

RÉPUBLIQUE ALGÉRIENNE DÉMOCRATIQUE ET POPULAIRE  
MINISTÈRE DE L'ENSEIGNEMENT SUPÉRIEUR ET DE LA RECHERCHE SCIENTIFIQUE  
UNIVERSITÉ ABDERRAHMANE MIRA DE BÉJAÏA  
FACULTÉ DES SCIENCES EXACTES  
DÉPARTEMENT DE RECHERCHE OPÉRATIONNELLE

---



## MÉMOIRE DE MASTER

Option :

Modélisation Mathématique et Evaluation des Performances

Réseaux

THÈME :

---

**Evaluation des performances d'un noeud dans un  
réseau Ad hoc via les réseaux de Petri**

---

SOUTENU PAR :

Meddas Lynda & Meziani Samiha

DEVANT LE JURY COMPOSÉ DE :

<b>Président :</b>	Melle BOULEFKHAR Samra	M.C.A.	Université de Bejaia
<b>Rapporteurs :</b>	Mme LEKADIR Ouiza	M.C.A.	Université de Bejaia
	Mme HAKMI sedda	M.A.A.	Université de Bejaia
<b>Examineurs :</b>	Melle BAZIZI Lydia	Doctorante	Université de Bejaia
	Mr MOKTEFI Mohand	M.A.B.	Université de Bejaia

Année Universitaire : 2017/2018.

# *Remerciements*

*Nous tenons à exprimer ici toute notre gratitude à Mme LEKADIR Ouiza et Mme HAKMI Sedda pour l'honneur qu'elles nous ont fait, en acceptant de nous encadrer, pour leur grande gentillesse, et leurs précieux conseils, ainsi qu'à tout le temps qu'elles nous ont consacré.*

*Nous remercions vivement Mme BOULEFKHAR Samra d'avoir accepté de présider le jury de notre soutenance.*

*Un grand merci à Melle Bazizi Lydia et à Mr Moktefi Mohand, pour avoir accepté d'examiner ce travail.*

*Nous remercions tous les membres de nos familles.*

*Que tous ceux qui nous ont aidé de prêt ou de loin à l'aboutissement de ce travail, trouvent ici l'expression de nos vifs remerciements.*

# *Dédicaces*

*A*vec un coeur rempli de joie et de bonheur, je dédie cet humble travail à :

*Mon père chéri comme témoignage de ma reconnaissance pour ses efforts dont je serais toujours redevable et l'intérêt qu'il n'a jamais cessé de porter à mes études.*

*Ma chère mère adorée qui s'est sacrifiée pour mon éducation et ma réussite et de lui dire que tu as été pour moi ma meilleure école et mon meilleur professeur, "MERCI" pour toutes les valeurs que tu m'as inculquées.*

*Mes sœurs Ilhem, Zina, Badria qui m'ont toujours aidé et conseillé.*

*Mes frères Faiçal, Housseem, et Mohamed ainsi qu'à mon grand père et mes cousins Mourad, Nadir et Wael.*

*Mes tantes Fahima, Hafida, Samiha et Nadjat ainsi qu'à ma grande mère et mes belles soeurs Prescella et Ihssen .*

*Mon cher Ami qui m'a tant soutenue et ma beaucoup aidé dont la présence à cette soutenance était souhaitable.*

*Mes nièces et mes neveux.*

*Ma binôme Samiha et sa famille.*

*Mes copines Karima, Amina, Sabrina, Ikram, Fifi et Tinhinan .*

*Tous les êtres chers à mes yeux que je n'ai pas évoqués.*

***Lynda***

# *Dédicaces*

**A**vec un coeur rempli de joie et de bonheur, je dédie cet humble travail à :

*Mon père chéri comme témoignage de ma reconnaissance pour ses efforts dont je serais toujours redevable et l'intérêt qu'il n'a jamais cessé de porter à mes études.*

*Ma chère mère adorée qui s'est sacrifiée pour mon éducation et ma réussite et de lui dire que tu as été pour moi ma meilleure école et mon meilleur professeur, "MERCI" pour toutes les valeurs que tu m'as inculquées.*

*Mes chères sœurs Kahina, Malika, Fatiha qui m'ont toujours aidé et conseillé.*

*Mon frère Smail et mes cousins Achour et Smail.*

*Mon cher petit ami qui m'a tant soutenue et qui m'as beaucoup aidé .*

*Mes chères nièces surtout Alice , ainsi que mes neveux.*

*Mes tantes, mes oncles, cousins et cousines.*

*Ma binôme Lynda et sa famille.*

*Mes mes copines Karima, Amina, Sabrina, Ikram, Fifi et Tinhinan .*

*Tous les êtres chers à mes yeux que je n'ai pas évoqués.*

***Samaha***

# Table des matières

<b>Introduction générale</b>	<b>1</b>
<b>1 Les réseaux mobiles Ad hoc</b>	<b>5</b>
1.1 Introduction . . . . .	5
1.2 Historique . . . . .	6
1.3 Définition d'un réseau Ad hoc . . . . .	7
1.4 Modélisation de Manet . . . . .	7
1.5 Topologie . . . . .	8
1.6 Les caractéristiques des Manet . . . . .	8
1.7 Communication dans les Manet . . . . .	9
1.8 Modes de communication dans les Manets . . . . .	11
1.9 Les métriques dans les Manets . . . . .	11
1.9.1 Les métriques caractérisant les stations . . . . .	12
1.9.2 Les métriques caractérisant les liaisons . . . . .	13
1.10 Les applications des Manets . . . . .	15
1.11 Avantages et inconvénients des réseaux Ad hoc . . . . .	15
1.12 Le routage dans les réseaux Ad hoc . . . . .	16
1.12.1 Définition d'un protocole de routage . . . . .	17

1.12.2	Les protocoles de routage dans le réseau Ad hoc . . . . .	18
1.12.3	Avantages et inconvénients des protocoles . . . . .	24
1.13	Conclusion . . . . .	25
<b>2</b>	<b>L'énergie dans les Manets</b>	<b>26</b>
2.1	Introduction . . . . .	26
2.2	Notion de durée de vie d'un réseau . . . . .	27
2.3	La consommation d'énergie dans les réseaux Ad hoc . . . . .	27
2.3.1	Nœud mobile et consommation d'énergie . . . . .	29
2.3.2	Consommation d'énergie dans les différents modes d'opération des interfaces de communication . . . . .	29
2.3.3	Sources de perte d'énergie . . . . .	30
2.4	Conservation d'énergie dans les réseaux Ad hoc . . . . .	31
2.5	Modèles mathématiques pour la conservation d'énergie dans les réseaux Ad hoc . . . . .	32
2.6	Quelques protocoles de routage minimisant la consommation d'énergie . . .	35
2.7	Conclusion . . . . .	38
<b>3</b>	<b>Les réseaux de Petri</b>	<b>39</b>
3.1	Introduction . . . . .	39
3.2	Notions de base . . . . .	40
3.3	RdP marqué . . . . .	41
3.4	Graphe associé et notations matricielles . . . . .	42
3.5	Interprétation d'un réseau de Petri . . . . .	42
3.6	Evolution d'un RdP . . . . .	43
3.7	Propriétés d'un réseau de Petri . . . . .	45
3.8	Les différents formalismes des RdP . . . . .	47

3.8.1	Les RdP étendus . . . . .	47
3.8.2	Les réseaux de Petri colorés . . . . .	49
3.8.3	Les réseaux de Petri temporisés . . . . .	49
3.8.4	Les réseaux de Petri temporels . . . . .	50
3.8.5	Les réseaux de Petri stochastiques (RdPS) . . . . .	50
3.8.6	Les réseaux de Petri stochastiques généralisés . . . . .	51
3.9	Réseaux de Petri stochastiques (SPN) . . . . .	52
3.9.1	Les différentes classes des SPN . . . . .	53
3.10	Les chaînes de Markov à temps continu . . . . .	53
3.11	Conclusion . . . . .	55
<b>4</b>	<b>Modélisation de la consommation d'énergie</b>	<b>56</b>
4.1	Introduction . . . . .	56
4.2	Position du problème . . . . .	57
4.3	Analyse des RdPS . . . . .	59
4.3.1	La construction de la chaîne de Markov . . . . .	59
4.3.2	Evaluation des indices de performances . . . . .	61
4.3.3	Le calcul des indices de performances . . . . .	62
4.4	Application numérique . . . . .	64
4.5	Conclusion . . . . .	66
	<b>Conclusion générale</b>	<b>67</b>
	<b>Bibliographie</b>	<b>68</b>

# Table des figures

1.1	Un réseau Ad hoc. . . . .	7
1.2	Modélisation d'un réseau Ad hoc avec 10 stations mobiles. . . . .	8
1.3	Le changement de la topologie des réseaux mobiles Ad hoc. . . . .	8
1.4	Zone de communication et de détection de porteuse[40] . . . . .	10
1.5	Les différents modes de communication. . . . .	11
1.6	Les nœuds cachés. . . . .	14
1.7	Problème du noeud exposé. . . . .	14
1.8	Tables de routage, next-hop et la route optimale. . . . .	18
1.9	Impact de l'utilisation des MPR dans OLSR. . . . .	19
1.10	(a) Inondation de RREQ, (b) revoie du RREP dans AODV. . . . .	23
2.1	Valeurs de consommation d'énergie (en mW) de quelques interfaces de communication sans fil. . . . .	30
3.1	La structure d'un RdP. . . . .	40
3.2	Exemple d'un RdP marqué. . . . .	41
3.3	Exemple de franchissement d'une transition. . . . .	44
3.4	Exemple de graphe des marquages d'un RdP. . . . .	45
3.5	Arc inhibiteur. . . . .	48

---

3.6	Représentation des transitions immédiates et temporisées. . . . .	51
4.1	Le RdPS associé à la dynamique d'un nœud Ad hoc. . . . .	58
4.2	Le graphe des marquages obtenu. . . . .	60
4.3	La chaîne de Markov obtenue. . . . .	60
4.4	Le temps moyen de séjour du nœud en 'en charge' en fonction de $\alpha$ . .	64
4.5	Le temps moyen de séjour du nœud dans l'état 'éteint' en fonction de $\alpha$ . . . . .	64
4.6	Le temps moyen de séjour du nœud dans l'état 'en veille' en fonction de $\lambda$ . . . . .	65
4.7	Le temps moyen de séjour du nœud dans l'état 'actif' en fonction de $\mu$	66

# Introduction générale

Dans la société d'aujourd'hui qui est en constante évolution, la communication, l'image et la mobilité prennent une place importante. Ces avancées technologiques ne sont possibles que par une évolution dans les techniques de communication, et principalement dans les communications sans fils et dans le domaine de l'informatique. Les technologies qui ont vu le jour à la fin du *XX* ème siècle, comme le téléphone portable et internet sont les prémices de la révolution technologique qui définissent le monde d'aujourd'hui.

Ainsi, l'évolution récente de la technologie dans le domaine de la communication sans fil et l'apparition des unités de calcul portables poussent aujourd'hui les chercheurs à faire des efforts afin de réaliser le but des réseaux : "L'accès à l'information n'importe où et n'importe quand". En 1997, un groupe de travail de l'IETF (Internet Engineering Task Force), nommé MANET (Mobile Ad hoc NETWORKS), fut mis en place afin d'assurer la normalisation de protocoles de routage basés sur IP (Internet Protocol) et adaptés aux spécificités des réseaux mobiles auto-configurables sans infrastructure. Les réseaux MANET offrent un potentiel important dans les applications sans fil futures en particulier grâce à leur indépendance et auto-configuration et à leur faible coût de déploiement puisque ils ne nécessitent pas d'infrastructure, à leur adaptabilité aux changements de topologie et à la mobilité de leurs nœuds. Toutefois, ces caractéristiques présentent de nouveaux défis et problématiques. L'un des objectifs majeur pour les réseaux Ad hoc consiste à ce que les ressources des terminaux mobiles soient utilisées d'une manière optimale. Cependant, l'une des grandes contraintes de cet objectif concerne le support énergétique. En effet, la principale contrainte dans les communications sans fil est la durée de vie limitée des

terminaux mobiles dont le support énergétique représente souvent une batterie à capacité limitée. Cette contrainte est beaucoup plus importante dans les réseaux Ad hoc, car chaque paquet envoyé ou reçu ainsi que chaque utilisation du terminal exploite les ressources de la batterie. Cependant, les activités liées à la communication ne sont pas les seules qui consomment de l'énergie, même en périodes de veille, un mobile doit assurer sa connectivité au réseau à travers l'envoi périodique de messages de contrôle et l'écoute du canal. Ainsi, la consommation d'énergie est un facteur primordial pour la durée de vie des nœuds, et par conséquent, celle de tout le réseau. D'ailleurs, plusieurs travaux ont démontré que l'activité réseau est très coûteuse en énergie. La complexité de ces réseaux de communication a renforcé la nécessité de pouvoir les représenter mathématiquement. Les modèles mathématiques obtenus permettent de décrire leur évolution et de les quantifier précisément en ayant recours aux outils mathématiques tels que : les processus de Poisson, les processus de Markov, les Réseaux de Petri (RdP), ... Dans la littérature, une attention particulière a été consacrée à la conception de solutions les moins coûteuses en énergie en s'inspirant de différents modèles et outils mathématiques tels que les RdP et les chaînes de Markov [6, 10, 18, 38] et des protocoles d'acheminement optimaux [24, 38, 31] qui réduisent la consommation d'énergie de ces réseaux.

En effet, nous, nous avons réalisé une modélisation via les RdPS (réseaux de Petri stochastique) en considérant des places supplémentaires au modèle donné dans [48] en considérant les états : veille et éteint séparément.

**Organisation du document :** Ce mémoire est composé d'une introduction générale et quatre chapitres où le vif du sujet est traité, en effet :

- Le chapitre 1 est dédié à la présentation des réseaux Ad hoc et à leurs caractéristiques principales ainsi que les différentes notions liées à ce réseau.
- Dans le chapitre 2, nous exposons un état de l'art sur quelques travaux liés à la consommation d'énergie dans les réseaux Ad hoc avec différentes approches.
- Dans le chapitre 3, nous exposons un état de l'art sur les réseaux de Petri et leurs différents formalismes, un intérêt particulier est accordé au formalisme RDPS (Réseaux de Petri Stochastique).
- Le chapitre 4 est réservé à la modélisation et l'évaluation des performances du problème de consommation d'énergie d'un nœud Ad hoc en utilisant les RdPS.

Nous clôturons notre mémoire par une conclusion générale, perspectives et une modeste bibliographie.

# 1

## Les réseaux mobiles Ad hoc

### 1.1 Introduction

Les systèmes de communication cellulaires sont basés essentiellement sur l'utilisation des réseaux filaires, et sur la présence des stations de base qui couvrent les différentes unités mobiles du système. Par contre, les réseaux mobiles «ad hoc» sont des réseaux sans fils qui se forment spontanément et qui s'organisent automatiquement sans la nécessité d'une infrastructure préexistante, et qui doivent pouvoir s'adapter aux conditions de propagation, aux trafics et aux différents mouvements pouvant intervenir au sein des noeuds mobiles.

Dans ce chapitre, nous visons à donner un aperçu sur les réseaux Ad hoc et quelques concepts qui leurs sont liés.

## 1.2 Historique

À l'origine les Manet sont utilisés pour les applications militaires (réseaux tactiques) pour améliorer et garantir la communication dans les champs de bataille puisque l'absence d'une infrastructure est recommandée dans ce genre d'environnement. Au début des années 70, la première utilisation d'un réseau avec un support radio au sein du projet Packet Radio Network [55] (PRNet) en 1973 de DARPA (The Defense Advanced Research Projects Agency), il dispose d'une architecture distribuée qui partage le canal de diffusion (broadcast) en utilisant une combinaison des méthodes Aloha et CSMA (Carrier Sense Multiple Access) pour l'accès au canal avec une technique de routage store-and-forward multi-hop qui élargit la zone de couverture par répétition des paquets. Par la suite, en 1983, le Survivable Radio Networks (SURAN) a été développé aussi par DARPA. L'objectif était d'étendre le réseau afin de dépasser les limitations (en particulier permettre le passage à des réseaux comportant énormément de noeuds, gérant la sécurité, l'énergie, . . .). En 1987, l'introduction des technologies LPR (Low-cost Packet Radio) et SCN (Survivable Communication Network), il y a plusieurs autres projets qui portent sur ce domaine tels que : GloMo (Global Mobile) un système d'information de DRPA (Dalaware River Port Authority) fournis des services multi-médias sur une connexion sans fil, WINGs (Wireless Internet Gateways) une architecture réseau peer-to-peer, MMWN (Multimedia Mobile Wireless Network de GTE Internet-working) une architecture réseau à base de clusters, TI (Tactical Internet) une implémentation d'un réseau mobile multi-sauts en 1997, EL-BACTD (Extending the Littoral Battle-space Advanced Concept Technology Demonstration) un autre réseau Ad hoc financé par l'armée américaine en 1999. Les recherches sont apparues dans le monde commercial au années 90 avec l'apparition du protocole 802.11 de l'IEEE (Institute of Electrical and Electronics Engineers). Le groupe de travail MANET2 (Mobil Ad hoc Network) de l'IETF (Internet Engineering Task Force) est l'un des groupes actifs qui s'intéressent aux réseaux Ad hoc.



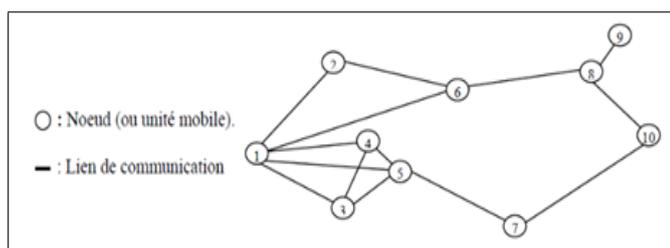


FIGURE 1.2 – Modélisation d'un réseau Ad hoc avec 10 stations mobiles.

## 1.5 Topologie

Les MANETs sont caractérisés par une dynamique forte des nœuds avec une topologie très variable à cause du changement fréquent des positions [42].

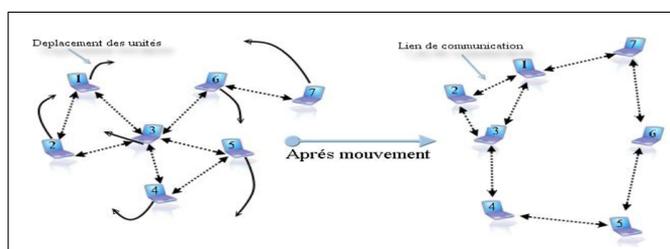


FIGURE 1.3 – Le changement de la topologie des réseaux mobiles Ad hoc.

## 1.6 Les caractéristiques des Manet

Les réseaux Ad hoc sont caractérisés par [3] :

- **Une topologie dynamique** : Les unités mobiles du réseau se déplacent d'une façon libre et arbitraire. Par conséquent, la topologie du réseau peut changer, à des instants imprévisibles, d'une manière rapide et aléatoire. Les liens de la topologie peuvent être unis ou bidirectionnels.
- **Une bande passante limitée** : Une des caractéristiques primordiales des réseaux basés sur la communication sans fil est l'utilisation d'un médium de communication partagé. Ce partage fait que la bande passante réservée à un hôte (nœud) soit modeste.
- **Des contraintes d'énergie** : Les hôtes mobiles sont alimentés par des sources d'énergie autonomes comme les batteries ou les autres sources consommables. Le

paramètre d'énergie doit être pris en considération dans tout contrôle fait par le système.

- **Une sécurité physique limitée** : Les réseaux mobiles Ad hoc sont plus touchés par le paramètre de sécurité, que les réseaux filaires classiques. Cela se justifie par les contraintes et les limitations physiques qui font que le contrôle des données transférées doit être minimisé.
- **L'absence d'infrastructure** : Les réseaux Ad hoc se distinguent des autres réseaux mobiles par la propriété d'absence d'infrastructures préexistantes et de tout genre d'administration centralisée. Les hôtes mobiles sont responsables d'établir et de maintenir la connectivité du réseau d'une manière continue.
- **L'hétérogénéité des nœuds** : Un nœud mobile peut être équipé d'une ou plusieurs interfaces radio ayant des capacités de transmission variées et opérantes dans des plages différentes de fréquence. Cette hétérogénéité de capacité peut engendrer des liens asymétriques dans le réseau. De plus, les nœuds peuvent avoir des différences en terme de capacité de traitement (CPU, mémoire) de logiciel et de mobilité (lente, rapide).
- **Interférences** : Les liens radios ne sont pas isolés. En effet, deux transmissions simultanées sur une même fréquence ou utilisant des fréquences proches peuvent s'interférer [50].
- **Multihops ou multi-sauts** : Un réseau Ad hoc est qualifié par « multi-hops », car plusieurs nœuds mobiles peuvent participer au routage et servent comme routeurs intermédiaires [50].

## 1.7 Communication dans les Manet

Un réseau est dit sans fil lorsque les machines qui le composent ne sont pas reliées entre elles par des câbles mais utilisent pour communiquer le médium radio ou infra-rouge. Comme les signaux propagés sur ces médias s'atténuent au fur et à mesure qu'ils s'éloignent de leur émetteur, un nœud ne peut pas communiquer avec un autre s'il est situé trop loin de lui. On définit alors l'ensemble des voisins d'un nœud comme étant

l'ensemble des noeuds capables de recevoir et de comprendre les signaux émis par celui-ci. Avant tout, les conditions suivantes doivent être remplies pour qu'un paquet puisse être reçu :

- La puissance du signal reçu doit dépasser un certain seuil (seuil de communication).
- Le rapport signal sur bruit ambiant doit être suffisamment grand (le signal doit être clairement identifié et non noyé dans le bruit).

Il existe un seuil de détection de porteuse. Si la puissance du signal est comprise entre ce seuil et le seuil de communication, alors le message n'est pas compris mais l'activité sur le canal est néanmoins détectée. Si le modèle de propagation radio utilisé est «two-ray ground» (ou le modèle «free-space»), ces seuils définissent donc deux zones autour d'un noeud. Si le récepteur est placé au centre de la FIGURE 1.4 , alors un émetteur placé dans la zone interne (zone de communication) pourra lui envoyer des messages qui seront compris (en l'absence d'autres interférences). Si l'émetteur est placé dans la zone externe (zone de détection de porteuse), la communication ne sera pas possible mais l'autre mobile sera informé à chaque fois que l'émetteur accédera au canal. Si le modèle de propagation radio utilisé est «shadowing», les deux zones sont également définies, mais leurs frontières sont "floues" du fait du caractère probabiliste du modèle [40]

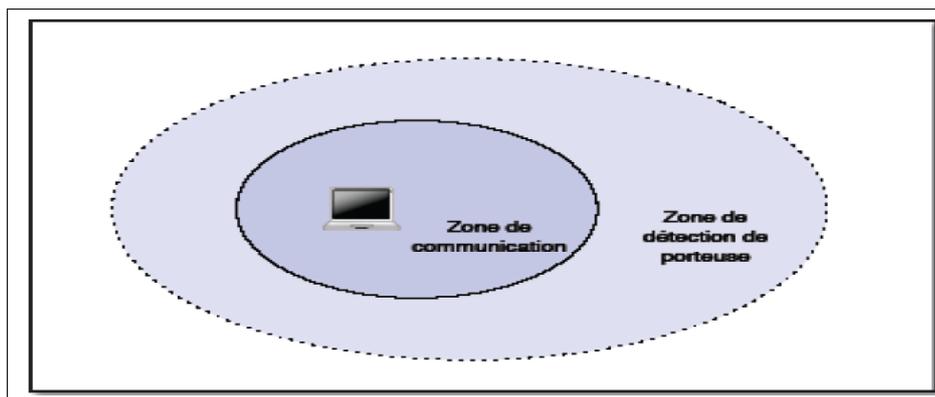


FIGURE 1.4 – Zone de communication et de détection de porteuse[40]

## 1.8 Modes de communication dans les Manets

Les unités mobiles dans les réseaux Ad hoc utilisent trois principaux modes de communication [2] :

- Le mode de communication **unicast** ou point à point.
- Le mode de communication **multicast** ou multi-points.
- La diffusion ou **broadcast**.

Ces trois modes de communication peuvent être schématisés par la FIGURE 1.5 suivante :

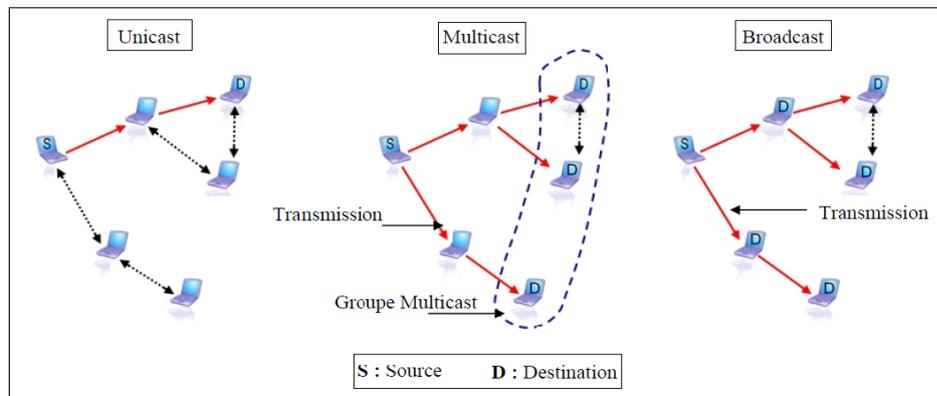


FIGURE 1.5 – Les différents modes de communication.

## 1.9 Les métriques dans les Manets

La plupart des applications informatiques requièrent généralement une configuration matérielle minimale pour bien fonctionner. Les applications déployées dans un réseau spécifient en plus les contraintes que le réseau doit satisfaire pour que leur exécution corresponde à un niveau de qualité bien défini. Du point de vue du réseau, ces critères se traduisent en général en termes de capacité, de disponibilité, de latence et de fiabilité. Les stations d'un réseau mobile Ad hoc concentrent toutes les fonctionnalités liées au routage. De ce fait, toutes les métriques généralement prises en compte les routeurs pour assurer le routage doivent pouvoir être prises en compte par toute station dans un MANET. Aux métriques qui caractérisent les liaisons sans-fil en général, peuvent s'ajouter des

métriques liées à la spécificité des réseaux mobiles Ad hoc. En effet, les stations d'un MANET sont en général caractérisées par des ressources limitées. L'état interne de la station, notamment son autonomie énergétique peut influencer directement sur son aptitude à participer au routage. La mobilité des noeuds induit également la nécessité de considérer des métriques telles que la stabilité d'une liaison ou sa durée de vie [65].

### 1.9.1 Les métriques caractérisant les stations

Certaines métriques sont utilisées soit pour décrire l'état interne d'une station, soit pour caractériser cette dernière vis-à-vis de ses voisins ou de l'ensemble du réseau :

- La charge résiduelle de sa batterie ou l'autonomie énergétique d'une station peut être associée à une métrique permettant de l'évaluer par rapport aux autres stations. Dans le cadre du protocole OLSR (Optimized Link State routing Protocol) par exemple, une caractéristique liée aux stations est identifiée sous le terme de Willingness [61] traduit l'aptitude d'une station à retransmettre du trafic en provenance d'autres stations. Dans [61], il est proposé de corréliser le Willingness avec la charge de la batterie. Ainsi, dans un MANET où les stations utilisent OLSR comme protocole de routage, les stations disposant d'une autonomie énergétique plus importante seront plus souvent choisies pour retransmettre les messages diffusés dans le réseau. Le niveau d'énergie des stations est un facteur tellement important dans les MANET que plusieurs travaux y sont consacrés [7, 13, 20, 52, 60]. En effet, l'épuisement de la batterie d'une station entraîne sa déconnexion du réseau, ce qui peut engendrer la disparition de plusieurs liaisons. Les conséquences peuvent aller jusqu'à la déconnexion d'une partie du réseau si la station concernée était le seul pont qui la reliait au reste du MANET. La durée de vie d'une station est également une métrique parfois associée à l'autonomie énergétique de cette station.
- La capacité disponible du buffer de transmission d'une station est une métrique liée au trafic généré ou retransmis par une station [43]. Elle permet par exemple de déterminer les stations les moins chargées pour la retransmission des paquets.
- La mobilité ou la stabilité d'une station par rapport à son voisinage a également inspiré des métriques permettant de caractériser les stations d'un MANET [47].

- La capacité d'adaptation d'une station face à la mobilité ou à la densité dans son voisinage peut également être associée à des métriques susceptibles de jouer un rôle dans le choix des noeuds retransmetteurs de paquets [17].

## 1.9.2 Les métriques caractérisant les liaisons

La grande majorité des métriques étudiées dans les MANET caractérisent plutôt les liaisons entre les stations :

- Le débit minimum disponible sur une liaison ou sur une route est l'une des métriques ayant fait l'objet d'un très grand nombre d'études [16, 21, 27, 61]. Il correspond à la capacité d'une route entre une station source et une station destination. Bien que la règle permettant de calculer cette capacité sur une route constituée de plusieurs liaisons soit assez claire, la valeur obtenue dépend des valeurs des capacités de chaque liaison. Le problème est que cette valeur dépend de tellement de facteurs dans les réseaux sans fil en général, et dans les MANET en particulier, qu'aucune des méthodes d'estimation proposées jusqu'à présent ne fait l'unanimité.
- Le délai de bout-en-bout est le temps qui s'écoule entre le moment où un paquet est enregistré pour un envoi par la source et le moment où il est intégralement reçu par la destination. Cette métrique est également l'une des plus étudiées et elle a été utilisée notamment dans [56].
- La gigue est la variation entre la valeur maximale observée sur le délai de bout-en-bout et le délai de transmission minimum observé [9, 35, 45].
- La robustesse d'une liaison qui est généralement associée à la valeur estimée ou effectivement mesurée du taux de perte de paquets sur une liaison [1, 32].
- La stabilité d'une liaison ou d'une route est également une métrique intéressante. On peut aussi bien la corrélérer à la stabilité des stations impliquées qu'à leur durée de vie. Rubin et Liu proposent dans [28] un modèle pour la qualité de service dans les MANET qui utilise la durée de vie des liaisons comme métrique.

D'autres contraintes, concernant l'accès au support, peuvent être rajouté dans le cas d'un réseau mobile Ad hoc basé sur un protocole d'accès avec détection de porteuse comme le Wi-Fi, à s'avoir : le problème de la station cachée et celui de la station exposée.

- **Problème du nœud caché :** Il arrive que deux nœuds **A** et **C** se trouvent hors de portées respectives mais leurs zones de transmission ne sont pas disjointes (voir FIGURE 1.6). Quand ces deux nœuds **A** et **C** envoient des informations au nœud **B** simultanément ceci provoque, bien évidemment, une collision. Ce problème est appelé problème du nœud caché.

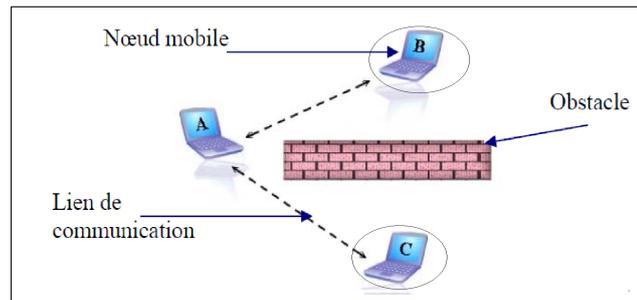


FIGURE 1.6 – Les nœuds cachés.

- **Problème du nœud exposé :** La FIGURE 1.7 suivante présente un scénario typique de ce problème. Supposons que les deux stations **A** et **C** peuvent entendre les

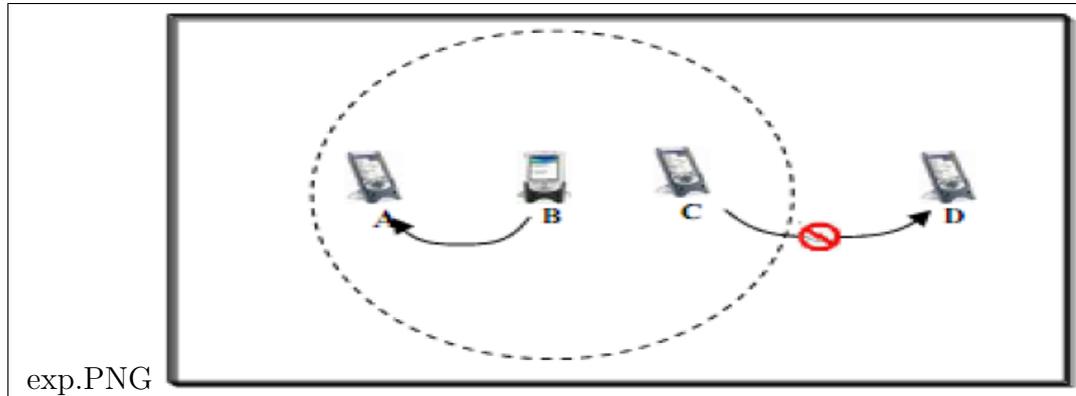


FIGURE 1.7 – Problème du nœud exposé.

transmissions de **B**, mais que la station **A** n'entend pas **C** (et vice-versa). Supposons aussi que **B** est en train d'envoyer des données vers **A** et que, au même moment, **C** veut communiquer avec **D**. Selon la technique CSMA, la station **C** va commencer par déterminer si le support est libre. **A** cause de la communication entre **B** et **A**, **C** trouve le support occupé et il retarde son envoi bien que celui-ci n'aurait pas causé de collision.

## 1.10 Les applications des Manets

Les réseaux mobiles Ad hoc sont utilisés dans toute application où le déploiement d'une infrastructure réseau filaire est trop contraignant, soit parce que c'est difficile à mettre en place, soit parce que la durée d'installation du réseau ne justifie pas de câblage, parmi ces applications on trouve [65] :

- **Utilisation privée** : Les réseaux mobiles Ad hoc peuvent être utilisés dans les Domotiques ou les différents équipements échangent des informations (son, vidéo, alarme). Une des applications qui est dans ce contexte est : un réseau de robots dans une maison qui font plusieurs travaux (nettoyage, assurance de la sécurité).
- **Les opérations de recherche et de secours** : En cas de tremblement de terre, de feux ou d'inondation, on a besoin de remplacer rapidement l'infrastructure détruite.
- **Applications commerciales** : Pour un paiement électronique distant (taxi) ou pour l'accès mobile à l'Internet, où service de guide en fonction de la position de l'utilisateur.
- **Les gares et aéroports** : Pour la communication et la collaboration entre les membres du personnel.

## 1.11 Avantages et inconvénients des réseaux Ad hoc

Les réseaux Ad hoc ont de nombreux avantages mais ils présentent tout de même quelques inconvénients [50].

- ▶ **Avantages** : Parmi les avantages des réseaux Ad hoc, on peut citer :
  - **Financier** : le réseau Ad hoc permet d'éviter l'obligation d'un câblage coûteux qui peut se révéler rapidement obsolète ou inutile en cas de déménagements de locaux.
  - **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.
  - **Mobilité** : le réseau sans fil permet aux stations d'être entièrement mobiles, tant qu'elles restent dans la portée radio.

- Simplicité et rapidité de configuration d'installation du matériel dans le cadre du réseau sans fil.
  - Déploiement facile : Contrairement aux réseaux cellulaires qui requièrent un important effort de planification pour leur déploiement, les réseaux mobiles Ad hoc peuvent être déployés facilement et rapidement en permettant des échanges directs entre stations mobiles.
- **Inconvénients** : Parmi les inconvénients des réseaux Ad hoc, on cite :
- Les changements de topologie de réseau mobile Ad hoc, causés notamment par des déconnexions volontaires ou involontaires des utilisateurs, ainsi que par des obstacles et des interférences dans les liaisons radio, perturbent les communications.
  - L'utilisation des batteries, en tant que source d'énergie par les unités mobiles, affecte la durée de vie du réseau mobile Ad hoc.
  - En raison des limitations du milieu, il n'est pas possible de transmettre plusieurs paquets sur le même canal radio, donc il y a des possibilités plus élevées des collisions de paquets. Les collisions et les interférences provoquent des pertes de paquets très probablement.

## 1.12 Le routage dans les réseaux Ad hoc

La mobilité des noeuds dans les réseaux Ad hoc a un grand effet sur leurs performances. Dans le but d'assurer la connectivité du réseau, malgré l'absence d'infrastructure fixe et la mobilité des stations, chaque noeud est susceptible d'être mis à contribution pour participer au routage et pour retransmettre les paquets d'un noeud qui n'est pas en mesure d'atteindre sa destination. Tout noeud joue ainsi le rôle de station et de routeur. Chaque noeud participe donc à un protocole de routage qui lui permet de découvrir les chemins existants, afin d'atteindre les autres noeuds du réseau. Le fait que la taille d'un réseau Ad hoc peut être énorme, souligne que la gestion de routage de l'environnement doit être complètement différente des approches utilisées dans le routage classique. Le problème qui se pose dans le contexte des réseaux Ad hoc est l'adaptation de la méthode d'acheminement utilisée avec le grand nombre d'unités existant dans un environnement

caractérisé par de modestes capacités de calcul et de sauvegarde. Dans la pratique, il est impossible qu'un hôte puisse garder les informations de routage concernant tous les autres nœuds, dans le cas où le réseau est volumineux.

### 1.12.1 Définition d'un protocole de routage

C'est un protocole de communication décrivant la façon dont les nœuds d'un réseau vont communiquer entre eux afin de déterminer les routes à emprunter pour relier deux nœuds du réseau. Ainsi, un protocole de routage doit être capable de :

1. distribuer et récupérer des informations sur la présence et la joignabilité d'une partie ou de l'entièreté du réseau ;
2. déterminer les meilleures routes pour transmettre des messages via des algorithmes de plus court chemin ;
3. réagir aux changements de topologie.

La FIGURE 1.8 représente un exemple d'un réseau contenant cinq nœuds. La route choisie pour aller de **A** à **E** est **ABDE** et a un coût de 5. Localement, les nœuds ne connaissent pas cette route mais uniquement le next-hop qui les concerne. Les tables de routage des nœuds **A**, **B** et **D** sont remplies avec les next-hop locaux pour atteindre le nœud **E**. Supposons que le nœud **A** souhaite envoyer un paquet à destination de **E**, alors **A** regarde dans sa table de routage le next-hop pour atteindre **E**, qui est le nœud **B**. Le nœud **A** envoie donc le paquet au nœud **B** qui recherche à son tour dans sa table de routage le prochain next-hop, qui est le nœud **D**. **B** envoie le paquet au nœud **D** qui cherche dans sa table de routage le next-hop pour atteindre **E**. Le next-hop est le nœud **E**, par conséquent **D** envoie le paquet au nœud **E**. Le paquet est arrivé à destination. Dans cet exemple, le plus court chemin pour relier les nœuds **A** et **E** passe par les nœuds **B** et **D** et a un coût de 5. Pour trouver cette route, le protocole de routage doit commencer par récolter des informations sur la topologie du réseau. Il est important que le nœud **A** connaisse la présence de son voisin **B** pour pouvoir communiquer avec lui. Une fois les informations nécessaires obtenues, chaque nœud peut générer ou mettre à jour sa table de routage. Grâce à cette table, le nœud **A** sait qu'il doit contacter le nœud **B** pour envoyer

un paquet au nœud **E**.

Enfin, il peut arriver que des changements de topologie interviennent. C'est le cas, par exemple, si le nœud **B** disparaît. Il faut alors en informer le réseau pour trouver une nouvelle meilleure route pour relier les nœuds **A** et **E**. Les nouvelles routes peuvent être, par exemple, **ACE** ou **ACDE**, qui ont chacune un coût de 9.

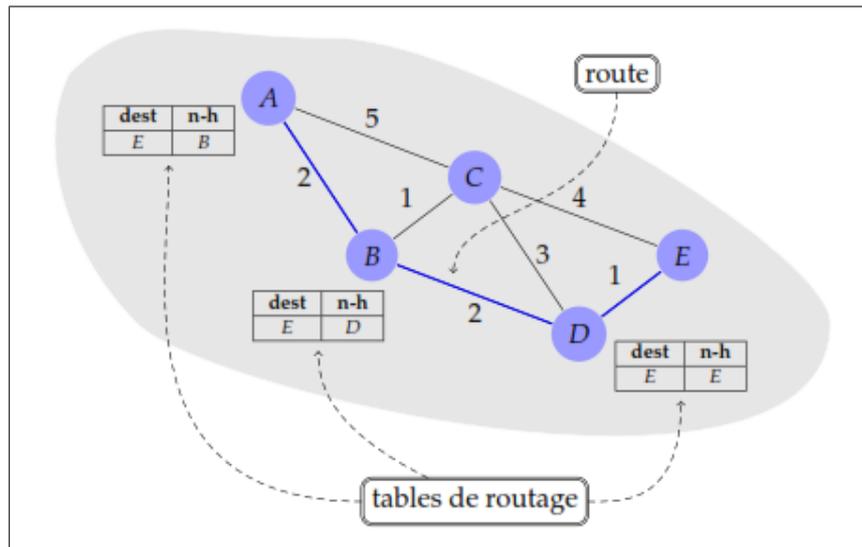


FIGURE 1.8 – Tables de routage, next-hop et la route optimale.

### 1.12.2 Les protocoles de routage dans le réseau Ad hoc

On distingue trois classes de protocoles : les protocoles de routages pro-actifs, ré-actifs et les protocoles de routages hybrides.

★ **Les protocoles de routage proactif** : L'essentiel de ce type de routage est l'établissement des routes immédiates entre les sources et les destinations, pour cela, chaque nœud maintient une table de routage contenant des informations concernant les autres nœuds du réseau. Comme l'environnement est mobile, la mise à jour des tables se fait dans un intervalle de temps régulier ou lorsqu'il y a un changement dans l'une des tables de routage.

Parmi les nombreux protocoles proactifs existants, nous allons présenter quelques uns :

► **Le protocole OLSR (Optimized Link State Routing)** : OLSR est un

protocole développé essentiellement par le projet HIERCOM à l'INRIA (Institut National de Recherche en Informatique et en Automatique) et est un protocole proactif à état de lien optimisé. Il propose des routes optimales en termes du nombre de sauts dans le réseau en utilisant les relais multipoints. Cette technique consiste à sélectionner un sous-ensemble des voisins appelés les relais multipoints ou *MPR* (Multi-Protocol Router) pour chaque nœud. Les nœuds formant le *MPR* sont ceux qui possèdent une distance de deux sauts par rapport à la source. Les relais multipoints sont utilisés dans le but de minimiser le trafic dû à la diffusion des messages de contrôle dans les réseaux. La sélection des relais multipoints s'effectue par la diffusion de deux types de messages :

- ◆ Les nœuds échangent des messages HELLO contenant la liste de ses voisins pour déduire la nature des liens symétrique ou asymétrique. Cela permet de choisir un sous-ensemble de voisins dont les liens sont symétriques avec une distance de deux sauts.
- ◆ Un message *TC* (Topology Control) envoyé par les MPR périodiquement dans le réseau, permet la mise à jour des tables de routage.

Une table de routage est construite sur chaque nœud et le routage de donnée s'effectue saut par saut sans aucune intervention de l'OLSR dont son rôle s'arrête à la mise à jour des tables de routage.

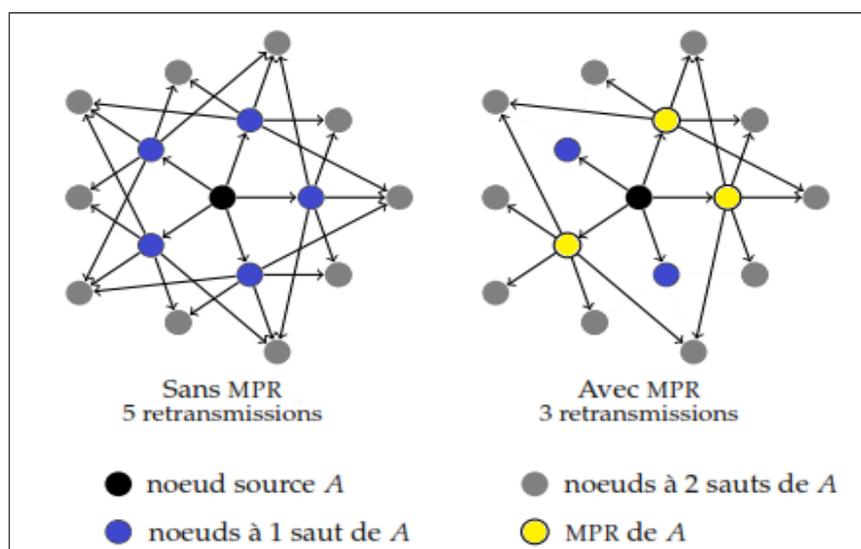


FIGURE 1.9 – Impact de l'utilisation des MPR dans OLSR.

► **Le protocole TBRPF (Topology Dissemination Based On Reverse Path Forwarding)** : C'est un protocole où les nœuds TBRPF s'échangent périodiquement leurs voisinages respectifs et chacun construit un arbre de topologie offrant des routes vers les autres nœuds avec le nombre de sauts minimum. Les arbres de topologie sont ensuite échangés à leur tour entre voisins. Ceci permet de propager les informations de topologie dans tout le réseau.

Afin de détecter le voisinage, les nœuds TBRPF échangent périodiquement des messages HELLO. Il en existe deux sortes : des HELLO contenant toute la liste des voisins et des HELLO intermédiaires appelés HELLO différentiels, contenant les changements par rapport au dernier HELLO envoyé.

► **Le protocole DSDV (Destination Sequenced Distance Vector)** : DSDV est basé sur l'algorithme distribué de Bellman-Ford avec quelques améliorations.

Chaque nœud maintient une table de routage qui contient une entrée pour chacun des autres nœuds du réseau, cette entrée contient les informations suivantes :

- Identifiant du nœud ;
- Le nombre de sauts pour atteindre ce nœud ;
- Un numéro de séquence attribué par le nœud destination, ce numéro permet de reconnaître la dernière mise à jour de route et préserve ainsi le réseau du bouclage.

Les mises à jour dans DSDV sont transmises périodiquement à travers deux types de paquets :

- Mise à jour complète : elle correspond à un envoi de toutes les informations de la table de routage et nécessite plusieurs paquets pour l'envoi.
- Mise à jour incrémentale : un paquet contenant les changements depuis la dernière mise à jour complète est envoyé, cette opération ne nécessite qu'un seul paquet. Une table additionnelle est maintenue par chaque nœud pour la sauvegarde des mises à jour incrémentales.

### ★ Les 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 que les informations concernant les chemins actifs. Les protocoles de routage réactifs

peuvent être classifiés en deux catégories (*Les protocoles à routage source* ou à *routage saut-par-saut*) [57].

1. **Les protocoles à routage source** : Dans ces protocoles, 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, cela veut dire que les nœuds intermédiaires n'ont pas besoin de maintenir des informations sur les chemins actifs. De ce fait, les nœuds intermédiaires acheminent les paquets selon les informations qui se trouvent dans l'entête de chaque paquet de données. De plus, ils n'ont pas besoin de maintenir la connectivité avec leurs voisins.
2. **Les protocoles à routage saut-par-saut** : Dans ces protocoles, 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'efficacité de l'approche réactive commence à 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.

Dans cette section, nous décrivons trois protocoles de routage réactifs, à savoir :

- **Le protocole DSR (Dynamic Source Routing)** : Le protocole DSR est basé sur l'utilisation de la technique du routage par la source. Dans cette technique la source détermine la séquence complète des nœuds à travers lesquels les paquets de données seront envoyés. Avant d'envoyer un paquet de données vers un autre nœud, l'émetteur diffuse un paquet "*Route Request*" (inondation de réseau avec le paquet *Route Request*). Lors de l'inondation, chaque nœuds ajoute au paquet "*Route Request*" son propre identifiant avant de le retransmettre à ses voisins. Si l'opération de découverte de routes est réussie, l'émetteur reçoit un paquet "*Route Réponse*" qui contient une séquence de nœuds à travers laquelle la destination peut être atteinte.
- **Le protocole AODV (Ad hoc On Demand Distance Vector)** : Il s'agit d'une combinaison de DSDV et DSR qu'on a vu précédemment, il emprunte la méthode de découverte et de maintenance de route du protocole DSR et le principe

de numéros de séquence du protocole DSDV. Le protocole AODV réduit le nombre de messages de contrôle et cela en créant les routes à la demande contrairement au protocole DSDV.

Lorsqu'un nœud source veut envoyer un message vers un nœud destinataire dont il ne connaît pas la route, il fait appel à une procédure de découverte de route pour l'atteindre. Il diffuse un paquet route request "*RReq*" à ses voisins et ses derniers le diffuse aussi à leurs voisins ainsi de suite jusqu'à l'arrivée au destinataire ou bien à un nœud qui possède une route fraîche. Dans ce cas l'un de ces derniers transmettra un paquet route réponse "*RRep*" vers la source. Une fois que la source a reçu un "*RRep*" elle commence à émettre ces données, si ultérieurement la source recevra un "*RRep*" avec un nombre de saut inférieur au premier "*RRep*" elle mettra à jour la route et utilisera cette dernière car elle est meilleure. Le protocole AODV efface les routes qui ne sont pas actives. Une route est considérée active si elle transite d'une manière périodique des données de la source vers une destination. Lorsque la source arrête d'émettre des données selon cette route, le lien est considéré comme expiré et sera effacer des tables de routage des nœuds intermédiaires. Si un lien est rompu, un paquet Route Error *RErr* sera envoyer vers la source pour identifier que la destination n'est plus joignable. La Figure 1.10 illustre le fonctionnement du protocole AODV.

- **Le protocole TORA (Temporally Ordered Routing Algorithm) :** C'est un protocole réactif caractérisé par sa réaction locale aux changements de topologie. Son nom traduit l'hypothèse selon laquelle tous les nœuds ont leurs horloges synchronisées.

La découverte et la maintenance de route sont basées sur la création d'un graphe acyclique orienté entre la source et la destination. Si un des liens du graphe devient défaillant, le concept d'inversion de liens permet de rétablir le graphe localement.

Le but de TORA est de trouver des routes stables qui puissent être réparées rapidement et localement, le caractère optimal des routes étant secondaire. Il conserve plusieurs routes vers la même destination afin d'éviter de déployer le mécanisme de découverte de route trop fréquemment.

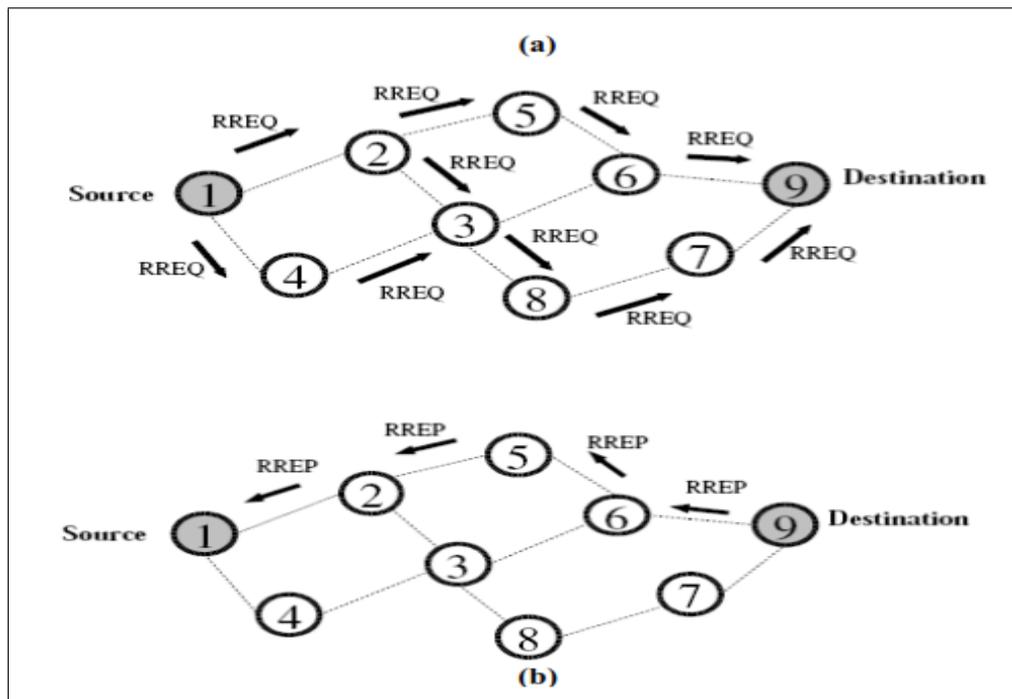


FIGURE 1.10 – (a) Inondation de RREQ, (b) revoie du RREP dans AODV.

### ★ Les protocoles de routage hybrides

Les protocoles de routage hybrides se présentent comme une alternative entre le routage proactif et le routage réactif. Il fait appel au protocole proactif pour avoir des informations sur les voisins les plus proches (au maximum les voisins à deux sauts), et au protocole réactif pour la recherche de route. Plusieurs protocoles hybrides existent, on cite parmi eux :

- **Le protocole ZRP (Zone Routing Protocol) :** Le protocole ZRP est un modèle hybride entre un schéma proactif et un schéma réactif. Le principal problème dans l'élaboration d'un protocole de routage pour réseau Ad hoc réside dans le fait que pour déterminer le parcours d'un paquet de données, le nœud source doit au moins connaître les informations permettant d'atteindre ses proches voisins. D'un autre côté, la topologie d'un tel réseau change fréquemment. De plus, comme le nombre de nœuds peut être élevé, le nombre de destinations potentielles peut également l'être, ce qui requiert des échanges de données importants et fréquents. Le protocole ZRP limite la procédure proactive uniquement aux nœuds voisins.
- **Le protocole ZHLS (Zone Based Hierarchical) :** Le protocole ZHLS est

un protocole hybride hiérarchique basé sur la décomposition d'un réseau en zone. Contrairement à la plupart des protocoles dits hiérarchiques, il n'y a pas ici de représentant pour chaque zone. La topologie d'un réseau est ainsi partagée en deux niveaux :

- a. Un niveau noeud indique la façon dont les noeuds d'une zone sont connectés entre eux physiquement. Un lien virtuel peut exister entre deux zones s'il existe au moins un noeud d'une autre zone.
  - b. Un niveau zone qui renseigne sur le schéma de connexion des différentes zones.
- Ces différents niveaux entraînent donc deux différents types de liens : les liens inter-noeuds et les liens inter-zones. L'adressage mis en place consiste en un identifiant de zone, un identifiant de noeuds et l'utilisation de LSP (Link State Packet) pour l'état des liens. Deux classes de LSP sont possibles : celles orientées noeuds pour lesquels un noeud donne des informations sur son voisin et celles orientées zone.

### 1.12.3 Avantages et inconvénients des protocoles

Les protocoles proactifs permettent le maintien d'une table de routage à jour par l'échange périodique des messages. Ces tables étant à jour, l'envoi de ces messages se fait rapidement. Cependant, on ne peut nier que l'émission régulière de ces paquets occupe une partie de la bande passante, qui risque d'augmenter en fonction du nombre de noeuds présents sur le réseau. Les protocoles réactifs sont, comme expliqués précédemment, basés sur une construction du réseau à la demande. Leur avantage se trouve donc dans le fait qu'il n'y a pas de surconsommation de bande passante comme pour les protocoles proactifs. En revanche, on peut s'inquiéter du délai nécessaire, avant l'envoi d'un message, pour trouver la route. Les protocoles hybrides ont les avantages des deux approches précédentes en utilisant une notion de découpage du réseau. Cependant, ils rassemblent toujours quelques inconvénients des deux approches proactives et réactives.

## **1.13 Conclusion**

Ce chapitre a été consacré à la présentation de quelques notions générales sur les réseaux Ad hoc. Nous avons donné les définitions de base de ces réseaux qui nous ont permis de connaître leurs modes de transmissions et leurs différentes caractéristiques, et ainsi constater que leur apparition sert à faciliter la mise en œuvre d'applications mobiles ne supportant pas d'infrastructure préexistante (telles que les applications militaires). Vu le manque d'infrastructure préexistante dans ces réseaux, la consommation d'énergie devrait être une question cruciale, ainsi le chapitre suivant sera dédié à l'étude de la consommation d'énergie dans ces réseaux.

# 2

## L'énergie dans les Manets

### 2.1 Introduction

Un réseau ad hoc est une collection de terminaux mobiles inter-connectés par une technologie sans fil formant un réseau temporaire sans aucune administration fixe. Les atouts majeurs de cette nouvelle génération de réseaux mobiles sont la flexibilité et leur faible coût. L'un des objectifs majeurs pour ces réseaux consiste à ce que les terminaux mobiles soient utilisés au maximum « n'importe où et n'importe quand ». Cependant, l'une des grandes limitations de cet objectif concerne le support énergétique. En effet, la principale contrainte dans les communications sans fil est la durée de vie limitée des terminaux mobiles dont le support énergétique représente souvent une batterie dont la capacité est limitée. Cette contrainte est beaucoup plus importante dans les réseaux Ad hoc, où les terminaux consomment leur propre énergie en routant des données pour d'autres

terminaux. Ainsi, la consommation d'énergie devrait être une question cruciale lors de la conception de nouveaux protocoles de communication.

Beaucoup de travaux de recherches ont été consacré à cette issue, il existe plusieurs solutions qui s'intéressent à la consommation d'énergie, et qui peuvent être divisées en trois catégories [59] :

- (i) Mise en marche/arrêt de l'émetteur radio pour économiser l'énergie ;
- (ii) Des protocoles basés sur le contrôle de la topologie, qui visent à réduire la portée des nœuds, tout en maintenant une connectivité complète du réseau ;
- (iii) Des protocoles de routage avec une consommation minimale d'énergie.

## 2.2 Notion de durée de vie d'un réseau

Il existe différentes définitions pour la durée de vie d'un réseau mobile Ad hoc (fondées sur la fonctionnalité désirée). Elle peut être définie par la durée jusqu'au moment où le premier nœud est épuisé énergétiquement. Dans ce premier cas, on considère que tout nœud du réseau est indispensable. Elle peut être également définie par le temps jusqu'au moment où une certaine proportion de nœuds est épuisée énergétiquement. Si la proportion de nœuds épuisés dépasse un certain seuil, cela peut avoir comme conséquence la non couverture de certaines régions ou le partitionnement du réseau mobile Ad hoc, ou encore la durée jusqu'à ce que tous les nœuds épuisent leur énergie [50].

## 2.3 La consommation d'énergie dans les réseaux Ad hoc

Les sources d'énergie dans les réseaux Ad hoc sont basées essentiellement sur les piles ou les batteries qui alimentent les noeuds pendant leurs opérations dans le réseau. Ces batteries sont de capacité limitée, elles peuvent couvrir l'activité des noeuds pendant un intervalle de temps réduit relativement aux plusieurs paramètres à savoir : le nombre et le type des opérations exécutées ; types des transmetteurs et des protocoles employés dans

le réseau ; et aussi la distance de la mobilité du réseau. Les noeuds dans les réseaux Ad hoc consomment l'énergie généralement, lors de l'émission, de la réception de données, de l'écoute du canal et pendant la mise-en-veille [34, 44]. Sans énergie les noeuds ne peuvent pas fonctionner, et dans ce cas le réseau reste inactif. Comme l'énergie fournie aux noeuds mobiles est pratiquement limitée par des sources (batteries) d'une durée de vie courte, alors l'économie, le contrôle et l'optimisation de cette énergie dans les réseaux Ad hoc est primordiale et présente actuellement l'un des plus grands défis des scientifiques chercheurs.

Les sources de la consommation de l'énergie dans les réseaux Ad hoc peuvent être liées à deux opérations principales ; des consommations liées aux communications et des consommations liées aux traitements et analyses de l'information. Les communications demandent pratiquement l'usage des transmetteurs à la source, pendant la route et à l'arrivée au noeud destinataire. Le transmetteur a pour objectif de générer des paquets originaux, de contrôler la route et de rediriger les paquets vers un autre noeud destinataire. Le récepteur a pour objectif de recevoir les données, de contrôler les paquets reçus et de transférer les paquets vers d'autres destinations. La quantité d'énergie consommée varie donc selon le type de transmetteur utilisé.

Il existe trois axes de recherche dans le domaine de conservation de la consommation d'énergie spécifiques aux réseaux Ad hoc :

- ▶ L'économie d'énergie qui minimise la dissipation d'énergie lorsqu'un noeud mobile est inutilisé. On introduit un état de veille, plus économe en énergie que l'état actif et on tente de maximiser la durée que passe les noeuds en veille.
- ▶ Le contrôle de la puissance de transmission qui consiste à maintenir la capacité du réseau et à acheminer le trafic de données avec un coût énergétique minimal. On permet aux noeuds de déterminer la puissance de transmission minimale suffisante pour maintenir la connectivité du réseau.
- ▶ La distribution de la charge d'acheminement des données dont l'objectif principal est d'équilibrer la consommation d'énergie entre les noeuds 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.

### 2.3.1 Nœud mobile et consommation d'énergie

Un nœud mobile possède typiquement plusieurs composants matériels qui consomment l'énergie, à savoir : le processeur, le disque, l'écran et l'interface de communication sans fil etc. Selon Smail dans [50], l'interface sans fil consomme jusqu'à 50% de l'énergie globale du nœud mobile. Les protocoles de routage à basse consommation d'énergie proposés dans la littérature pour les réseaux Ad hoc, cherchent soit à minimiser l'énergie dissipée lors des communications actives (durant les opérations d'émission et de réception, acheminement inclus) ou celle consommée dans les périodes inactives (quand l'interface sans fil n'effectue aucune communication).

### 2.3.2 Consommation d'énergie dans les différents modes d'opération des interfaces de communication

Plusieurs études ont mesuré la consommation d'énergie dans les interfaces de communications sans fil. Dans ces études, les différents modes d'opérations d'une interface ont été examinés. Il a été trouvé que l'interface sans fil 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. Les modes d'opération examinés sont les suivants :

- **Le mode de 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 paquets.
- **Le mode veille** : Correspond à l'état où l'interface sans fil est éteinte. Dans ce mode, l'équipement mobile ne peut ni émettre ni recevoir. C'est le mode où l'interface est plus économe en énergie, toutefois un certain délai est nécessaire pour passer dans un des trois modes.

Le taux de consommation d'énergie dans chaque mode dépend de l'implémentation matérielle de l'interface sans fil. Le tableau suivant donne un aperçu sur la consommation

Interface de communication sans fil (mW)	Transmission	Réception	Inactif	veille
Aironet PC 4800	2500	900	110	20
Aironet 350 PCI	1870	1620	1440	910
Lucent Bronze	1300	910	840	66
Lucent Wavel LAN	1400	1200	1000	150
Cabletron Roamabout	1400	100	830	130

FIGURE 2.1 – Valeurs de consommation d'énergie (en mW) de quelques interfaces de communication sans fil.

d'énergie dans chaque mode d'opération pour différentes gammes d'interfaces de communication sans fil. A partir de ce tableau, 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, il gaspille une quantité d'énergie considérable qui s'approche de celle consommée en mode réception, en effet il doit écouter le canal régulièrement. L'interface sans fil consomme la plus basse énergie quand elle est en mode veille.

### 2.3.3 Sources de perte d'énergie

Ils existent plusieurs sources de communication d'énergie en communications dans un réseau Ad hoc. Quelques sources sont utiles tandis que d'autres sont considérées comme des pertes qui doivent être réduites ou éliminées. Certaines pertes d'énergie lors des communications sont dues aux facteurs suivants :

- **Le mode inactif** : L'interface sans fil de communication gaspille de l'énergie sans effectuer aucune tâche utile. Une solution possible est de mettre périodiquement les nœuds en veille.
- **Les collisions** : Elles surviennent surtout dans des conditions de trafic élevé. Les paquets affectés par les collisions ne sont pas correctement reçus et l'énergie consommée lors de leurs émissions et réceptions est gaspillée. Une solution possible à ce problème est d'améliorer par les stratégies de retransmission des protocoles MAC ou par une meilleure gestion du trafic.
- **Le surcoût des protocoles** : Cela fait référence aux paquets de contrôle que

gènèrent les différents protocoles de communication, et qui imposent une consommation d'énergie supplémentaire à ce qui est strictement nécessaire à la transmission des données. Une solution possible à ce problème est les protocoles de communication restreignent au maximum les paquets de contrôle qu'ils gèrent.

- **Le taux d'erreurs** : Ce phénomène est dû à la qualité de la transmission de l'interface de communication sans fil. Les données impliquées lors des transmissions erronées ne sont pas transmises, elles sont perdues. De plus, les protocoles de routages réactifs interprètent les retards des acquittements comme une rupture du lien, ce qui provoque la diffusion de paquets de requête 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 de chemins stables ou par l'utilisation du routage multi-chemins.

## 2.4 Conservation d'énergie dans les réseaux Ad hoc

La conservation d'énergie est importante dans un réseau mobile Ad hoc pour augmenter la durée de vie des nœuds et, par conséquent, celle de tout le réseau.

Cette tâche est particulièrement difficile du moment que les actions de conservation d'énergie doivent être coordonnées (c'est-à-dire l'échange d'information entre nœud et une prise de décision cohérente). Par exemple un nœud avant d'acheminer les paquets à un autre nœud, il est inutile d'économiser l'énergie du second si l'énergie du premier est épuisé. Ils doivent coordonner leurs décisions et leur actions.

Plusieurs techniques de conservation de l'énergie dans les réseaux Ad hoc ont été développées. En général, ces techniques se concentrent sur deux parties : la partie réseau (c'est à dire : la gestion d'énergie est prise en compte dans les opérations de chaque nœud, ainsi que dans la conception de protocoles du réseau), et la partie détection des données (c'est à dire : des techniques de réductions des données et l'efficacité énergétique au niveau d'acquisition). Les protocoles de conservation de l'énergie peuvent être à chemin unique ou multi-chemins.

## 2.5 Modèles mathématiques pour la conservation d'énergie dans les réseaux Ad hoc

► **Protocole de routage pour les réseaux mobiles Ad hoc utilisant les réseaux de Petri colorés :** Dans [51], les auteurs ont expliqué que pour une application réussie de MANETS, il est très important de veiller à ce qu'un protocole de routage soit clair, complet et correctement fonctionnel. Ils ont donc proposé une approche pour assurer l'exactitude d'un protocole de routage existant en créant un modèle formel pour le protocole, et puis ils ont analysé ce modèle pour déterminer si le protocole fournit son service correctement. Ils ont alors opté pour les réseaux de Petri colorés (*CPNs*)<sup>1</sup> qui sont appropriés à cet effet, car ils peuvent aisément exprimer le non-déterminisme, la simultanéité et différents niveaux d'abstraction qui sont inhérents à des protocoles de routage. Et comme la topologie d'un réseau Ad hoc change dynamiquement, alors il n'est pas facile de construire un modèle de réseau de Petri coloré associé, ils ont donc pensé à proposer un mécanisme appelé topologie approximation (TA) pour résoudre ce problème de la mobilité et de réaliser des simulations des deux protocoles de routage : AODV, et DSR, afin de pouvoir les comparer. D'après les résultats obtenus par la simulation, ils ont conclu que le protocole DSR montre une meilleure efficacité avec un petit nombre de nœuds présents dans le réseau, mais il lui faut un délai supérieur pour la découverte du réseau, contrairement à AODV. Ils ont conclu qu'il y'avait un compromis entre le retard dû à la découverte du réseau et l'efficacité du réseau.

► **Modélisation stochastique de la contrainte d'énergie dans les réseaux de capteurs sans fil :** Dans [10], les auteurs ont expliqué que la contrainte de la consommation d'énergie des nœuds dans les réseaux de capteurs sans fil (*WSN*)<sup>2</sup> est une faiblesse fatale de ces réseaux, étant donné que ces nœuds fonctionnent généralement avec des batteries, et l'utilité maximale du réseau dépend de l'utilisation optimale de l'énergie de ces nœuds. Ils ont fait appel aux réseaux de Petri stochastiques colorés pour évaluer les comportements du modèle énergétique développé,

---

1. CPNs : Colored Petri Nets

2. WSN : Wireless Sensor Networks.

et ils ont aussi comparé les réseaux de Petri et les modèles basés sur les chaînes de Markov et d'après les résultats et les analyses expérimentales, ils ont déduit que l'utilisation des réseaux de Petri donne des résultats plus précis que l'utilisation de modèles de Markov, ceci est dû au fait que le modèle de Markov exige que les systèmes modélisés soient des états sans mémoire. Un nœud de capteurs sans fil, qui repose sur le temps de changer dynamiquement son état d'alimentation, ne satisfait pas les exigences sans mémoire de la chaîne de Markov. En outre, le modèle de réseau de Petri est beaucoup plus souple que le modèle de Markov et peut facilement s'adapter aux changements.

- **Minimisation de la consommation d'énergie dans les réseaux mobiles Ad hoc :** Dans [6], les auteurs se sont intéressés au problème de la gestion de l'énergie dans les réseaux mobiles Ad hoc (MANET). Ils ont proposé une modélisation des MANET sous forme d'un problème d'optimisation sous contrainte appelé COMANET. Puis, dans l'objectif de minimiser la consommation d'énergie des batteries, ils ont présenté une approche basée sur une adaptation de l'algorithme de Dijkstra [25] au problème de MANET appelé MANED, cet algorithme hybride permet de trouver le minimum d'énergie à consommer lors de l'envoi d'un message d'une source  $s$  vers un puit  $p$ . L'algorithme de Dijkstra, lorsqu'il est appliqué à un graphe, trouve rapidement le chemin le plus court à partir d'une source choisie vers une destination donnée. Ils ont dit que les résultats expérimentaux trouvés montrent que leur approche donne des résultats très prometteurs.
- **Vérification de l'efficacité énergétique du protocole "OLSR" en utilisant les réseaux de Petri :** Pour les réseaux denses, le protocole (OLSR) est le mieux adapté en raison de l'utilisation des relais multi-points (MPR). Dans l'article [54], les auteurs ont essayé d'optimiser l'efficacité énergétique de OLSR, en faisant la sélection efficace des MPR basée sur l'énergie résiduelle de la batterie d'un nœud. Les résultats de simulation avec le logiciel "Ns-2" montrent que leur protocole modifié, permet d'obtenir une meilleure efficacité énergétique par rapport à OLSR en termes de nombre de nœuds vivants, ce qui indique une meilleure durée de vie du réseau. Vers la fin, ils ont fait appel aux réseaux de Petri colorés, pour vérifier et valider le

fonctionnement du protocole modifié.

- ▶ **Les réseaux de Petri stochastiques pour la modélisation et l'analyse des réseaux Ad hoc :** La densité des réseaux Ad hoc rend leur présentation et modélisation difficile. Pour remédier à ce problème, dans [18] les auteurs ont fait appel à un outil graphique appelé réseau de Petri Stochastique (*RdPS*) pour représenter et analyser un réseau Ad hoc. Grâce à cet outil, ils ont pu calculer différents indices de performance à savoir : le temps moyen de transmission, le retard moyen, et la probabilité de perte d'un paquet, de plus cet outil a montré que la probabilité de perte est faible, ce qui signifie que la plupart des paquets générés arrivent à la bonne destination avec succès, et donne des meilleurs résultats et un coût négligeable par rapport au simulateur "Ns-2".
- ▶ **Détection des nœuds égoïstes dans un réseau Ad hoc :** Dans un réseau Ad hoc, le nœud égoïste est celui qui n'accepte pas de transférer les paquets pour les autres nœuds pour conserver ses ressources afin de transmettre ses propres paquets. Pour résoudre ce problème, dans [19] les auteurs ont fait appel à la méthode *Deux sauts ACK (accusé de réception) (two hops ACK)*, puis analyser les résultats par les Réseaux de Petri (RdP). Cette analyse aboutit aux résultats suivants :
  - Détection de tous les paquets abandonnés par les expéditeurs (les paquets perdus ou transmis).
  - Détection des paquets abandonnés à cause de la mobilité des nœuds.
- ▶ **Modèle ON/OFF pour la consommation d'énergie dans les réseaux mobiles Ad hoc :** Dans [38], les auteurs ont mis l'accent sur la consommation d'énergie dans les réseaux Ad hoc, où ils ont modélisé la décharge électrique des batteries en tenant compte de la fonction d'activation /désactivation (On /Off) des composants. Leur proposition est basée sur le modèle markovien **M-MMPP** (Processus de Poisson Modulé par Markov), plus exactement le modèle **ON / OFF** qui modélise l'alternance de deux phases, ici l'état actif/inactif d'un nœud mobile. Pour compléter le modèle, les auteurs ont défini une fonction qui illustre l'état de décharge dans le but de trouver la distribution de probabilité de temps de fonctionnement de la batterie.

Les résultats de la simulation sur cette distribution ont montré que la durée de vie d'un nœud diminue en alternant entre l'état actif et inactif, par conséquent la probabilité de fonctionnement augmente en diminuant le nombre d'alternance.

## 2.6 Quelques protocoles de routage minimisant la consommation d'énergie

La principale contrainte dans les communications sans fil est la durée de vie limitée des terminaux mobiles, cette contrainte est beaucoup plus importante dans les réseaux Ad hoc, où les terminaux consomment leur propre énergie en routant les données pour d'autres nœuds. Pour minimiser la consommation d'énergie dans les réseaux Ad hoc, plusieurs travaux ont été effectués.

Dans [23], les auteurs ont utilisés quatre extensions du protocole AODV (LER-AODV, PAR-AODV, LPR-AODV, Q-AOMDV) qui prennent en considération la métrique de consommation d'énergie, après ils ont fait appel au simulateur *GloMSim 2.0*<sup>3</sup>. Les résultats de la simulation sur ces extensions sont les suivants :

- L'amélioration des performances et la survivabilité du réseau.
- L'équilibrage de la consommation d'énergie sur la totalité du réseau.

Dans les protocoles de routage à la demande, la réception du paquet RREP (Réseau Régionale Energie Précarité) est très importante, car la perte des paquets de réponse est très coûteuse. Si le paquet RREP est perdu alors le coût de la procédure de découverte des routes sera très élevé en termes de nombre de paquets de contrôle, et en termes d'énergie.

Dans [59] les auteurs ont proposés l'idée du mécanisme ER-AODV (Energy Reverse Ad-hoc On-demand Distance Vector routing), qui essaie de répondre par plusieurs routes. Les résultats de la simulation sous "Ns-2"<sup>4</sup> ont montrés que la découverte des routes en utilisant ER-AODV est réalisée en moins d'itérations par rapport au protocole AODV ce

---

3. GloMoSim : (Global Mobile Simulator) est une bibliothèque logicielle de simulation à grande échelle pour les réseaux sans fil et filaires.

4. Network Simulator-2 : est un outil de simulation de réseaux informatiques, il est considéré par beaucoup de spécialistes des télécommunications comme le meilleur logiciel de simulation à événements discrets.

qui offre une meilleure conservation d'énergie.

Dans [39], les auteurs ont proposé de changer la stratégie de routage du protocole AODV afin d'améliorer la consommation d'énergie dans les réseaux mobiles Ad hoc (MANET), et cela pour concevoir une nouvelle solution qui permet de réduire le nombre de messages HELLO échangés (en augmentant la période de temps entre l'envoi de deux Messages) et d'inclure le facteur de consommation d'énergie en remplaçant l'instant périodique régulier d'envoi d'un message HELLO par un autre proportionnel à l'énergie stockée dans la batterie du nœud.

Une étude analytique et des simulations par *JIST / SWANS*<sup>5</sup>, a conduit à noter que la solution qu'ils ont proposée peut fournir des connaissances sur les niveaux d'énergie stockée dans les nœuds constituant le réseau sans affecter le fonctionnement du protocole, ainsi un nœud donné dans le réseau peut choisir le chemin le plus court qui contient assez d'énergie pour l'acheminement correct des paquets de données, gagnant ainsi en termes de rapport des paquets.

Dans [31], les auteurs ont expliqué que, la plupart des modèles existant traitant la consommation d'énergie ont tendance à sous-estimer l'énergie réelle et ce en ne considèrent celle-ci que lors des échanges de paquets de données, sans prendre en compte le coût énergétique lors de l'échange de paquets de contrôle (le protocole ACK par exemple). Ils se sont alors intéressés au développement d'un modèle plus précis de consommation d'énergie pour les protocoles MAC communs : CSMA, MACA, et 802.11, pour les deux modes de transmission End-to-End Retransmission (EER) et Hop-by-Hop Retransmission (HHR), et ont considéré l'énergie consommée due aux échanges de paquets de données, les paquets de contrôle et les retransmissions. Par la suite, ils ont vérifié par la simulation que leur modèle reflète mieux la consommation d'énergie actuelle que les modèles existants. La précision de leurs modèles a été vérifiée par des simulations sur *GloMoSim*, et leurs modèles de consommation d'énergie mis au point pour les deux modes de EER et HHR se sont révélés être beaucoup plus proches de l'énergie réelle consommée que les modèles existants. Leurs résultats ont également montré que leur modèle de consommation d'énergie pour le mode HHR peut être utilisé pour déterminer les chemins avec un coût minimum

---

5. La plate-forme *JIST (Java in Simulation Time)/SWANS (Scalable Wireless Ad-hoc Network Simulator)* est un simulateur d'événement discret de haute performance, développé à l'Université Cornell.

d'énergie et d'atteindre ainsi les performances de conservation de l'énergie mieux que les autres modèles. Dans [11], les auteurs ont utilisé **Solution cross-layer deuxième niveau**, Cette solution permet de minimiser l'énergie avec laquelle les paquets de données seront envoyés. En effet la valeur de la puissance du signal reçu (RSS) utilisée par la couche réseau a permis non seulement de changer la métrique de routage mais de calculer aussi l'énergie minimale nécessaire pour transmettre les données d'un noeud à son voisin sur le chemin utilisé. Cette valeur minimale est passée de la couche réseau à la couche Mac pour diminuer l'énergie avec laquelle les trames de données sont envoyées de la source vers la destination dans le réseau mobile Ad hoc network.

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 nœuds mobiles sont équipés de 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.

Dans son mémoire de magister [57], l'étudiante a expliqué qu'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. C'est pour quoi son travail était 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, elle a fait recourt au routage multi-chemins ; l'énergie résiduelle 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 avec l'outil *NS-2* ont montré l'efficacité du protocole proposé dans des scénarios difficiles caractérisés par une haute mobilité, une haute densité et un trafic important.

Afin d'augmenter la durée de vie d'un réseau Ad hoc, dans [24] les auteurs ont défini **Power-Aware Alternation** (PAA)<sup>6</sup> qui est un mécanisme fonctionnant au niveau liai-

---

6. Power-Aware Alternation (PAA) : qui est un mécanisme qui se base sur une organisation du réseau en groupes particuliers de nœuds capables d'alterner entre eux des périodes de veille et d'activité.

son de données et permettant de définir une alternance des périodes d'activité et d'inactivité. Durant les périodes d'inactivité, un nœud utilisera le minimum de puissance et ne pourra ni recevoir ni émettre des données. Ce mécanisme permettra de conserver l'énergie des nœuds en rendant inactifs certains nœud tout en assurant la connectivité du réseau, et d'équilibrer la consommation d'énergie entre tous les nœuds du réseau.

Les résultats du simulateur JSIM sur ce mécanisme ont montrés que le PAA apporte un gain en énergie par rapport à PSM<sup>7</sup>, ceci a conduit à la conclusion que PAA pourrait être plus adapté aux réseaux de capteurs vu qu'ils présentent plus les contraintes d'énergie.

## 2.7 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté la problématique de la consommation d'énergie dans les réseaux Ad hoc. On a donner quelques travaux existants dans la littérature qui ont traité cette problématique.

Bien qu'il existe d'autres références que celles exposées dans ce chapitre, mais nous avons fait une sélection des principaux travaux utilisant les modèles mathématiques. Le dernier travail présenté concerne la modélisation par un modèle ON/OFF qui traite la contrainte d'énergie en tenant compte de la fonction d'activation/désactivation des nœuds mobiles. Ce travail constitue un modèle de base pour notre étude que nous allons présenter dans le chapitre 4. Dans notre modélisation on fera appel à l'outil de modélisation qui est les Réseaux de Petri Stochastiques (RdPS). Ainsi, le chapitre 3 suivant, sera principalement dédié à ce formalisme.

---

7. PSM est un mécanisme proposé par la norme 802.11 qui se base sur la définition d'un mode veille durant lequel les nœuds peuvent éliminer toute activité réseau afin de conserver leur énergie

# 3

## Les réseaux de Petri

### 3.1 Introduction

Les réseaux de Petri (RdP) ou encore (PN "Petri Nets") tirent leur nom du mathématicien Allemand Carl Adam Petri qui a inventé ce formalisme en 1962.

Ces réseaux sont des outils graphiques et mathématiques permettant de modéliser et de vérifier le comportement dynamique des systèmes complexes qui recouvrent les systèmes de productions, les systèmes informatiques et les systèmes de télécommunications, les réseaux de transport,...,etc. Un point crucial qui est inhérent dans les RdP est qu'ils peuvent être étendus selon les besoins. En plus de ses caractéristiques analytiques, ils offrent une possibilité d'une analyse qualitative. Les réseaux de Petri proposent une modélisation à deux visages :

- Une modélisation statique, qui décrit l'architecture du système, les dépendances

existantes entre les différentes parties, les actions possibles, les conditions requises pour qu'elles soient effectuables et leurs effets sur les différents composants du système.

- Une modélisation dynamique, qui décrit les comportements possibles du système (via un principe de modélisation).

Dans ce chapitre, nous allons introduire les principales définitions, les concepts fondamentaux, les notions de base et les propriétés générales des réseaux de Petri.

## 3.2 Notions de base

**Définition 3.1. (RdP classique)** Un RdP est un graphe biparti dont on particularise les deux familles de sommets :

Les places qui permettent de décrire les états du système modélisé et les transitions qui représentent les changements d'états.

D'une manière formelle un RdP non marqué est un quadruplet :  $R = (P, T, Pre, Post)$ , tel que [5] :

- $P = \{p_1, p_2, \dots, p_n\}$  est un ensemble fini de places ;
- $T = \{t_1, t_2, \dots, t_m\}$  est un ensemble fini de transitions ;
- $Pre : P \times T \longrightarrow \mathbb{N}$  est l'application d'incidence avant (places précédentes) ;
- $Post : P \times T \longrightarrow \mathbb{N}$  est l'application d'incidence arrière (places suivantes) ;

On note par  $C$  la matrice d'incidence du RdP qui est définie par :

$$\mathbf{C} = Post - Pre.$$

**Remarque 3.1.** Comme dans tout graphe biparti, un arc ne relie jamais deux sommets de la même famille, comme le montre la Figure ci-dessous. C'est aussi pareil pour les transitions.



FIGURE 3.1 – La structure d'un RdP.

**Définition 3.2. (Matrice d'incidence)** La matrice d'incidence d'un RdP est la matrice entière  $C$ . Cette matrice traduit le coût global du franchissement d'une transition pour chaque place (la différence entre ce qui est produit et ce qui est consommé)[6].

### 3.3 RdP marqué

Le marquage d'un RdP est donné par un vecteur colonne dont la  $i^{\text{ème}}$  composante représente le nombre de marques (jetons) dans la place  $P_i$  noté soit  $M(P_i)$  soit  $M_i$ . Le marquage initial  $M_0$  décrit l'état initial du système modélisé.

**Définition 3.3.** Formellement un RdP marqué est caractérisé par le couple :  $N = (R, M_0)$ , où :

- $R$  est un réseau de Petri.
- $M_0$  est le marquage initial qui est une application définie par :

$$\begin{cases} M_0 : P \longrightarrow \mathbb{N}; \\ p \longmapsto M_0(p). \end{cases}$$

**Exemple 3.1.** La Figure 3.2 représente un RdP marqué. Les places  $P_1, P_2, P_3, P_4$  contiennent des nombres entiers (positifs ou nuls) de marques ou de jetons. Le nombre de jetons dans les places  $P_1, P_2, P_3, P_4$  est donné par  $M_0(P_1) = 2, M_0(P_2) = 1, M_0(P_3) = 1, M_0(P_4) = 0$ , respectivement.

Le marquage  $M$  du réseau entier est défini par le vecteur de ces marquages, i.e.  $M = (M(p_1), M(p_2), M(p_3), M(p_4)) = (2, 1, 1, 0)$ .

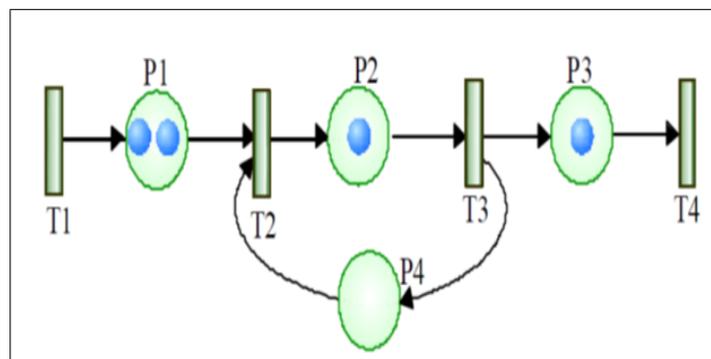


FIGURE 3.2 – Exemple d'un RdP marqué.

**Définition 3.4. (Transition source et transition puit)[33]**

Une transition  $t$  d'un RdP est une transition *source* si et seulement si  $\bullet t$  est un ensemble vide.

Une transition  $t$  d'un RdP est une transition *puits* si et seulement si  $t^\bullet$  est un ensemble vide. Avec :

- ▶  $\bullet t$  est l'ensemble des transitions d'entrée (transition en amont) de la place  $p$ .
- ▶  $t^\bullet$  est l'ensemble des transitions de sortie (transition en aval) de la place  $p$ .

### 3.4 Graphe associé et notations matricielles

A un réseau de Petri on peut associer un graphe qui possède deux types de noeuds : les places notées graphiquement par des cercles et les transitions notées graphiquement par des traits ou des rectangles. Un arc relie une place  $p$  à une transition  $t$  si et seulement si  $Pre(p, t) \neq 0$ . Un arc relie une transition  $t$  à une place  $p$  si et seulement si  $Post(p; t) \neq 0$ . Les valeurs non nulles des matrices  $Pre$  et  $Post$  sont associées aux arcs comme étiquettes (par défaut on prend la valeur 1). Le marquage  $M$  peut être représenté par un vecteur ayant pour dimension le nombre de places. Les fonctions  $Pre$ ,  $Post$  et  $C$  seront présentées par des matrices dont le nombre de lignes est égal au nombre de places et le nombre de colonnes est égal au nombre de transitions.

### 3.5 Interprétation d'un réseau de Petri

Interpréter un réseau de Petri, c'est d'abord donner un sens concret à un modèle mathématique en associant des places, des transitions et des jetons à des entités existantes. Ainsi, les places peuvent être interprétées comme des activités d'un système à événements discrets, par exemple, les stocks d'un atelier de production, des procédures en cours d'exécution dans un système informatique, etc. Aux transitions on peut faire correspondre des événements. On peut également leurs associer des activités ou des procédures à condition qu'elles soient indivisibles ou encore ininterrompibles. Les jetons peuvent être interprétés comme des objets physiques, des informations, des structures de données ou

des ressources. Ces entités sont soumises à des événements (franchissement de transitions) qui les font changer d'état (passer d'une place à une autre).

### 3.6 Evolution d'un RdP

A partir d'un marquage initial, un réseau de Petri peut évoluer. L'évolution, c'est-à-dire la transition d'un marquage vers un marquage suivant, ne peut avoir lieu que si toutes les conditions relatives à cette transition sont satisfaites. Ceci définit la règle de tir ou de franchissement d'une transition. Dans les réseaux de Petri, le comportement pourra évoluer lorsque toutes les places relatives à une transition contiendront un nombre suffisant de jetons. Plus précisément, lorsque le nombre de jetons dans chaque place d'entrée d'une transition sera supérieur ou égal au poids de l'arc joignant cette place à la transition. La transition sera alors franchissable (sensibilisée ou tirable). Lorsqu'elle sera franchie (ou tirée), son franchissement définira le marquage suivant du réseau. Le tir dépend donc des jetons, ainsi, la règle d'évolution des réseaux marqués leur donne une dynamique tout en précisant comment les transitions permettent de modifier l'état du système [22, 53]. Les règles de base qui régissent la procédure de modification du marquage lors du franchissement d'une transition sont les suivantes :

- **Règle 1** : une marque est enlevée à chacune des places de l'ensemble d'entrée de la transition.
- **Règle 2** : une marque est déposée dans chacune des places de l'ensemble de sortie de la transition.
- **Règle 3** : lorsque plusieurs transitions sont validées par un même marquage, une et seulement une transition peut être franchie.

**Définition 3.5. (Franchissement de transition)**[6] Une transition  $t$  est dite franchissable (sensibilisée) pour un marquage  $M$  si et seulement si :  $\forall p \in P$ , on a  $M(p) \geq Pre(p, t)$ , ( $M(t >)$ ).

Le franchissement de  $t$  pour un marquage  $M$  conduit à un nouveau marquage  $M'$  tel que :  $\forall p \in P, M'(p) = M(p) - Pre(p, t) + Post(p, t)$ .

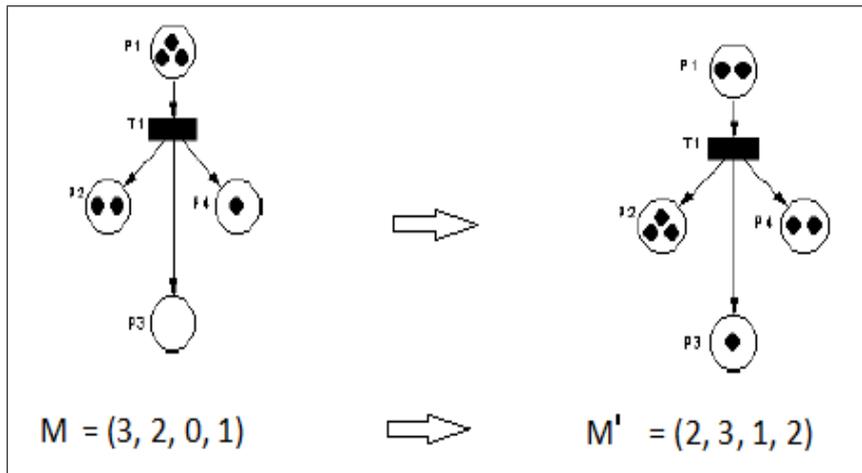


FIGURE 3.3 – Exemple de franchissement d’une transition.

**Remarque 3.2.** :

*b.* Lorsqu’une transition  $T_j$  est validée, cela n’implique pas qu’elle sera immédiatement franchie, cela n’est qu’une possibilité.

**Définition 3.6. (Séquence de franchissement)**[5] Soit  $(R, M_0)$  un RdP marqué,  $s = t_1, t_2, \dots, t_n \in T^*$  une séquence de transitions. La séquence  $s$  est franchissable depuis  $M$ , si et seulement si, il existe des marquages  $M_1, M_2, \dots, M_n$ , tels que :  $M_1(t_1 > M_2(t_2 > \dots M_{n-1}(t_{n-1} > M_n$ .

Avec  $T^*$  est un sous ensemble de  $T$  constitué des transitions qui forment la séquence de franchissement. Dans ce cas le tir ou le franchissement conduit au marquage  $M_n$ , on note alors  $M(s > M_n$ .

**Définition 3.7. (Marquage accessible)** Soit  $(R, M_0)$  un RdP marqué. Un marquage  $M$  est accessible si et seulement si il existe une séquence de franchissement  $s \in T^*$  telle que  $M_0(s > M$ .

**Définition 3.8. (Ensemble d’accessibilité)** Soit  $(R, M_0)$  un RdP. L’ensemble des marquages accessibles ou ensemble d’accessibilité de ce réseau est noté  $A(R, M_0)$  ou  $A$ , est l’ensemble des marquages atteints par une séquence de franchissement :

$$A(R, M_0) = \{M \in \mathbb{N}^P / \exists s \in T^*\}; \text{ tel que } M_0(s > M).$$

**Définition 3.9. (Grphe des marquages accessibles)** Le graphe des marquages accessibles (graphe d’accessibilité) est un graphe noté  $G(R, M_0)$  dont les nœuds correspondent

à un marquage du RdP et les arcs étiquetés par les noms des transitions correspondent aux franchissements de transitions.

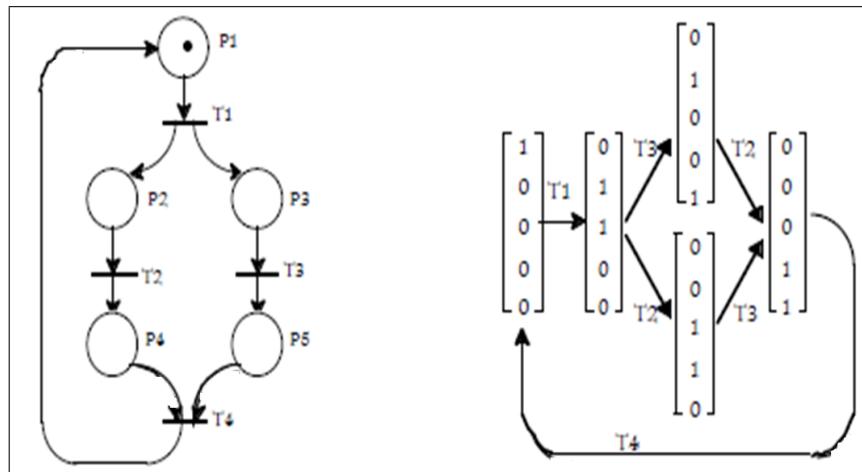


FIGURE 3.4 – Exemple de graphe des marquages d'un RdP.

### 3.7 Propriétés d'un réseau de Petri

Après avoir modélisé un système par RdP, la question naturelle qui se pose est : Qu'est-ce qu'on peut faire avec ce modèle ? Ce modèle de RdP nous donne des techniques pour analyser les propriétés qui sont les caractéristiques qui permettent d'évaluer la qualité d'un système donné. Parmi les propriétés des RdP on citera dans ce qui suit les plus importantes d'entre elles [37] :

**a- Réseau borné :** La bornitude d'un RdP exprime le fait que le nombre d'états que peut prendre le système modélisé par ce RdP est fini, autrement dit, le nombre de marquages accessibles est fini. Dans le cas contraire, où le RdP est non borné, le nombre d'états est infini et ceci est dû au fait que certains paramètres de ce système sont non bornés. Par exemple le paramètre "Taille" d'un buffer peut être non limitée ce qui introduit la non bornitude du modèle RdP.

**Définition 3.10.** Soit un RdP  $R = (P, T, Pre, Post)$  ; une place  $p \in P$  est dite  $k$ -bornée pour un marquage initial  $M_0$  si et seulement si

$$\exists k \in \mathbb{N}, \forall M' \in A(R, M_0), M'(p) \leq k$$

où  $A(R, M_0)$  est l'ensemble des marquages accessibles. Si  $k = 1$ , on dit que la place  $p$  est sauf.

**Définition 3.11.** Un réseau de de Pétri  $R = (P, T, Pre, Post)$  est dit  $k$ -borné (respectivement sauf) pour un marquage initial, si et seulement si toutes ses places sont  $k$ -bornées (respectivement saufs).

**Définition 3.12.** Un réseau marqué  $A(R, M_0)$  est borné, si le nombre de marquages accessibles est fini.

**b- Réseau sans blocage :** Un RdP est dit bloqué si à une certaine étape son franchissement s'arrête et aucune transition n'est franchissable. Formellement ceci est donné par la définition suivante :

**Définition 3.13.** Un marquage  $M_0$  d'un réseau  $A(R, M_0)$  est appelé marquage puits (mort) si aucune transition n'est franchissable à partir de  $M_0$ . Un réseau  $(R, M_0)$  est dit sans blocage si tout marquage accessible depuis  $M_0$  n'est pas un marquage puits. Un réseau  $R$  est dit sans blocage s'il existe un marquage initial  $M_0$  tel que  $(R, M_0)$  soit sans blocage.

**c- Vivacité :** La vivacité est une propriété importante pour traduire le bon fonctionnement d'un système. D'ailleurs, un réseau vivant modélise un système en fonctionnement permanent sans aucun blocage.

**Définition 3.14.** Un réseau de Petri  $A(R, M_0)$  est vivant si :

$$\forall M \in A(R, M_0), \forall t \in T, \exists M' \in A(R, M) \text{ tel que } M' \geq M + t.$$

Autrement dit :

$$\forall M \in A(R, M_0), \forall t \in T, \exists s \in T^* \text{ tel que } M \geq s + t.$$

**d- Etat d'accueil :** Un état d'accueil caractérise le fait que le système peut se retrouver dans cet état à partir des marquages en aval. Si le marquage initial est un état d'accueil, cela signifie que l'on peut toujours réinitialiser le système. Ce qui est exprimé formellement dans la définition suivante :

**Définition 3.15.** Un marquage accessible  $M$  d'un réseau marqué  $A(R, M_0)$  est un état d'accueil s'il est accessible à partir de n'importe quel autre marquage accessible :

$$\forall M' \in A(R, M_0), \exists s \in T^* / M' \geq s + M.$$

**e- Graphe fortement connexe :**

- Une composante fortement connexe d'un graphe est un sous graphe tel qu'il existe un chemin (orienté) entre tout point  $A$  et tout point  $B$  de ce sous graphe.
- Une composante fortement connexe est dite terminale, si aucun sommet de celle-ci ne possède de successeurs dans une autre composante fortement connexe.
- Un graphe est dit fortement connexe s'il possède une seule composante fortement connexe.

L'existence d'un état d'accueil dans un RdP est liée à la connexité de ce RdP, la proposition suivante nous donne cette liaison.

**Proposition 3.1.** *Soit  $(R, M_0)$  un réseau de Petri borné. Le réseau  $(R, M_0)$  a un état d'accueil si et seulement si le graphe d'accessibilité comprend une seule composante fortement connexe terminale.*

**Remarque 3.3.** *Si le marquage initial d'un RdP est un état d'accueil alors le système modélisé par ce RdP est réinitialisable.*

## 3.8 Les différents formalismes des RdP

Divers extensions ont donné naissance à plusieurs formalismes de RdP. Ces formalismes introduisent entre autres l'aspect temporel, aspect stochastique, ... etc. Ce qui a enrichi les structures des RdP. Parmi ces différents formalismes, on peut citer :

### 3.8.1 Les RdP étendus

Les RdP étendus sont des RdP pour lesquels on a pris en compte la possibilité de décrire deux types de comportements : l'*arc inhibiteur* et la *priorité*.

#### a. Les RdP à arcs inhibiteurs :

La plus simple extension d'un RdP, permettant le test à zéro, est l'arc inhibiteur. Il sera représenté sur le RdP par un arc terminé par un petit cercle. Cet arc partira nécessairement d'une place  $p$  et aboutira à une transition  $t$ . Cette dernière ne sera alors franchissable que lorsque le marquage de la place amont sera strictement inférieur au poids de l'arc inhibiteur.

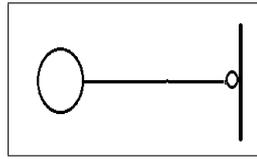


FIGURE 3.5 – Arc inhibiteur.

**Définition 3.16.** Un RdP à arc inhibiteur est défini par un couple  $\langle R, Inh \rangle$  tel que [6] :

- $R$  est un RdP marqué ;
- $Inh : P \times T \longrightarrow \mathbb{N}^*$  est la fonction d'inhibition.

Pour un marquage  $M$  donné, la condition du tirage d'une transition  $t$ , devient alors :

$$\forall p \in P, M(p) \geq Pre(p, t) \text{ et } M(p) < Inh(p, t).$$

#### b. Les RdP à priorité :

Dans certains types de systèmes, il est nécessaire de pouvoir représenter des événements qui seront prioritaires à d'autres. Pour modéliser ce type de contrainte, on utilise dans les RdP la notion de priorité. Le principe est d'associer à chaque transition une priorité qui permettra d'empêcher le franchissement de certains transition et de privilégier le franchissement d'autres transitions. Si  $S$  est l'ensemble des transitions franchissables lors d'un certain marquage du RdP et si la transition avec la plus forte priorité est  $t_k \in S$ , alors toute transition de  $S$  avec une priorité inférieure à celle de la transition  $t_k$  ne pourra être franchie.

**Définition 3.17.** Un RdP étendu est un tuple  $RdPE = (R, Inh, >, M_0)$ , où :

- $R$  est un RdP ;
- $Inh : P \times T \longrightarrow \mathbb{N}^*$  est l'application d'inhibition qui associe à tout couple  $(p_i, t_j)$  le poids de l'arc inhibiteur reliant la place  $p_i$  à la transition  $t_j$  .
- $>$  est une relation de priorité entre transitions ;
- $M_0$  le marquage initial.

### 3.8.2 Les réseaux de Petri colorés

Dans les RdP colorés, on associe à chaque jeton une couleur<sup>1</sup> afin de les distinguer des autres jetons [5].

Le franchissement d'une transition est alors conditionné par la présence du nombre de jetons nécessaires dans les places en entrée, qui satisfont les couleurs étiquetées sur les arcs.

**Définition 3.18.** Un RdP coloré est un 5-uplet défini par :

$$R_c = (P, T, C_{tp}, C, M_0);$$

où :

- $P$  est un ensemble fini de places ;
- $T$  est un ensemble fini de transitions ;
- $C$  est un ensemble fini de couleurs ;
- $C_{tp} : P \cup T \longrightarrow P(C)$  est la fonction qui associe à chaque place et à chaque transition un ensemble de couleurs ;
- $M_0$  est le marquage initial, pour chaque place et pour chaque couleur possible dans cette place, il associe un nombre de jetons :

$$M_0(p) : C_{tp}(p) \longrightarrow \mathbb{N}.$$

### 3.8.3 Les réseaux de Petri temporisés

Les RdP temporisés sont une extension caractérisée par l'ajout d'une temporisation i.e. introduction de la variable de temps. Il existe deux sortes de RdP temporisés : RdP T-temporisés [18] et les RdP P-temporisés [30]. Dans le premier cas, une durée de temps est associée aux transitions, donc la transition ne peut pas être validée qu'après l'écoulement de la durée qui lui est allouée. Dans le second cas, la temporisation est, cette fois, associée aux places et pendant cette période de temps, les places seront gelées. Ces temporisations

---

1. Une couleur est une information attachée à un jeton.

peuvent traduire des durées de déroulement des actions et des opérations associées aux transitions ou aux places.

### Définition 3.19.

Un RdP temporisé est défini par le couple  $(R, d)$  avec :

- $R$  est un réseaux de Petri  $R = (P, T, Pre, Post, M_0)$  ;
- $d : T \longrightarrow \mathbf{Q}^+$  est la fonction de temporisation.

### 3.8.4 Les réseaux de Petri temporels

Ces modèles de RdP ont été utilisés dans [62, 63] pour la modélisation et l'analyse des systèmes de communication. Une transition dans ce RdP peut être franchie seulement lorsqu'une durée de temps comprise dans l'intervalle du temps associé à la transition ou bien à la place s'est écoulée depuis l'instant de sa validation. La transition  $t_j$  doit rester sensibilisée durant au moins  $d_{jmin}$  unités de temps et au plus  $d_{jmax}$  unités de temps avant d'être franchie. Par contre les jetons peuvent à tout moment être consommés par une autre transition.

**Définition 3.20.** Un réseau de Petri temporel est une paire  $N_t = (R; IS)$  avec :

- $R$  est un réseaux de Petri  $R = (P, T, Pre, Post, M_0)$  ;
- $IS$  est la fonction durée de franchissement :

$$IS : T \longrightarrow (\mathbf{Q}^+ \cup \infty) \times (\mathbf{Q}^+ \cup \infty)$$

$$t_j \mapsto IS_j(t_j) = [a_j, b_j].$$

La fonction  $IS$  associe à chaque transition  $t_j$  du réseau un intervalle de temps à bornes rationnelles  $IS_i = [a_j, b_j]$ , où  $a_j$  est la date de tir au plus tôt et  $b_j$  est la date de tir au plus tard de  $t_j$  [49].

### 3.8.5 Les réseaux de Petri stochastiques (RdPS)

Les RdPS ou SPN (Stochastic Petri Nets) ont été introduits pour répondre à certains problèmes d'évaluation de performance faisant intervenir des phénomènes aléatoires. Ainsi, les transitions d'un RdP contiennent des temps de franchissements aléatoires [33].

### 3.8.6 Les réseaux de Petri stochastiques généralisés

Les réseaux de Petri stochastiques généralisés (RdPSG) sont une extension des RdPS autorisant deux classes de transitions :

- Des transitions instantanées à temporisation nulle (transition immédiate), qui sont franchies immédiatement dès qu'elles sont sensibilisées ;
- Des transitions temporisées à qui correspondent des variables aléatoires déterminant la durée de franchissement.

Un RdPSG présente deux types d'états :

- Les états tangibles, pour lesquels l'ensemble des transitions sensibilisées sont des transitions temporisées.
- Les états évanescents, pour lesquels au moins une transition sensibilisée est une transition immédiate.

**Remarque 3.4.** Dans la représentation graphique d'un RdPSG, les transitions immédiates sont représentées par des traits et les transitions temporisées par des rectangles.

La Figure 3.6 illustre ces deux types de transitions.

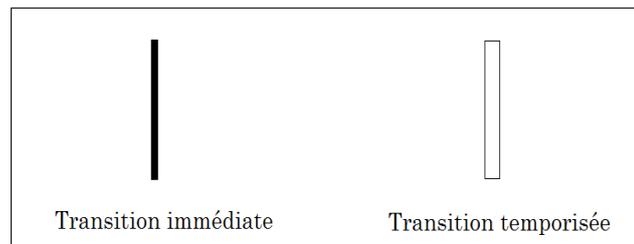


FIGURE 3.6 – Représentation des transitions immédiates et temporisées.

La définition formelle d'un RdPSG est donnée par la définition suivante :

**Définition 3.21.**

Un RdPSG est un huit-uplet  $(P, T, Pre, Post, Inh, pri, W, M_0)$  [58], où :

- $P$  est l'ensemble des places ;
- $T$  est l'ensemble des transitions temporisées et des transitions immédiates ;

- $Pre, Post, Inh : P \times T \longrightarrow \mathbb{N}$  sont les fonctions d'incidence avant, d'incidence arrière, et d'inhibition respectivement ;
- $pri : T \longrightarrow \{0, 1\}$  est la fonction de priorité qui associe à chaque transition temporisée la valeur 0 et à chaque transition immédiate la valeur 1 ;
- $W : T \longrightarrow \mathbb{R}^+$  est une fonction qui associe à chaque transition temporisée un taux de franchissement ;
- $M_0 : P \longrightarrow \mathbb{N}$  est le marquage initial du réseau.

Vu que dans ce mémoire, les taux de franchissement des transitions sont des variables aléatoires suivant une loi exponentielle, on s'intéresse alors à l'aspect stochastique des réseaux de Petri, que nous allons présenter dans la section suivante.

### 3.9 Réseaux de Petri stochastiques (SPN)

Les réseaux stochastiques sont des réseaux temporisés, mais au lieu que le temps associé aux transitions soit fixe, il sera aléatoire. Ce temps est modélisé par une variable aléatoire dont la loi est souvent considérée comme étant exponentielle. Ceci permet d'approcher le graphe de marquage à un processus markovien. Dans les réseaux de Petri temporisés, la durée de sensibilisation est fixe, par contre dans les RdPS cette durée est une variable aléatoire  $\theta$ , avec une distribution de probabilité, dans le cas de distribution exponentielle :

$$P_\theta(x) = P[\theta \leq x] = 1 - e^{-\lambda x}.$$

La fonction  $P_\theta(x)$  décrit la probabilité pour que le franchissement ait lieu avant  $x$ , c'est-à-dire pour que la durée de sensibilisation soit inférieure ou égale à  $x$ .

On déduit que la valeur moyenne de la durée de sensibilisation est :

$$\bar{\theta} = \int_0^{+\infty} (1 - P_\theta(x)) \, dx = \int_0^{+\infty} e^{-\lambda x} \, dx = 1/\lambda;$$

$\lambda$  est appelé taux de franchissement de la transition.

**Définition 3.22.** Un RdP stochastique est le couple  $(R, \Lambda)$  avec :

- $R$  est un RdP  $(P, T, Pre, Post, M_0)$ ,

- $\Lambda$  est une fonction qui associe, à chaque transition  $t$ , un taux de franchissement  $\lambda_t = \Lambda(t)$ .

Cela revient à associer à chaque transition un intervalle de sensibilisation continu  $[0, +\infty]$  avec une distribution exponentielle.

### 3.9.1 Les différentes classes des SPN

Les SPN décrivent plusieurs types de processus stochastiques, parmi eux on peut citer :

- **DDPN (Discret Deterministic Petri Nets)** : généralement, ce modèle est étudié par la transformation du processus du DDPN à une chaîne de Markov à temps discret.
- **Ex-SPN (Exponential Stochastic Petri Nets)** : ce modèle considère uniquement des distributions exponentielles. L'analyse de ce modèle passe par l'étude de la chaîne de Markov à temps continu (CTMC) qui lui est associée.
- **GSPN (Generalized Stochastic Petri Nets)** : dans ce modèle, la durée de franchissement associée aux transitions est soit distribuée suivant une loi exponentielle, soit nulle. De plus, il a été montré que le processus stochastique engendré par le modèle GSPN est aussi une CTMC.

La propriété d'absence de mémoire des distributions exponentielles des délais de franchissement a permis à Molly dans [41] de montrer que les réseaux de Petri stochastiques sont isomorphes aux processus de Markov à temps continu et à espace d'états discret. Les techniques des processus markoviens sont alors exploitées pour calculer les mesures de performances [58]. Les avantages des réseaux de Petri stochastiques sont nombreux [58] : ils sont très flexibles, leur puissances de modélisation est équivalente à celle des processus de Markov, et ils ont une représentation graphique naturelle.

## 3.10 Les chaînes de Markov à temps continu

Les chaînes de Markov facilitent l'analyse des performances des systèmes dynamiques dans de nombreux domaines d'application grâce à un ensemble de théorèmes qui per-

mettent de mettre en œuvre des calculs matriciels pour l'obtention des indices de performances de ces systèmes.

**Définition 3.23.** Un processus stochastique  $\{X(t)\}_{t \geq 0}$  est une chaîne de Markov à temps continu si et seulement s'il vérifie les trois conditions suivantes :

- L'espace d'états  $S$  est dénombrable ;
- Le temps d'observation est de nature continue ;
- Le processus vérifie la propriété de Markov :  $\forall n$  et  $\forall t_0 < t_1, \dots, t_n$ , on a :

$$P[X(t_n) = j / X(t_{n-1}) = i_{n-1}, \dots, X(t_0) = i_0] = P[X(t_n) = j / X(t_{n-1}) = i_{n-1}].$$

Une chaîne de Markov à temps continu peut être décrite soit par un diagramme de transition d'état ou bien par une matrice des taux de transition dite **générateur infinitésimal**.

- Le diagramme de transition est un graphe orienté, les sommets correspondent aux états de la chaîne de Markov et les arcs sont étiquetés par les taux de la distribution associés à la transition d'un état à un autre.
- Le générateur infinitésimal  $Q$  est une matrice carrée d'ordre égal au nombre d'états de la chaîne.  $Q$  est défini par :

$$q_{ij} = \begin{cases} \mu_{ij} & \text{si } i \neq j; \\ - \sum_{k=1, k \neq i} \mu_{ik} & \text{si } i = j. \end{cases}$$

$q_{ij}$  désigne le taux de transition  $\mu_{ij}$  de l'état  $j$ ,  $i \neq j$ .

Les éléments diagonaux  $q_{ii}$  sont choisis, par définition, égaux à l'opposé de la somme des autres éléments de la ligne.

**Proposition 3.1.**

Une chaîne de Markov finie et irréductible est ergodique [33] .

**Proposition 3.2.**

Dans une chaîne de Markov ergodique, le vecteur des probabilités stationnaires  $\pi = (\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_n)$  existe et est l'unique solution du système matriciel suivant :

$$\begin{cases} \pi Q = 0; \\ \sum_{i \in E} \pi_i = 1. \end{cases}$$

où  $E$  est l'espace des états de cette chaîne de Markov.

### 3.11 Conclusion

L'outil RdP est l'un des outils les plus puissants et performants pour la modélisation des systèmes dynamiques réels. Les propriétés mathématiques qui découlent de l'analyse des RdP permettent une étude comportementale et structurelle essentielle à la validation d'une spécification.

Dans ce chapitre, nous avons introduit le modèle de base des RdP, où nous avons donné quelques définitions et exposé quelques unes des extensions apportées à ces RdP. L'un de ces formalismes qui est le RdPS sera utilisé dans le prochain chapitre, pour l'étude de la consommation d'énergie dans les réseaux Ad hoc.

# 4

## Modélisation de la consommation d'énergie

### 4.1 Introduction

L'un des objectifs majeur des réseaux Ad hoc est l'utilisation maximale de ces terminaux mobiles. Cependant, l'une des grandes limitations de cet objectif concerne le support énergétique. En effet, la principale contrainte dans les communications sans fil est la durée de vie limitée des terminaux mobiles dont le support énergétique représente souvent une batterie à capacité limitée. Cette contrainte est beaucoup plus importante dans les réseaux Ad hoc, car chaque paquet envoyé ou reçu, ainsi que chaque utilisation du terminal exploite les ressources de la batterie.

Dans ce chapitre, nous allons améliorer le travail réalisé dans [48] qui concerne la modélisation de la consommation d'énergie d'un noeud Ad hoc. En effet, les auteurs ont considéré dans leurs modélisation l'état en veille et éteint comme un seul état, chose

qui ne reflète pas la réalité. Pour cela, nous allons modéliser et analyser la consommation d'énergie d'un noeud Ad hoc en prenant en considération les états veille et éteint séparément.

## 4.2 Position du problème

Dans un réseau Ad hoc, il n'y a pas d'administration centralisée. Chaque noeud peut rejoindre le réseau ou le quitter à tout moment. En général, les noeuds qui forment ce réseau sont mobiles, donc pas de recharge instantanée de batterie. Un noeud dont la batterie est épuisée est considéré inutilisable, mais après la mise en tension, le noeud devient de nouveau fonctionnel. Dans notre étude, nous nous intéressons à la modélisation de l'énergie consommée par un noeud en fonction de ses différents états (en veille, éteint ou bien actif). Pour cela, nous allons faire appel à l'un des formalisme des RdP qui est les RdPS. Ce choix du formalisme est dicté par le fait que le processus régissant la dynamique de la consommation d'énergie est un processus stochastique markovien. Le modèle qu'on a obtenu via ce formalisme est illustré dans la FIGURE 4.1.

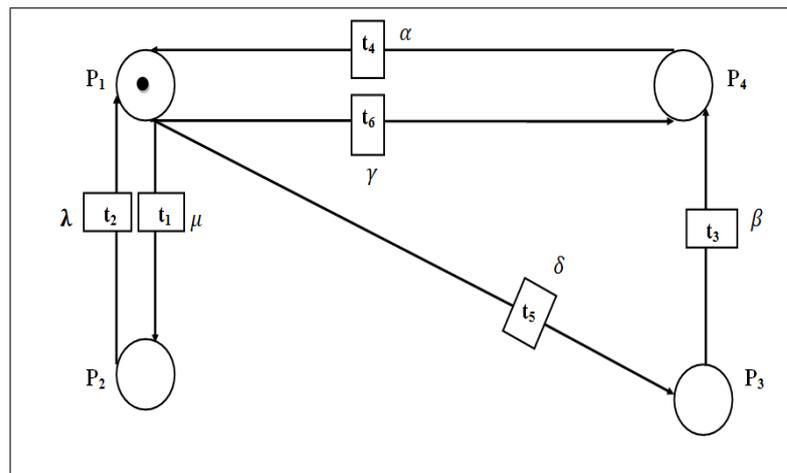


FIGURE 4.1 – Le RdPS associé à la dynamique d'un nœud Ad hoc.

Avec :

▷  $P = \{P_1, P_2, P_3, P_4\}$  un ensemble de quatre places telles que :

- $P_1$  : représente l'état fonctionnel du nœud.
- $P_2$  : représente l'état veille .
- $P_3$  : représente l'état déchargé(éteint).
- $P_4$  : représente l'état de mise en charge.

▷  $T = \{t_1, t_2, t_3, t_4, t_5, t_6\}$  est un ensemble de quatre transitions, telles que :

- $t_1$  : représente le passage de l'état actif à l'état veille suivant une loi exponentielle, avec un taux de franchissement  $\mu$ .
- $t_2$  : représente le passage de l'état veille à l'état actif suivant une loi exponentielle, avec un taux de franchissement  $\lambda$ .
- $t_3$  : représente le passage de l'état déchargé à l'état en charge suivant une loi exponentielle, avec un taux de franchissement  $\beta$ .
- $t_4$  : représente le passage de l'état de charge à l'état actif suivant une loi exponentielle, avec un taux de franchissement  $\alpha$ .
- $t_5$  : représente le passage de l'état actif à l'état déchargé suivant une loi exponentielle, avec un taux de franchissement  $\sigma$ .
- $t_6$  : représente le passage de l'état actif à l'état de charge suivant une loi exponen-

tielle, avec un taux de franchissement  $\gamma$ .

### 4.3 Analyse des RdPS

Après la construction du modèle de RdPS associé à un système, on passe à son analyse qui consiste à définir d'une part ses propriétés qualitatives et d'autre part, à calculer ses paramètres de performances [4, 12]. L'analyse qualitative : consiste à vérifier les propriétés que nous avons présentées dans le chapitre 1 tels que : la vivacité, la bornitude, les états d'accueils, etc. Alors que l'analyse quantitative : consiste à calculer les probabilités stationnaires et les indices de performances.

**Proposition 4.1.** *Le graphe de marquage associé au RdPS est isomorphe à une chaîne de Markov à temps continu et à espace d'états discret .*

Le traitement de la chaîne de Markov générée à partir d'un graphe des marquages d'un RdPS permettra d'effectuer une analyse quantitative du comportement dynamique du système.

**Théorème 4.1.** *Un RdPS borné et tel que son graphe des marquages accessibles est fortement connexe est ergodique.*

**Théorème 4.2.** *Un RdPS borné est ergodique s'il admet le marquage initial comme état d'accueil.*

#### 4.3.1 La construction de la chaîne de Markov

A partir d'un RdPS, on peut générer l'arbre d'admissibilité qui représente les séquences de franchissements des transitions et qui nous permet de visionner tous les marquages possibles à partir du marquage initial. Cet arbre est taillé quand un précédent marquage est obtenu. L'étiquette sur chaque arete orientée représente la transition tirée qui a produit le marquage suivant.

A partir du RdP FIGURE 4.1 précédent, on obtient le graphe des marquages accessible en franchissant les différentes transitions. Ceci est illustré dans la Figure 4.2

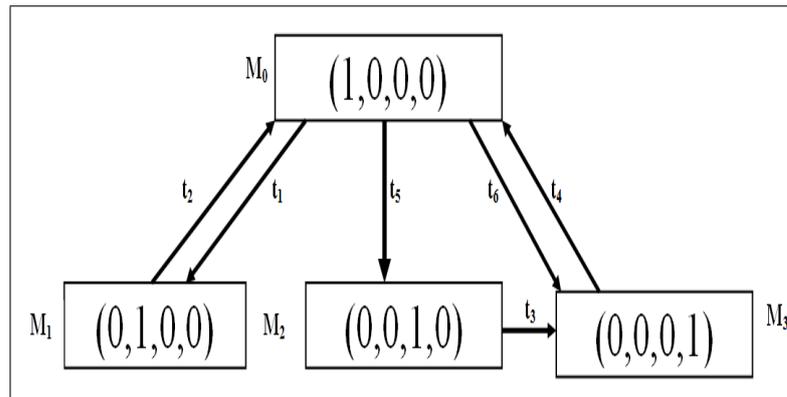


FIGURE 4.2 – Le graphe des marquages obtenu.

La chaîne de Markov à temps continu peut être construite à partir de ce graphe de marquage. A partir de ce graphe des marquages on peut directement extraire la CMTC régissant notre RdPS. Les états de cette CMTC sont les marquages du graphe d'accessibilité. La CMTC qu'on a obtenue est illustrée dans la FIGURE 4.3.

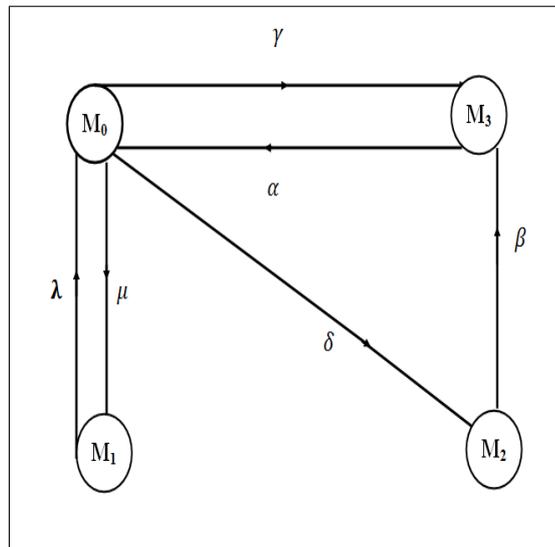


FIGURE 4.3 – La chaîne de Markov obtenue.

Le générateur infinitésimal associé à cette CMTC est défini par  $Q$  :

$$Q = \begin{pmatrix} -(\mu + \sigma + \gamma) & \mu & \sigma & \gamma \\ \lambda & -\lambda & 0 & 0 \\ 0 & 0 & -\beta & \beta \\ \alpha & 0 & 0 & -\alpha \end{pmatrix}$$

La CMTC est ergodique, puisque c'est une chaîne finie et irréductible, donc la distribution stationnaire  $\Pi = (\pi_1, \pi_2, \pi_3, \pi_4)$  de cette CMTC existe, on peut l'obtenir en résolvant le système d'équations linéaires suivant :

$$\begin{cases} \pi Q = 0; \\ \sum_{i=1}^4 \pi_i = 1. \end{cases}$$

On aura alors :

$$\begin{cases} (\mu + \sigma + \gamma)\pi_1 = \lambda\pi_2 + \alpha\pi_4; \\ \mu\pi_1 = \lambda\pi_2; \\ \sigma\pi_1 = \beta\pi_3; \\ \alpha\pi_4 = \gamma\pi_1 + \beta\pi_3; \\ \pi_1 + \pi_2 + \pi_3 + \pi_4 = 1. \end{cases}$$

Après la résolution de ce système, on obtient :

$$\pi = (\pi_1, \pi_2, \pi_3, \pi_4) = \frac{1}{\alpha(\beta\mu + \lambda\sigma + \beta\lambda) + \lambda\beta(\gamma + \sigma)} (\lambda\beta\alpha, \mu\beta\alpha, \sigma\alpha\lambda, \lambda\beta(\gamma + \sigma)); \quad (4.1)$$

où :

- $\pi_1$  : est la probabilité que le noeud soit à l'état fonctionnel,
- $\pi_2$  : est la probabilité que le noeud soit à l'état en veille,
- $\pi_3$  : est la probabilité que le noeud soit à l'état éteint(déchargé).
- $\pi_4$  : est la probabilité que le noeud soit à l'état en charge.

### 4.3.2 Evaluation des indices de performances

A partir de distribution stationnaire  $\pi$  obtenu précédemment plusieurs indices de performances peuvent être calculés. Parmi ces indices les plus importants [58] on a :

- **Le taux moyen de franchissement d'une transition** ( $\bar{\lambda}(t_j)$ ) :

On appelle le taux moyen (débit moyen) de franchissement d'une transition  $t_j$ , le nombre moyen de tirs de  $t_j$  en une unité de temps.

$$\bar{\lambda}(t_j) = \sum_{M_i \in E[t_j]} \lambda_j(M_i)\Pi_i;$$

où :

$E(t_j)$  est l'ensemble des marquages où la transition  $t_j$  est franchissable.

$\lambda_j(M_i)$  est le taux de franchissement associé à la transition  $t_j$  dans le marquage  $M_i$ .

- **Le nombre moyen de jetons dans une place ( $n(p)$ ) :**

Le nombre moyen de jetons dans une place  $p$  est donné par :

$$n(p) = \sum_{i/M_i \in E} M_i(p)\pi_i;$$

où :

$M_i(p)$  est le nombre de jetons dans la place  $p$  pour le marquage  $M_i$ .

$E$  est l'ensemble des marquages accessibles.

- **Le temps moyen de séjour d'un jeton dans un sous-réseau :**

Le temps moyen de séjour (délai moyen) d'un jeton dans un sous réseau  $S$  d'un RdPS à l'état stationnaire, peut être calculé en utilisant la formule de Little [29] :

$$E[S] = \frac{E[N]}{E[\beta]}.$$

\*  $E[N]$  est le nombre moyen de jetons dans  $S$ .

\*  $E[\beta]$  est le taux d'arrivé effectif des jetons dans  $S$ .

### 4.3.3 Le calcul des indices de performances

Evaluation des indices de performances à partir de la distribution stationnaire  $\Pi$ , nous permet calculer quelques indices de performance :

- Le taux moyen de passage de l'état actif à l'état veille est :

$$\bar{\mu} = \frac{\mu\lambda\beta\alpha}{\alpha(\beta\mu + \lambda\sigma + \beta\lambda) + \lambda\beta(\gamma + \sigma)}.$$

- Le taux moyen de passage de l'état veille à l'état actif est :

$$\bar{\lambda} = \frac{\lambda\mu\beta\alpha}{\alpha(\beta\mu + \lambda\sigma + \beta\lambda) + \lambda\beta(\gamma + \sigma)}.$$

- Le taux moyen de passage de l'état déchargé à l'état en charge est :

$$\bar{\beta} = \frac{\beta\sigma\lambda\alpha}{\alpha(\beta\mu + \lambda\sigma + \beta\lambda) + \lambda\beta(\gamma + \sigma)}.$$

- Le taux moyen de passage de l'état de charge à l'état actif est :

$$\bar{\alpha} = \frac{\alpha\lambda\beta(\gamma + \sigma)}{\alpha(\beta\mu + \lambda\sigma + \beta\lambda) + \lambda\beta(\gamma + \sigma)}.$$

- Le taux moyen de passage de l'état actif à l'état déchargé est :

$$\bar{\sigma} = \frac{\sigma\lambda\beta\alpha}{\alpha(\beta\mu + \lambda\sigma + \beta\lambda) + \lambda\beta(\gamma + \sigma)}.$$

- Le taux moyen de passage de l'état actif à l'état en charge est :

$$\bar{\gamma} = \frac{\gamma\lambda\beta\alpha}{\alpha(\beta\mu + \lambda\sigma + \beta\lambda) + \lambda\beta(\gamma + \sigma)}.$$

- Le nombre moyen de jetons dans la place  $P_1$  est :

$$n(P_1) = \frac{\lambda\beta\alpha}{\alpha(\beta\mu + \lambda\sigma + \beta\lambda) + \lambda\beta(\gamma + \sigma)}.$$

- Le nombre moyen de jetons dans la place  $P_2$  est :

$$n(P_2) = \frac{\mu\beta\alpha}{\alpha(\beta\mu + \lambda\sigma + \beta\lambda) + \lambda\beta(\gamma + \sigma)}.$$

- Le nombre moyen de jetons dans la place  $P_3$  est :

$$n(P_3) = \frac{\sigma\lambda\alpha}{\alpha(\beta\mu + \lambda\sigma + \beta\lambda) + \lambda\beta(\gamma + \sigma)}.$$

- Le nombre moyen de jetons dans la place  $P_4$  est :

$$n(P_4) = \frac{\alpha\lambda\beta(\gamma + \sigma)}{\alpha(\beta\mu + \lambda\sigma + \beta\lambda) + \lambda\beta(\gamma + \sigma)}.$$

- Le temps moyen que le noeud est actif est :

$$E[P_1] = \frac{1}{\mu + \gamma + \sigma}.$$

- Le temps moyen que le noeud est en veille est :

$$E[P_2] = \frac{1}{\lambda}.$$

- Le temps moyen que le noeud est éteint est :

$$E[P_3] = \frac{1}{\beta}.$$

- Le temps moyen que le noeud est en charge est :

$$E[P_4] = \frac{1}{\alpha}.$$

## 4.4 Application numérique

Dans cette section, nous calculons les indices de performances en utilisant l'algorithme que nous avons élaboré sous Matlab. Cet algorithme est basé sur les résultats théoriques que nous avons obtenu précédemment.

La figure 4.4 décrit l'évolution du temps moyen de séjour du noeud dans l'état 'en charge' en fonction de  $\alpha$ .

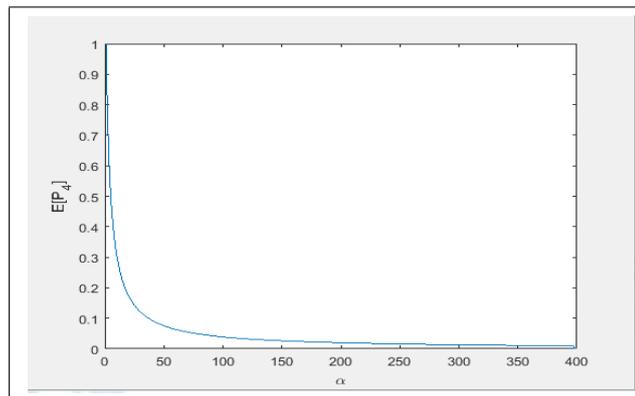


FIGURE 4.4 – Le temps moyen de séjour du noeud en 'en charge' en fonction de  $\alpha$ .

On remarque qu'à chaque fois que le taux de passage de l'état 'en charge' à l'état 'actif'  $\alpha$  augmente, le temp moyen de séjour du noeud dans l'état 'en charge'  $E[p_4]$  diminue.

La figure 4.5 décrit l'évolution du le temp moyen de séjour du noeud dans l'état 'éteint' en fonction de  $\beta$ .

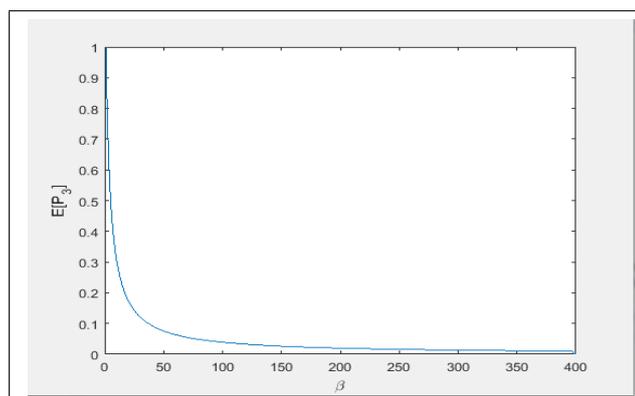


FIGURE 4.5 – Le temps moyen de séjour du noeud dans l'état 'éteint' en fonction de  $\alpha$ .

On remarque qu'à chaque fois que le taux de passage de l'état 'déchargé' à l'état 'en

charge'  $\beta$  augmente, le temp moyen de séjour du noeud à l'état éteint  $E[p_3]$  diminue. Pour le temp moyen de séjour du noeud dans l'état 'veille' en fonction de  $\lambda$  est donné par la figure 4.6 :

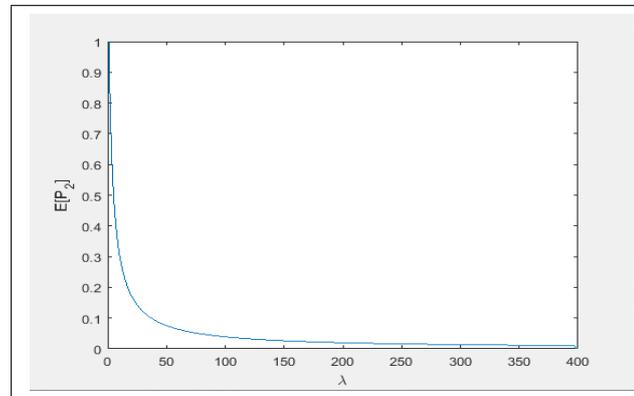


FIGURE 4.6 – Le temps moyen de séjour du noeud dans l'état 'en veille' en fonction de  $\lambda$ .

On remarque que le temp moyen de séjour du noeud dans l'état 'veille' ( $E[p_2]$ ) diminue avec l'augmentation du taux de passage de l'état veille à l'état actif  $\lambda$ . Nous remarquons que :

1. à chaque fois que le taux de passage de l'état actif à l'état veille ( $\mu$ ) augmente, le temp moyen de séjour du noeud à l'état actif ( $E[p_1]$ ) diminue.
2. à chaque fois que le taux de passage de l'état actif à l'état en charge ( $\gamma$ ) augmente, le temp moyen de séjour du noeud à l'état actif ( $E[p_1]$ ) diminue.
3. à chaque fois que le taux de passage de l'état actif à l'état décharge ( $\sigma$ ) augmente, le temp moyen de séjour du noeud à l'état actif ( $E[p_1]$ ) diminue.

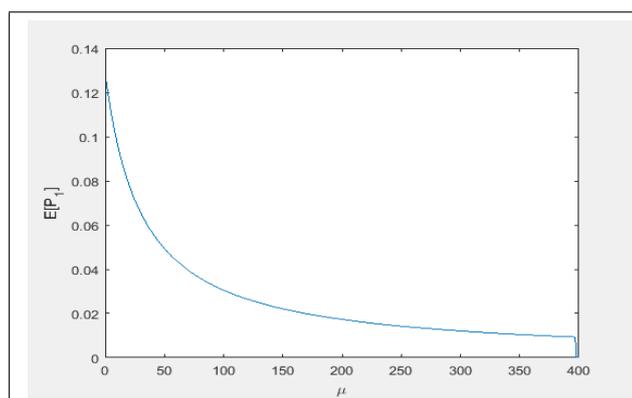


FIGURE 4.7 – Le temps moyen de séjour du noeud dans l'état 'actif' en fonction de  $\mu$

## 4.5 Conclusion

Dans ce chapitre nous avons montré comment utiliser les réseaux de Petri pour modéliser et évaluer les performances d'un noeud dans un réseau Ad hoc. En effet, nous avons généré le graphe des marquages accessibles à partir duquel nous avons construit la chaînes de Markov à temps continu. Par la suite, nous avons calculé la distribution stationnaire associée à notre modèle. Ceci nous a permis de calculer les différents indices de performances.

# Conclusion générale

Dans ce travail, nous nous sommes intéressés à la gestion de la consommation d'énergie d'un nœud d'un réseau Ad hoc. Nous avons modélisé la dynamique du nœud par un modèle de réseau de Petri stochastique. L'analyse de ce modèle, nous l'avons faite en se basant sur le formalisme des RDPS (Réseaux de Petri Stochastiques). En effet, ce formalisme nous a permis d'extraire la chaîne de Markov (CM) associée à ce modèle. A partir de cette CM, nous avons calculé la distribution stationnaire du modèle pour obtenir enfin quelques une de ses caractéristiques. Ce travail est une amélioration du travail effectué dans [48] et ce en remodelisant un nœud d'un réseau Ad hoc en considérant les états : veille et éteint séparément.

Comme perspective de travail il serait intéressant de calculer la valeur exacte de la distribution de probabilité du temps de fonctionnement d'un nœud.

# Bibliographie

- [1] A. Abdrabou and W. Zhuang. "*A position-based qos routing scheme for UWB mobile Ad hoc networks*". IEEE J. Select. Areas Commun, vol. 24, pp. 850-856, (2006).
- [2] A. Berrabah and H. Saidi. "*Balancement de charges dans les réseaux Ad Hoc*".Mémoire de Master Université Abou Bakr Belkaid- Tlemcen, 2013.
- [3] A. Bouzaher. "*Approche agent mobile pour l'adaptation des réseaux mobiles Ad hoc*". Thèse de Magister en Informatique, Option : Génie Logiciel, Université Mohamed Khider Biskra, 2011.
- [4] A. Zenie. "*Les réseaux de Petri stochastiques colorés : Application à l'analyse des systèmes répartis en temps réels*".Thèse de Doctorat. Université P et M. Curie, Paris VI, Octobre 1987.
- [5] A. C. Geniet. "*Les réseaux de Petri. Un outil de modélisation*". Spriger-Verlag Berlin Edition 2, 2006.
- [6] A. Idrissi. "*How to minimise the energy consumption in mobile Ad Hoc networks*". Université Mohammed V, Maroc, 2012.
- [7] A. Misra and S. Banerjee. "*MRPC : Maximizing network lifetime for reliable routing in wireless environments*". In Proc. IEEE Wireless Communications and Networking Conf., Orlando, Florida (2002).
- [8] A. Roubeche. "*Modélisation et étude de performances d'une approche coopérative de gestion des ressources d'un réseau sans fil*". Mémoire de Master, Université de Béjaia, 2012.

- [9] A. R. Bashandy , E. K. P. Chong and A. Ghafoor. "*Generalized quality-of service routing with resource allocation*". IEEE J. Select. Areas Commun, vol. 23, pp.450-463, (2005).
- [10] A. Shareef and Y. Zhu. "*Effective Stochastic Modeling of Energy-Constrained Wireless Sensor Networks*". Université de Maine USA, 2012.
- [11] B. Ramachandran and S. Chanmugavel. "*Received Signal Strength-based Cross Layer Designs For Mobile Ad hoc Networks*". IETE Technical Review Published by Medknow.Vol25.ISSU4,pp 192-200.2008
- [12] C. Dutheillet "*Symétrie dans les réseaux colorés - Définition, analyse et application l'évaluation des performances*". Thèse de doctorat, Université Pierre et Marie Curie Paris VI, Mars 1992.
- [13] C. K. Toh "*Maximum battery life routing to support ubiquitous mobile computing in wireless Ad hoc networks*". IEEE Trans. Commun, vol. 39, no. 6, pp. 138-147 (2001).
- [14] C. Oliver and S. Kishor. Stochastic Petri net analysis of finite population. J.C.Baltzer A.G. Scientific Publishing Company, USA, 1990.
- [15] C. Ramchandani. "*Analysis of asynchronous concurrent systems by timed Petri nets*". Cambridge, 1974.
- [16] C. R. Lin and J. S. Liu "*Qos routing in Ad hoc wireless networks*". IEEE J.Select. Areas Commun, vol. 17, pp. 1426-1438, (1999).
- [17] C. Yawut and B. R. Dhaou "*Mobility versus Density Metric for OLSR Enhancement*". 3rd AINTEC, LNCS Volume 4866, Springer, Berlin (2007).
- [18] C. Zhang and Z. Mengchu. "*A Stochastic Petri Net Approach to Modeling and Analysis of Ad Hoc Network*". University Heights.
- [19] D. Djenouri and N. Badache. "*A Novel Approach for Selfish Nodes Detection in MANETs : Proposal and Petri Nets Based Modeling*". USTHB, Alger.
- [20] D. Djenouri and N. Badache. "*New power-aware routing protocol for mobile Ad hoc networks*". Int. J. Ad hoc and Ubiquitous Computing, Vol. 1, N° 3, 126-136 (2006).
- [21] D. Q. Nguyen , P. C. Adjih and T. Plesse. "*Implementation and performance evaluation of a quality of service support for OLSR in a real MANET*". SimuTools (2009).

- [22] G. Goos, J. Hartmanisand, and J. V. Leeuwen. *"Petri Nets, Fundamental Models, Verification and Applications"*.Springer-Verlag Berlin Heidelberg NewYork, 2001.
- [23] G. Pujolle. *"Minimisation de la consommation d'énergie dans les réseaux Ad hoc"*. Université Pierre et Marie Curie, 2005.
- [24] H. Idoudi, W. Akkari et A. Belghith. *"Alternance synchrone pour la conservation d'énergie dans les réseaux Ad hoc"*. Campus de Beaulieu France, 2006.
- [25] [HTTPS :// fr.wikipedia.org/wiki/Algorithme\\_de\\_Dijkstra](https://fr.wikipedia.org/wiki/Algorithme_de_Dijkstra).
- [26] H.Balakrishnan. W. R. Heinzelman and A. Chandrakasan. *" Energy-effecient communication protocol for wireless microsensor networks"*. Proceedings of the IEEE Hawaii International Conferenceon System Sciences,2000.
- [27] H. Badis and K. Al Agha. *"QOLSR, QoS routing for Ad hoc Wireless Networks Using OLSR"*.In European Transactions on Telecommunications, vol. 15, n° 4 (2005).
- [28] I. Rubin and Y. C. Liu. *"Link stability models for QoS Ad hoc routing algorithms"*. In Proc. 58th IEEE Vehicular Technology Conf., vol. 5, pp. 3084-3088,(2003).
- [29] J. D. C. Little. A proof of the formula : L.w. Oper. Res. 383-387, 1961.
- [30] J. Sifakis. *"Etude du comportement permanent des réseaux de Petri temporisés"*. Paris, 1977.
- [31] J. Zhu, C. Qiao and X. Wang. *"On Accurate Energy Consumption Models for Wireless Ad hoc Networks"*. Université de New York à Buffalo.
- [32] L. Barolli , L. Koyama and N. Shiratori. *"A QoS routing method for ad-hocnetworks based on genetic algorithm"*.In Proceeding 14th Int. Wksp. Database and Expert Systems Applications, pp. 175-179, (Sept. 2003).
- [33] L. Ikhlef and S. Bouanani. *"Evaluation des performance du réseau  $[M/M/1/2 \rightarrow \bullet/M/1/1]$  via les réseaux de Petri"*.Mémoire de Master. Université de Béjaia, 2011.
- [34] L. M. Feeney and M. Nilsson. *"Investigating the Energy Consumption of a Wireless Network Interface in an Ad Hoc Networking Environment"*.Proceedings of IEEE INFOCOM. Vol 3, pages 1548-1557. 2001.
- [35] M. Benaissa and V. Lecuire. *"A New Smoothing Jitter Algorithm for Voice over Ad hoc Networks"*.MWCN 2004 : 167-178 (2004).

- [36] M. Bouallgue. *"Protocol de communication et Optimisation de l'énergie Dans Les Réseaux de capteur sans fil"*. Universsité du Main.2016.
- [37] M. Diaz. *"Les réseaux de Petri, modèles fondamentaux"*. Hêrmés Science Publications, Paris, 1 edition, 2001.
- [38] M. Heni, A. Bouallegue and R. Bouallegue. *"Energy consumption model in Ad hoc mobile network"*. University of Tunis El-Manar, Tunisia.
- [39] M. Heni and R. Bouallegue. *"Power control in reactive routing protocol for mobile Ad Hoc network"*. 2012.
- [40] M. Henoune. *"La Sécurité Des Réseaux Sans File"*. Université des sciences et de la technologie Mohamed Boudiaf d'Oran, 2010.
- [41] M. K. Molly. *"Performance analysis using stochastique Petri nets"*. 1982.
- [42] M. L. Boucenna. *"Coopération dans les réseaux Ad hoc par application de la théorie des jeux"*. Université de Constantine 1 ,2014.
- [43] M. Sheng and j. Shi. *"Routing protocol with QoS guarantees for ad-hoc network"*. Electronics Letters, vol. 39, pp. 143.145 2003.
- [44] M. Stemm and R. H. Katz. *"Measuring and reducing energy consumption of network interfaces in hand held devices"*. IEICE Transactions on Communications. E80-B(8), pages 1125-1131. 1997.
- [45] M. Wang and G. S. Kuo. *"An application-aware QoS routing scheme with improved stability for multimedia applications in mobile Ad hoc networks"*.In Proc.IEEE Vehicular Technology Conf., pp. 1901-1905, (2005).
- [46] N. Boukhechem. *"Routage dans les réseaux mobiles Ad Hoc par une approche à base d'agents"*. Tèse de Magistère.Université de constantine, 2008.
- [47] Nikaein and N. Bonnet, C, *«Hybrid Ad hoc routing protocol –HARP»*, in Proc.Int. Symp, Telecommunications (2001).
- [48] N. Bouzit and N. Hadidi *"Modélisation de la Consommation d'Energie dans les réseaux Ad hoc via les réseaux de Petri"*.Mémoire de Master, Université de Béjaia, 2015.

- [49] N. Sadou. "*Aide à la conception des systèmes embarqués sûrs de fonctionnement*". Thèse de Doctorat, Laboratoire d'Analyse et d'Architecture des Systèmes du CNRS, Toulouse, 2007.
- [50] O. Smail. "*Routage multipath dans les réseaux Ad hoc*". Université Mohamed Boudiaf USTO-MB Oran, 2015.
- [51] P. Prasad, B. Singh and A.K. Sahoo. "*Validation of Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks using Colored Petri Nets*". Institut national de Technologie Rourkela, 2009.
- [52] P. K. Patnaik and R. Mall. "*Power and Battery Aware Routing in Mobile Ad hoc Networks*". Icfai Journal of Computer Sciences, Vol. 1, N° 1 (2007).
- [53] R. DavidandH and Alla. "*Du Grafctet aux réseaux de Petri. Hermès Science Publications*". 2 edition, 2001.
- [54] R.D. Joshi and P.P. Rege. "*Verification of energy efficient Optimised Link State Routing Protocol using Petri Net*". Collège d'ingénierie de Pune, Inde 2011.
- [55] R. E. Kahn, "The organization of computer resources into a packet radio network," IEEE Trans. Commun., vol. COM-25, no. 1, pp. 169-178, Jan. 1977.
- [56] S. Chen and K. Nahrstedt. "*Distributed quality-of-service routing in Ad hoc networks*". IEEE J. Select. Areas Commun., vol. 17, pp. 1488-1505 (Aug. 1999)
- [57] S. Chettibi. "*Protocole de routage avec prise en compte de la consommation d'énergie pour les réseaux mobiles Ad-hoc*". Mémoire de Magister, Université de Constantine, 2008.
- [58] S. Hakmi. "*Evaluation des performances des systèmes prioritaires à l'aide des réseaux de Petri stochastiques généralisés*". Université Abderrahmane Mira Béjaia, 2011.
- [59] S. Khelifa and Z. Mekakia Maaza. "*Un protocole de routage ER-AODV à basse consommation d'énergie pour les réseaux mobiles Ad hoc*". Thèse de Magister Université Mohamed Boudiaf USTO-MB Oran.
- [60] S. Singh and C. S. Raghavendra "*Power-aware routing in mobile Ad hoc networks*". In Proc. of Mobile Computing and Networking, pp. 181-190 (1998).

- 
- [61] T. Clausen and P. Jacquet. "*Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)*". IETF, RFC 3626 (2003).
- [62] P. Berthomieu and M. Diaz. "*Modeling and vérification of time dependent systems using time Petri nets*". IEEE Transaction on Software Engineering, 3(17) :259–273, March 1991.
- [63] P. Merlin and D. J. Faber. "*Recoverability of communication protocols*". IEEE Transaction on Communication, COM, 9(24), 1976.
- [64] W. Akkaria, B. Bouhdida, and A. Belghithb. "*LEATCH : Low Energy Adaptive Tier Clustering Hierarchy*". in the 6th International Conference on Ambient Systems, Networks and Technologies, 2015, pp. 365-372.
- [65] W. Korichi. "*Partage de données en environnements mobiles Ad hoc*". Thèse de Magister. Université Kasdi Merbah OUARGLA.

# Résumé

Le but du travail réalisé dans ce mémoire est de modéliser la décharge de la pile des nœuds dans des réseaux Ad hoc sans fil. De nombreux travaux portent sur la consommation d'énergie dans ces réseaux. Les nœuds formant un tel réseau sont mobiles, donc pas de recharge instantanée de batterie. Tous les nœuds avec une batterie épuisée sont considérés comme morts et quittent le réseau.

Pour présenter l'efficacité énergétique dans les réseaux Ad hoc mobiles, il est nécessaire de modéliser la consommation d'énergie du nœud. Notre objectif est de modéliser la décharge de puissance des batteries, dans des réseaux sans fil Ad hoc. Ainsi, pour considérer la consommation d'énergie, dans ce travail on a utilisé l'outil des réseaux de Petri stochastique afin d'extraire la chaîne de Markov modélisant la décharge de la batterie dans un nœud compte tenu de l'activation instantanée et de la fonction de distribution de désactivation des nœuds du réseau. L'utilisation de ce modèle nous a permis d'évaluer quelques performances énergétiques de ce nœud.

**Mots-Clés :** Réseau Ad-hoc sans fil, Consommation d'énergie, Réseaux de Petri, Evolution des performances.

# Abstract

The purpose of the work done in this thesis is to model the discharge of the stack of nodes in Ad hoc wireless networks. Many studies focus on energy consumption in these networks. Even, the nodes forming such a network are mobile, so no instant battery recharge. All nodes with an exhausted battery are considered as dead and leave the network. To present energy efficiency in mobile ad hoc networks, it is necessary to model the energy consumption of the node. Our goal is to model the battery power discharge in ad hoc wireless networks. Thus, to consider the energy consumption, in this work we has used the tool of the stochastic Petri nets to extract the Markov chain modeling the discharge of the battery in a node taking into account the instantaneous activation and disabling distribution function of the network nodes. Using this model allowed us to evaluate some energy performance of this node.

**Keywords :** Wireless Ad-hoc network, Energy consumption, Petri nets, Performance evolution.