les un des autres ce qui produit des gains négligeables. Nous avons noté aussi l'hétérogénéité des paramètres de simulation utilisés dans la littérature. Chose qui empêche une comparaison directe des résultats obtenus dans différents travaux.

Un autre point que nous voulons souligner est la limitation des simulateurs actuellement disponibles en ce qui concerne la génération des scénarios de simulation réalistes. Nous étions obligés, d'utiliser des hypothèses simples dans nos expérimentations avec MEA-DSR.

Finalement, nous envisageons comme perspectives du travail réalisé dans ce mémoire:

- L'augmentation du taux de délivrance du MEA-DSR en dotant les nœuds intermédiaires par des chemins alternatifs nœud-disjoints.
- L'augmentation de l'efficacité du mécanisme de distribution de la charge, en utilisant plusieurs chemins à la fois. Et pour faire face au problème du couplage des chemins qui en découle, nous proposons l'introduction du mécanisme d'ajustement de la puissance de transmission.
- Le traitement du problème d'énergie consommée en mode inactif dans MEA-DSR.

## Bibliographie

- [1] M. Abolhasan , T. Wysocki , E. Dutkiewicz; "A review of routing protocols for mobile ad hoc networks"; Ad Hoc Networks 2, pp. 1-22, 2004 .
- [2] I.F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam, E. I. Cayirci; "A survey on sensor networks"; IEEE Communications Magazine, Vol. 40, No. 8, pp. 102-116, Août 2002.
- [3] I.F. Akyildiz, X. Wang, W. Wang; "Wireless mesh networks: a survey"; Computer Networks, Vol. 47, pp. 445–487, 2005.
- [4] S. Basagni, I. Chlamtac, V.R. Syrotivk, B.A. Woodward;"A distance effect algorithm for mobility (DREAM)"; Proc. of the 4th Annual ACM/IEEE Int. Conf. on Mobile Computing and Networking (Mobicom\_98), Dallas, 1998.
- [5] S. Basagni; "Distributed clustering for ad hoc networks"; In Proc. of the Int. Symp.on Parallel Architectures, Algorithms, and Networks (ISpan), pp. 310–315,1999.
- [6] E. Bommaia, M. Liu, A. McAuley, R. Talpade; "Amroute; Ad hoc multicast routing protocol"; Internet-Draft, August 1998.
- [7] J. Broch; "A Performance Comparison of Multihop Wireless Ad Hoc Network Routing Protocols"; Proc. IEEE/ACM MOBICOM , pp.85-97,1998.
- [8] J-C Can, P. Manzoni; "A Performance Comparison of Energy Consumption for Mobile Ad Hoc Network Routing Protocols"; Proc. IEEE/ACM MASCOTS 2000, San Francisco, August 2000.
- [9] P. Chandra, D.M. Dobkin, A. Bensky, R.Olexa, D.A. Lide, F. Dowla; "Wireless Networking"; UK, Elsevier Inc, ISBN: 978-0-7506-8582-5, 2008.
- [10] K. Chandran, S. Raghunathan, S. Venkatesan, R. Prakash; "A feedback based scheme for improving TCP performance in Ad-Hoc wireless networks"; Proc. of the Int. Conf. on Distributed Computing Systems (ICDCS'98), May 1998.
- [11] T.-W. Chen, M. Gerla; "Global state routing: a new routing scheme for ad-hoc wireless networks"; Proc. of the IEEE ICC, 1998.
- [12] B. Chen, K. Jamieson, R. Morris, H. Balakrishnan; "Span: An Energy-Efficient Coordination Algorithm for Topology Maintenance in Ad Hoc Wireless Networks"; Proc. of Int. Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom'2001), 2001.
- [13] S. Chettibi, M. Benmohammed, "Energy-Aware On demand Source Routing Protocol for Mobile Ad-hoc Networks" ; 1<sup>er</sup> Workshop sur les Nouvelles Générations de Réseaux: la Mobilité, WNGN 2008, 18-19 Juillet 2008, FST de Fès, Maroc.
- [14] S. Chettibi, M. Benmohammed; "Investigation of Node Density Impact on Performances of a Multipath Energy-Aware Routing Protocol for Mobile Ad-Hoc Networks"; International Joint

- Conferences on Computer, Information, and Systems Sciences, and Engineering (CIS<sup>2</sup>E 08), December 2008.
- [15] S. Chettibi, M. Benmohammed; "Exploration of traffic load Impact on Performances of a Multipath Energy-Aware Routing Protocol for Mobile Ad-Hoc Networks"; International Joint Conferences on Computer, Information, and Systems Sciences, and Engineering (CIS<sup>2</sup>E 08), December 2008.
- [16] C.-C. Chiang, H.-K. Wu, W. Liu, M. Gerla; "Routing in clustered multihop, mobile wireless networks with fading channel"; IEEE Singapore Int. Conf. on Networks (SICON), pp.197-211, April 1997.
- [17] S. Corson; "Routing protocol performance issues and evaluation Considerations"; <ftp://ftp.isi.edu/in-notes/rfc2501.txt>, 1999.
- [18] D. D. Couto, R. Morris; "Location Proxies and Intermediate Node Forwarding for Practical Geographic Forwarding"; Technical Report MIT-LCS-TR-824, MIT Laboratory for Computer Science, June 2001.
- [19] S. Doshi, S. Bhandare, T.X. Brown ; "An On-demand Minimum Energy Routing Protocol for a wireless Ad hoc Network"; Mobile computing and communications , Vol. 6, No. 3, pp. 50-65, 2001.
- [20] R. Dube, C. Rais, K. Wang, S. Tripathi; "Signal stability based adaptive routing (SSA) for ad hoc mobile networks"; IEEE Personal Communication Vol.4 , No. 1 ,pp-36–45, 1997.
- [21] F. Ducatelle; "Adaptive Routing in Ad Hoc Wireless Multi-hop Networks"; PHD thesis, Università della Svizzera italiana, 2007.
- [22] L. M. Feeney; "An Energy Consumption Model for Performance Analysis of Routing Protocols for Mobile Ad Hoc Networks"; Mobile Networks and Applications, Vol. 6, No. 3, pp. 239 – 249, June 2001.
- [23] L. M. Feeney, M. Nilsson; "Investigating the Energy Consumption of a Wireless Network Interface in an Ad Hoc Networking Environment"; Proc. of IEEE INFOCOM, Vol. 3, pp.1548-1557, April 2001.
- [24] Y.S. Gadallah; "PIES: Protocol Independent Energy Saving Technique for Mobile Ad Hoc Networks"; PHD Thesis, Carleton University, Canada, April 2005.
- [25] J. J. Garcia-Luna-Aceves, E. L. Madruga ; "A multicast routing protocol for ad-hoc networks"; IEEE INFOCOM'99, pp. 784–792, New York, March 1999.
- [26] N. Gogate, S.S. Panwar, "Supporting Applications in a Mobile Multihop Radio Environment Using Route Diversity"; Non-Real Time Data, Proc. of the IEEE ICC, Atlanta, pp. 802–880, June 1998.
- [27] Z.J. Hass, R. Pearlman; "Zone routing protocol for ad-hoc networks"; Internet Draft, draft-ietf-manet-zrp-02.txt, work in progress, 1999.
- [28] L.Hogie, P. Bouvry, F. Guinand; "An Overview of MANETs Simulation"; Electronic Notes in Theoretical Computer Science Vol. 150, pp. 81–101, 2006.

- [29] X. Hong, M. Gerla, G. Pei, C.-C. Chiang ; "A group mobility model for ad hoc wireless networks"; Proc. of the ACM Int. Workshop on Modeling Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWIM), pp. 53–60, 1999.
- [30] M. Hülsmann, K. Windt, Eds.; "Understanding Autonomous Cooperation and Control in Logistics - The Impact on Management, Information and Communication and Material Flow", Springer, ISBN: 978-3-540-47449-4, 2007.
- [31] D.Y. Hwang, E-H Kwon, J-S Lim; "EASR: An Energy Aware Source Routing with Disjoint Multipath Selection for Energy-Efficient Multihop Wireless Ad Hoc Networks"; NETWORKING 2006, LNCS 3976, pp. 41 – 50, May 2006.
- [32] M. Ilyas ;"The Handbook of Ad Hoc Wireless Networks"; USA, CRC Press LLC, ISBN 0-8493-1332-5, 2003.
- [33] P. Jacquet, P. Muhlethaler, T. Clausen, A. Laouiti, A. Qayyum, L. Viennot; "Optimized link state routing protocol for ad hoc networks"; IEEE INMIC, Pakistan, 2001.
- [34] G. Jayakumar, G. Gopinath ; "Ad Hoc Mobile Wireless Networks Routing Protocols – A Review"; Journal of Computer Science, Vol. 3, No. 8, pp. 574-582, 2007.
- [35] J.G. Jetcheva , D. B. Johnson; "Adaptive demand-driven multicast routing in multi-hop wireless ad hoc networks"; ACM Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, pp.33 – 44, Long Beach, October 2001.
- [36] L. Ji, M.S. Corson; "Differential destination multicast-a manet multicast routing protocol for small groups"; INFOCOM 2001, Vol. 2, pp. 1192–1201, 2001.
- [37] M. Joa-Ng, I.-T. Lu; "A peer-to-peer zone-based two-level link state routing for mobile ad hoc networks"; IEEE Journal on Selected Areas in Communications Vol. 17 , No. 8, pp. 1415–1425, 1999.
- [38] D. B. Johnson, D. A. Maltz; "Dynamic source routing in ad hoc wireless networks"; In Mobile Computing, chap. 5, pp. 153–181, Kluwer Academic Publishers, 1996.
- [39] D. B. Johnson, D. A. Maltz, Y.-C. Hu, "The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks (DSR)", Internet Draft : <draft-ietf-manetsdr-10.txt>, July 2004.
- [40] D. Kim, J.-J. Garcia-Luna-Aceves, K. Obraczka, J.-C. Cano, P. Manzoni;"Power-aware routing based on the energy drain rate for mobile ad hoc networks"; 11th Int. Conf. on Computer Communications and Networks, pp. 565 – 569, 2002.
- [41] Y.-B. Ko, N.H. Vaidya; "Location-aided routing (LAR) in mobile ad hoc networks"; Proc. of the Fourth Annual ACM/IEEE Int. Conf. on Mobile Computing and Networking, Dallas, 1998.
- [42] R. Kravets , P. Krishnan;"Power Management Techniques for Mobile Communication"; ACM Int. Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom), Dallas, 1998.

- [43] S. J. Lee, M. Gerla, C. C. Chiang; "On-demand multicast routing protocol"; IEEE WCNC'99, pp. 1298–1304, New Orleans, 1999.
- [44] S. J. Lee, M. Gerla; "Split multipath routing with maximally disjoint paths in ad hoc networks"; IEEE Int. Conf. on Communications, 2001.
- [45] C. R. Lin, M. Gerla; "Adaptive clustering for mobile wireless networks"; IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol.15, pp. 1265–1275, 1997.
- [46] C. Liu, J. Kaiser; "A Survey of Mobile Ad Hoc network Routing Protocols"; Technical Report (Nr. 2003-08) University of Ulm, Germany, 2003.
- [47] W. Lou, W. Liu, Y. Zhang ; "Performance optimization using multipath routing in mobile ad hoc and wireless sensor networks"; Combinatorial optimization in communication networks, kluwer academic publishers, 2005.
- [48] M. K. Marina, S. R. Das, "On-demand multipath distance vector routing in ad hoc networks"; Proc. of the Int. Conf. on Network Procotols (ICNP), pp. 14–23, November 2001.
- [49] M. Mauve, J. Widmer; "A Survey on Position-Based Routing in Mobile Ad Hoc Networks"; IEEE Network, Vol. 15, pp. 30-39 , 2001.
- [50] D. Medhi , K. Ramasamy; "Network Routing: Algorithms, Protocols, and Architectures" ;USA, Elsevier Inc, ISBN 10: 0-12-088588-3 , 2007.
- [51] N. Meghanathan;"Exploring the Stability-Energy Consumption-Delay-Network Lifetime Tradeoff of Mobile Ad Hoc Network Routing Protocols"; Journal of networks, Vol. 3, No. 2, 2008.
- [52] R. Meraihi ; "Gestion de la qualité de service et contrôle de topologie dans les réseaux ad hoc" ; Thèse de doctorat, École nationale supérieure des télécommunications, Paris, 2004.
- [53] N. Moghim, F.Hendessi; "Ad Hoc Wireless Network Routing Protocols and improved AODV"; The Arabian Journal for Science and Engineering, Vol. 28, No. 2C, pp. 99-114, 2003.
- [54] R. Morris, J. Jannotti, F. Kaashoek, J. Li, D. Decouto; "CarNet : A scalable ad hoc wireless network system"; Proc. 9th workshop on ACM SIGOPS European workshop: Beyond the PC: New Challenges for the Operating System, Denmark, September 2000.
- [55] H. Moustafa; "Routage unicast et multicast dans les réseaux mobiles ad hoc" ; Thèse de doctorat, École Nationale Supérieure des Télécommunications, Paris, Décembre 2004.
- [56] S. Mueller, R.P. Tsang, D. Ghosal; "Multipath routing in mobile ad hoc networks: issues and challenges"; LNCS 2965, pp. 209-234, 2004.
- [57] S. Murthy , J.J. Garcia-Luna-Aceves; "A routing protocol for packet radio networks"; Proc. of the 1st Annual ACM Int. Conf. on Mobile Computing and Networking, Berkeley, pp. 86–95, 1995.
- [58] A. Nasipuri , R. Castaneda, S. R. Das; "Performance of multipath routing for On-demand protocols in mobile ad hoc networks"; Mobile Networks and applications, Vol. 6, pp. 339-349, 2001.

- [59] M.R. Pearlman, Z.J. Haas, P. Sholander, S. S. Tabrizi; "On the impact of alternate path routing for load balancing in mobile ad hoc networks"; The ACM Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, 2000.
- [60] G. Pei, M. Gerla, T. W. Chen; "Fisheye State Routing in Mobile Ad Hoc Networks"; Proc. of the 2000' ICDCS workshops, Taiwan, April 2000.
- [61] G. Pei, M. Gerla, X. Hong, C. Chiang; "A wireless hierarchical routing protocol with group mobility"; Proc. of Wireless Communications and Networking, New Orleans, 1999.
- [62] C. E. Perkins, E. M. Royer; "Ad-hoc on-demand distance vector routing"; WMCSA' 99, pp. 90–100, New Orleans, February 1999.
- [63] C.E. Perkins, T.J. Watson; "Highly dynamic destination sequenced distance vector routing (DSDV) for mobile computers"; ACM SIGCOMM\_94 Conf. on Communications Architectures, London, 1994.
- [64] E. M. Royer, C. E. Perkin; "Multicast ad hoc on-demand distance vector (maodv) routing"; Internet-Draft, July 2000.
- [65] P.Santi; "Topology Control in Wireless Ad Hoc and Sensor Networks"; England, John Wiley & Sons Ltd, ISBN-13: 978-0-470-09453-2, 2005.
- [66] S.-M. Senouci , M. Naimi; "New Routing for Balanced Energy Consumption in Mobile Ad Hoc Networks"; PE-WASUN'05, Montreal , October 2005.
- [67] N. Shrestha; "Reception-Awareness for Energy Conservation in Ad Hoc Networks"; PHD thesis, Department of Computing Division of Information and Communication Sciences, Macquarie University, 2006.
- [68] P. Sinha, R. Sivakumar, V. Bharghavan; "Mcedar: multicast core-extraction distributed ad hoc routing"; IEEE WCNC'99, Vol.3, pp.1313–1317, New Orleans, 1999.
- [69] R. Sivakumar, P. Sinha, V. Bharghavan; "CEDAR: a core extraction distributed ad hoc routing algorithm"; IEEE Journal on Selected Areas Communication, Vol. 17, pp. 1454-1465, 1999.
- [70] A. H Souley, S. Cherkaoui; "Realistic Urban Scenarios Simulation for Ad Hoc Networks"; 2nd Int. Conf .on Innovations in Information Technology, 2005.
- [71] M. Stemm, R. H. Katz; "Measuring and reducing energy consumption of network interfaces in hand held devices"; IEICE Transactions on Communications, pp.1125-1131, August 1997.
- [72] A. P. Subramanian, A .J Anto, J. Vasudevan, P. Narayanasamy; "Multipath Power Sensitive Routing Protocol for Mobile Ad hoc Networks"; Proc. of the 1st Int. Conf. on Wireless On-demand Network Systems ( WONS'2004), Italy, January 2004.
- [73] A. S. Tanenbaum; "Computer Networks"; NJ, Prentice Hall International, ISBN: 0-13-066102-3, 2003.



- [74] M. Tarique, K.E. Tepe, M. Naserian ;"Energy saving dynamic source routing for ad hoc wireless networks"; 3rd Int. Symp. on Modeling and Optimization in Mobile Ad Hoc and Wireless Networks (WIOPT 2005) , pp. 305 – 310, 2005.
- [75] B. Tavli, W. Heinzelman; "Mobile Ad Hoc Networks: Energy-Efficient Real-Time Data Communications"; Netherlands, Springer, ISBN-13 978-1-4020-4633-9, 2006.
- [76] C. Toh; "A novel distributed routing protocol to support ad-hoc mobile computing"; IEEE 15th Annual Int. Phoenix Conf., pp. 480–486, 1996.
- [77] C.-K. Toh; "Maximum battery life routing to support ubiquitous mobile computing in wireless ad hoc networks"; IEEE communications Magazine, June 2001.
- [78] A. Valera, W.K.G. Seah, S.V Rao; "A highly-Resilient and energy-efficient Routing Protocol for Mobile Ad hoc Networks"; IEEE INFOCOM, 2002.
- [79] F. Wang, Y. Zhang; "Improving TCP performance over mobile ad hoc networks with out-of-order detection and response"; Proc. of ACM MOBIHOC, pp. 217-225, Lausanne, June 2002.
- [80] M. Woo, S. Singh, C. Raghavendra; "Power-aware Routing in mobile ad hoc networks"; Proc. of Int. Conf. on Mobile Computing and Networking (Mobicom'98), October 1998.
- [81] K. Woo, C. Yu, H.Y. Youn, B. Lee; "Non-Blocking, Localized Routing Algorithm for Balanced Energy Consumption in Mobile Ad Hoc Networks"; Int. Symp. on Modeling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunication Systems (MASCOTS 2001), pp. 117–124, August 2001.
- [82] Z. Wu, H. Song, S. Jiang, X. Xu; "Energy-Aware Grid Multipath Routing Protocol in MANET"; Proc. of the 1st Asia Int. Conf. on Modeling and Simulation , 2007.
- [83] S. Wu; "Protocoles de diffusion dans les Réseaux Ad Hoc sans Fil"; Thèse de doctorat, École nationale supérieure des télécommunications, Paris, 2004.
- [84] S.L. Wu, Y.C. Tseng; "Wireless Ad Hoc Networking: Personal-Area, Local-Area, and the Sensory-Area Networks"; USA, Auerbach publications, ISBN: 0-8493-9254-3, 2007.
- [85] Y. Xu, J. Heidemann, D. Estrin;"Geography-informed Energy Conservation for Ad Hoc Routing"; Proc. of Int. Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom'2001), 2001.
- [86] Y. Xue, B. Li; "A Location-aided Power-aware Routing Protocol in Mobile Ad Hoc Networks"; Proc. IEEE Symp. on Ad Hoc Mobile Wireless Networks/IEEE GLOBECOM, 2001.
- [87] C. Yu, B. Lee, H. Youn; "Energy efficient routing protocols for mobile ad hoc networks"; Wireless Communications and Mobile Computing, Vol. 3, No. 8, pp. 959–973, 2003.

## Sites Web

- [88] Bluetooth specifications; <http://www.bluetooth.org>.

- [89] DARPA Home Page; <http://www.darpa.mil>.
- [90] GloMoSim: Global mobile information systems simulation library;  
<http://pcl.cs.ucla.edu/projects/glomosim/>.
- [91] IEEE 802.11 standard group website; <http://www.ieee802.org/11/>.
- [92] Internet Engineering Task Force, Manet Working Group Charter;  
<http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>; work in progress.
- [93] The network simulator, NS version 2; <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [94] The ns Manual; <http://www.isi.edu/nsnam/ns/ns-documentation>.
- [95] The Zigbee alliance; <http://www.zigbee.org/en/index.asp>.

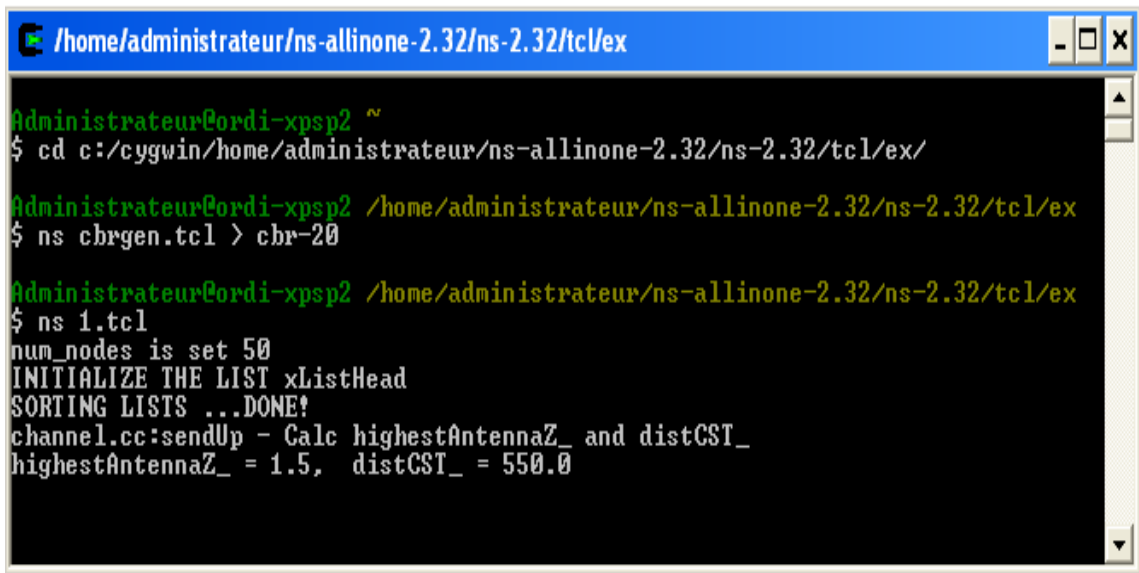
## Annexe A

### Le simulateur NS-2

---

NS-2 [94] est un simulateur réseaux à événement discrets, open source exécutable sur les plates formes FreeBSD, Linux, Solaris, Mac et Windows via Cygwin (voir fig.A.1). Il permet la simulation des protocoles d'application (Telnet, FTP, etc.), de transport (TCP, UDP), de protocoles de routage pour des réseaux filaires (Distance vector, link state) ou sans fil (DSR, DSDV, TORA, AODV), MAC (IEEE 802.11, TDMA, CSMA, etc.). NS-2 repose sur deux langages : OTCL pour écrire des scripts décrivant la topologie du réseau, et les communications entre les nœuds; et C++ pour l'implantation des différents protocoles et modules.

Comme sortie d'une simulation, NS-2 fournit deux fichiers traces avec les extensions (.tr) et (.nam). Le premier fichier s'utilise dans l'évaluation des performances des protocoles simulés, et cela par des scripts écrits en AWK ou en PERL, tandis que le deuxième est exploité par l'outil "Network Animator" pour la visualisation du réseau simulé.



```
Administrator@ordi-xpsp2 ~  
$ cd c:/cygwin/home/administrateur/ns-allinone-2.32/ns-2.32/tcl/ex/  
Administrator@ordi-xpsp2 /home/administrateur/ns-allinone-2.32/ns-2.32/tcl/ex  
$ ns chrgen.tcl > chr-20  
Administrator@ordi-xpsp2 /home/administrateur/ns-allinone-2.32/ns-2.32/tcl/ex  
$ ns 1.tcl  
num_nodes is set 50  
INITIALIZE THE LIST xListHead  
SORTING LISTS ...DONE!  
channel.cc:sendUp - Calc highestAntennaZ_ and distCST_  
highestAntennaZ_ = 1.5, distCST_ = 550.0
```

Figure A.1. Interface de commande du Cygwin.

## Annexe B

### Le script qui décrit la configuration du réseau et analyse les résultats de la simulation

écrit en OTCL et AWK.

---

```
set val(chan)           Channel/WirelessChannel
set val(prop)           Propagation/TwoRayGround
set val(netif)          Phy/WirelessPhy
set val(mac)             Mac/802_11
set val(ifq)            CMUPriQueue
set val(ll)             LL
set val(ant)            Antenna/OmniAntenna
set val(ifqlen)         50
set val(nn)             50
set val(rp)             MEA-DSR
set opt(cp)             "../mobility/scene/ cbr-10"
set opt(sc)             "../mobility/scene/ speed-400-1"
set val(stop)          600.0
set val(x)              1000
set val(y)              1000
set opt(energymodel)    EnergyModel
set opt(initialenergy)  1000
set opt(logenergy)      "on"

Antenna/OmniAntenna set X_ 0
Antenna/OmniAntenna set Y_ 0
Antenna/OmniAntenna set Z_ 1.5
Antenna/OmniAntenna set Gt_ 1.0
Antenna/OmniAntenna set Gr_ 1.0

Phy/WirelessPhy set CPTresh_ 10.0
Phy/WirelessPhy set CSTresh_ 1.559e-11
Phy/WirelessPhy set RXThresh_ 3.652e-10
Phy/WirelessPhy set Rb_ 2*1e6
Phy/WirelessPhy set Pt_ 0.2818
Phy/WirelessPhy set freq_ 914e+6
Phy/WirelessPhy set L_ 1.0

set ns_ [new Simulator]
set tracefd [open 1.tr w]
$ns_ use-newtrace
$ns_ trace-all $tracefd
set namtrace [open 1.nam w]
$ns_ namtrace-all-wireless $namtrace $val(x) $val(y)
set topo [new Topography]
$topo load_flatgrid $val(x) $val(y)
create-god $val(nn)
set chan_ [new $val(chan)]
$ns_ node-config -adhocRouting $val(rp) \
                -llType $val(ll) \
-macType $val(mac) \
                -ifqType $val(ifq) \
                -ifqLen $val(ifqlen) \
                -antType $val(ant) \
                -propType $val(prop) \
                -phyType $val(netif) \
                -topoInstance $topo \
                -energyModel $opt(energymodel) \
                -rxPower 1.0\
```

```

-txPower 1.4\
-initialEnergy $opt(initialenergy)\
-agentTrace ON \
-routerTrace ON \
-macTrace OFF \
-movementTrace OFF \
-channel $chan_

for {set i 0} {$i < $val(nn) } {incr i} {
set node_($i) [$ns_ node]
$node_($i) random-motion 0
}
source $opt(cp)
source $opt(sc)
for {set i 0} {$i < $val(nn)} {incr i} {
$ns_ initial_node_pos $node_($i) 20
}
proc stop { } {
global ns_ tracefd
$ns_ flush-trace
close $tracefd
exec awk {
{
if (($1=="s")&&($19=="AGT")&& ($35=="cbr"))
datas++
if (($1=="r")&&($19=="AGT")&& ($35=="cbr"))
datar++
if (($1 == "s" || $1 == "f") && ($19 == "RTR") && ($35 == "DSR"))
routing_packets++;
if (( $1 == "d" ) && ( $35 == "cbr" )&& ($19 == "RTR")&& ($21 == "TOUT"))
data_dropped_tout++;
if (( $1 == "d" ) && ( $35 == "cbr" )&& ($19 == "RTR")&& ($21 == "TTL"))
data_dropped_ttl++;
if (( $1 == "d" ) && ( $35 == "cbr" )&& ($19 == "RTR")&& ($21 == "NRTE"))
data_dropped_nrte++;
if (( $1 == "d" ) && ( $35 == "cbr" )&& ($19 == "IFQ")&& ($21 == "IFQ"))
data_dropped_ifq++;
if ((start_time[$41]==0)&&( $1 == "s" ) && ( $35 == "cbr" ) && ( $19=="AGT"
))
start_time[$41]=$3;
if (( $1 == "r" ) && ( $35 == "cbr" ) && ( $19=="AGT" ))
end_time[$41] = $3;
if ($1=="N")
cons_energy[$5] =1000-$7;
if ($1=="N")
res_energy[$5] = $7;
}
END{
print "packet delivery fraction", (datar/datas)*100
print "TOUT", data_dropped_tout
print "TTL", data_dropped_ttl
print "NTRE", data_dropped_nrte
print "IFQ", data_dropped_ifq
print "normalized routing overhead",routing_packets/datar
for ( i in end_time )
{
start = start_time[i];
end = end_time[i];
packet_duration = end - start;
if ( packet_duration > 0 ) { sum += packet_duration; recvnum++; }
}
print "average end to end delay", sum/recvnum
for ( j in cons_energy )

```

```
{
total_energy +=cons_energy[j];
}
print "energy consumed per packet", total_energy/datar
moyenne = total_energy/50;
for ( j in cons_energy )
{
sum_ind_dev_square +=(cons_energy[j]-moyenne)*(cons_energy[j]-moyenne);
}
variance= sum_ind_dev_square/50;
print "deviation" , (variance ^ 0.5)
min_res=res_energy[0];
for ( k in res_energy )
{
if (res_energy[k]<min_res )
min_res=res_energy[k];
}
print "minimal residual energy",min_res/10
} 1.tr > 1.data
exit 0
}
$ns_ at $val(stop) "stop"
$ns_ run
```

## Annexe C

### Un script qui décrit différentes sessions de communication écrit en OTCL.

---

```
# nodes: 50, max conn: 10, send rate: 0.25, seed: 1.0
# 1 connecting to 2 at time 1.7045592524598163
set udp_(0) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(1) $udp_(0)
set null_(0) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(2) $null_(0)
set cbr_(0) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(0) set packetSize_ 512
$cbr_(0) set interval_ 0.25
$cbr_(0) set random_ 1
$cbr_(0) set maxpkts_ 10000
$cbr_(0) attach-agent $udp_(0)
$ns_ connect $udp_(0) $null_(0)
$ns_ at 1.7045592524598163 "$cbr_(0) start"
# 4 connecting to 5 at time 37.555412611717088
set udp_(1) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(4) $udp_(1)
set null_(1) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(5) $null_(1)
set cbr_(1) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(1) set packetSize_ 512
$cbr_(1) set interval_ 0.25
$cbr_(1) set random_ 1
$cbr_(1) set maxpkts_ 10000
$cbr_(1) attach-agent $udp_(1)
$ns_ connect $udp_(1) $null_(1)
$ns_ at 37.555412611717088 "$cbr_(1) start"
# 4 connecting to 6 at time 97.97712619322219
set udp_(2) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(4) $udp_(2)
set null_(2) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(6) $null_(2)
set cbr_(2) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(2) set packetSize_ 512
$cbr_(2) set interval_ 0.25
$cbr_(2) set random_ 1
$cbr_(2) set maxpkts_ 10000
$cbr_(2) attach-agent $udp_(2)
$ns_ connect $udp_(2) $null_(2)
$ns_ at 97.97712619322219 "$cbr_(2) start"
# 6 connecting to 7 at time 37.089486921713451
set udp_(3) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(6) $udp_(3)
set null_(3) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(7) $null_(3)
set cbr_(3) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(3) set packetSize_ 512
$cbr_(3) set interval_ 0.25
$cbr_(3) set random_ 1
$cbr_(3) set maxpkts_ 10000
$cbr_(3) attach-agent $udp_(3)
$ns_ connect $udp_(3) $null_(3)
```

```
$ns_ at 37.089486921713451 "$cbr_(3) start"
# 7 connecting to 8 at time 19.697448769443412
set udp_(4) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(7) $udp_(4)
set null_(4) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(8) $null_(4)
set cbr_(4) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(4) set packetSize_ 512
$cbr_(4) set interval_ 0.25
$cbr_(4) set random_ 1
$cbr_(4) set maxpkts_ 10000
$cbr_(4) attach-agent $udp_(4)
$ns_ connect $udp_(4) $null_(4)
$ns_ at 19.697448769443412 "$cbr_(4) start"
# 7 connecting to 9 at time 5.1353468769860209
set udp_(5) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(7) $udp_(5)
set null_(5) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(9) $null_(5)
set cbr_(5) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(5) set packetSize_ 512
$cbr_(5) set interval_ 0.25
$cbr_(5) set random_ 1
$cbr_(5) set maxpkts_ 10000
$cbr_(5) attach-agent $udp_(5)
$ns_ connect $udp_(5) $null_(5)
$ns_ at 5.1353468769860209 "$cbr_(5) start"
# 8 connecting to 9 at time 13.656989789408161
set udp_(6) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(8) $udp_(6)
set null_(6) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(9) $null_(6)
set cbr_(6) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(6) set packetSize_ 512
$cbr_(6) set interval_ 0.25
$cbr_(6) set random_ 1
$cbr_(6) set maxpkts_ 10000
$cbr_(6) attach-agent $udp_(6)
$ns_ connect $udp_(6) $null_(6)
$ns_ at 13.656989789408161 "$cbr_(6) start"
# 9 connecting to 10 at time 50.838808347861658
set udp_(7) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(9) $udp_(7)
set null_(7) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(10) $null_(7)
set cbr_(7) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(7) set packetSize_ 512
$cbr_(7) set interval_ 0.25
$cbr_(7) set random_ 1
$cbr_(7) set maxpkts_ 10000
$cbr_(7) attach-agent $udp_(7)
$ns_ connect $udp_(7) $null_(7)
$ns_ at 50.838808347861658 "$cbr_(7) start"
# 9 connecting to 11 at time 20.976630459063049
set udp_(8) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(9) $udp_(8)
set null_(8) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(11) $null_(8)
set cbr_(8) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(8) set packetSize_ 512
$cbr_(8) set interval_ 0.25
$cbr_(8) set random_ 1
$cbr_(8) set maxpkts_ 10000
```

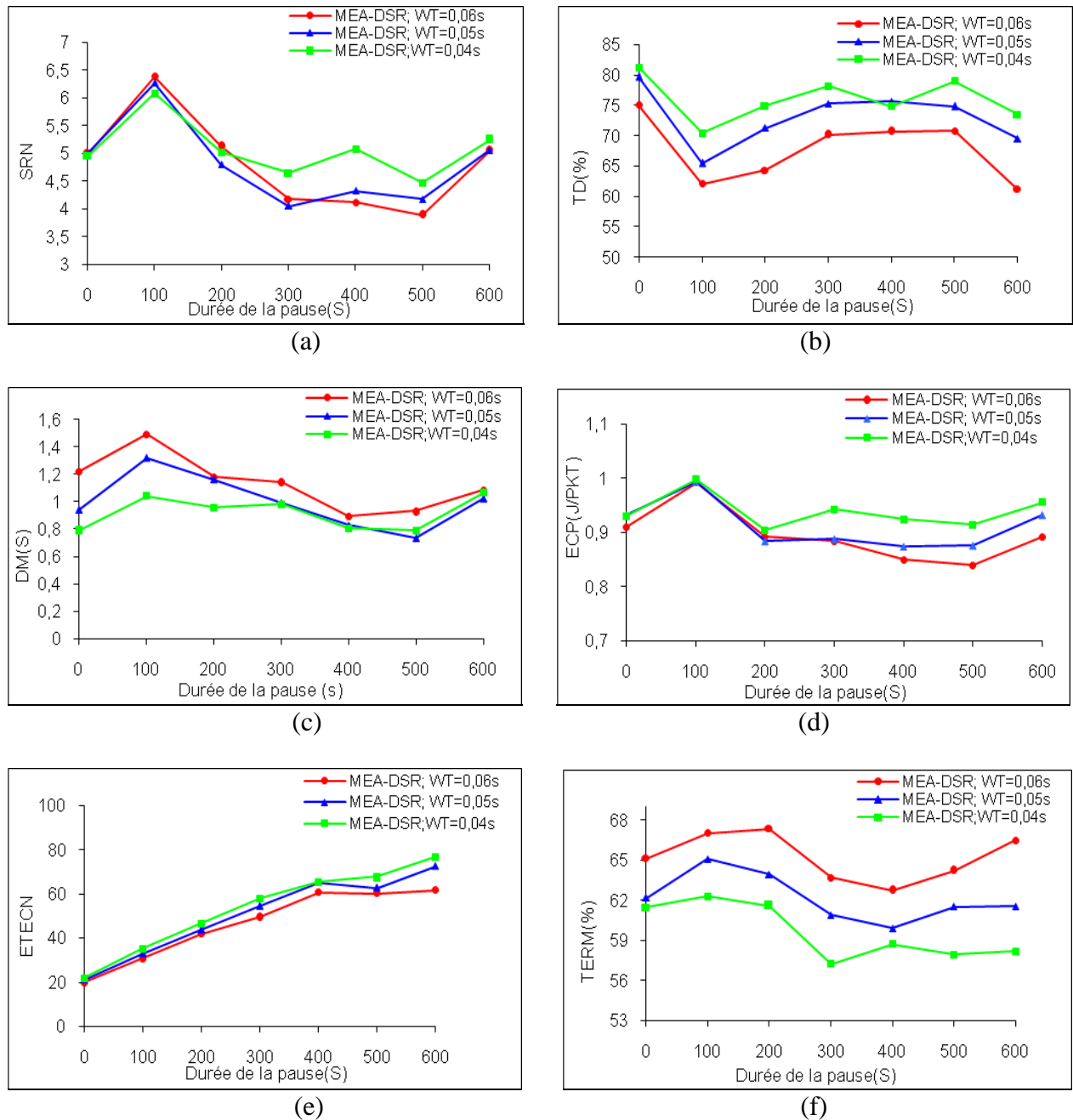


```
$cbr_(8) attach-agent $udp_(8)
$ns_ connect $udp_(8) $null_(8)
$ns_ at 20.976630459063049 "$cbr_(8) start"
# 11 connecting to 12 at time 41.848923043277544
set udp_(9) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(11) $udp_(9)
set null_(9) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(12) $null_(9)
set cbr_(9) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(9) set packetSize_ 512
$cbr_(9) set interval_ 0.25
$cbr_(9) set random_ 1
$cbr_(9) set maxpkts_ 10000
$cbr_(9) attach-agent $udp_(9)
$ns_ connect $udp_(9) $null_(9)
$ns_ at 41.848923043277544 "$cbr_(9) start"
#Total sources/connections: 7/10
```

## Annexe D

### Influence du paramètre WT sur les performances du protocole MEA-DSR

Les courbes montrent que plus WT est important, plus le SRN, l'ECP, l'ETECN et conséquemment le TERM s'améliorent mais cela vient au prix d'une dégradation du TD et d'une augmentation en DM.



**Figure D.1.** Influence du paramètre WT sur les métriques :  
 (a) SRN (b) TD (c) DM (d) ECP (e) ETECN (f) TERM.