

République Algérienne Démocratique et Populaire

Ministère de l'Enseignement Supérieur et de la Recherche Scientifique



Université A. Mira de Béjaïa

Faculté des Sciences Exactes

Département de Recherche Opérationnelle

Mémoire de Master

en

Recherche Opérationnelle

Option : Modélisation Mathématique et Techniques de Décision

Thème

*Modèle à deux étapes
clustering-équilibrage de charges d'un
réseau ad-hoc*

présenté par :

Abdellahi Meriem

devant le jury composé de :

Présidente	M ^{me} S. Kendi	M. A. A	U. A/Mira Béjaïa.
Rapporteurs	M ^r M.S. Radjef	Professeur	U. A/Mira Béjaïa.
	M ^{me} K. Adel	M.C.A	U. A/Mira Béjaïa.
Examinatrice	M ^{lle} K.Bouchama	M. A. A	U. A/Mira Béjaïa.
Examineur	M ^r S.Ziani	doctorant	U. A/Mira Béjaïa.

Béjaïa, juillet 2016.

Table des matières

Table des matières	i
1 Généralités sur les réseaux ad hoc	4
1.1 Introduction	4
1.2 Réseau informatique	4
1.3 Réseau wifi	5
1.4 Réseau mobile ad hoc	6
1.5 Domaines d'application	7
1.6 Modèle d'un système de réseau Ad hoc	7
1.7 Caractéristiques d'un réseau ad hoc	8
1.8 Avantages d'un réseau ad hoc	10
1.9 Inconvénients d'un réseau ad hoc	10
1.10 Accès au medium	11
1.11 Concept du clustering dans un réseau ad hoc	13
1.12 Consommation énergétique dans les réseaux ad hoc	17
1.13 Conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc	18
1.14 Conclusion	22
2 Notions fondamentales de la théorie des jeux	23
2.1 Introduction	23
2.2 Définitions élémentaires :	23
2.3 Jeu coopératif et jeu non coopératif	25
2.4 jeu sous forme coalitionnelle	26
2.5 Concepts de solutions :	26
2.6 Formation de coalitions	28
2.7 Conclusion	29

3	Etat de l'art : La théorie des jeux et les réseaux Ad Hoc	30
3.1	Introduction	30
3.2	Jeu de routage	30
3.3	Jeu de codage	32
3.4	Jeu du contrôle d'accès au medium	34
3.5	Jeu de contrôle de puissance	35
3.6	Jeu d'acheminement	37
3.7	Conclusion	38
4	Modèle de gestion efficace de l'énergie du réseau à un comportement coopératif des nœuds	39
4.1	Introduction	39
4.2	Présentation du modèle d'équilibrage de charges sous une structure hiérarchique (clustering)	40
4.3	Paramètre de la simulation	45
4.4	Conclusion	53
	Bibliographie	55

Table des figures

1.1	Communication avec et sans infrastructure	6
1.2	Réseau Ad hoc	6
1.3	Modèle du réseau Ad hoc	8
1.4	Modèle d'un réseau ad hoc en mouvement	9
1.5	Transmission via ALOHA \ Transmission via SALOHA	12
1.6	Algorithme CSMA persistant	13
1.7	Structure d'un clustering	14
1.8	Exemple de topologie	21
1.9	Figure Echange de x_1 et x_2 avec et sans codage réseau.	22
4.1	Clusterisation du réseau ad hoc	46
4.2	Clusterisation du jeu de données Iris	48
4.3	Clusterisation de la base de données n°2	50
4.4	Clusterisation de la base de données n°3	50
4.5	Clusterisation de la base de données n°4	51
4.6	Exemple de routage	52
4.7	Equilibrage de charge	52

Introduction Générale

La mobilité, et ce depuis toujours, fait partie de notre vie quotidienne, quand nous partons au travail ou quand nous nous déplaçons pour des besoins quotidiens ou encore quand nous voyageons. Pourtant, aujourd'hui, nous gardons le besoin d'être reliés entre nous, et cela afin de rester informés, de travailler en groupe, de garder des liens sociaux, etc. Le mode d'organisation en réseaux semble s'imposer dans tous les compartiments de notre société.

En effet, au cours de la dernière décennie, l'espèce humaine a connu un accroissement sans précédent dans les moyens d'accès aux services de télécommunications.

Cette forte croissance a été rendue possible grâce aux évolutions des technologies mobiles et des TIC (Technologies de l'information et de la communication), qui ont fait naître un nouveau paradigme appelé réseau ad hoc.

Un réseau Ad hoc est un système de nœuds mobiles reliés par des liens sans fil qui collaborent pour organiser l'échange d'informations. Ce réseau doit posséder la capacité de s'auto-organiser, sans avoir besoin d'une infrastructure fixe, afin de satisfaire les exigences des utilisateurs en termes de mobilité et d'autonomie. Cependant, l'énergie est l'un des handicaps les plus contraignants de ces environnements mobiles. En effet, les nœuds d'un réseau ad hoc sont munis de batteries autonomes, dont les capacités sont limitées.

Plusieurs axes de recherches ont été développés afin de palier à ce problème, incluant la théorie des jeux qui représente l'une des méthodes les plus prometteuses pour la modélisation des réseaux ad hoc.

En effet, cette théorie issue des pères fondateurs, le mathématicien J.Von Neumann et l'économiste O.Morgenstern en 1944 avec l'ouvrage " Theory of Games and Economic Behavior " ne cesse de conquérir des domaines notamment le domaine de la télécommunication, et ce, par sa capacité de formaliser l'interaction stratégique entre des agents rationnels.

L'apparition des jeux coopératifs, et les jeux de formation de coalitions, a conduit à un certain renouvellement de la modélisation du problème de l'énergie des réseaux ad hoc offrant, ainsi, un cadre où la possibilité de regroupement des nœuds du réseau, ayant un objectif commun, au sein d'une coalition est tolérée.

L'objectif de ce mémoire est d'examiner à la lumière de la théorie des jeux, le comportement coopératif qui émerge entre les nœuds afin de gérer au mieux leur énergie.

Le travail mené s'articule autour de quatre chapitres, le premier chapitre sera consacré à une introduction aux réseaux informatiques en général et aux réseaux ad hoc en particulier, où nous présenterons les différentes notions qui leurs sont liées, nous aborderons également la notion de clusterisation, pour enfin passer à la consommation énergétique dans les réseaux ad hoc entre déperdition et conservation de cette énergie. Nous enchaînerons avec le deuxième chapitre qui portera sur les principales notions de la théorie des jeux, les concepts de solutions et les principaux types de jeux,... Quant au troisième chapitre, il sera dédié à une synthèse bibliographique des travaux déjà menés sur la conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc via la théorie des jeux. Le quatrième et dernier chapitre est consacré à la contribution essentielle de notre travail.

Un modèle à deux étapes permettant de répondre aux besoins des réseaux ad hoc en termes d'énergie sera présenté.

La première étape consiste à la formation de coalitions. Quant à la deuxième elle reposera sur l'équilibrage de charge. Dans ces deux algorithmes seront développés et implémentés sous Matlab. Pour achever notre travail, nous présenterons les résultats de la simulation, et nous évaluerons le modèle à base de ces résultats.

Généralités sur les réseaux ad hoc

1.1 Introduction

L'accès à l'information n'importe où et n'importe quand est devenu une nécessité. En effet, le besoin de mobilité s'est vivement fait ressentir, avec l'évolution de la technologie dans le domaine de la communication sans fil, et l'apparition des unités de calculs portables (les laptops par exemple), ce qui a donné naissance aux réseaux ad hoc.

Le concept des réseaux ad hoc essaye d'étendre la notion de la mobilité à toutes les composantes de l'environnement mobile. Ici, contrairement aux réseaux basés sur la communication cellulaire, aucune administration centralisée n'est requise. Ce sont les nœuds mobiles qui forment, d'une manière ad hoc, une infrastructure du réseau.

Dans ce chapitre, nous allons dans un premier temps présenter les caractéristiques et les contraintes liées aux environnements MANETs (Mobile Ad hoc Network), nous passerons ensuite en revue les principales solutions proposées dans la littérature en termes de conservation d'énergie.

1.2 Réseau informatique

Un réseau informatique est un ensemble d'appareils reliés entre eux via les liaisons de communication, dans le but de permettre aux utilisateurs d'échanger de l'information et de partager des ressources tout en assurant une meilleure disponibilité de services et une diminution de coûts. Dans un réseau informatique, les appareils sont appelés des nœuds. La façon dont sont organisés les nœuds et leurs interconnexions est appelée topologie du réseau. On distingue deux types de liaisons :

- Liaison filaire : l'information est envoyée à travers un câble, qui peut être en cuivre ou en fibre optique.

- Liaison sans fil : l'information est envoyée à travers des ondes radios, des rayons lasers ou des signaux infrarouges.

1.3 Réseau wifi

La norme Wifi (Wireless Fidelity) est le nom commercial donné à la norme IEEE (Institute of Electrical and Electronics Engineers) 802.11. Grâce aux normes Wifi, il est possible de créer des réseaux locaux sans fil. En pratique, le Wifi permet de relier des ordinateurs portables, des machines de bureau,...

Protocoles de communication

Un protocole de communication est un ensemble de règles décrivant la façon dont les nœuds d'un réseau vont communiquer entre eux. En d'autres termes, ce sont les règles que chaque nœud doit respecter pour que le dialogue puisse s'établir.

Routage

Le routage est une fonction qui consiste à déterminer la route de chaque paquet à partir d'une source connue vers une ou plusieurs destinations. On peut aussi définir le routage comme la tâche d'acheminement des données à partir des nœuds sources vers les nœuds destinations [11].

Les protocoles de routage peuvent être classés en deux catégories selon l'utilisation ou non d'une infrastructure :

- Mode infrastructure : toute communication passe par un point d'accès.
- Monde sans infrastructure (ad hoc) : la communication se fait sans passer par un point d'accès.

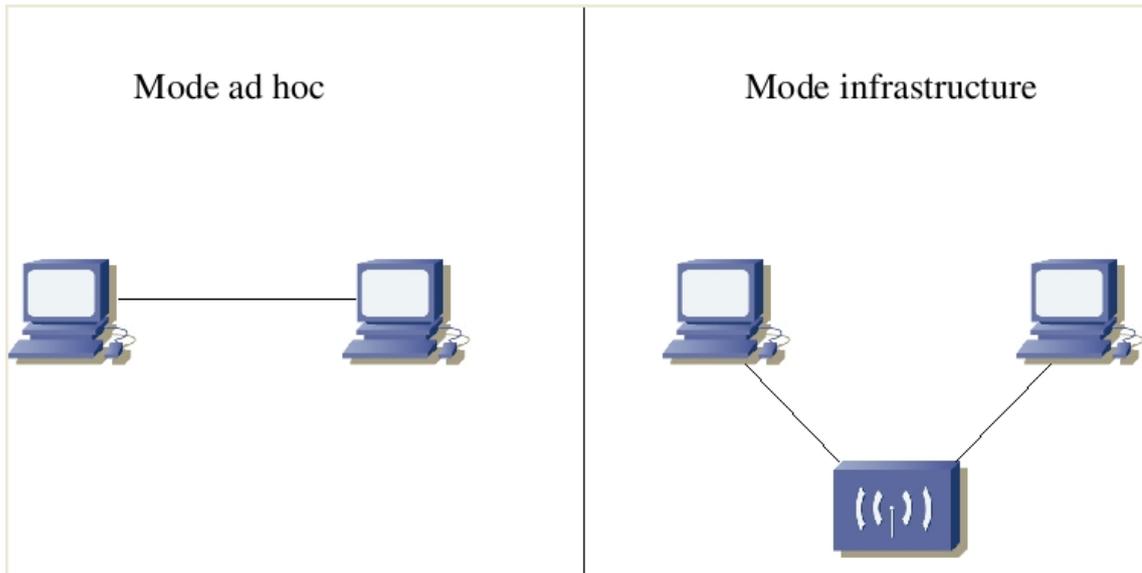


FIGURE 1.1 – Communication avec et sans infrastructure

1.4 Réseau mobile ad hoc

Un réseau mobile ad hoc, appelé aussi MANET (Mobile Ad hoc Network), est un réseau temporaire, constitué d'un ensemble autonome et coopératif de nœuds sans fil et mobiles sans l'aide d'une infrastructure préétablie utilisée pour exécuter les fonctions de base de gestion de réseau.

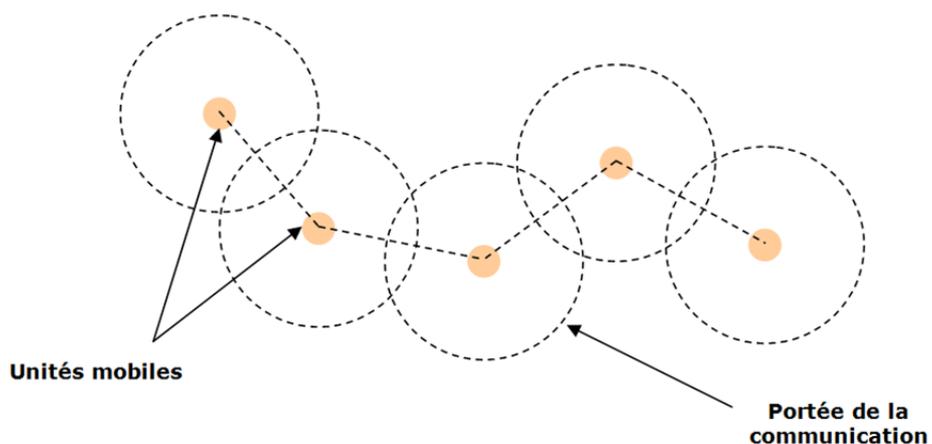


FIGURE 1.2 – Réseau Ad hoc

1.5 Domaines d'application

Un réseau ad hoc doit pouvoir être déployé à la demande et pour couvrir une large palette de situations pratiques. Les premières recherches sur les réseaux ad hoc ont démarré dans les années 60 au sein de la DRAPA, qui est un organisme de l'armée américaine. L'armée visait le déploiement rapide de systèmes de communication dans les zones difficiles telles que les champs de bataille. Cependant, avec l'avancement des technologies sans fil (ex : Bluetooth, IEEE 802.11), d'autres applications civiles sont apparues. On peut citer :

Service d'urgence : une mise en place rapide de réseau peut être indispensable dans des situations d'urgence, telles que les catastrophes naturelles comme le tremblement de terre, opération de recherche et secours des personnes, que ça soit pour un réseau de communication entre les équipes de secours ou pour remplacer les infrastructures détruites.

Application commerciales : pour un paiement électronique distant ou pour l'accès mobile à Internet, ou service de guide en fonction de la position de l'utilisateur [15].

Autres applications : bien d'autres applications sont possibles, on peut citer la connexion des appareils d'une même maison ; des jeux en réseaux ; diffusion d'information sur les routes pour éviter, par exemple, les embouteillages...

1.6 Modèle d'un système de réseau Ad hoc

À un instant t , un réseau ad hoc peut être modélisé par un graphe non orienté $G_t = (V_t, E_t)$, où :

V_t : est l'ensemble des nœuds (c.-à-d. les unités mobiles) à l'instant t ;

E_t : est l'ensemble des liens existants entre ces nœuds à l'instant t (Figure 1.3).

Si $e = (u, v) \in E_t$, cela veut dire que les nœuds u et v sont en mesure de communiquer directement à l'instant t [17].

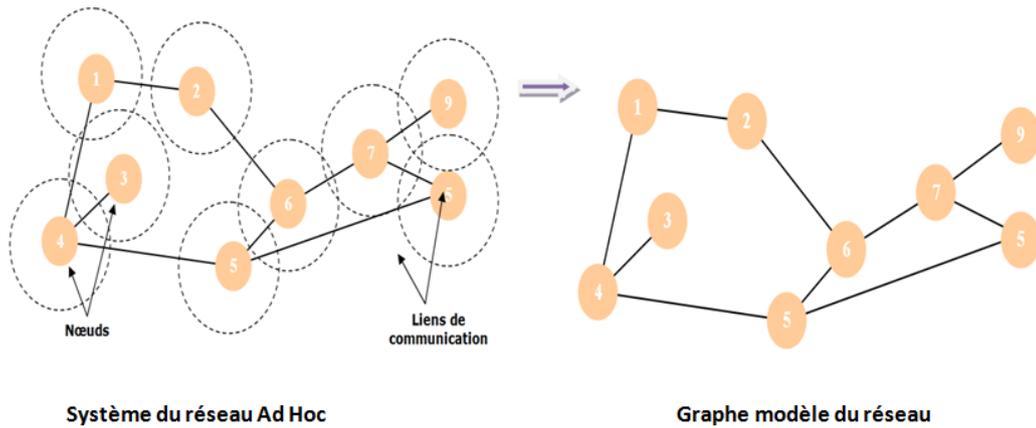


FIGURE 1.3 – Modèle du réseau Ad hoc

1.7 Caractéristiques d'un réseau ad hoc

Les réseaux mobiles ad hoc sont caractérisés par ce qui suit :

1. Absence d'infrastructure : un MANET se distingue des autres réseaux mobiles par la propriété d'absence d'infrastructure préexistante. Les nœuds mobiles sont eux-mêmes responsables de l'établissement et le maintien de la connectivité du réseau.
2. Autonomie des nœuds : chaque terminal est un nœud autonome. Il peut fonctionner d'une part comme étant un nœud ordinaire et, d'autre part, comme étant un routeur qui a pour fonction de router l'information qu'il reçoit d'une source vers une destination.
3. Routage Multi-sauts : dans un MANET, un terminal peut communiquer avec n'importe quel autre terminal à l'intérieur du réseau. Ces terminaux agissent en tant que routeurs et se chargent de relayer les messages en passant via un ou plusieurs nœuds intermédiaires.
4. 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.

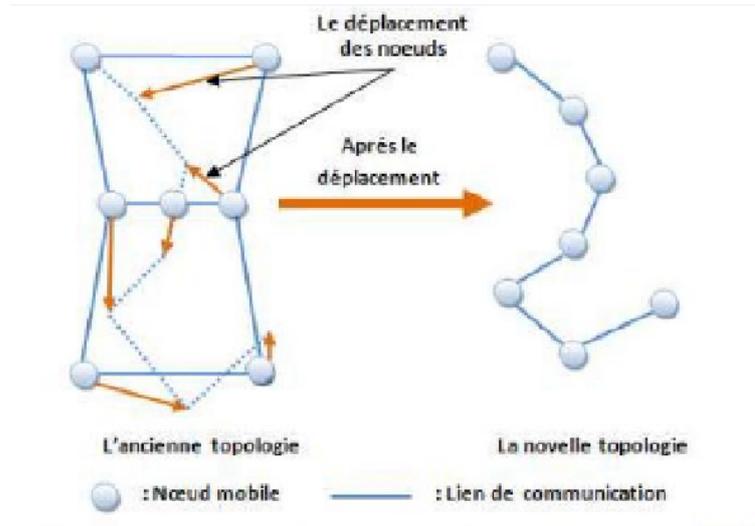


FIGURE 1.4 – Modèle d'un réseau ad hoc en mouvement

5. Liaison à débits variables et bande passante¹ limitée : les liaisons radio présentent des débits variables et ont généralement une bande passante de capacité limitée, inférieure à celle des liaisons filaires. La demande sur les applications dépasse souvent la capacité du réseau, et cette demande ne cessera de croître avec l'augmentation des traitements multimédias et des applications basées sur les réseaux.
6. Utilisation limitée de l'énergie : pour un bon fonctionnement du réseau ad hoc, ses nœuds doivent être les plus autonomes que possible ; les nœuds mobiles sont alimentés par des sources d'énergie autonomes comme les batteries ou autres sources consommables. Le paramètre d'énergie doit être pris en considération dans tout contrôle fait par le système.
7. Sécurité physique limitée : de leur nature, les réseaux sans fil sont très sensibles aux attaques extérieures. Cela se justifie par les contraintes et limitations physiques qui font que le contrôle des données transférées doit être réduit.

1. La bande passante représente la quantité d'informations (en bits/s) qui peut être transmise sur une voie de transmission

1.8 Avantages d'un réseau ad hoc

Les réseaux ad hoc mobiles sont utilisés généralement dans toute application où, le déploiement d'une infrastructure réseau filaire est trop contraignant, soit à cause de la difficulté de la mise en place, ou à cause de la durée d'installation qui peut être longue. Possédant des caractéristiques particulières comparées aux autres réseaux sans fils, les réseaux MANET peuvent donc être un atout considérable dans de nombreuses situations pour les raisons suivantes :

Adaptation : la propriété sans fil offre plus de flexibilité au réseau. En éliminant les connexions filaires, les réseaux MANET's s'adaptent facilement aux changements dans la configuration du réseau.

Facilité de déploiement : l'absence de câblage donne plus de souplesse et permet de déployer un réseau ad hoc facilement et rapidement. Les réseaux MANETs peuvent être déployés dans un environnement quelconque permettant, ainsi, d'économiser tout le temps de déploiement et d'installation du matériel nécessaire.

Coût : le déploiement d'un réseau ad hoc ne nécessite pas d'installer des stations de base. Les mobiles sont les seules entités physiques nécessaires pour déployer un tel réseau. Ceci se traduit par une réduction significative des coûts de mise en place du réseau.

Consommation énergétique : les portées de communication peuvent être largement réduites en mode ad hoc, cela permet d'économiser beaucoup d'énergie.

Extensibilité du réseau : l'une des propriétés les plus importantes d'un réseau ad hoc est la possibilité de l'étendre, et d'augmenter sa taille très facilement, sans nécessiter trop de moyens. Pour ce faire, il suffit de procéder à quelques configurations au niveau du nouveau nœud pour que ce dernier fonctionne au sein du réseau.

Permet la mobilité : les réseaux MANET's permettent une certaine mobilité à leurs nœuds. De ce fait, ces derniers peuvent se déplacer librement à condition de ne pas s'éloigner trop les uns des autres pour garder leur connectivité.

Tolérance aux pannes : dans un réseau MANET, les seuls éléments pouvant tomber en panne sont les terminaux eux mêmes. De manière globale, si une station qui sert au routage tombe en panne, elle peut être remplacée par une autre, et seul le possesseur de cette station en sera affecté. Autrement dit, il n'y a pas de panne pénalisante.

1.9 Inconvénients d'un réseau ad hoc

Les réseaux ad hoc mobiles ne présentent pas seulement des avantages, mais aussi des inconvénients [39] :

Topologie non prédictible : la topologie dynamique due aux déplacements des nœuds rend son étude très difficile.

Capacités limitées : la consommation d'énergie dans un réseau Ad hoc dépend de la portée de communication des nœuds. Plus la portée est importante, plus les communications demandent de l'énergie. Il faut donc trouver un compromis entre les deux pour assurer la connectivité du réseau.

Taux d'erreur important : Un taux d'erreur important dû aux collisions pourraient survenir si le nombre de nœuds qui partagent le même médium est important.

Sécurité : Les réseaux ad hoc ne permettent pas d'utiliser un matériel spécifique pour empêcher les accès non autorisés, ce qui fait que la confidentialité de l'information échangée entre les nœuds peut ne pas être garantie.

1.10 Accès au médium

Dans un réseau ad hoc, un des défis majeur consiste à savoir qui a le droit d'émettre à un moment donné, d'où la nécessité de concevoir des protocoles afin de gérer telles situations. Il existe des protocoles à accès aléatoire qui sont confrontés à des limites pendant leur fonctionnement, on peut citer : les collisions, les retransmissions successives, le délai, taux d'erreur, etc. Tout cela ne conduit pas seulement à des dégradations importantes des performances des réseaux ad hoc, mais aussi à une perte d'énergie importante, alors que l'alimentation des nœuds mobiles dans les MANETs est basée sur des sources d'énergie d'une capacité limitée. Afin d'assurer un fonctionnement des MANETs pendant une durée de temps suffisante, il est nécessaire de procéder à des techniques pour optimiser et économiser la consommation de l'énergie. Pour cela, il faut considérer toutes les sources de la surconsommation ou du gaspillage d'énergie adoptées par les protocoles d'accès au médium.

Protocoles d'accès au médium dans les réseaux ad hoc mobiles

Les méthodes d'accès aléatoire sont généralement regroupées en deux familles principales ; L'ALOHA et ses dérivatives et le CSMA et ses dérivatives. Dans les paragraphes suivants, nous allons présenter les méthodes d'accès aléatoire classiques afin d'introduire les notions de base sur des nouvelles techniques d'accès au médium. **ALOHA** Le nom de cette méthode provient des expériences faites à l'université d'Hawaï pour relier les centres informatiques dispersés sur plusieurs îles. Les nœuds émettent d'une façon inconditionnelle, des paquets dès qu'ils sont en leurs possessions (le nœud accède au canal quand il a des données à transmettre). Il n'y eu pas d'écoute du support avant la transmission [11]. Si plusieurs nœuds accèdent au canal au même temps, les trames de données rentrent en collision ce qui engendre des retransmissions. Après une collision, les nœuds attendent un temps aléatoire avant de réessayer de transmettre

à nouveau.

D'une manière plus concrète, la transmission des messages se fait comme suit :

- Si vous avez un message à transmettre, transmettez-le ;
- Si le message est interféré avec d'autres transmissions, essayez de le renvoyer plus tard.

Slotted ALOHA (SALOHA) Slotted ALOHA, ou encore appelé ALOHA à segmentation temporelle est une amélioration apportée au protocole ALOHA original. Ce protocole introduit un concept où le temps est découpé en intervalles de durée fixe appelés "slots". Les utilisateurs ne peuvent commencer la transmission qu'au début de chaque slot. Ainsi, la probabilité de collision est réduite [11].

La Figure 1.5 représente deux modes de transmission "ALOHA" et "SALOHA".

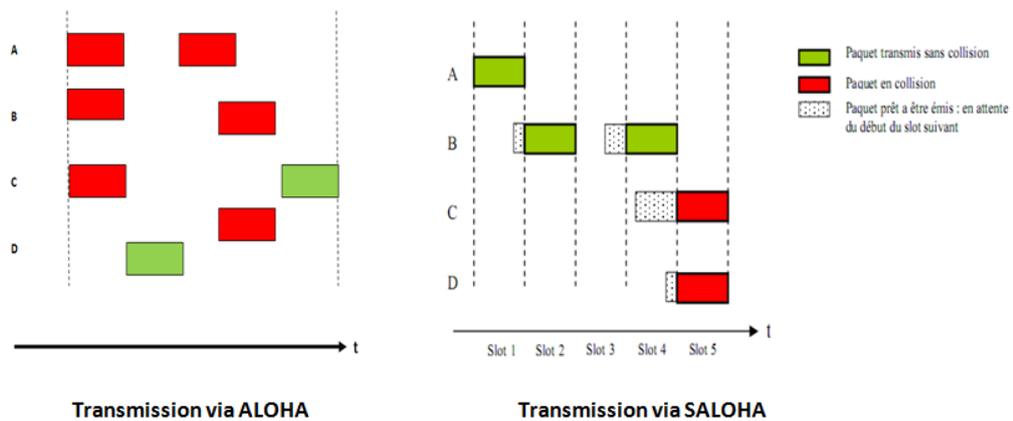


FIGURE 1.5 – Transmission via ALOHA \ Transmission via SALOHA

CSMA (Carrier Sense Multiple Access) L'objectif du CSMA est d'éviter les collisions. Il part du principe que les nœuds transmettent seulement lorsque le canal est libre, le fonctionnement du CSMA peut être expliqué de la manière suivante [11] [15] :

Un nœud qui veut transmettre dans un canal, écoute d'abord le canal.

- Si le canal est libre, il transmet ;
- Sinon, il attend pendant un temps spécifique ;
- Si le transmetteur n'a pas reçu l'information après un moment donné, il suppose qu'il y a une collision.

Après la collision, le nœud attend pendant une période aléatoire, puis il retransmet.

Il existe plusieurs variantes du CSMA, parmi lesquelles, on distingue :

CSMA non Persistant : si le canal est occupé, le nœud attend une durée de temps aléatoire, ensuite il transmet.

CSMA Persistant : si le canal est occupé, le nœud continue d'écouter jusqu'à ce qu'il devient libre pour commencer la transmission.

La Figure 1.6 représente le fonctionnement du CSMA persistant.

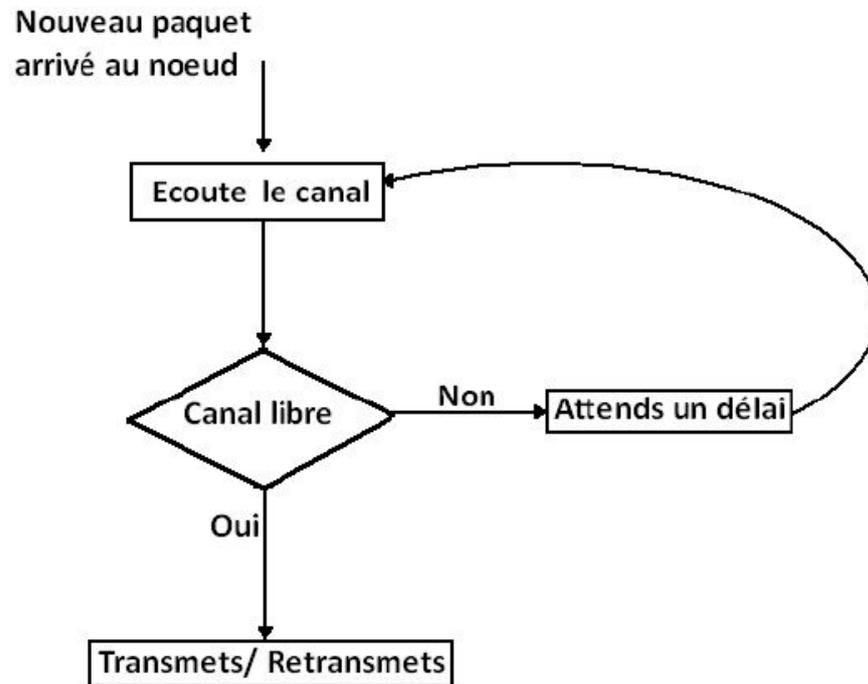


FIGURE 1.6 – Algorithme CSMA persistant

1.11 Concept du clustering dans un réseau ad hoc

Un réseau ad hoc étant considéré comme un réseau non structuré², pouvant comporter des milliers de nœuds. Afin de faciliter son utilisation, il est nécessaire de définir une structuration. Pour cela plusieurs approches ont été proposées dans la littérature qui se basent essentiellement sur la technique de clusterisation que nous définirons ci-dessous :

Définition du clustering

Le clustering consiste à partitionner le réseau en groupes de nœuds virtuels appelés clusters [23].

Dans un cluster, on retrouve généralement trois types de nœuds qui sont géographiquement proches :

2. Un réseau non structuré est un réseau dont tous ses nœuds ont des rôles égaux.

1. cluster head : c'est le chef de groupe, il possède des fonctions supplémentaires comme le routage, l'accès au médium, etc.
2. Nœud passerelle : un nœud passerelle a la capacité d'accéder à des clusters voisins et acheminer les paquets entre eux.
3. Nœud ordinaire : un nœud ordinaire est un nœud qui n'est pas un cluster head et qui ne possède pas des liens intercluster.

La Figure 1.7 représente un exemple de la structure d'un clustering.

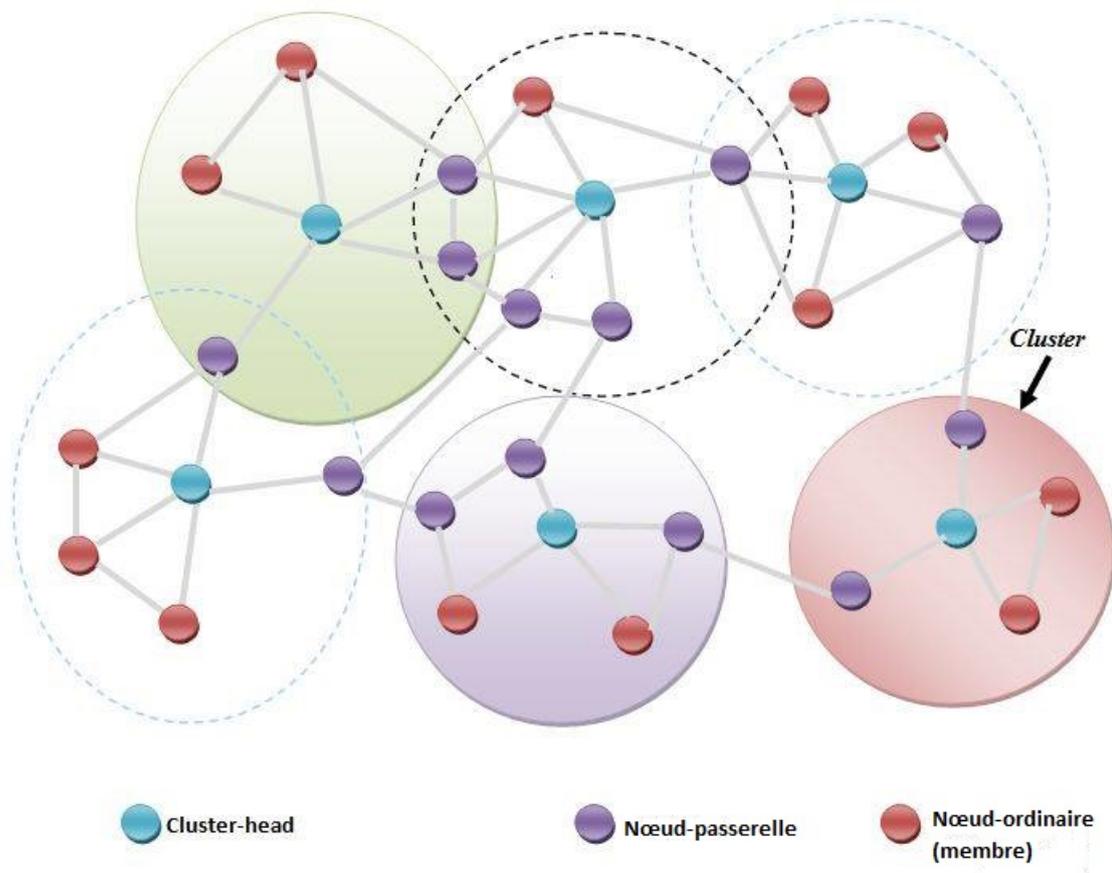


FIGURE 1.7 – Structure d'un clustering

Avantage de la clusterisation

Comme énoncé précédemment, le principe de la clusterisation consiste à organiser le réseau en structure hiérarchique. Cette technique de structuration du réseau possède des avantages, nous en citons [7] :

- Les nœuds de chaque cluster sont supervisé par leurs cluster head qui peut coordonner l'accès au canal, épargnant ainsi, les ressources gaspillées dans la retransmission due aux

collusions ;

- Le clustering permet de ne stocker que les informations partielles du réseau ;
- Optimiser les dépenses en énergie.

Algorithmes de clustering

Un algorithme de clustering est principalement basé sur les étapes suivantes :

- 1) Élection des cluster heads : la phase d'élection d'un cluster head repose sur une métrique. Il faut savoir que la métrique, est une mesure indiquant l'état d'un nœud, de son voisinage, ou bien de l'ensemble du réseau. De nombreuses métriques ont été proposées. Une métrique peut être par exemple, le degré d'un nœud³, son identifiant ou encore une combinaison de critères :
- 2) Communication entre les cluster heads : comme les cluster heads ne sont pas directement reliés, des nœuds passerelles sont aussi élus et utilisés pour les communications entre cluster heads,
- 3) Maintenance des cluster heads : dans le but de s'adapter aux changements de la topologie fréquents dans le réseau, une mise à jour des clusterheads est dynamiquement réalisée [2].

Plusieurs algorithmes ont été proposés pour la formation des clusters, nous avons opté pour la présentation de trois d'entre eux :

Algorithme basé sur le plus petit identifiant L'algorithme LCA (Linked Cluster Architecture) a été proposé par Ephremids, Weiselthier dans [5]. Il est considéré comme l'un des premiers algorithmes de clusterisation pour les réseaux ad hoc.

L'élection de cluster head repose sur le plus petit identifiant. D'une manière plus explicite, chaque nœud se désigne cluster head ou non en se basant sur son identifiant et ceux de ses voisins. Initialement, tous les nœuds ont un statut de nœud ordinaire. La formation des clusters suit les règles suivantes :

Algorithme 1 : Algorithme de plus petit ID

1. Si un nœud u possède le plus petit identifiant parmi les nœuds de son voisinage à un saut, il se déclare comme cluster head et ses voisins à un saut dont les identifiants sont supérieurs au sien le rejoignent devenant, ainsi, des nœuds membres ;
2. Si non, il attendra que tous ses voisins à un saut déclarent leurs statuts. Ainsi, si un nœud parmi ses voisins se déclare chef, alors le nœud u se déclare nœud membre ;
3. Si tous les voisins de u ayant un identifiant plus petit que celui de u se déclarent ordinaires, en raison de leurs attachements à d'autres liens de voisinage, u va se déclarer cluster head ;

3. Degré d'un nœud : nombre de nœuds se trouvant dans son rayon de transmission(voisins)

4. Une fois que tous les nœuds ont déclaré leurs statuts (statut de membre ou de cluster head), si un nœud a parmi ses voisins à un saut plus qu'un cluster head, il se déclarera nœud passerelle.

Algorithme basé sur le degré le plus élevé HCC (High-Connectivity Clustering)

Gerla et Tsai dans [21] ont cherché à apporter plus de stabilité à la structure de clusters formés par le LCA, en utilisant le degré des nœuds plutôt que leur identifiant. L'idée est qu'un nœud dont le degré est le plus élevé sera un candidat susceptible d'être le cluster head, car il couvrirait un grand nombre de nœuds. Ainsi, le nombre de clusters résultant en sera réduit. Les différentes phases de cet algorithme sont :

Algorithme 2 : Algorithme HCC

1. Chaque nœud envoie son ID aux nœuds se trouvant dans sa portée de transmission. Le cluster head sera le nœud avec un nombre maximum de voisins, c'est-à-dire avec un degré maximal. Ainsi, ses voisins deviennent membres de ce cluster et ne peuvent plus participer au processus d'élection d'un cluster head.
2. Le processus continue jusqu'à ce qu'il n'y ait plus de nœuds à affilier aux clusters [1].

Algorithme basé sur le poids des nœuds

Les approches que nous avons présentées jusqu'à présent se basent sur le choix d'une seule métrique pour l'élection d'un cluster head, ce choix n'est pas très judicieux pour la stabilité des clusters formés. A cet effet, l'auteur dans [2] conçoit une métrique, appelée métrique poids se basant sur l'énergie de chaque nœud et sur sa mobilité. Des candidats faiblement mobiles, avec une autonomie en énergie élevée sont plus aptes à assurer des tâches additionnelles que les autres nœuds.

La métrique Poids P , est définie comme suit :

$$P = \frac{\text{Energie}}{\text{Mobilité}}$$

Où :

La mobilité d'un nœud u est définie comme étant le rapport du niveau de signal qui l'unit à chacun de ses voisins sur celui mesuré à l'étape précédente. Cela est dû au fait que l'atténuation du signal est dépendante de la distance séparant les nœuds (si le signal est en baisse, cela voudra dire que la mobilité est en hausse). Ainsi, un nœud est élu cluster head pour sa capacité énergétique élevée et sa faible mobilité.

Construction des clusters

La construction des clusters se fait de la manière suivante :

- 1) Chaque nœud surveille son voisinage en envoyant périodiquement un paquet hello ;

- 2) Chaque nœud calcule son poids et le diffuse localement à son voisin à un saut ;
- 3) Chacun est alors en mesure de comparer son propre poids à celui de ses voisins ;
- 4) S'il possède le plus fort poids, alors il va s'élire cluster head, sinon il va élire son voisin de plus fort poids comme père (cluster head) ;
- 5) En cas d'égalité, le nœud choisi sera celui déjà élu au tour précédent s'il est en course - cela privilégie la stabilité de la structure-, sinon ça sera celui de plus forte énergie. De cette manière, deux voisins ne peuvent pas être tous deux cluster heads. Un cluster head garde l'information de ses membres (identifiant ID, statut, charge, énergie, puissance de calcul). Il peut détecter si un autre cluster head est rentré dans son cluster. Le cluster chef ayant le moins d'énergie sera contraint à renoncer à son rôle de cluster head.

Algorithme 3 : algorithme poids

Pour tout nœud $u \in V$ (V est l'ensemble des nœuds)

1. Scrutation du voisinage ;
2. Calcul de la valeur du Poids P ;
3. Diffusion locale de la valeur de son poids P à ses voisins à un saut ;
4. Après réception des poids de tous ses voisins le nœud u peut soit s'élire lui-même cluster head ou choisir son cluster head.

1.12 Consommation énergétique 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 nœuds pendant leurs opérations dans le réseau. Ces batteries sont de capacité limitée et peuvent couvrir l'activité des nœuds pendant un intervalle de temps réduit, ce qui cause au fil du temps la mise à mort du réseau. Ainsi, l'économie, le contrôle et l'optimisation de cette énergie dans les réseaux ad hoc présentent actuellement l'un des plus grands défis des chercheurs.

Source de la surconsommation énergétique

La consommation excessive de l'énergie dans les réseaux ad hoc est dû à différentes raisons. Il faut savoir, qu'un nœud ne consomme pas seulement de l'énergie lors d'une transmission ou réception, mais également lors de ses activités comme l'écoute du canal, traitement des données...[11] [16]

En effet, parmi les causes qui mènent à la surconsommation de l'énergie, on peut citer :

- 1) Les collisions : qui engendrent des retransmissions, nécessitant ainsi, des consommations supplémentaires aussi bien en énergie, qu'en temps (débit).
- 2) L'écoute quasi-continue du canal de transmission : les nœuds pendant leur mode inactif

consomment de l'énergie pour l'écoute du canal, et ce, même si le nœud du réseau n'a aucune transmission ou réception.

3) Une mauvaise qualité du médium de communication : la qualité du médium influe directement sur la qualité des messages envoyés. Une mauvaise qualité peut entraîner beaucoup d'erreurs lors des transmissions, ce qui rend les paquets impliqués dans ces transmissions erronées, devenant ainsi inutiles, donc, l'énergie utilisée pendant leurs transmissions sera perdue.

4) Un mauvais choix de type de protocole de routage : le choix du protocole de routage est déterminant lors du processus de transmission, un mauvais choix du protocole peut entraîner une surconsommation non souhaitable de l'énergie.

1.13 Conservation d'énergie dans les réseaux ad hoc

Comme nous l'avons déjà vu, la consommation d'énergie est une contrainte cruciale dans les réseaux ad hoc. De ce fait, il est primordial de concevoir et de mettre en place des protocoles qui prennent en considération cette ressource. De nombreuses études ont été menées à ce sujet. Nous pouvons citer quelques propositions :

Protocoles de contrôle de puissance

Le contrôle de puissance consiste à adapter les puissances de transmission aux nœuds du réseau, afin d'assurer une consommation minimale d'énergie tout en gardant la connectivité du réseau. Plusieurs protocoles ont été conçus à cet effet, nous pouvons citer :

Le protocole COMPOW (Common Power) : consiste à ajuster la puissance des nœuds selon une valeur commune minimale afin de préserver la connectivité du réseau [27]. Il met en évidence l'importance des liens bidirectionnels. En effet, un nœud de destination direct ne peut répondre à un nœud source que si, sa puissance de transmission est au moins égale à celle de la source. De ce fait, assurer une puissance commune permet d'assurer des liens bidirectionnels.

Protocoles de la mise en veille

Idéalement, un protocole de communication pour les réseaux ad hoc doit faire fonctionner les nœuds uniquement en cas de besoin, autrement, tous les nœuds doivent être en mode veille "sleep". De plus, quand une communication est établie, aucune donnée redondante ne devrait être transférée, ce qui va permettre d'optimiser la consommation d'énergie.

Plusieurs études ont été faites sur le développement de mécanisme dans ce sens tel que :

S-MAC est un mécanisme proposé dans [18] permettant aux nœuds d'entrer en mode veille pour des périodes assez longues. Dans S-MAC, un nœud entre en mode veille quand un voisin est en cours de transmission.

T-MAC est une extension du S-MAC [31] ajustant la longueur de la période de réveil des nœuds selon les communications environnantes. Ceci permet de réduire l'énergie consommée suite à l'écoute passive du canal.

PAMAS (Power Aware Multi-Access Protocol with Signalling) est un protocole qui permet aux nœuds de déterminer quand et jusqu'à quand les radios restent éteintes [25]. Il part du principe qu'un nœud doit éteindre son interface radio soit :

- lorsqu'il n'a pas de données à transmettre, et qu'il ne participe pas à la transmission d'un nœud voisin ;
- lorsqu'il a des paquets à transmettre, et que ses nœuds voisins sont en cours de transmission de leurs paquets.

Chaque nœud peut déterminer l'intervalle du temps où il devra éteindre sa radio.

Des travaux de recherche ont montré que le protocole PAMAS a réduit la consommation d'énergie au moins de 50% dans les réseaux à grande charge de communications.

Protocole pour le contrôle d'erreurs

Le protocole ARQ (Automatic Repeat Request) Le protocole ARQ a été proposé dans [35] pour le contrôle d'erreurs avec consommation optimisée de l'énergie. Ce protocole s'est fixé trois objectifs :

- 1) Eviter la persistance pendant les retransmissions des données ;
- 2) Contrôler le nombre des retransmissions, en utilisant la probabilité de la réussite ;
- 3) Eviter les transmissions lorsque le canal se trouve dans des conditions médiocres.

A la détection d'une erreur dans le canal de contrôle, suite à l'absence d'un accusé de réception, ACK (ACKnowledgement), la réception de l'ACK indiquera à l'émetteur qu'aucune collision n'a eu lieu. Le protocole ARQ entre dans le jeu en mode (probing), dans lequel un paquet de (probing) est envoyé à chaque t slot. Ce paquet contient seulement le bit d'entrée sans les bits de données pour qu'il consomme moins d'énergie.

Le mode probing continue jusqu'à la réception d'un signal (ACK) correct indiquant le rétablissement

du canal.

Après ça, ARQ reprend la transmission à partir du point où la coupure est survenue.

Protocole de routage

Une autre technique pour diminuer la consommation de l'énergie consiste à choisir le meilleur chemin, en se basant sur les contraintes d'énergie. En effet, pour minimiser la consommation de l'énergie au niveau du routage, il faut veiller à choisir le chemin garantissant la consommation d'énergie la plus faible ou encore de choisir le chemin passant par les nœuds intermédiaires ayant les batteries les plus chargées.

Protocole AODV (Ad hoc On demand Distance Vector) : Le protocole AODV [37] permet de définir les routes pour l'envoi de paquets, et cela en utilisant la technique des numéros de séquence permettant l'utilisation des routes les plus récentes (routes fraîches), afin de maintenir la consistance des informations de routage. En d'autres termes, si une source souhaite transmettre des paquets, elle tente d'abord de trouver le chemin vers sa destination en diffusant un paquet de demande de chemin, Route Request (Reeq), à tous ses voisins, qui à leur tour transmettent le même paquet, mais en sauvegardant l'adresse du prédécesseur et en ajoutant leur propre adresse pour leurs successeurs, afin de garder une trace du chemin parcouru. Ce processus continue jusqu'à ce qu'on atteigne la destination, qui après son acceptation de la demande, transmet sa réponse Route Reply (Rrep) au nœud source. A la réception de la Rrep, la source enregistre le chemin vers sa destination.

AODV provoque moins de messages de contrôle, en créant des routes à la demande, et cela a pour effet une réduction en termes de consommation d'énergie.

Protocole MTE (Energie de Transmission Minimal) : Cette approche est proposée dans [33]. Elle consiste à minimiser l'énergie consommée pour atteindre la destination, autrement dit, on cherche le chemin de plus faible consommation. Pour cela, le protocole MTE[33] assigne à chacun des liens un poids qui est en fonction de l'énergie nécessaire pour transmettre un paquet sur cette voie.

Prenons l'exemple d'une topologie d'un réseau [MTE].

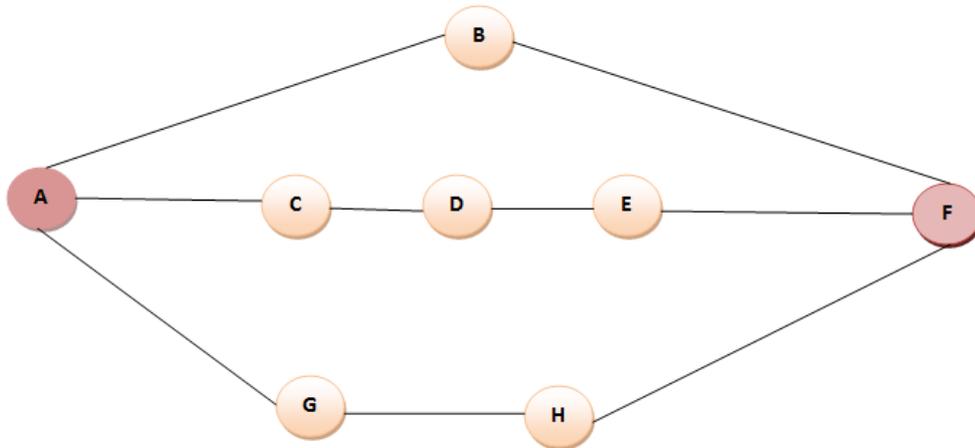


FIGURE 1.8 – Exemple de topologie

Dans cet exemple, nous allons prendre en considération trois chemins parmi bien d'autres (nous négligerons les autres chemins pour simplifier l'étude).

Nous supposons, que le nœud A tente de joindre le nœud F. Pour cela, il émet une requête (RREP) qui va être diffusée selon trois voies :

1. $[ABF]$;
2. $[ACDEF]$;
3. $[AGHF]$.

La destination F va répondre à la première demande qu'elle recevra. Pour les suivantes, elle répondra uniquement si le poids de la demande est inférieur au poids de la demande laquelle elle a déjà répondu (F note systématiquement le demandeur et le poids assigné à toutes les demandes qui lui parviennent). De cette façon, la source A obtient, via le paquet RREP, la route qui minimise la consommation globale du système.

Ce protocole a le mérite de réduire globalement la consommation du système, mais il soulève une critique importante. Les délais ne sont pas pris en compte (la route la moins consommatrice d'énergie peut être congestionnée par exemple).

Codage réseau

Le codage réseau est un paradigme qui a attiré l'attention des informaticiens et électroniciens. L'idée principale consiste à permettre aux nœuds du réseau de traiter les paquets reçus avant de les envoyer [13]. Ceci permet d'accroître considérablement le débit des transmissions, et conserver de l'énergie.

Afin de comprendre l'influence du codage dans la conservation d'énergie dans un réseau, nous allons introduire un exemple contenant un réseau sans codage et un autre avec codage.

Exemple :

Soit le réseau Ad hoc de la Figure 1.9 où le nœud A et le nœud C veulent échanger x_1, x_2 en utilisant le nœud B comme nœud de relais.

Le temps est divisé en slots et chaque équipement peut transmettre ou recevoir dans un slot.

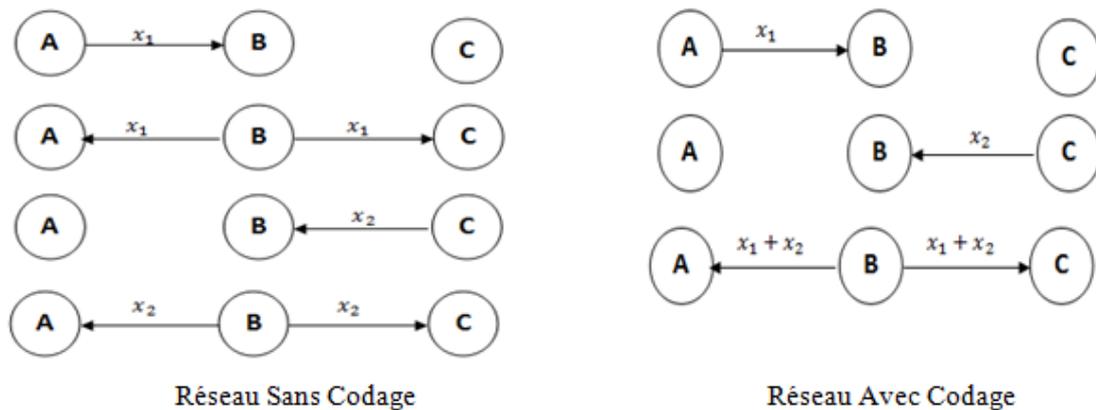


FIGURE 1.9 – Figure Echange de x_1 et x_2 avec et sans codage réseau.

Interprétation Avec le codage réseau, B fait une seule transmission contenant x_1, x_2 au lieu d'en faire deux dans un réseau sans codage. Ce qui permet un gain énergétique important.

1.14 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons donné une vue globale sur les réseaux Ad hoc, tout en mettant en relief l'importance de la conservation de l'énergie. Pour cela, nous nous sommes intéressés aux protocoles minimisant la consommation d'énergie qui sont, extrêmement nombreux et variés, mais ne sont pas encore la panacée pour assurer une durée de vie optimale aux réseaux ad hoc. Certes, ils fournissent des résultats prometteurs lors des simulations, mais souvent dans des situations idéales qui ne reflètent que partiellement les conditions particulièrement délicates des réseaux ad hoc.

Notions fondamentales de la théorie des jeux

2.1 Introduction

Branche des mathématiques, philosophie des sciences ou encore outil incontournable de l'analyse moderne de l'évolution des espèces ; la théorie des jeux est un formalisme qui vise à étudier les interactions entre agents car nul n'est totalement maître de son sort.

Cette théorie qui fascine beaucoup d'entre nous a pris son véritable essor avec la publication, en 1944, de l'ouvrage "The Theory of Games and Economic Behavior" de John Von Neumann et de l'économiste Oskar Morgenstern qui ambitionnent ni plus, ni moins de refonder la science économique sur des bases plus solides.

Le présent chapitre vise à exposer cette théorie en abordant les notions fondamentales qui lui sont liées.

2.2 Définitions élémentaires :

Les jeux sont principalement caractérisés par les éléments suivants :

Jeu :

Un jeu est une représentation formelle d'une situation dans laquelle un certain nombre d'agents (joueurs) sont conduits à faire des choix parmi un certain nombre d'actions possibles (stratégies), et où la satisfaction (l'utilité) de chaque agent, ne dépend pas que de ses choix, mais également des choix effectués par les autres.[10]

Les exemples suivants peuvent être modélisés sous forme de jeux :

- Le marchandage entre acheteur et vendeur.

- Le trafic automobile à une heure de pointe.
- Tumeurs cancéreuses : Les cellules saines et malignes sont en compétitions pour l'accès aux nutriments.

Joueur :

Un joueur est défini comme étant l'unité fondamentale de décision pouvant être une personne, un groupe de personne, une société, une région, un parti politique, un virus . . . , qui agit dans le but de maximiser son utilité tout en étant rationnel [28][10].

On notera l'ensemble des joueurs par : $I = \{1, 2, \dots, N\}$ où N :est le nombre de joueurs participant au jeu.

Stratégie :

Selon Andrew Schotter (professeur d'économie à l'université de New York et directeur du Center for Experimental Social Science (CESS)), une stratégie est un plan d'actions complet pour chaque joueur, spécifiant ce que fera ce dernier, à chaque étape du jeu et face à chaque situation pouvant survenir au cours du jeu. Une stratégie décrit donc le comportement d'un joueur.

On distingue deux types de stratégies :

- **Une stratégie pure** du joueur i est une action ou un plan d'actions choisi(e) avec certitude afin d'atteindre un but précis (sa satisfaction). On notera par $X_i = \{x_{i1}, x_{i2}, \dots, x_{im_i}\}$ l'ensemble des stratégies pures du $i^{\text{ème}}$ joueur, où m_i est leur nombre [29][41].
- **Une stratégie mixte** du joueur i est une distribution de probabilités $\alpha = (\alpha_1, \dots, \alpha_{m_i})$ définie sur l'ensemble des stratégies pures du joueur i .

Si l'ensemble des stratégies X_i est fini, alors, on définit l'ensemble des stratégies mixtes comme suit :

$$\Delta_{m_i} = \{\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_{m_i}) \in \mathbb{R}^{m_i}, \sum_{j=1}^{m_i} \alpha_j = 1, \alpha_j \geq 0, \forall j = \overline{1, m_i}\} \quad (2.1)$$

Où α_j est la probabilité que le joueur i joue sa stratégie pure $x_j \in X_i$.

Une issue du jeu en stratégies pures est le vecteur $x = (x_1, \dots, x_i, \dots, x_N) \in X = \prod_{i=1}^N X_i$ où x_i est la stratégie choisie par le $i^{\text{ème}}$ joueur.

Fonction d'utilité :

Une fonction d'utilité est une fonction associée à chaque joueur i reflétant ses préférences, c-à-d, la satisfaction qu'il éprouve en utilisant une stratégie donnée, cette satisfaction ne dépend pas seulement de son choix, mais également du choix des autres joueurs [26][29].

On notera par : U_i la fonction d'utilité du $i^{\text{ème}}$ joueur définie comme suit :

$$U_i : X = \prod_{i=1}^N X_i \rightarrow \mathfrak{R} \quad (2.2)$$
$$(x_1, \dots, x_i, \dots, x_N) \mapsto U_i(x) \in \mathfrak{R}.$$

Chaque joueur souhaite maximiser sa fonction d'utilité.

2.3 Jeu coopératif et jeu non coopératif

Dans cette catégorie, les jeux sont typés selon le comportement du joueur par rapport aux autres joueurs. Pour un joueur, soit il est en coopération, soit il est compétition avec les autres joueurs.

Jeu coopératif :

Dans ce type de jeux, on fait appel à la notion de l'esprit d'équipe puisque les joueurs peuvent communiquer librement entre eux, formant ainsi une coalition qui vise l'intérêt général en augmentant l'utilité de l'ensemble des joueurs.

Rappelons qu'une coalition est tout sous-ensemble de l'ensemble N des joueurs.

Une structure de coalitions est une partition notée $T = \{S_1, \dots, S_m\}$ de l'ensemble N en coalitions telle que :

$$S_i \subseteq N, \forall i \in \{1, \dots, M\}$$

$$\bullet \cup_{m=1}^M S_m = I$$

$$\bullet S_m \cap S_j = \emptyset, \forall m, j \in \{1, \dots, M\}, m \neq j$$

On distingue deux catégories de jeux :

✂ **Jeux à utilités transférables (UT)** : Les gains sont affectés à chaque coalition qui les divise entre ses membres.

Ces jeux sont aussi connus sous le nom de jeux à fonction de partition (JFP).

✂ **Jeux à utilités non transférables (UNT)** : les décisions du groupe dépendent des gains qu'elles rapportent à chacun d'eux

Jeu non coopératif :

Dans un jeu non coopératif, la concurrence est vivement ressentie, chacun des joueurs cherche à prendre les meilleures décisions pour lui-même c'est à dire, il cherche à maximiser égoïstement ses gains individuels.

2.4 jeu sous forme coalitionnelle

Un jeu sous forme coalitionnelle est utilisé pour les jeux coopératifs. Cette représentation consiste à assigner à chaque coalition, le gain qu'elle peut garantir à ses membres.

Un jeu sous forme coalitionnelle est donné par le couple :

$$(N, v), \tag{2.3}$$

Où

– N est l'ensemble des joueurs.

– $v : 2^N \rightarrow \mathfrak{R}$ est une fonction caractéristique, qui associe à chaque coalition $S \subseteq N$ un gain total que la coalition peut garantir à ses membres

$$v : 2^N \rightarrow \mathfrak{R} \quad S \subseteq N \mapsto v(S)$$

Où 2^N est l'ensemble des sous ensembles de N

Définition 2.4.1. Une issue d'un jeu sous forme coalitionnelle (N, v) est une paire (T, x) , où :

- T :est une structure de coalitions.
- $x = (x_1, \dots, x_N)$ est un vecteur de paiements, qui distribue les valeurs de chaque coalition de T , tels que :
 - $x_i \geq 0, \forall i \in I$.
 - $\sum_{i \in S} x_i = v(S), \forall S \in T$.

2.5 Concepts de solutions :

Jusqu'ici, nous avons défini les notions de base qui constituent la théorie des jeux. Cependant, nous n'avons pas encore développé les outils qui permettent de sélectionner parmi toutes les issues possibles du jeu, un sous ensemble d'issues satisfaisant certaines propriétés, jugées désirables par des agents rationnels.

Nous présenterons dans cette section les concepts de solutions liés à la théorie des jeux.

Concepts de solution pour les jeux coopératifs à utilité non transférable

L'unicité d'une solution est toujours une propriété souhaitable et recherchée dans les jeux coopératifs. Cependant, cette solution n'existe pas toujours, c'est pour cela que différentes procédures sont mises en œuvre afin d'exclure un certain nombre de solutions et en privilégier d'autres.

Concept du noyau

Soit (N, v) un jeu coopératif à utilité transférable. Soit $x=(x_1, \dots, x_n)$ le vecteur des paiements des n joueurs. Le noyau du jeu (2.3) est constitué de toutes les allocations $x=(x_1, \dots, x_n)$ satisfaisant les propriétés suivantes :

1. Rationalité individuelle, ie $x_i \geq v(i), \forall i \in N$;
2. Rationalité collective : ie $\sum_{i \in N} x_i = v(N)$;
3. Rationalité coalitionnelle : ie $\sum_{i \in S} x_i \geq v(S), \forall S \subseteq N$.

Valeur de Shapley

La valeur de Shapley est un concept de solution couramment employé dans la théorie des jeux coopératifs. On considère un ensemble N constitué de n joueurs qui doivent se partager un gain. Ces joueurs peuvent se regrouper pour former des coalitions qui s'approprient une partie du gain et le redistribuent entre leurs membres.

Sous la forme de la fonction caractéristique v , si S est une coalition quelconque, $v(S)$ représente la part de gain que S peut obtenir. La question à résoudre est la suivante : comment doit-on partager les gains entre les joueurs ? divers concepts de solution ont été proposés. On retiendra ici l'un des plus populaires, qui a été introduit par Lloyd Shapley en 1953.

Cette valeur se fonde sur les trois propriétés ci-dessous, pour garantir, une distribution de paiements équitable :

1. Si deux agents i et j de N sont interchangeable, ils doivent recevoir le même paiement, c'est-à-dire, $x_i = x_j$ (axiome de symétrie des paiements).
2. Un agent $i \in N$, inutile dans une coalition S , doit avoir un paiement égal à 0 dans S , c'est-à-dire, $x_i = 0$ (axiome des agents inutiles).
3. Soit deux jeux coalitionnels (A, v_1) et (A, v_2) . Supposons que x_i est le paiement de $i \in N$ dans (A, v_1) et x'_i est le paiement de $i \in N$, dans (A, v_2) .

Si le jeu coalitionnel (A, v_3) est défini de telle manière que quelle que soit une coalition $S \subset N$, $v_3(S) = v_1(S) + v_2(S)$, alors le paiement x''_i de $i \in N$, dans (A, v_3) doit être égal à la somme des paiements reçus dans (A, v_1) et (A, v_2) , c'est-à-dire, $x''_i = x_i + x'_i$ (axiome d'additivité des paiements).

Ainsi, la valeur de Shapley du joueur i dans le jeu donné par la fonction caractéristique v est le gain qu'il convient de lui attribuer, il est donné par la formule suivante :

$$\Phi_i = \sum_{i \in S} \frac{(|S| - 1)! \times (|N| - |S|)!}{(|N|)!} [V(S) - V(S \setminus \{i\})],$$

où :

$|N|$ désigne le cardinal de N ;

$|S|$ désigne le cardinal de la coalition S ;

$[V(S) - V(S \setminus \{i\})]$ est la contribution marginale du joueur i à la coalition S .

2.6 Formation de coalitions

La formation de coalitions consiste à former des équipes d'agents (joueurs) pour accomplir des tâches distinctes en collaborant afin de maximiser leurs gains. Plusieurs chercheurs se sont penchés sur la question. Les premiers travaux ont tenté de répondre au besoin de répartition de gains (Comment les gains seront répartis entre les coalitions ? et à l'intérieur de la coalition, c'est-à-dire entre les joueurs de la même coalition ?) et ce en supposant une structure coalitionnelle déjà en place, comme une donnée exogène du modèle (valeur de shapley, concept de noyau...). Par la suite, Hart et Kurz (1983 et 1984), Bloch (1996), Yi et Shin (1996, 1998), Ray et Vohra (2001), et bien d'autres expliquent la formation de coalitions par des données endogènes du modèle et définissent une classe particulière de jeux appelée jeu de formation de coalitions.

Afin de mieux comprendre comment se forme une coalition, nous avons choisi de retenir le concept de Bloch :

Concept de Bloch

Bloch en 1996 a proposé une approche pour la formation des coalitions, qui consiste à ce que :

Le premier joueur selon l'ordre croissant des indices coalition fasse une proposition de coalition au joueur portant le plus petit indice et n'ayant pas été affecté à une coalition, ce dernier a le choix entre accepter et refuser :

s'il accepte il rejoint la coalition, et sort du jeu. Il est au tour du joueur suivant de décider.

Sinon on passe directement au joueur suivant. Les joueurs restants continuent le jeu de la formation de la coalition ; en respectant l'ordre croissant des indices.

2.7 Conclusion

Ce chapitre a été consacré aux définitions relatives à la théorie des jeux, qui nous seront utiles pour les chapitres qui suivent, et plus particulièrement à l'élaboration de notre modèle. En effet, la théorie des jeux est un outil mathématique très efficace pour l'analyse des situations conflictuelles qui portent d'interactions entre leurs éléments décideurs. L'analyse de telles situations passe par la conception d'un modèle sous forme d'un jeu, pour lequel la définition précise de chacun de ses éléments est nécessaire.

Modèle de gestion efficace de l'énergie du réseau à un comportement coopératif des nœuds

3.1 Introduction

Malgré les progrès technologiques perçus, l'énergie dans les réseaux ad hoc demeure encore une ressource critique. Ce paramètre a un impact direct sur la durée de vie du nœud et sur le réseau tout entier. En effet, lors d'acheminements de paquets, dans de tels environnements, les nœuds du réseau peuvent ne pas avoir l'énergie nécessaire afin d'accomplir leur mission, ce qui entraîne la perte du message, d'énergie,...

Le recours à une solution de répartition de charges qui consiste à mettre à profit, de la meilleure façon, les possibilités d'utilisation des ressources énergétiques [2], s'avère crucial pour améliorer les performances d'un réseau ad hoc et satisfaire les services et les applications des utilisateurs mobiles.

Le présent chapitre présente une méthode que nous avons développée afin de gérer au mieux l'énergie des nœuds.

Pour ce faire, nous allons dans un premier temps proposer un algorithme de clustering basé sur la théorie des jeux coopératifs. Dans un second temps, nous présenterons l'algorithme d'équilibrage de charges.

Notre modèle sera implémenté à l'aide du logiciel Matlab, dans le but d'évaluer son efficacité.

3.2 Présentation du modèle d'équilibrage de charges sous une structure hiérarchique (clustering)

Ce modèle repose sur trois phases essentielles :

La phase de clusterisation ;

La phase de routage ;

La phase d'équilibrage de charge.

Phase du clustering

Une proposition d'une technique d'auto-organisation semble nécessaire pour que les nœuds du réseau ad hoc puissent accomplir leurs missions sans que leurs performances ne soient dégradées. L'architecture basée sur le clustering représente l'une des techniques des plus prometteuses qui permet de partitionner virtuellement le réseau en groupes, appelés clusters où chaque cluster, sera doté d'un cluster head.

Ce problème peut être abordé avec des outils de la théorie des jeux coopératifs.

Pourquoi la théorie des jeux coopératifs ?

Les deux branches de la théorie des jeux "non coopératifs" et "coopératifs" diffèrent dans leur façon de formaliser l'interdépendance entre les joueurs. Dans la théorie des jeux non coopératifs, un jeu est un modèle détaillé de tous les mouvements disponibles des joueurs.

Par contre, dans la théorie des jeux coopératifs, on fait abstraction des détails, et on ne décrit que les résultats qui se produisent lorsque les joueurs se rassemblent dans différentes combinaisons.

Notre problématique s'inscrit dans un cadre coopératif, car on se concentre sur les possibilités de regroupement en des objets qui se ressemblent parce qu'ils ont des caractéristiques similaires.

Modèle et hypothèses du modèle

Le modèle mis au point s'applique sur les nœuds d'un réseau ad hoc qui sont représentés dans un espace à deux dimensions. Chaque nœud du réseau est associé à un point dans un espace vectoriel euclidien, de sorte que les distances entre les points reflètent la similitude entre eux. À cet effet, nous considérons un jeu coopératif de clustering défini par le couple (N, v) ,

Où :

N : ensemble des joueurs (nœuds).

$v : 2^N \rightarrow R$: la fonction caractéristique, qui associe à chaque coalition S , $S \subset N$ sa valeur dans [8];

$$v(S) = \frac{1}{2} \sum_{i,j \in S, i \neq j} f(d(i,j)), \forall S \in N, \quad (3.1)$$

Où :

$f : R \times R \mapsto [0,1]$ fonction de similarité qui mesure la similarité entre chaque nœuds i et j en termes de distance euclidienne, définie par :

$$f(d(i,j)) = 1 - \frac{d(i,j)}{d_M}, \quad (3.2)$$

Où :

$d(i,j)$ est la distance euclidienne séparant le nœud i du nœud j , définie par :

$$d(i,j) = \sqrt{(x_i - x_j)^2 + (y_i - y_j)^2}; \quad (3.3)$$

$d_M = \max_{i,j \in N} d(i,j)$:est la distance maximale entre toute paire de nœuds i et j .

Remarque : si deux nœuds i et j sont proches, alors $f(d(i,j))$ tend vers 1.

En utilisant la fonction de caractéristique donnée dans (4.1), il a été démontré dans [20], que la valeur de Shapley pouvait être calculée en un temps polynomial et est donnée par :

$$\Phi_i = \frac{1}{2} \sum_{j \in N, j \neq i} f(d(i,j)), \forall i \in N. \quad (3.4)$$

Donc, l'idée de base est de partitionner un réseau ad hoc en clusters de telle sorte que ses membres auront une forte similarité entre eux. La valeur de Shapley représente la densité dans un certain sens.

Dans un premier temps, nous calculerons, pour toute paire de nœuds i et $j \in N$, la fonction de similarité $f(d(i,j))$, ainsi que la valeur de Shapley associée à chaque nœud i . Dans un second temps, nous chercherons, parmi les nœuds du réseau, celui dont la valeur de Shapley est maximale. Nous vérifions si son énergie est supérieure à un certain seuil γ , qui représente le niveau d'énergie minimal qu'un nœud doit avoir pour être cluster head.

Si cette condition est vérifiée, alors ce dernier sera élu cluster head et ses voisins les plus proches le rejoignent pour former un cluster.

Remarque : Afin de ne pas avoir un nœud associé à deux clusters, à chaque fois qu'un nœud i rejoint un cluster, nous le marquons. Ainsi, seuls les nœuds non marqués (non alloués)

resteront, dans la prochaine étape du jeu.

Algorithme de clustering

Entrée : N : Ensemble des nœuds du réseau; E_i : l'énergie initiale des nœuds $i \in N$, $File_{allouée}$: est un vecteur contenant les nœuds affiliés à un cluster (nœuds alloués), à l'état initial la file est vide; α : un seuil de similarité pour lequel un nœud i est déclaré similaire à un autre nœud j , $\forall i, j \in N$, γ : un seuil d'énergie minimal pour qu'un nœud $i, i \in N$ soit susceptible d'être élu cluster head.

1. Pour chaque nœud $i \notin File_{allouée}$, calculer $d(i, j)$, $\forall j \in N, j \neq i$ et $j \notin File_{allouée}$;
2. Calculer la similarité entre chaque nœud i et j , $f(d(i, j))$, $\forall i, j \in N$ et $j \neq i$;
3. Pour chaque nœud i , calculer sa valeur de Shapley ϕ_i ;
4. Ordonner dans la $file_{Shapley}$ les nœuds non alloués, selon leurs valeurs de Shapley par ordre décroissant
5. Le premier i de la $file_{Shapley}$ qui vérifie $E_i > \gamma$ sera désigné cluster head.
6. Construire un cluster avec le nœud élu cluster head (ch) dans 5) en regroupant dans son cluster tout nœud j dont sa similarité avec le cluster head ch est au moins égale au seuil de similarité α , en d'autres termes :
Si $f(d(ch, j)) \geq \alpha, \forall j \in N, j \neq ch$; alors ajouter j au cluster actuel.
7. Ajouter au vecteur $File_{allouée}$ le cluster head (ch) élu dans 5) et les nœuds du cluster défini dans 6);
8. Répéter les procédures $\overline{1, 7}$ tant que $File_{allouée} \neq$ l'ensemble des nœuds N .

Phase de routage

Le routage est une méthode d'acheminement des informations à la bonne destination à travers un réseau de connexion donné. Le problème de routage consiste à déterminer un acheminement optimal des paquets à travers le réseau au sens d'un certain critère de performance. Dans la littérature, il existe de nombreux algorithmes de routage [37],[33]. Dans notre travail, nous nous n'intéressons pas à cette phase, nous considérons simplement un chemin prédéfini.

Phase d'équilibrage de charge

Le principe de la phase d'équilibrage de charge consiste à ce que chaque cluster head décide de déclencher une opération de transfert de charge, suite à une demande formulée par un membre de son cluster en détresse (par nœud en détresse, on entend un nœud dont le niveau d'énergie de la batterie est relativement faible).

Cette charge est estimée à partir de différentes informations envoyées périodiquement par les membres qui composent le cluster. Le cluster head choisit, donc, un nœud parmi ceux qui composent son cluster, pour le transfert de charge afin d'équilibrer. On peut résumer les tâches de chaque nœud composant le réseau dans ce qui suit [2] :

1) Tâches du cluster-head :

- Gérer l'information de charge relative aux nœuds de son cluster.
- Décider de déclencher un équilibrage.
- Informer les membres pour mettre en œuvre l'équilibrage décidé par le cluster head.

2) Tâches des nœuds membres :

- Maintenir à jour l'information de l'état de sa charge.
- Maintenir à jour l'information de l'état de son énergie.
- Envoyer périodiquement cette information à son cluster head.

Description de l'algorithme d'équilibrage dans un environnement de clustering

L'équilibrage de charge, que nous proposons, est inspiré de [2]. Il est composé de trois étapes :

a- Estimation de la charge

Chaque nœud i estime ses capacités en effectuant les actions suivantes :

- Estimation de sa charge courante $charg_i$.
- Estimation de son énergie courante E_i .
- Envoi de l'information de charge et d'énergie à son cluster-head associé.
- Comparaison de son énergie résiduelle au seuil (l'énergie minimal). Une fois atteinte, le nœud sait qu'il va mourir bientôt (nœud en détresse).
- Envoi d'un message de décharge au cluster-head en cas de surcharge.

b- Prise de décision

Cette étape intervient lorsqu'un le cluster head reçoit un message de décharge l'informant de l'état de charge du nœud en détresse, dans ce cas, il décide de déclencher la procédure

d'équilibrage de charges local (intra cluster).

Pour cela, il détermine le nœud en mesure de prendre en charge les tâches du nœud en détresse, afin de prendre la relève.

c- Transfert de tâches

Pour réaliser une opération d'équilibrage de charges, nous proposons l'heuristique suivante : Lorsqu'un nœud cluster head (*ch*) reçoit un message de détresse de l'un de ses clusters membres, il cherchera parmi les nœuds appartenant au chemin, le nœud le plus proche du nœud qui précède le nœud en détresse.

On devra s'assurer que le nœud choisi ait une énergie assez importante pour ne pas le mettre dans une situation périlleuse.

Une fois que le nœud qui va prendre la charge du nœud en détresse est déterminé, on cherchera le chemin le menant à la destination.

Remarque : Si lors de la recherche du nœud qui va prendre la relève du nœud en détresse, il s'avère qu'il y ait plus qu'un nœud proche du nœud en détresse en termes de distance, on choisira le nœud dont l'énergie est la plus grande.

Algorithme proposé

Entrées : Energie initiale E_i de chaque nœud $i \in N$, $charg_i$ initiale de chaque nœud $i \in N$, $charg_d$; le nœud source s , le nœud destination d , le chemin reliant s à d , seuil d'énergie minimal β , δ seuil d'énergie acceptable, $cluster_{help} = 0$: les nœuds de relais.

Estimation de la charge du cluster

1. Collecte périodique de l'information de charge :

Pour chaque membre $i \in N$ d'un Cluster C_j , faire :

- Envoi de sa charge actuelle $charg_i$ à son cluster head associé.
- Envoi de son niveau d'énergie E_i à son cluster head associé.
- Tester : si $(E_i < \beta)$, alors

Envoi d'une requête de décharge au cluster head.

2. Le cluster head du cluster C_j effectue les opérations suivantes :

- Calculer pour chaque nœud $i \in C_j$ et i en direction de la source la distance le séparant du nœud prédécesseur du nœud en détresse $pred_{d\text{estresse}}$, l'ajouter à $file_{aide}$;
- Ordonner les nœuds dans $file_{aide}$ par ordre décroissant de leurs distances ;

Tant que $cluster_{help} = 0$

Si pour le premier nœud i de la $file_{aide}$ $> \delta$,

$cluste_{help} = i$

Sinon

$file_{aide} = file_{aide} - i$

Fin si ;

Fin tant que ;

3) Chercher un chemin reliant $cluster_{help}$ à la destination d .

3.3 Paramètre de la simulation

Après avoir décrit le modèle de clustering, nous passons maintenant à son évaluation. En utilisant la simulation, notre choix de langage de programmation s'est porté sur MATLAB. Ainsi, le réseau ad hoc implémenté sous MATLAB est défini par sa couverture (taille en coordonnées X et Y) et le nombre de nœuds qui le constitue. Le réseau choisi pour notre simulation est un réseau $100m \times 100m$ comprenant $N = 20$ nœuds, où leurs positions sont générées selon une loi uniforme. Ainsi, on attribue à chaque nœud $i \in N$:

- Une position de départ définie par les coordonnées cartésiennes du nœud (x,y) suivant les axes des abscisses X et des ordonnées Y .
- Un modèle de mobilité constitué d'une vitesse constante $v = 20m/s$, et d'une direction de mouvement $\theta \in [0, 2\pi]$
- Un niveau d'énergie généré selon une loi uniforme entre $[5, 20]$ qui diminue à chaque réception et transmission de paquets d'une quantité fixe qui est de $1J$

Le seuil de similitude requis pour qu'un nœud rejoigne un cluster est $\alpha = 0.5$. La période de simulation s'étale sur 100 secondes.

Les nœuds changent de position à chaque 20 secondes avec des directions différentes et une vitesse constante.

Après chaque changement de topologie, la procédure de clusterisation est évoquée.

(X,Y)	100m × 100m
N	20
α	0.5
v	20m/s
T	100 secondes
h	20 secondes

Implémentation de l'algorithme de clusterisation

La simulation a été faite conformément aux paramètres mentionnés dans le tableau ci-dessus.

L'exécution du simulateur pour notre algorithme de clusterisation, nous a permis d'obtenir une clusterisation du réseau, donnée dans la Figure 4.1.

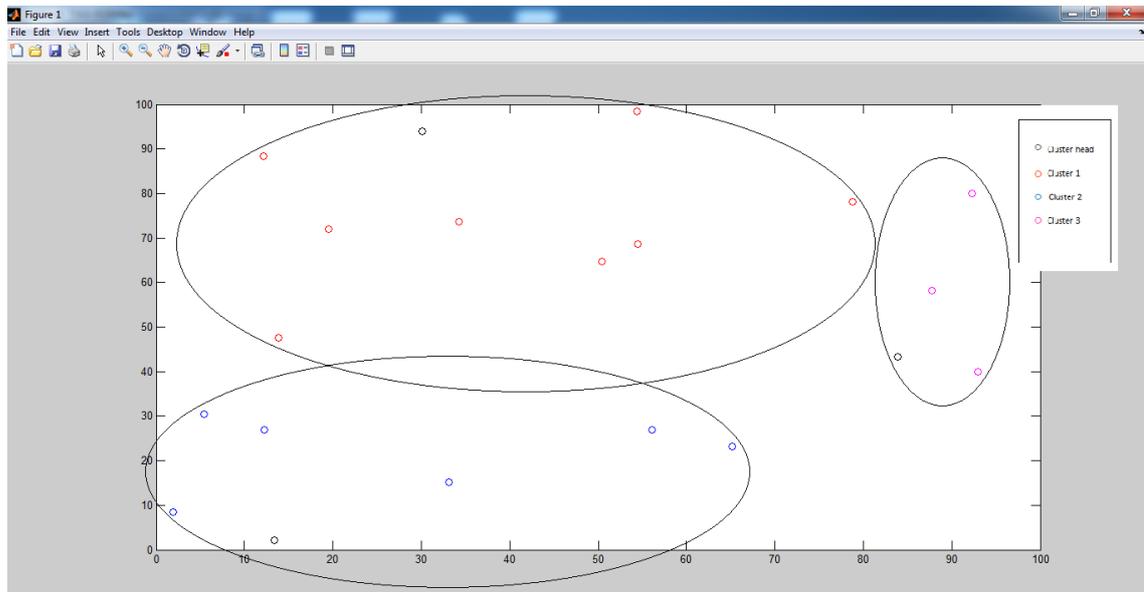


FIGURE 3.1 – Clusterisation du réseau ad hoc

La Figure (4.1) illustre les positions des nœuds à la dernière itération ainsi que les clusters engendrés par notre algorithme de clusterisation. Les clusters sont représentés par des cercles noirs, dont les nœuds en noir sont des cluster heads. Les différents nœuds en couleur rouge, bleus et mauves représentent l'appartenance des nœuds aux différents clusters.

À présent, nous allons présenter un tableau récapitulatif des résultats de l'algorithme de clusterisation lors de changement de topologie au cours du temps.

t	Cluster heads	Membres du cluster
0	5	{1, 3, 4, 13, 6, 7}
	12	{15, 16, 10, 19}
	14	{17, 9, 18}
	8	{2, 11}
	20	
20	5	{8, 1, 3, 4, 13, 7}
	6	{14, 17, 2, 11}
	12	{15, 16, 10, 19}
	20	{9, 18}
40	10	{3, 11, 4, 14, 19}
	2	{7, 20, 12, 9}
	15	{6, 18, 8, 1}
	5	{13, 17, 16}
60	9	{4, 20, 15, 1}
	10	{5, 12, 3, 19}
	5	{12, 13, 17, 16}
	2	{16, 18, 8}
80	20	{5, 7, 8, 10, 13, 16, 17}
	5	{12, 13, 17, 16}
	10	{5, 12, 3, 19}
	2	{16, 18, 8}
100	20	{5, 7, 8, 10, 13, 16, 17, 18}
	19	{1, 2, 3, 4, 9}
	10	{6, 11, 12}

Expérimentation sur des données réelles

L'algorithme de clustering proposé a été conçu dans l'objectif d'offrir une structure virtuelle pouvant servir comme appui à l'algorithme d'équilibrage de charges.

Evaluer les performances d'un algorithme n'est pas chose facile. Un des moyens les plus répandus étant de le tester sur des données réelles, et analyser la qualité des résultats. Cependant, et c'est souvent le cas, il est difficile de juger de la qualité du résultat trouvé sans le connaître à priori.

A cet effet, nous avons choisi d'examiner l'efficacité de notre algorithme de clusterisation sur trois ensembles de données réelles, avec :

N : ensemble des points de la base de données.

k : ensemble de clusters.

Evaluation de l'algorithme sur une base de données

Base de données n°1

La première base de données est disponible à partir de dépôt de data UCI [44].

Elle consiste en un jeu de données qui a été introduit en 1936 par Ronald Aylmer Fisher comme un exemple d'analyse discriminante. Cet ensemble contient 150 points de critères observés sur 3 espèces différentes d'iris (Setosa, Versicolor, Verginica). Chaque point est caractérisé par quatre attributs (longueur et largeur des sépales en cm, longueur et largeur des pétales en cm).

Nous allons prendre en considération lors de notre étude deux paramètres : la largeur et la longueur des pétales. Ceci est suffisant pour distinguer les 3 variétés de la fleur d'Iris. Le résultat de notre simulation est donné sur la Figure 4.2, où on peut aisément constater la partition du réseau en trois clusters, qui coïncident aux trois variétés de la fleur d'Iris.

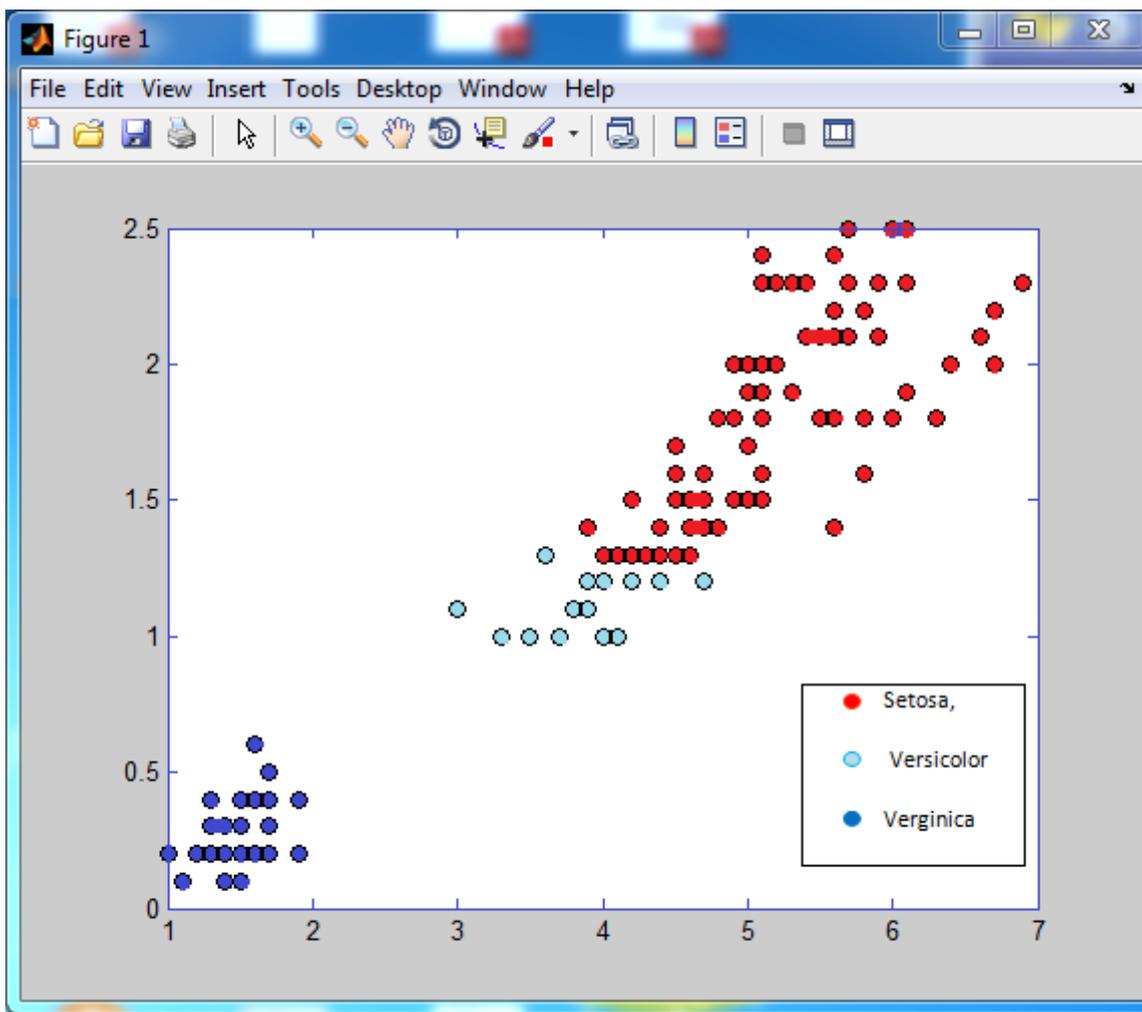


FIGURE 3.2 – Clusterisation du jeu de données Iris

Evaluation de l'algorithme sur un critère pureté

Évaluons à présent notre algorithme par le moyen de la mesure de la pureté qui consiste à évaluer la qualité des clusters par rapport à ses objets étiquetés. Un cluster pur sera un cluster dans lequel tous les objets, dont la classe est connue, appartiennent à une et une seule classe. Un cluster impur présentera des objets de classes différentes. En d'autres termes, la pureté d'un cluster est définie [19] :

Pour un ensemble $C = \{c_1, c_2, \dots, c_k\}$ de cluster et un ensemble de classes $W = \{w_1, w_2, \dots, w_c\}$, la pureté du clustering, définie par :

$$Purete(C, W) = \frac{1}{n} \sum_i^k \arg \max_j (n_j^i) \quad (3.5)$$

Où :

$n_j^i = |w_i \cap c_j|$ est l'ensemble d'objet qui sur à la fois dans le cluster i et dans la classe j . Un mauvais clustering a une valeur de la pureté proche de 0, un clustering parfait est celui qui a une valeur de la pureté égale à 1, c-à-d chaque objet est dans son cluster.

En appliquant la formule (4.6), à notre algorithme sur la base de données 'Iris', on obtient :

$$Purete(C, W) = 0.76$$

Avec :

$$k_1 = 83$$

$$k_2 = 53$$

$$k_3 = 14$$

Selon le critère de la pureté d'un algorithme, nous pouvons dire que notre algorithme est acceptable.

Base de données n°2

La deuxième base de données est disponible à partir du dépôt de Clustering datasets [3], avec $N = 214$

Nous obtenons, après déroulement de notre algorithme, la Figure 4.3 :

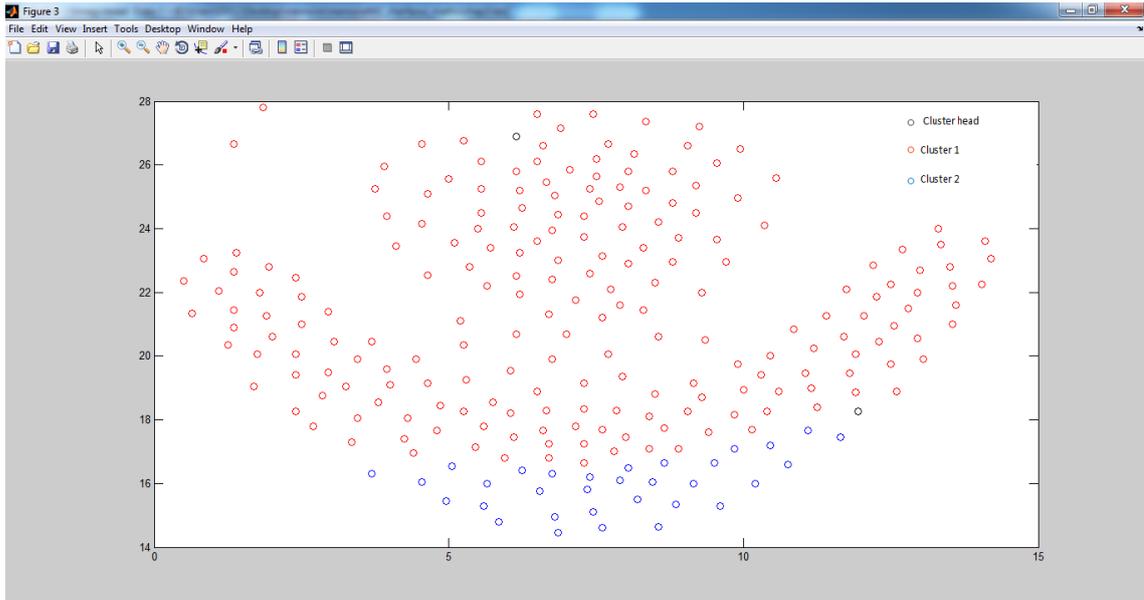


FIGURE 3.3 – Clusterisation de la base de données n°2

Nous pouvons clairement distinguer la partition de nos données en deux clusters représentés en rouge et bleu, ce qui correspond à la partition des données dans [3].

Base de données n°3

La troisième base de données est disponible à partir du dépôt de Clustering datasets [3], où $N = 600$.

La Figure 4.4 est obtenue après déroulement de notre algorithme de clustering :

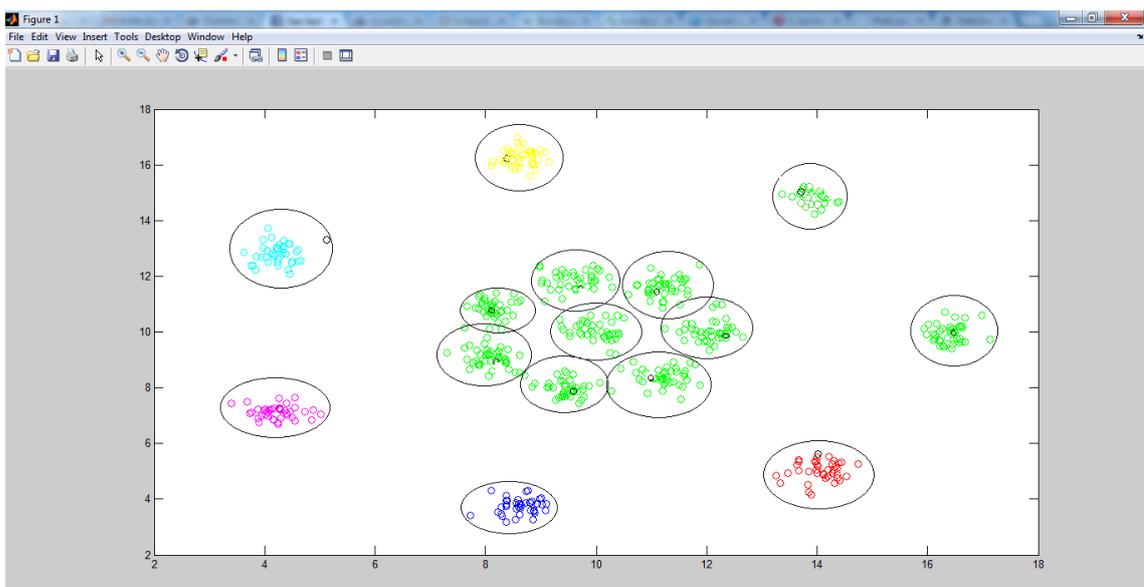


FIGURE 3.4 – Clusterisation de la base de données n°3

De la Figure 4.4, on distingue 15 clusters, ce qui correspond au résultat trouvé grâce à l'algorithme MVC [3].

Base de données n°4

La quatrième base de données est disponible à partir de Clustering datasets [3], avec $N = 312$. Le résultat du déroulement de notre algorithme de clustering est donné dans la Figure 4.5, qui révèle la formation de 3 clusters, correspondant au résultat donné dans [3].

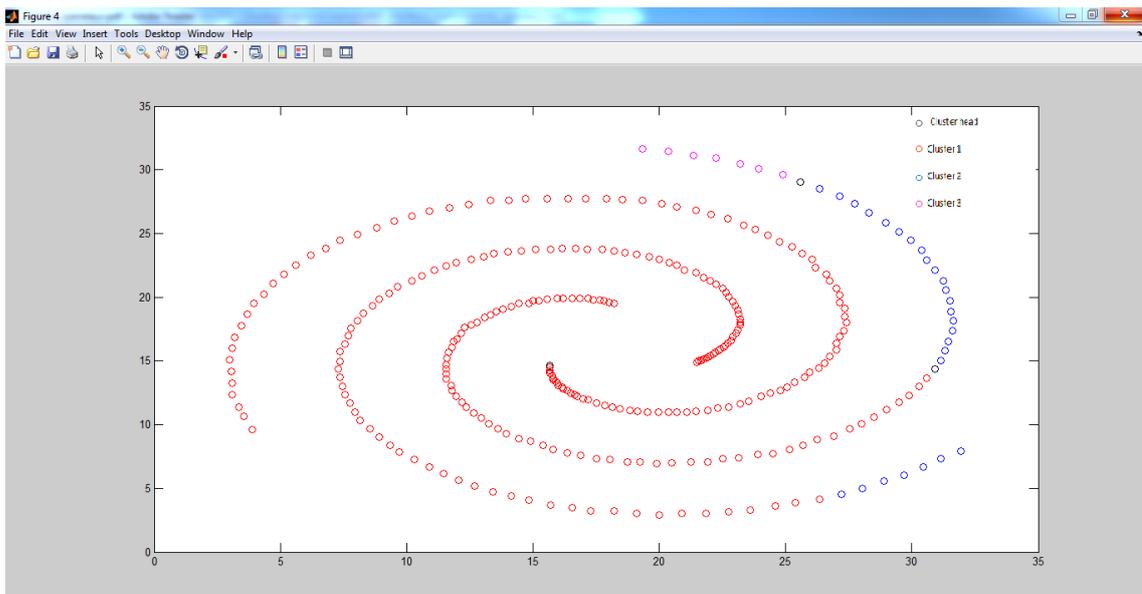


FIGURE 3.5 – Clusterisation de la base de données n°4

Implémentation de l'algorithme d'équilibrage de charge dans un environnement de clustering

Afin d'évaluer les performances de notre algorithme d'équilibrage de charge dans un environnement de clusterisation, nous nous sommes intéressés à la métrique de durée de vie du réseau qui définit l'intervalle de temps qui sépare l'instant de déploiement du réseau de l'instant où le premier nœud épuise toute son énergie. Pour cela, on se propose d'étudier le réseau ad hoc défini dans la section (4.3); Un algorithme de routage nous fournit l'itinéraire suivant :

$I_1 = \{(5, 20), (20, 13), (13, 18), (18, 12)\}$, représenté en jaune comme le montre la figure ci-après :

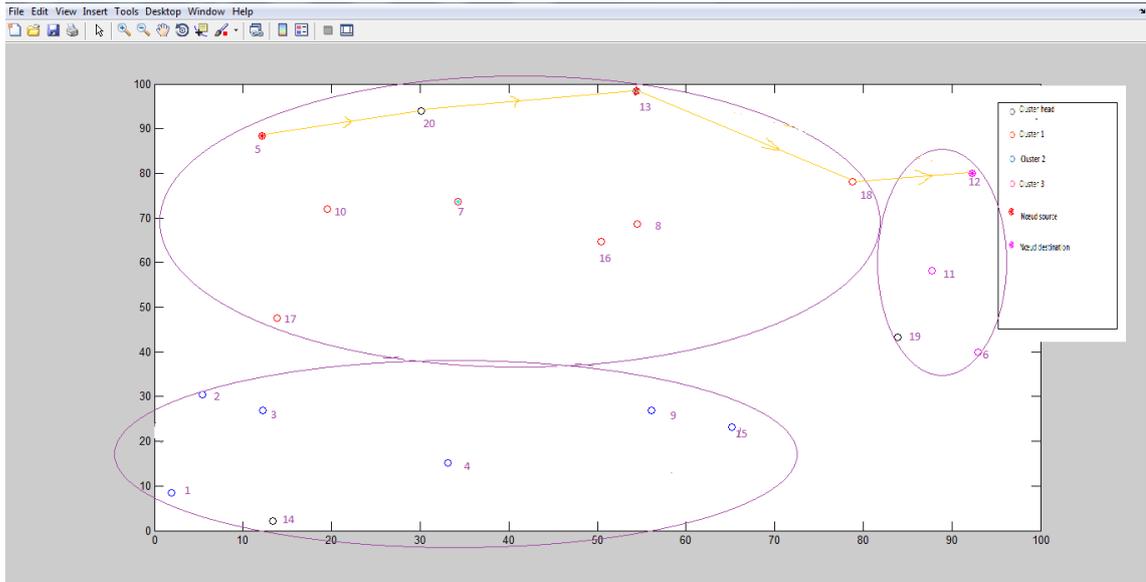


FIGURE 3.6 – Exemple de routage

En appliquant, notre algorithme d'équilibrage de charge, il s'avère que le nœud 13 est un nœud en détresse. A cet effet, l'algorithme explore le réseau afin de trouver le nœud relais.

L'algorithme a détecté que le nœud approprié est le nœud 7.

Ainsi, le nouveau chemin est :

$I_2 = \{(5, 20), (20, 7), (7, 16), (16, 8), (8, 18), (18, 12)\}$, représenté en noir, comme le montre la Figure 4.7.

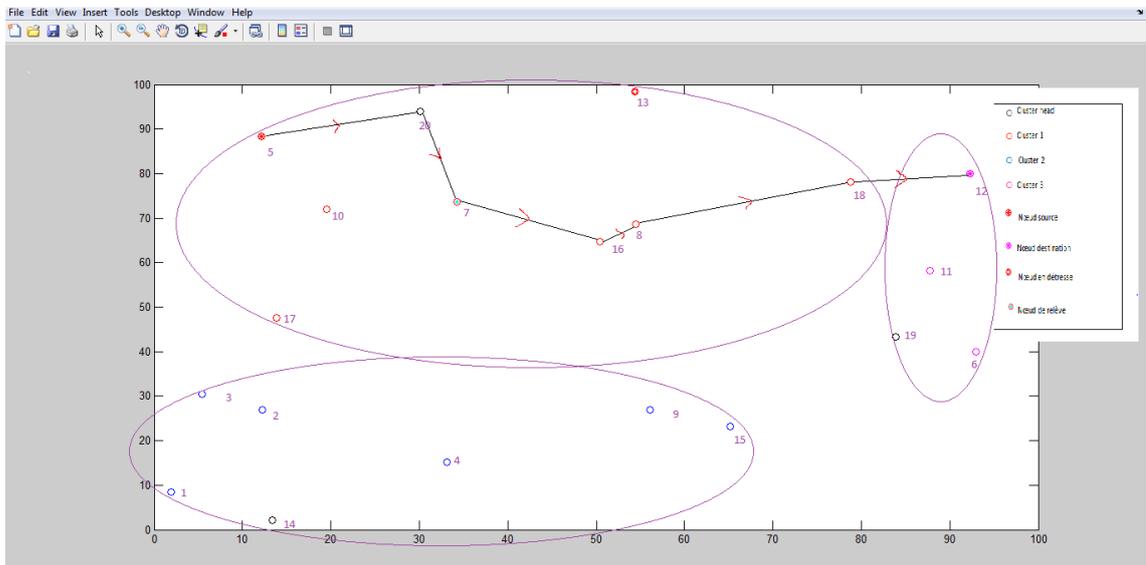


FIGURE 3.7 – Equilibrage de charge

Le nouveau chemin proposé dans la Figure 4.7 va permettre au nœud en détresse nœud (nœud 13) de prolonger sa durée de vie.

3.4 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons traité le problème de l'énergie dans les réseaux ad hoc en proposant un modèle basé sur une démarche à deux étapes. En effet, nous avons proposé dans un premier temps un algorithme de clusterisation basé sur la formation de coalitions inspiré des travaux de [8]. Dans un second temps, nous avons proposé un algorithme d'équilibrage de charge. Cette solution a permis de mieux gérer l'énergie des nœuds et ainsi prolonger la durée de vie du réseau.

Conclusion et perspectives

Dans ce mémoire, notre intérêt s'est porté sur le problème d'énergie dans les réseaux ad hoc, qui représente l'une des contraintes majeures qui peut entraver leurs déploiements.

En effet, l'énergie dans ces environnements mobiles est une ressource critique, en raison de la capacité limitée des batteries des nœuds.

Dans notre travail, nous avons tenté d'apporter une solution à ce problème. Pour ce faire, nous nous sommes appuyés sur différents travaux qui ont été fait dans cet axe, afin d'élaborer un modèle à deux volets complémentaires :

Le premier volet consiste en une procédure de clusterisation basée sur la théorie des jeux coopératifs et sur les jeux de formation de coalitions, afin d'utiliser d'une manière coopérative l'énergie des nœuds dont le but de conserver l'énergie.

Le second volet repose sur un algorithme d'équilibrage de charge qui consiste en une distribution équitable de la charge de travail, sur les ressources disponibles. En d'autres termes, traiter équitablement tous les nœuds du réseau, en évitant toute situation où certains nœuds sont surchargés alors que d'autres le sont légèrement ou complètement libres et ce, tout l'objectif est d'assurer la plus grande longévité possible du réseau.

Une fois le modèle construit et validé théoriquement, nous sommes passé à son implémentation sous Matlab.

À travers la partie pratique de ce mémoire, nous avons pu constater que notre approche de clusterisation donnait de bons résultats, que ça soit dans l'étape du clustering dont l'algorithme a été évalué sur des bases de données réelles, ou dans l'étape d'équilibrage de charge qui a permis de détecter les nœuds en détresse et les nœuds de secours.

En guise de perspectives, le modèle pourrait être étendu en prenant en considération certains points :

1. Utilisation d'un modèle de consommation d'énergie plus spécifique, qui distingue entre l'énergie consommée lors du routage, celle consommée pour la sécurité et enfin celle consommée pour les messages de contrôle.

2. Élaboration d'un algorithme de routage lors de la phase d'équilibrage de charge, afin d'évaluer l'impact de notre approche sur la durée de vie du réseau.
3. Validation de notre proposition, en l'implémentant sur une plate forme de simulation des réseaux ad hoc (NS2 par exemple).

Bibliographie

- [1] R. Agarwal, M. motwani. *Survey of Clustering Algorithms for Manet*. International Journal on Computer Science and Engineering, Vol. 1, No. 2, pp.98-104, 2009.
- [2] R. Aoudjit. *Répartition et équilibrage des charges dans les hôtes mobiles*. thèse de doctorat, Université Mouloud Mameri - Tizi Ouzou, 2011.
- [3] Le site Clustering datasets. <http://cs.joensuu.fi>.
- [4] R. J. Aumann. *The core of a cooperative game without side payments*. Transactions of the American Mathematical Society, Vol. 98, No. 3, pp :539-552, March 1961.
- [5] D.J. Baker, A. Ephremides, J.E. Wieselthier. *A Design Concept for Reliable Mobile Radio Networks with Frequency Hopping Signaling*, In Proceedings of the IEEE, Vol. 75, No. 2, pp.56-73. January 1987.
- [6] D. Barth et al. *Distributed Learning of Wardrop Equilibria*, Springer, 2008.
- [7] S. Berri, M. Bouhaddi. *Théorie des Jeux Appliquée à la Sécurité des Réseaux Ad Hoc*. Memoire de Master. Département de recherche Opérationnelle. Université BEJAÏA, 2012.
- [8] S. Bhat et al. *Pattern Clustering using Cooperative Game Theory*. CENTENARY CONFERENCE. ELECTRICAL ENGINEERING, INDIAN INSTITUTE OF SCIENCE, BANGALORE, 2011.
- [9] E. Bonzon. *Modélisation des interactions entre agents rationnels : les jeux booléens*. Paris. 2007.
- [10] K. Bouchama. *Théorie des Jeux et les Problèmes de Satisfaction de Contraintes*. Memoire de Magister. Département de recherche Opérationnelle. Université BEJAÏA, 2012.
- [11] M. Boucenna. *Coopération dans les réseaux ad hoc par application de la théorie des jeux*. Thèse de doctorat. Département d'électronique. Université Constantine 1. 2014.

- [12] M. Chatterjee, S.K. Das, D. Turgut. *WCA : A Weighted Clustering Algorithm for Mobil Ad Hoc Networks*. Cluster Computing, No. 5, pp.193-204, 2002.
- [13] S.Chelloug. *Optimisation d'énergie dans les algorithmes de routage pour réseaux mobile*. thèse de doctorat. Département d'Informatique Fondamentale et ses Applications. Université Constantine 2. 2013.
- [14] P.Coucheney. *Auto-optimisation des réseaux sans fil :une approche par la théorie des jeux*. Grenoble .Thèse Docteur de l' Université De Grenoble .2011.
- [15] M.Dawoud. *analyse du protocole AODV*. Université Paul Sabatier.2005/2006.
- [16] F.Djemili Tolba. *Conservatin d'Energie et Gestion de la Mobilité dans les Réseaux Ad Hoc*. Thèse de Doctorat, Département d'Informatique, Université Franch-comté, 2007 .
- [17] M.Elkoutbi et al. *A New Composite Metric For QoS Satisfying Both Mobility And Bandwidth Constraints In Manets*. In proceedings of African Conference on Research in Computer Science and Applied Mathematics, Côte d'Ivoire,2010.
- [18] J.Estrin, W.Heidemann. *An Energy-Efficient MAC Protocol for Wireless Sensor Networks*. In : IEEE INFOCOM 2002.
- [19] G.Forestier, P.Gançarski, C.Wemmert. *Comparaison de critères de pureté pour l'intégration de connaissances en clustering semi-supervisé*.Article universitaire.Université de Strasbourg,2010.
- [20] V.Garg, N. Murthy, Y. Narahari. *Shapley Value Based Robust Pattern Clustering*. Technical report, Department of Computer Science and Automation, Indian Institute of Science, 2011.
- [21] M.Gerla, J. Tzu-Chied Tsai. *Multicuster Mobil, Multimedia Radio Network*. ACM/Baltzer Journal of Wireless Networks, Vol. 1, No. 3, pp.225-265, July 12, 1995.
- [22] D. Goodman, N. Mandayam. *Power Control for Wireless Data*. *IEEE Personal Communications*. 2000.
- [23] B.Guizani. *algorithmes de clusterisation et routage dans les réseaux Ad Hoc*, École Nationale des Sciences de l'Informatique -Tunisie.2011.
- [24] P. Gupta et P. Kumar. *A system and traffic dependent adaptive routing algorithm for Ad Hoc networks*.USA.1997.
- [25] N. Hedman et al. *Routing protocols for mobile ad-hoc networks - a comparative performance analysis* , 1999.
- [26] L.Idres. *Théorie des jeux et Trafic routier*, Memoire de Master, Département de recherche Opérationnelle. Université.BEJAÏA. 2012.

- [27] V. Kawadia et al. *Power control in ad hoc networks : theory, architecture, algorithm and implementation of the compow protocol*. European Wireless Conference, 2002.
- [28] N. Khimoum. *Résolution numérique d'un jeu bi-matriciel multicritère*. Mémoire de Magister. Université de BEJAÏA. 2006.
- [29] S. Konieczny. *Introduction à la Théorie des Jeux*. Université d'Artois-Lens.
- [30] O. Labbani. *Comparaison des théories des jeux pour l'étude du comportement d'agents*. France. 2003.
- [31] K. Langendoen et T. Van Dam. *An adaptive energy efficient mac protocol for wire-less sensor networks*. Actes de la conférence ACM. November 2003.
- [32] K. Maafa. *Sur les jeux stratégiques multicritères avec formation de coalitions et gain non transférables*. Mémoire de magistère, Université A.MIRA de Béjaia, 2010.
- [33] T. Meng, V. Rodoplu . *Minimum energy mobile wireless networks*. IEEE International Conference on Communication. Juin 1998.
- [34] P. Michiardi. *Coopération dans les réseaux ad hoc : Application de la théorie des jeux et de l'évolution dans le cadre d'observabilité imparfaite*. Institut Eurecom. France. 2008.
- [35] B. Narendran et al. *Evaluation of an adaptive power and error control algorithm for wireless systems*. In Proc of IEEE Communications Conf, Montreal, Canada, pages 349-355. 1997.
- [36] T. Pénard. *Cours de théorie des jeux répétés : Principes théoriques* . Université de Rennes1. France. 2007.
- [37] C. Perkins, E. Royer. *Ad hoc On-Demand distance Vector routing*. Proceedings of the 2nd IEEE workshop in mobile computing systems and applications. Février 1999.
- [38] M. S. Radjef. *La théorie des jeux coopératifs*. Cours de master 2. Département de Recherche Opérationnelle, Université A.MIRA de Béjaia, 2015.
- [39] Y. SADQI, M. ZAOUI. *Les protocoles de routage mis en place DANS LE CADRE DE RESEAUX AD HOC mobiles (caractéristiques, comparaison)*. 2011
- [40] J. M. Smith. *Evolution and the theory of games*. Cambridge University Press, 1982.
- [41] J. Thisse. *Introduction à la théorie des jeux*. université Catholique de Louvain. France.
- [42] J. Wardrop. *Some Theoretical Aspects of Road Traffic Research*. Proceedings of the Institution of Civil Engineers. 1952.
- [43] M. Yildizoglu. *Introduction à la théorie des jeux*. Dunod. Paris. 2003.
- [44] Le site répertoire de machine d'apprentissage. *Disponible* : <http://archive.ics.uci.edu/ml/machine-learning-databases/iris/>.