

MANANI M. MOUTAIROU

APPLICATION DE RÉSEAUX MESH DANS UN MILIEU CONFINÉ

Thèse présentée
à la Faculté des études supérieures de l'Université Laval
dans le cadre du programme de doctorat en génie électrique
pour l'obtention du grade de Philosophae Doctor (Ph.D.)

DÉPARTEMENT DE GÉNIE ÉLECTRIQUE ET DE GÉNIE INFORMATIQUE
FACULTÉ DES SCIENCES ET DE GÉNIE
UNIVERSITÉ LAVAL
QUÉBEC

2009

© Manani M. Moutairou, 2009

Résumé

Cette thèse aborde le problème d'optimisation du déploiement des réseaux sans fil Mesh (Wireless Mesh Network) pour des applications large bande en milieu souterrain. Le déploiement des éléments du réseau a nécessité des études expérimentale et analytique du milieu.

L'étude expérimentale nous a permis de mieux cerner la topologie du milieu, de modéliser statistiquement le signal reçu et, surtout, d'étudier la couverture radio des éléments du réseau en fonction de leur localisation dans le milieu. Aussi, du point de vue réseau, certains comportements des réseaux à sauts multiples et à plusieurs interfaces radio ont été abordés. Il s'agit, par exemple, du problème de la limitation de la capacité globale du réseau engendrée par le nombre important de relais que subissent les paquets dans le réseau.

L'étude analytique quant à elle nous a permis de proposer trois approches de déploiement du réseau en milieu souterrain. Les différentes approches topologiques se distinguent selon qu'elles apportent au réseau une performance importante, une robustesse ou, finalement, une réduction globale du coût de déploiement.

Une première approche topologique consiste à trouver la ou les positions idéales de la passerelle qui permettent de réduire l'étranglement du réseau WMN en période de trafic très dense. Dans un milieu confiné, la topologie du réseau est étroitement liée à la configuration géométrique du milieu et, on peut aisément comprendre, le fait que certains liens du réseau sur utilisés (dépendamment du protocole de routage adopté) puissent compromettre la performance globale du réseau. Avec une telle configuration, tous les nœuds voisins achemineront le trafic à travers les mêmes liens sans fil dont les capacités sont bien sûr limitées.

La seconde approche topologique gère le problème de positionnement d'une passerelle de manière locale par formation de clusters (regroupements) indépendants. Elle nécessite des études préalables sur le comportement du réseau dans le milieu de déploiement. Ces études permettront de déterminer le dimensionnement de l'arbre qu'il convient de déployer pour la mise en place du réseau par regroupement arborescent

(cluster) des éléments du réseau dans le milieu. Le dimensionnement de l'arbre recouvrant le sous-réseau tient étroitement compte de la densité du trafic dans celui-ci.

Cette seconde approche vient diminuer voire même résoudre le problème de congestion que peut poser l'approche initiale. Ce faisant, la taille de chaque cluster est rigoureusement dimensionnée de manière à autoriser une disponibilité conséquente de ressources quelque soit la position des usagers dans le réseau. Elle répond également à cette flexibilité tant recherchée en milieu souterrain de pouvoir déployer le réseau seulement à l'endroit où le besoin se fait sentir. Cette flexibilité qu'offre le réseau permet, par-dessus tout, aux industries minières de faire d'énormes économies en matière d'achats d'équipements de réseau.

Notre apport le plus significatif se situe au niveau de la performance de l'algorithme 'Competitive Greedy'(CG)' mis de l'avant pour gérer le réseau selon cette deuxième approche de positionnement de passerelles .Bien que la 'Competitive Greedy' soit légèrement plus gourmande en temps calcul que certains algorithmes existant dans la littérature, elle offre la meilleure solution en ce qui concerne le coût global du réseau (des solutions optimales qui permettent de réduire le coût du réseau). Ces performances seront minutieusement présentées et cet algorithme tient compte de la topologie du réseau, permet de gérer la taille du cluster, le nombre de relais que peut supporter chaque élément du réseau et, enfin, le nombre maximal de sauts (profondeur du réseau) qui séparent un élément quelconque du cluster à l'élément central du réseau qui est la passerelle.

La troisième approche topologique est légèrement plus chère que les deux premières approches à cause du nombre de passerelles qu'il faut déployer pour assurer la robustesse du réseau WMN. Elle vient surtout corriger une vulnérabilité du réseau qui réside dans la manière dont les passerelles sont déployées selon les deux approches précédentes. En effet, il peut arriver que le réseau soit exposé à différentes pannes et à d'éventuels accidents dans le milieu qui pourraient mettre en danger la sécurité de ses usagers.

Abstract

This thesis focuses on an optimization problem of the deployment of Wireless Mesh Network in an underground mine environment. The deployment of the network's devices required analytical and experimental studies of the mining area.

The experimental study allowed us to better define the topology of the area, to model the received signal power with statistics and especially to study the radio coverage of the network's elements according to their location in the mine. Moreover, multihop and multiradio wireless mesh networks' behaviour in the area is also addressed. To elaborate, the problem of the limitation of the total available capacity is due to the number of relays (hops) the packets are subjected to in the network.

In regards to the analytical study, three approaches of the network deployment in the underground area were proposed. These different topological approaches bring different results in the network depending on the performance, the robustness and the total reduction of expenses.

The first topological approach consists in finding one or several optimal positions of the gateway which allows us to reduce the congestion of the WMN network in very dense traffic periods. In a confined area, the topology of the network is closely linked to the geometric shape of the area due to overused established links (based on the adopted routing protocol) that compromise the total performance of the network.

The second topological approach manages the problem of position of a gateway in a local way by forming tree based independent clusters. It requires prior studies on the behaviour of the network in the deployed area. These studies will allow us to determine the size of the tree that is necessary to unfold the installation of the network by clustering the elements of the network in the area. The size of the sub-network tree will closely take into account the traffic density in the area.

This second approach reduces, and even resolves the problem of congestion that can occur in the first approach. Each cluster is strictly sized in such a way that it allows the disposal of a minimum resource at the level of users in the network whatever their positions are. It also answers the question of flexibility looked after in the underground area that will allow us to unfold network only in the location where needed. This flexibility of the

network allows mining industries to make huge savings while purchasing network equipments.

The most significant concept introduced is the algorithm “Competitive Greedy (CG)” that allows us to manage this network approach. Competitive Greedy algorithm requires more work than existing ones, but it does offer the best solution regarding the total cost of the network (optimum resolutions which allow us to reduce network expenses). These performances will thoroughly be introduced and this algorithm will allow us to manage the size of the cluster, the numbers of relays that each element of the network can support, and finally the maximum number of hops (network depth) which separates the clusters’ element with its associated gateway.

The third topological approach is a little bit more expensive compared to the first two approaches because of the number of gateways required to assure the robustness of the WMN. It resolves vulnerability problem of the network in the way gateways are deployed according to the first two approaches. In fact, this third approach is very important as it is possible that the network can expose different failure and possible accidents in the environment that can cause severe security problem to the users.

Remerciements

Je voudrais d'abord remercier le Dr G.Y. Delisle, mon directeur de recherche, pour la confiance qu'il a eu en moi, le soutien constant qu'il m'a offert, l'aide précieuse et les conseils éclairés qu'il m'a fournis tout au long de la réalisation de ce projet de recherche. Je tiens également à remercier le Dr Hasnaâ Aniss, ma co-directrice, pour toutes ses précieuses contributions.

Mes remerciements vont aussi au Dr Nahi Kandil et M. Pierre André Bélanger, respectivement directeur scientifique et directeur administratif du Laboratoire de Recherche Télébec en Communications Souterraines (LRTCS), pour m'avoir fourni un cadre de travail agréable et les moyens de réaliser ce projet.

À tous les membres du LRTCS, je tiens à vous souligner le plaisir que j'ai eu à travailler avec vous et vous remercier de l'ambiance chaleureuse qui règne dans ce laboratoire.

Enfin, rien de tout ceci n'aurait été possible sans le soutien indéfini et inconditionnel de mes parents, mes frères et sœurs qui ont toujours crû en moi et m'ont chaque fois donné le coup de pouce dont j'ai besoin dans les moments difficiles. Je tiens à leur exprimer toute ma gratitude et tout mon amour.

“Un chercheur d’or remue beaucoup, beaucoup de matières pour trouver un mince filet d’or”

“Un chercheur scientifique doit remuer beaucoup, beaucoup de concepts avant d’en proposer de nouveaux”

Table des matières

Résumé.....	i
Abstract.....	iii
Remerciements.....	v
Table des matières.....	vii
Liste des figures.....	xi
Liste des tableaux.....	xv
Glossaire.....	xvi
Chapitre 1.....	1
Introduction générale.....	1
1.1 Introduction et présentation des objectifs.....	1
1.2 Nos contributions.....	3
1.3 Contenu de la thèse.....	6
Chapitre 2.....	8
Présentation de l'environnement minier et des systèmes de communications.....	8
2.1 Introduction.....	8
2.2. États des lieux et problématique dans une galerie souterraine.....	8
2.2.1 Condition de travail.....	8
2.2.2 Le travail en milieu souterrain.....	10
2.2.3 Aspect des parois de la mine.....	10
2.2.4 Géométrie du milieu.....	11
2.2.5 Étendue du milieu.....	11
2.3 Applications et Brefs aperçus des besoins en communication dans les mines.....	12
2.3.1 Les services.....	12
2.3.2 Classification des services.....	13
2.4 Présentation des solutions de communication sans fil existant dans le milieu minier.....	14
2.4.1 Infrastructure de transport du signal.....	15
2.4.2 Implantation d'un réseau sans fil dans un milieu confiné.....	17
2.4.3 Solutions réseaux sans fil à Infrastructure filaire.....	20
2.4.4 Solutions réseaux sans fil à Infrastructure sans fil de WDS de 802.11.....	24
2.5. Conclusion.....	26
Chapitre 3.....	27
Réseaux sans fil haut débit.....	27
3.1. Introduction.....	27
3.2. Réseaux Mesh.....	27
3.2.1 Wireless Mesh Network et normes.....	27
3.2.2 Généralité.....	28
3.2.3 Structure des réseaux Mesh.....	30
3.2.4 Avantage d'un réseau Mesh par rapport au réseau Wi-Fi conventionnel.....	31
3.3. Solution commerciale.....	32
3.3.1. Description de différentes solutions- Sélection du trajet optimal pour le transfert des paquets.....	32
3.3.2. Choix du Réseau Mesh Nortel.....	33

3.4 Description de la solution choisie.....	34
3.4.1 Éléments constitutifs d'un réseau Mesh implanté dans la mine	34
3.4.2 Propriété physique des interfaces radio de la solution adoptée	36
3.5. Critères de planification des réseaux Mesh	37
3.5.1 La découverte du voisinage	37
3.5.2 Établissement de liens.....	37
3.5.3. Réseaux à sauts multiples et variations du débit de liens de communication.....	39
3.5.4 Recouvrement et lien de Communication entre 2 nœuds du réseau	40
3.5.5 Sélection de canal	41
3.6. Facteurs de comparaison des réseaux sans fil.....	42
3.6.1. Capacité	42
3.6.2 Charge du réseau et throughput en transit (du backhaul du réseau).....	43
3.6.3. Throughput en accès	43
3.6.4. La latence.....	44
3.7. Analyse des performances du réseau	44
3.8 Optimisation multicouche.....	48
3.8.1. Le problème de la mobilité WMN.....	50
3.9. Conclusion	51
Chapitre 4.....	54
Déploiement de réseau Mesh sans fil et algorithmes d'optimisation	54
4.1. Introduction.....	54
4.2. Ensemble dominant et clustering.....	55
4.2.1. Ensemble.....	55
4.2.2. Graphe orienté et graphe non orienté.....	56
4.2.3. Racines et arbres ordonnés	59
4.2.4. Réseau Mesh et théorie des graphes	60
4.3 Algorithme d'optimisation et déploiement de réseau sans fil.....	61
4.4 Classification des méthodes d'optimisation	63
4.4.1 Recherche locale	63
Algorithme Greedy	63
4.4.2 Recherche Globale.....	71
Avantages de l'algorithme génétique	79
Algorithme génétique et temps de calcul.....	80
4.5. Solution existante en littérature et visant à l'amélioration des performances du GA81	
4.6. Conclusion	84
Chapitre 5.....	85
Analyses des résultats expérimentaux	85
5.1. Introduction.....	85
5.2. Caractérisation du canal minier pour le déploiement de la solution Mesh en milieu minier.....	86
5.2.1. Modèle de prédiction	86
5.2.2. Critère d'évaluation et classification des différents modèles statistiques.....	88
5.2.3. Détermination des paramètres statistiques issus de la modélisation de la puissance reçue dans un milieu minier confiné.	90
5.2.4. Étude de la portée et de l'efficacité de la couverture d'un point s'accès en milieu confiné	90

5.2.5. La loi de Jakes.....	92
5.2.6. Conclusion partielle 1	93
5.3. Performance du réseau Mesh en milieu souterrain	94
5.3.1. Quelques définitions	94
5.3.2. Objectifs de la campagne de mesures	95
5.3.3. Matériels utilisés pour l'étude des performances du réseau	95
5.3.4. Paramètres mesurés.....	96
5.3.5. Caractéristique des points d'accès mesh utilisés	97
5.3.6. Montage et Protocole de mesure.....	97
5.3.7. Discussion des résultats expérimentaux	99
5.4. Proposition d'une topologie adéquate en milieu confiné.....	102
5.4.1. Conclusion partielle 2	103
Chapitre 6.....	105
Étude analytique du déploiement d'un réseau Mesh	105
6.1. Introduction.....	105
6.2. Optimisation du déploiement WMN.....	106
6.2.1. Profil des problèmes d'optimisation multicouche	106
6.2.2. Différentes approches de solution.....	107
6.3. Formulation globale du problème d'optimisation	109
6.3.1. Notation et symbole utilisé pour le déploiement	111
6.3.2. Formulation du problème.....	112
6.4. Méthodes de résolution existantes et méthodes proposées.....	114
6.4.1. Paramètres de déploiement des points d'accès	114
6.4.2. Algorithmes utilisés pour le positionnement de points d'accès en espace libre	114
6.4.3. Étape préliminaire du déploiement	114
6.4.4. Positionner les passerelles en visant une équité en vue de gérer une utilisation non uniforme des ressources du réseau (approche 1)	116
6.4.5. Positionner les passerelles en espace libre ou en milieu confiné (Approche 2).....	123
6.4.6. Analyse comparative des performances des différents algorithmes (approche 2).....	128
6.4.7. Algorithme visant la robustesse du réseau (approche 3)	131
6.4.8. Comparaison des différentes approches topologiques proposée	135
6.5. Conclusion	138
Chapitre 7.....	140
Résultats de l'application et comparaisons des algorithmes proposés	140
7.1. Introduction.....	140
7.2. Positionnement des points d'accès	140
7.2.1. Analyse des liens sans fil entre les nœuds du réseau	140
7.2.2. Positionnement des nœuds dans un milieu à géométrie régulière (espace libre)	143
7.2.3. Positionnement des nœuds dans un milieu à géométrie irrégulière.....	144
7.2.4. Évaluation de la zone de couverture d'un nœud.....	145
7.2.5. Procédure adoptée pour le déploiement en milieu confiné.....	147
7.2.6. Galerie unique.....	149
7.2.7. Galerie à sections multiples.	149

7.2.8 Méthode combinatoire de galeries.....	150
7.2.9. Performances des algorithmes lors du processus de déploiement	152
7.3. Solutions proposées pour le positionnement de passerelles à l'aide d'exemples concrets.....	154
7.3.1. Approche 1 : Algorithme (utilisation non uniforme des ressources du réseau)	155
7.3.2. Approche 2: Comparaison de CG et WR Mise en œuvre de GC	163
7.3.3. Approche 3 et robustesse du réseau.....	170
7.4. Conclusion	172
Chapitre 8.....	174
Conclusion.....	174
8.1. Contributions de cette thèse.....	174
8.2. Recommandations pour travaux futurs	177
Bibliographie	179
ANNEXE A.....	185
ANNEXE B.....	186
ANNEXE C.....	188
ANNEXE D.....	190
ANNEXE E.....	193
ANNEXE F.....	194

Liste des figures

Figure 2.1 Photo d'une galerie de mine à 70 m au dessous du niveau de la surface de la terre	9
Figure 2.2 Plan d'ensemble en deux dimensions de la mine à 70 m au dessous du niveau de la surface de la terre	9
Figure 2.3 Plan d'ensemble en deux dimensions de la mine à 70 m au dessous du niveau de la surface de la terre	10
Figure 2.4 Variation de la surface à l'intérieur d'une galerie	11
Figure 2.6 Différentes infrastructures filaires (ou technologies) existant en milieu souterrain (Mine CANMET)	15
Figure 2.7 Implantation d'un réseau de câbles rayonnants (ou leaky feeder) dans une galerie de mines	16
Figure 2.8 Structure générale d'un réseau dans un milieu confiné.....	18
Figure 2.9 Point d'accès installé dans une galerie de mine.	20
Figure 2.10 Mise en place d'une infrastructure sans fil.....	24
Tableau 2.3 Comparaison des différentes technologies.....	25
Figure 3.1 Architecture du Réseau Mesh [15].....	28
Figure 3.2 La structure générale d'un réseau Mesh [17]	30
Figure 3.3 Architecture du réseau WiFi conventionnel [15]	32
Figure 3.4 Structure et composants réseaux du réseau Mesh	34
Le réseau Mesh (figure 3.4) est constitué :	34
Figure 3.5 Les différents éléments d'un réseau Mesh [19].....	36
Figure 3.6 Établissement de liens et problème de la station cachée	38
Figure 3.7 Variation du débit en fonction de sa position (zone grise) par rapport au point d'accès	40
Figure 3.8 Établissement du lien et zone de recouvrement entre nœuds voisins.....	41
Figure 3.9 Sélection du canal et formation de cluster.....	42
Figure 3.10 Topologie et couverture, a) Réseau étendu, b) Réseau moins étendu	45
Figure 3.11 Réseau Mesh et degré de connectivité. a) topologie initiale, b) topologie idéale	46
Figure 3.12 Topologie du réseau Mesh., a) Topologie initiale, b) Topologie idéale	47
Figure 3.13 Robustesse et expansion du WMN.....	48
Figure 4.1 Graphes orientés et non orientés. (a) Un graphe orienté $G=(S, A)$, où $S=\{1,2,3,4,5,6\}$ et $A=\{(1,2), (2,2), (2,4), (2,5), (4,1), (4,5), (5,4), (6,3)\}$. L'arc (2,2) est une boucle. (b) Un graphe non orienté $G=(S, A)$, où $S=\{1, 2, 3, 4, 5, 6\}$ et $A=\{(1,2), (1,5), (2,5), (3,6)\}$. Le sommet 4 est isolé. (c) Le sous- graphe de la partie (a) induit par l'ensemble de sommets $\{1, 2, 3, 6\}$	56
Figure 4.2 Notion de graphe : Un arbre. (b) Une forêt. (c) Un graphe contenant un cycle et n'étant donc ni arbre ni forêt.....	59
Figure 4.3 Notion d'arbre	60
Figure 4.4 Réseau Mesh et topologie en arbre.....	61
Figure 4.5 Schéma de classification des méthodes d'optimisation	63

Figure 4.6 Schématisation des thèmes utilisés dans la mise en œuvre d'un algorithme génétique.....	72
Figure 4.7 Représentation schématique du croisement en un point. Les chromosomes sont généralement beaucoup plus longs	78
Figure 4.8 Représentation schématique du croisement en deux points. Les chromosomes sont généralement beaucoup plus longs.....	78
Figure 4.9 Représentation schématique d'une mutation dans un chromosome.....	79
Figure 4.10 Organigramme de mise en œuvre de l'algorithme génétique.....	80
Figure 5.1 Comparaison des quatre fonctions de répartition en cours d'études	91
(Niveau - 40 m) à l'échelle linéaire	91
Figure 5.2 Couverture cellulaire en milieu minier confiné.....	93
Figure 5.3 Montage d'évaluation de la bande disponible dans le réseau [64].....	98
Figure 5.4 Performance UDP.....	99
Figure 5.5 Performances TCP pour la bande totale allouée par la passerelle du réseau à tous les nœuds du réseau situés respectivement à 0, 1, 2 sauts de l'AP@NAP du réseau. TCP (Throughput)	100
Figure 5.6 Bilan de résultats : Performance expérimentale TCP [64].....	101
Figure 5.7 Topologie idéale du réseau en milieu confiné minier	102
Figure 6.1 a) Le modèle ISO, b) les couches TCP/IP.....	107
Figure 6.2 Exemple de plateforme d'optimisation multicouche pour une communication vidéo de qualité.....	108
Figure 6.3 Processus de traitement des données.....	115
Figure 6.4 Processus de traitement des données au niveau du bloc d'optimisation	115
Figure 6.5 Déploiement du réseau WMN dans un milieu confiné à géométrie arbitraire (Approche 1).....	117
Figure 6.6 Chaîne de 8 nœuds qui communiquent entre voisins en direction de la passerelle (GW).....	119
Figure 6.7 Topologie arbitraire [25]	120
Figure 6.8 Mise en évidence de l'influence des sauts multiples sur la topologie arbitraire	121
Figure 6.9 Arbre et profondeur d'un arbre	124
Figure 6.10 Déploiement du réseau WMN dans un milieu confiné à géométrie arbitraire (Approche 2).....	125
Figure 6.11 Taille de cluster variable, $R=6$, $L=\infty$	129
Figure 6.12 L (nombre de fils) au niveau d'un père variable, $R=6$, $S=$	130
Figure 6.13 Hauteur ou profondeur du cluster variable, $L=\infty$, $S=\infty$	131
Figure 6.15 Déploiement du réseau WMN dans un milieu confiné à géométrie arbitraire (Approche 3).....	134
Figure 6.16 Comparaison du coût global du déploiement.....	135
Figure 6.17 Robustesse du réseau.....	136
Figure 6.18 Performance réseau	137
Figure 7.1 Liens sans fil établis entre deux nœuds voisins.....	141
Figure 7.2 Aire de déploiement de dimension 15*15, 93 nœuds	143
Figure 7.3 Densité de nœuds et degré de connexion (connectivité).....	144
Figure 7.4 Cartographie de toutes les galeries situées au niveau (-70 m)	144

Figure 7.5 Grille de déploiement. a) Galerie étroite, b) Environnement à sections multiples	145
Figure 7.6 Nœuds à portée l'un de l'autre sans LOS.....	146
Figure 7.7 Problème lié à une évaluation aveugle de la couverture	146
Figure 7.8 Sectorisation par galerie au niveau -70 du site minier de CANMET.....	147
Figure 7.9 Déploiement dans une galerie et effet du taux de recouvrement (Rd_o) entre les APs. (a) Greedy avec $Rd_o = 40\%$, (b) Greedy avec $Rd_o = 50\%$, (c) Greedy avec $Rd_o = 60\%$, (d) GA (algorithme génétique) avec $Rd_o = 60\%$	148
Figure 7.10 Étude de galeries multiples : a) Algorithme de Greedy, b) Algorithme génétique.....	149
Figure 7.11 Six sous -sections (A-B), (B-C), (C-D), (D-E), (E-F) et (F-G) -70. a) GA, b) Greedy.....	150
Figure 7.12 Deuxième mise en évidence de l'effet d'un déploiement par ordre combinatoire de galeries	151
Figure 7.13 Portée du lien en transit en fonction du taux de recouvrement désiré dans un corridor minier a) GR, b) GA (20 générations), c) GA (220 générations), d) GA (toutes les générations : 10, 20, 60, 100, 140, 180, 220).....	152
Figure 7.14 Numérotation adoptée pour les APs déployés dans le milieu	155
Figure 7.15 Choix de la métrique de routage (distance ou saut)	156
Figure 7.16 Route établie par chaque nœud du réseau en milieu confiné si la passerelle est placée à la position 34.....	157
Figure 7.17 Route établie par chaque nœud du réseau en milieu confiné si la passerelle est placée à la position 27.....	157
Figure 7.18 Route établie par chaque nœud du réseau en milieu confiné si la passerelle est placée à la position 6.....	158
Figure 7.19 Bilan en termes de nombre de sauts entre toutes les paires de nœuds quelconques dans le réseau	158
Figure 7.20 Charge dans le réseau (densité du trafic variable).....	159
Figure 7.21 Charges cumulatives a) Scenario 1, b) Scenario 2, c) Scenario 3, d) Scenario 4	160
Figure 7.22 Charges cumulatives.....	161
a) Scenario 5, b) Scenario 6, c) Scenario 7, d) Scenario 8.....	161
Figure 7.23 Réduction de la congestion au niveau du réseau lorsque la position de la passerelle est bien choisie	162
Figure 7.24 Gestion du partage de ressources et choix de la position optimale de la passerelle dans le réseau	162
Figure 7.25 Formation du premier cluster : CG, 'Competitive Greedy', $R=3$, $L=\infty$, $S=\infty$.163	
Figure 7.26 Comparaison du GC 'Competitive Greedy' et le WR 'Weighted Recursive' pour un déploiement en espace libre (cluster de rayon, $R= 1$), a) performance WR, b) performance du CG.....	164
Figure 7.27 Comparaison du CG, 'Competitive Greedy', et le WR, 'Weighted Recursive' pour un déploiement en espace libre (cluster de rayon, $R= 3$), a) performance du WR, b) performance du GC	165
Figure 7.28 Résultat GC, 'Competitive Greedy', $R=6$; $L1=3$; $L2=3$; $L3=4$	165
Figure 7.29 Résultat GC, 'Competitive Greedy', $R=6$; $L1=6$; $L2=6$; $L3=6$	166
Figure 7.30 Résultat CG, 'Competitive Greedy', $S=17$, $L1=7$, $L(\infty)=5$, $R=6$	166

Figure 7.31 Résultat CG, ‘Competitive Greedy’. $S=25$, $L1=7$, $L(\infty)=5$, $R=6$	166
Figure 7.32 Comparaison des résultats : Notre algorithme 175 Nœuds, a) Algorithme de Dijkstra et Recherche du chemin le plus court, b) Recherche du chemin le plus court et arbre recouvrant $R=8$	167
Figure 7.33 Configuration du réseau dans un environnement minier : $S=\infty$ et $L=\infty$	168
a) $R=1$, b) $R=2$	168
Figure 7.34 Représentation graphique du réseau présenté à la figure 7.33.a ($R=2$; $L=\infty$, $S=\infty$).....	169
Figure 7.35 Nombre moyen de passerelles supplémentaire à déployer à cause de discontinuités observée au niveau du backhaul du réseau (On relâche toutes les contraintes à l’exception du nombre de sauts qui varie après 50 simulations).....	169
Figure 7.36 Bilan en termes de nombre de sauts selon l’approche 3 entre toutes les paires de nœuds quelconques dans le réseau en milieu confiné.....	171
Figure 7.37 Représentation graphique, Approche 3: a) $R=2$; $L=\infty$; $S=\infty$. b) $R=3$; $L=\infty$; $S=\infty$	172

Liste des tableaux

Tableau 2.1 Largeur de bande du Docsis, [12]	23
Tableau 2.2 Largeur de bande de l'Euro Docsis, [12]	23
Tableau 4.1 Option 1, Résultat obtenu en appliquant l'algorithme de Greedy sur la base d'un critère (le poids total des échantillons)	68
Tableau 4.2 Option 2, Résultat obtenu en appliquant une première approche de l'algorithme de Greedy sur la base de plusieurs critères (le <i>poids</i> total et le <i>profit</i> total des échantillons)	69
Tableau 4.3 Option 3, Résultat obtenu en appliquant une deuxième approche de l'algorithme de Greedy sur la base de plusieurs critères (le poids total et le profit total des échantillons via leur ratio, p_i/w_i)	70
Tableau 4.4 Résumé des solutions obtenues en utilisant l'algorithme de Greedy. La dernière colonne présente la solution optimale du problème	71
Tableau 4.5 Mise en évidence de l'évolution du nombre de combinaisons possibles en fonction du cardinal de l'ensemble des événements	81
Tableau 4.6 Mise en évidence de la méthode 1	82
Tableau 4.7 Mise en évidence de la méthode 2	83
Tableau 5.1 Modèles statistiques	87
Tableau 5.2 Listes des différents paramètres statistiques exhaustifs évalués pour les différents modèles statistiques	88
Tableau 5.3 Classification des différentes fonctions de répartitions comparées	89
Tableau 5.4 Débit versus portée	97
Tableau 5.5 Les différents scénarios mis en place	98
Tableau 6.1 Tableau comparatif des approches topologiques proposées	138
Tableau 7.1 Tableau comparatif de GA et GR	149
Tableau 7.2 Différents scénarios évalués pour l'étude de la congestion selon que le trafic soit dense ou faible	160

Glossaire

ACRONYMES

AAA	Authentication, Autorisation, Accounting
AODV	Ad hoc on demand distance vector
AP	Access Point.
ARQ	Automatic Repeat Request
BER	Bit Error Rate.
CANMET	Canadian Center for Minerals and Energy Technology
CAO	Conception Assistée par Ordinateur
CCK	Complementary Code Keying
CDF	Cumulative Density Function
CG	Competitive Greedy
CM	Câbles-modems
CMTS	Câble Modem Terminaison System
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance.
DHCP	Dynamic host configuration protocol
DNS	Domaine Name System ou Système de noms de domaine
DOCSIS	Data Over Cable Service Interface Specification
DSL	Digital Subscriber Line
FEC	Forward Error correction mechanism.
HIP	Host Identity Protocol
HTML	HyperText Mark-Up Language
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IETF	Internet Engineering Task Force
IG	Itérative Greedy
IIT	Institut International de Télécommunications
ILP	Integrated Linear Programming
INRIA	Institut National de Recherche en Informatique et en Automatique
IP	Internet Protocol.

ISO	Interconnexion des Systèmes Ouverts
FTP	File Transfer Protocol
GA	Genetic Algorithm
GR	Greedy Algorithm
LAN	Local Area Networks
LRTCS	Laboratoire de Recherche Télébec en Communications Souterraines
LOS	Line of Sight
MAC	Media Access Control
MANET	Mobile Ad-Hoc Networks
NOSS	Network Operation Support System
OFDM	Orthogonal Frequency Division Modulation
OLSR	Optimized link state routing protocol
OSPF	Open Shortest Path First
OSI	Open Systems Interconnection
OPNET	Optimized Network Engineering Tool
PWRP	Predictive Wireless Routing Protocol.
QoS	Quality of Service
RFC	Request For Comment
RSSI	Received Signal Strength Indication
RTP	Real-Time Protocol
SNR	Signal to Noise Ratio
TCP/IP	Transmission Control Protocol/ Internet Protocol
UDP	User Datagram Protocol
UMTS	Universal Mobile Telecommunication System
UWB	Ultra Wide Band
VoIP	Voice over IP
WDS	Wireless Distribution System
Wi-Fi	Wireless Fidelity
WLAN	Wireless Local Area Network
WMN	Wireless Mesh Network

WR Weighed Recursive

Chapitre 1.

Introduction générale

1.1 Introduction et présentation des objectifs

De nos jours, il est indispensable de pouvoir généraliser l'utilisation des moyens de communication radio mobile quel que soit le milieu. Aussi, la coexistence entre les différents systèmes implantés dans ce milieu est, plus que jamais, souhaitée pour exploiter au mieux la largeur de bande disponible. En milieu souterrain minier par exemple, la plupart des systèmes actuels opèrent dans la bande de fréquences UHF (300-3000 MHz). Pouvoir communiquer partout et en tout temps nécessite évidemment une bonne couverture et une extension efficace du réseau. Bien que cette dernière présente aujourd'hui moins de soucis majeurs en communication radio mobile à la surface, elle reste toujours un problème d'actualité dans les milieux souterrains où la propagation des ondes électromagnétiques est très complexe.

La communication radio en milieu souterrain, en particulier dans les mines et tunnels, a fait l'objet d'études et de recherches au cours des dernières années [1-4]. Dans la suite logique de ces études qui ont permis, en général, de caractériser la propagation sans fil en milieu souterrain, ce travail met un accent particulier sur l'implantation de systèmes de communication sans fil pour des fins de contrôle, de signalisation et de secours [5]. Pour les applications en milieux souterrains, aux fréquences en dessous de 300 MHz, les signaux sont transportés efficacement par des câbles coaxiaux dédiés appelés câbles à fuites ou câbles rayonnants. Par ailleurs, aux plus hautes fréquences et plus précisément lorsque la fréquence d'opération dépasse 2 GHz [6], la propagation par voie herztienne s'impose en milieu souterrain car elle subit une atténuation moindre que celle encourue dans un câble. D'ailleurs, à partir de cette fréquence, l'atténuation occasionnée par les câbles rayonnants devient très importante [7]. Dès lors, lorsque la propagation sans fil est bien modélisée, le déploiement d'un réseau entièrement sans fil en milieu confiné a l'avantage d'être moins

coûteux et plus facile à installer. En plus d'être économique, il peut s'adapter au milieu souterrain minier dont la topologie peut changer pour plusieurs raisons (accidents, abandon d'exploitation de certains corridors). En cas d'incendie, de chute de roches ou effondrement d'une partie de la galerie minière, la voie sans fils reste la seule alternative pour communiquer car les installations câblées peuvent être endommagées, voire détruites.

Dans ce travail, l'objectif principal est l'étude du déploiement d'un réseau sans fil Mesh en milieu minier souterrain. Les réseaux Mesh sont conçus pour des espaces ouverts ou des installations temporaires dans des secteurs où un LAN (Local Area Networks) câblé n'est pas disponible. Dans ce cas d'installations minières, la variabilité de la géométrie avec la progression du travail rend la configuration du réseau Mesh idéale. Les réseaux WLAN (Wireless Local Area Network) en configuration Mesh [8] éliminent le besoin d'une interconnexion (backhaul) filaire à chaque point d'accès tout en ayant néanmoins un lien avec le réseau, permettant ainsi la gestion de la mobilité, de l'itinérance (roaming) et de la sécurité.

La configuration Mesh étend le concept du point d'accès (mode maître-esclave) d'un réseau local, tout en étant auto configurable et auto déployable. De toute évidence, pour supporter des applications à plusieurs mégabits/s de façon efficace, le déploiement d'un réseau Mesh sans fil reste une alternative extrêmement intéressante.

L'objectif premier de cette thèse est donc l'étude des réseaux Mesh ad hoc dans le but de pouvoir les déployer de manière optimale dans une mine à galeries multiples. L'expérimentation a été faite dans la mine laboratoire CANMET située près de Val d'Or en Abitibi-Témiscamingue. Pour atteindre cet objectif, nous avons installé un réseau Mesh en milieu confiné, proposé des options multicritères de déploiement optimal (coût, robustesse, gestion des pannes d'éléments du réseau, qualité de service) à l'aide des algorithmes adaptés qui tiennent compte des réalités (conditions de propagations des ondes électromagnétiques) du milieu minier.

Nous avons solutionné les problèmes associés à :

- la continuité de l'interconnexion en itinérance,
- la mise en place d'architecture qui facilite la continuité de service et la répartition de la charge en exploitant au mieux la diversité de chemin offert par le réseau.

- le déploiement optimisé des différents modules à interfaces radio multiple (points d'accès et passerelles)
- la sélection du trajet optimal dans un réseau Mesh
- l'élaboration d'un algorithme de déploiement optimal des passerelles dans un réseau Mesh pour des applications aussi bien dans un milieu confiné qu'en espace libre.
- l'étude du coût global du réseau.
- l'étude de la robustesse du réseau
- l'évaluation des performances du réseau étendu obtenu sous Opnet.

À notre connaissance, jusqu'à présent, les réseaux Mesh ont été déployés uniquement en espace libre dans certaines villes et universités. L'étude des performances de cette catégorie de réseau sans fil a fait l'objet de diverses recherches analytiques ces trois dernières années. Une approche multicouche a le plus souvent été adoptée pour améliorer la performance globale du réseau en exploitant l'interaction qu'il existe entre les différentes couches du modèle OSI (Open Systems Interconnection). Grâce aux résultats tirés de ce travail, nous pouvons conclure que l'amélioration de la performance du réseau peut également être atteinte par un déploiement optimal des différents éléments du réseau.

1.2 Nos contributions

Les galeries ont des géométries variables (non canoniques) qui rendent difficile l'identification de manière uniforme des points de positionnement possibles pour les équipements (points d'accès, passerelles et autre) dans le milieu. Ceci nous a conduit à proposer une méthode qui consiste à superposer une grille de points uniformément espacés sur toute la surface de déploiement. Les points intéressants de la galerie sont ensuite identifiés et leurs coordonnées sont récupérées dans un ordre bien déterminé. Les points recueillis doivent appartenir au domaine limité par les contours de la galerie en question. Les équipements que nous avons l'intention de déployer dans la mine ont des caractéristiques bien connues en espace libre et qui ne sont pas les mêmes en milieu souterrain. Le déploiement des équipements est abordé en utilisant des algorithmes bien appropriés mais ces algorithmes ont besoin de paramètres dédiés autour desquels seront

formulés par la suite, des critères qui tiendront eux, compte des exigences du planificateur du réseau. C'est d'ailleurs sur la connaissance de ces critères que les différents éléments du réseau sans fil seront déployés. La question du déploiement des nœuds (éléments du réseau) est formulée sous la forme d'un problème d'optimisation à critères multiples et constitue l'étape préliminaire du déploiement.

Une fois les éléments du réseau disposés, il faut pouvoir en tirer une performance assez intéressante. Dans cette thèse, cette performance passe par le déploiement optimal de l'élément central du réseau de manière à profiter d'une bonne gestion de la bande totale du réseau et à offrir à chaque utilisateur du réseau une QoS (Quality of Service) acceptable.

L'élément central du réseau étant la passerelle, il devrait être positionné de manière à offrir des solutions de routage aux différents usagers du réseau. C'est d'ailleurs pour cette raison que nous avons élaboré trois algorithmes de déploiement pour les passerelles.

Nous avons prouvé avec une première approche (approche 1) qu'un positionnement optimale de la passerelle (une seule) dans le réseau permet de réduire l'étranglement du réseau de 50 à 60%. Ce gain assez important au niveau du réseau est effectif en procédant par une approche de type multicouche qui tient compte des performances conjointes de la couche de routage et la capacité de la couche MAC (Media Access Control). De plus, nous avons proposé un modèle de trafic qui introduit la non uniformité de la demande de ressource au niveau du réseau. En effet, l'utilisation non uniforme des ressources est expliquée par une concentration des mineurs seulement à certaines positions géographiques du réseau. Nous avons donc montré qu'il est capable de positionner la passerelle dans le réseau en tenant compte des périodes de trafic dense ou faible.

La deuxième est une approche qui fait une gestion locale de la bande totale disponible par la formation de "clusters" disjoints. Nous avons adopté une formulation du problème d'optimisation telle qu'il est présenté dans la littérature après l'étape préliminaire évoquée au paragraphe précédent. Notre apport à ce point se situe au niveau de la performance de l'algorithme que nous proposons pour gérer le réseau selon cette approche et que nous dénommons 'Competitive Greedy' de positionnement de passerelles. Bien que le 'Competitive Greedy' soit légèrement plus gourmand en temps calcul que certains algorithmes existant dans la littérature, il offre le meilleur compromis en ce qui concerne le coût global du réseau (des solutions optimales qui permettent de réduire le coût du réseau).

Lesdites performances seront minutieusement présentées. Cet algorithme tient compte de la topologie du réseau et permet de gérer la taille du cluster, le nombre de relais que peut supporter chaque élément du réseau et enfin le nombre maximal de sauts (profondeur du réseau) qui séparent un élément quelconque du cluster de l'élément central du réseau qui est la passerelle.

Nous avons enfin préconisé une troisième approche (approche 3) qui se veut une approche qui vise une gestion beaucoup plus étendue de la bande totale disponible dans le réseau par la formation de clusters interconnectés. Elle positionne les passerelles de manière à assurer une robustesse conséquente au réseau en offrant une possibilité aux usagers du réseau de trouver une route à travers une autre passerelle (sélection de passerelles à travers des chemins distincts) en cas de panne du réseau pour un accès efficace à un internet à haut débit. Cette approche est d'autant plus intéressante qu'elle renforce la robustesse du réseau compte-tenu du fait que la topologie du réseau Mesh est étroitement liée à la topologie (filiforme) généralement en forme d'arbre (labyrinthe) d'une mine.

L'approche 2 qui consiste à déployer plusieurs passerelles gère mieux la bande totale disponible dans le réseau que l'approche 1. Par rapport à l'approche 3, l'approche 2 qui procède par la formation de clusters disjoints est moins robuste car le réseau est sujet à différents accidents ou pannes qui peuvent couper certains nœuds (usagers) de l'élément central du réseau. C'est la raison pour laquelle nous avons introduit la notion de redondance de chemin pour assurer à tous les éléments du réseau, à l'exception des passerelles, au moins deux routes distinctes à travers deux passerelles distinctes. L'approche 3 augmente d'ailleurs le degré de connectivité des nœuds dans le réseau. Cette approche que nous proposons permettra aussi d'équilibrer la charge dans le réseau en offrant des solutions de routage intéressantes aux différents usagers du réseau. Enfin, cette approche 3 permet de limiter l'étranglement du réseau que ce soit en milieu confiné ou en espace libre.

L'originalité de la thèse se trouve au niveau de l'algorithme que nous proposons pour résoudre le déploiement des différents éléments du réseau selon la deuxième approche. Nous proposons aussi deux autres approches topologies pour gérer l'étranglement ou la robustesse du réseau. L'étude expérimentale du milieu a permis de caractériser le

comportement du signal WiFi et le réseau Mesh en milieu souterrain. Enfin différents scénarios, tests et modèles analytiques ou mathématiques ont été utilisés mis en œuvre pour la résolution des problèmes évoqués et résolus dans cette thèse.

1.3 Contenu de la thèse

Cette thèse est divisée en 8 parties principales. Au-delà des chapitres 1 et 8 consacrés respectivement à l'introduction et à la conclusion, le chapitre 2 présente l'environnement minier et les raisons qui motivent l'implantation de réseaux en milieu souterrain. Nous énumérons les avantages et les inconvénients de différents systèmes de communication usuels et futurs qui sont bien indiqués pour le milieu. L'emphase est mise sur les raisons qui motivent l'utilisation des réseaux Mesh en milieu souterrain.

Le chapitre 3 présente le réseau Mesh, les différents éléments du réseau ainsi que sa structure. A la fin de ce chapitre nous dévoilerons les paramètres importants pour mener à bien le déploiement du réseau Mesh en milieu souterrain.

Le chapitre 4 rappelle quelques notions intéressantes sur la théorie des ensembles et propose une description détaillée des deux algorithmes de résolutions des problèmes d'optimisation à critères multiples utilisés dans le cadre de cette thèse pour mener à bien le déploiement des éléments du réseau Mesh. Il s'agit de l'algorithme génétique et de l'algorithme de Greedy.

Le chapitre 5 présente la manière dont nous avons caractérisé le canal de propagation. Nous évoquerons également les tests réalisés pour observer l'utilisation de la bande par le protocole de routage et les pertes en largeur de bande occasionnées en milieu souterrain lorsque le réseau s'étend. C'est dans ce chapitre que nous étudierons la qualité d'une couverture radio sans fil en milieu souterrain et dévoilerons les résultats obtenus lors de la modélisation statistique de la puissance du signal reçu. C'est également dans ce chapitre que nous présenterons la démarche qui consiste à trouver une topologie de référence pour le déploiement d'un réseau Mesh en milieu souterrain en visant une disponibilité minimale de la largeur de bande au niveau de chaque nœud du réseau.

Le chapitre 6 présente les performances de tous les algorithmes de positionnement de points d'accès et de passerelles. Nous présenterons les différentes étapes de la procédure de déploiement en tenant compte des critères et conditions qui prévalent dans un milieu minier. On positionnera les éléments du réseau (les router-AP et les passerelles-AP). Les bases et fondements de chaque approche topologique proposée dans cette thèse seront détaillés. Notre algorithme sera également comparé à d'autres algorithmes utilisés dans la littérature par rapport au temps calcul et le coût de déploiement global du réseau. Les paramètres utilisés pour comparer les différents algorithmes sont la profondeur du réseau (le rayon du cluster), la taille du cluster et enfin le nombre maximum de liens sans fil que peut établir chaque élément du réseau. Pour finir, nous évaluerons le coût, la robustesse et la performance d'un déploiement global du réseau selon les différentes approches proposées à des fins de comparaison dans un environnement minier.

Le chapitre 7 aborde l'application des différentes approches d'optimisation du réseau Mesh proposées en milieu souterrain minier. Tous les problèmes rencontrés pendant le processus de déploiement sont présentés et les solutions adaptées pour les résoudre sont proposées. Les performances des deux principaux algorithmes à savoir l'algorithme génétique et l'algorithme de Greedy, utilisés dans cette thèse pour déployer les nœuds du réseau sont aussi présentés. L'approche topologique 1 est appliquée et détaillée. La performance et flexibilité de notre algorithme (CG) sont abordées aussi bien pour des réseaux plus étendus en milieu souterrain minier qu'en espace libre.

En général, les solutions qui seront proposées aideront les responsables à installer les points d'accès et passerelles en vue d'un déploiement optimal du réseau Mesh en fonction des caractéristiques du milieu et de la qualité du service désirée.

Chapitre 2.

Présentation de l'environnement minier et des systèmes de communications

2.1 Introduction

Ce chapitre se veut à la fois un résumé des problèmes liés à l'environnement des mines et une étude comparative des infrastructures de communications filaires et sans fil afin de permettre d'introduire la notion de réseaux Mesh. Les services et les applications que peuvent supporter ces réseaux sont énumérés et analysés. On y évoque également, différentes technologies existantes de transports de signaux issues des technologies émergentes telles que le Docsis et les réseaux sans fil WiFi à travers la norme 802.11x.

2.2. États des lieux et problématique dans une galerie souterraine.

2.2.1 Condition de travail

Les conditions de travail dans une galerie souterraine (de mine) sont très difficiles car c'est un milieu (Figure 2.1) dangereux, humide et sombre [4]. Les galeries présentent un certain nombre de caractéristiques qui rendent complexes l'étude de la propagation dans le milieu. Parmi ces caractéristiques, nous pouvons citer la rugosité des parois et la topologie sans cesse variable du milieu. Une bonne étude des problèmes du milieu s'est révélée donc indispensable pour y implanter un réseau qui permettra d'assurer la sécurité des mineurs et l'automatisation des tâches les plus dangereuses. Cette étude est une étape préliminaire pour le déploiement des différents modules du réseau afin de profiter efficacement d'une communication large bande. Cette dernière est la clé qui permettra une amélioration de la productivité qui reste un facteur important pour assurer la viabilité et la compétitivité des industries minières.



Figure 2.1 Photo d'une galerie de mine à 70 m au dessous du niveau de la surface de la terre

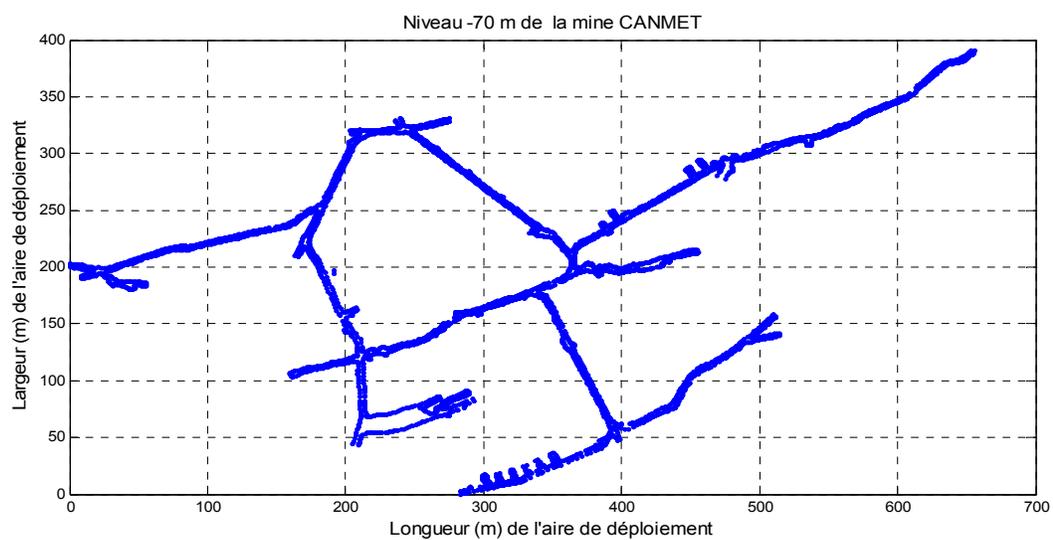


Figure 2.2 Plan d'ensemble en deux dimensions de la mine à 70 m au dessous du niveau de la surface de la terre

2.2.2 Le travail en milieu souterrain

Divers accidents peuvent surgir dans une mine. Ils sont généralement provoqués par la chute de roches, le déclenchement d'incendies ou encore par une intoxication liée à une fuite de gaz dans le milieu. Par conséquent, les outils et équipements utilisés dans ce milieu se doivent d'être robustes et de satisfaire aux exigences du milieu. Il est donc important de préconiser un réseau sans fil énergétiquement autonome et bien dimensionné de manière à supporter les périodes de trafics denses en profitant au maximum des qualités et flexibilités offertes par le réseau.

2.2.3 Aspect des parois de la mine

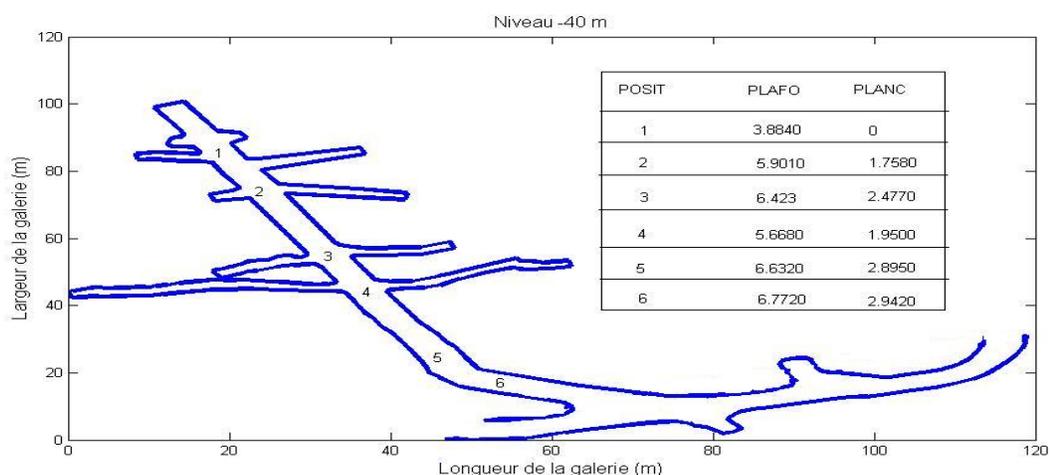


Figure 2.3 Plan d'ensemble en deux dimensions de la mine à 70 m au dessous du niveau de la surface de la terre

Les surfaces des parois des galeries d'une mine sont rugueuses de sorte qu'elles rendent difficile la détermination analytique du comportement des ondes radio dans le milieu. Pour les réseaux filaires, les câbles doivent épouser les formes irrégulières des différentes parois souterraines (Figure 2.2-2.3) ainsi que les brusques variations de la surface (Figure 2.4). Quant au réseau sans fil, une étude préalable plus complète de la propagation des ondes électromagnétiques doit être menée [3], [9] pour maîtriser les

phénomènes tels que les effets de trajets et réflexions multiples. De plus, il faut que les éléments du réseau soient légers, compacts, robustes et faciles à installer.

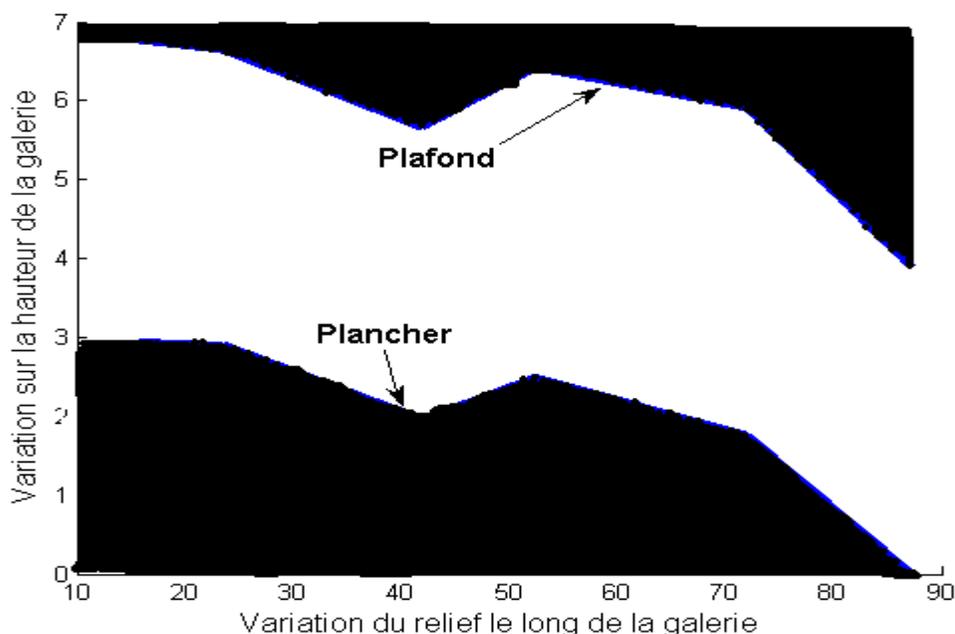


Figure 2.4 Variation de la surface à l'intérieur d'une galerie

2.2.4 Géométrie du milieu

Le milieu des mines est un milieu qui change constamment (création de nouvelles galeries, abandon de certaines, éboulement), (Figure 2.3-2.4) et rend difficile une prédiction de la topologie d'une galerie de mines, surtout si elle est en cours d'exploitation. Une solution à envisager est que les équipements soient flexibles et démontables de manière à s'adapter à divers changements topologiques. Ils doivent être faciles à déployer et capable d'assurer une connexion radio à court terme dans la zone d'exploitation

2.2.5 Étendue du milieu

Les mines s'étendent sur une grande superficie, parfois quelques kilomètres, mais elles sont souvent mal éclairées. Par conséquent, les communications sur de longues

distances deviennent difficiles. Jusqu'à présent, pour assurer l'éclairage et favoriser le déplacement dans les galeries, on a surtout recours aux casques de mineur qui sont dotés d'une source de lumière alimentée par une batterie qui fonctionne de manière autonome. Aussi, pour assurer la communication à longue distance, le choix d'un moyen de transport du signal qui occasionnera une perte minimale doit être donc envisagé. Pour atteindre cet objectif, il faut donc installer un réseau câblé à faibles atténuations linéiques et/ou un réseau sans fil qui opère dans une plage de fréquence où les affaiblissements du signal sont moindres. Les réseaux à architectures de plus en plus flexibles, à courtes portées (petits sauts) et à sources d'alimentation autonomes sont donc indispensables pour couvrir divers corridors dont les formes sont variables.

2.3 Applications et Brefs aperçus des besoins en communication dans les mines

2.3.1 Les services

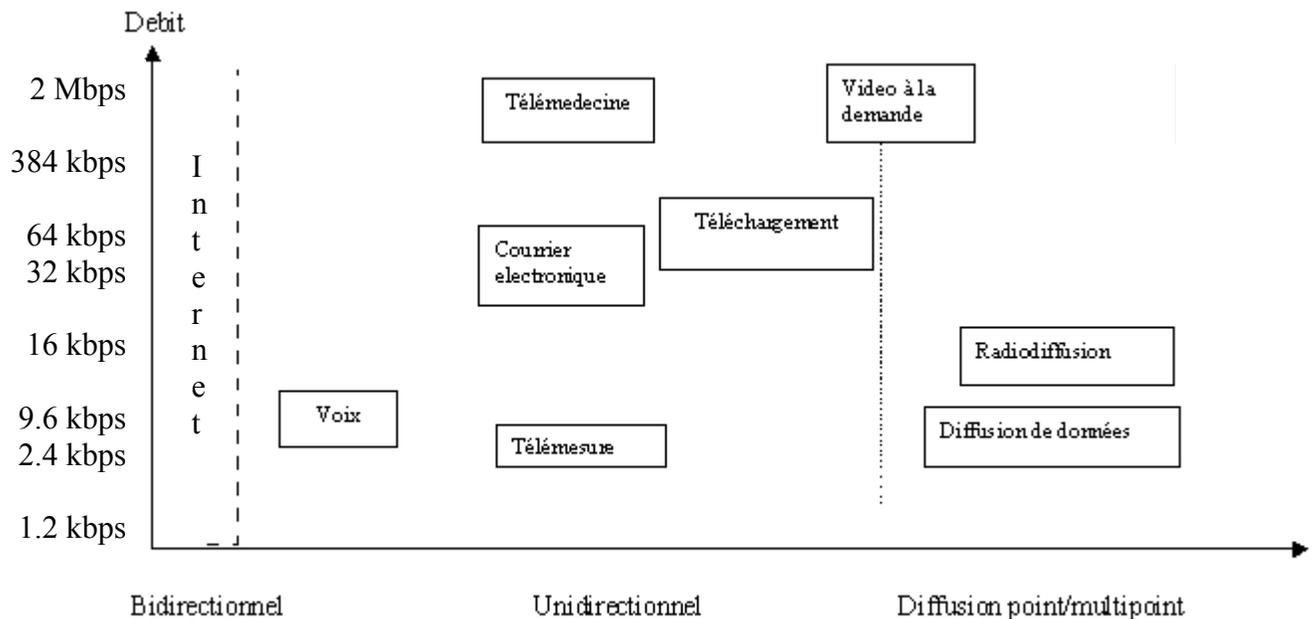


Figure 2.5 Quelques services que peuvent offrir les systèmes de réseaux sans fil [10]

La capacité d'un réseau est limitée par le type de services (en temps réel ou non) à offrir. Elle peut être aussi limitée par l'environnement (rural, urbain, courte portée) dans lequel se déroule l'application; ou alors selon que la communication entre le nœud source et le nœud destinataire soit unidirectionnelle, bidirectionnelle, point à point ou même à points multiples. Les types de services qu'un système de troisième génération peut réaliser sont illustrés à la figure 2.5. Ces services bien adaptés pour les réseaux cellulaires de troisième génération est aussi valable pour les réseaux sans fil.

Pour chacun des services illustrés ci-dessus, la figure 2.5, montre le débit nécessaire en (Kbps) selon que la communication établie entre la source et le destinataire soit bidirectionnelle, unidirectionnelle, point à point ou même multipoint.

2.3.2 Classification des services

Les services UMTS de bout en bout (entre deux terminaux) sont caractérisés par une certaine qualité de service (QoS) fournie à l'utilisateur qui doit en avoir une conception concrète. Les mécanismes de QoS mis en œuvre doivent être robustes, cohérents et homogènes à l'échelle de tout le réseau.

En UMTS [10], on définit quatre classes de services, représentés par les vocables anglais suivant : Conversational, streaming, Interactive et Background. Il est possible de les séparer essentiellement en fonction de leur sensibilité aux retards de transmission; la plus sensible est la classe conversational, la moins sensible étant la classe Background. La classe streaming est adaptée éventuellement au transfert différé d'images vidéo (bufferisation).

Les deux premières classes conviennent pour le transport de trafic en temps réel alors que les deux dernières seront réservées pour des applications classiques d'internet telles que l'accès et la lecture de pages HTML (web-browsing, téléchargement, etc.). Ces dernières classes résistent également mieux aux erreurs de transmission grâce, notamment, à la possibilité de retransmission entre couches.

La classe interactive possède une priorité plus élevée que la classe Background qui ne peut écouler son trafic que lorsque les autres classes ne nécessitent pas de ressources de transmission.

Classe Conversational : En temps réel, nous pouvons citer comme application la voix en mode circuit, la voix en mode paquet (VoIP) et le service de vidéo-conference bidirectionnels. Le temps de transmission et les relations de temps entre blocs de données doivent être maîtrisés.

Classe streaming : Écoute ou visualisation de flux radio ou vidéo unidirectionnels entre un serveur et un usager. Le retard est moins important car le récepteur réaligne les flux de données reçus mais les relations de temps entre blocs de données sont importantes.

Classe Interactive : Accès à des serveurs de données : navigation web, télémétrie, etc. Il s'agit d'échange de données entre un serveur et un usager en fonction des requêtes de ce dernier. Le temps d'aller-retour est maîtrisé, les données sont fiables : faible BER (Bit Error Rate).

Classe Background : E-mail, messages courts (SMS), transfert de fichiers. Les exigences se traduisent en termes de fiabilité : très faible BER. Le temps de transmission est moins important que celui de la classe Interactive.

L'utilisation d'un réseau de communication filaire ou sans fil dans les galeries d'une mine peut servir à communiquer et à commander à distance des équipements tels que les machines de transport de minerais et d'équipements de forage. On vise de plus en plus aujourd'hui la possibilité d'acheminer des images en temps réel dans la salle de commande. Mais cette automatisation demeure à la merci de la capacité des systèmes de communication large bande en espace libre.

2.4 Présentation des solutions de communication sans fil existant dans le milieu minier

Le câble rayonnant reste le support de communication le plus usité dans les mines, même si des efforts remarquables vers l'utilisation des points d'accès sans fil sont faits.

La liaison entre ces points d'accès qui forment l'infrastructure du réseau reste malheureusement le plus souvent filaire. Dans cette partie, la classification des réseaux se fera selon la technologie de l'infrastructure utilisée par les usagers du réseau pour accéder à l'infrastructure verticale. Selon le cas, le moyen de transport du signal peut varier selon que

l'infrastructure soit filaire ou sans fil. Dans une industrie minière, nous distinguons deux classes d'infrastructure filaire à savoir, les infrastructures de transport du signal simple qui regroupent essentiellement différents câbles rayonnants et les infrastructures filaires nouvelles. C'est sous cette dernière appellation qu'on désigne les technologies telles que la fibre optique, le câble coaxial et le câble torsadé (Figure 2.6).



Figure 2.6 Différentes infrastructures filaires (ou technologies) existant en milieu souterrain (Mine CANMET)

2.4.1 Infrastructure de transport du signal

Nous désignons essentiellement sous le nom d'infrastructure de transport du signal les infrastructures filaires formées essentiellement de câbles rayonnants. Ces câbles ont deux propriétés intéressantes : Ils transportent le signal et servent d'antennes. Dans une autre configuration, les câbles peuvent rayonner de façon locale aux endroits où ils sont positionnés par le biais d'antennes servant d'interface entre le câble considéré comme un

support de transport, et le milieu. Dans la figure 2.7, il est illustré une antenne qui rayonne sur toute sa longueur (niveau 1 et 2).

Des séries de fentes, pratiquées dans la gaine extérieure du câble sont réparties suivant des motifs originaux brevetés, et permettent des modes de fonctionnement performants de 80 MHz à 6000 MHz. Le câble rayonnant permet la radiocommunication dans les galeries souterraines et offre un service de communication bidirectionnelle voix/données et une communication unidirectionnelle d'images vidéo. Les signaux de voix, vidéo et de données sont captés par le câble rayonnant et acheminés vers la tête du système. Les signaux correspondant à la voix sont émis le long du réseau, tandis que les signaux de données sont traités par un automate programmable. Les signaux vidéo sont extraits du câble puis transmis aux écrans, aux magnétoscopes ou aux téléviseurs par fibre optique ou par câble coaxial.

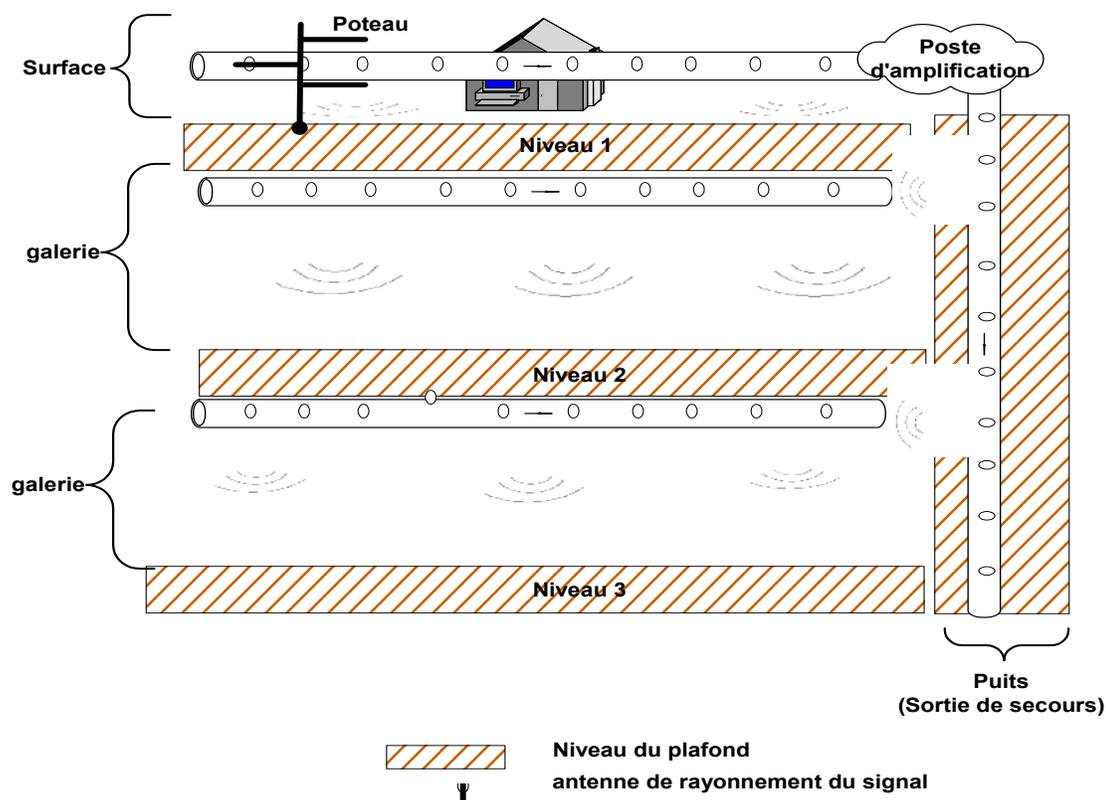


Figure 2.7 Implantation d'un réseau de câbles rayonnants (ou leaky feeder) dans une galerie de mines

Utilisé pour étendre la transmission de l'onde radio, le câble rayonnant est doté de quatre conducteurs de cuivre assemblés de manière à générer un rayonnement analogue à celui d'une antenne émettrice/réceptrice de grande longueur capable de traverser les obstacles. À chaque 350 à 500 m, un amplificateur bidirectionnel est utilisé pour augmenter la puissance du signal de manière à lutter contre les affaiblissements linéiques du câble. Il est très sensible au bruit. Sa portée pour la voix est très faible. Sa capacité à transmettre des données est très limitée. De plus, les récepteurs radio qui permettent d'utiliser cette infrastructure, sont très coûteux. En général, les performances des câbles rayonnants sont très médiocres aux fréquences inférieures à leur fréquence de mode rayonné. En résumé, les inconvénients majeurs de ce système sont :

- débit faible
- faible qualité de la voix
- très cher pour des installations sur de longues distances
- sensible à la polarisation des ondes électromagnétiques

Une faiblesse supplémentaire concerne le système de fixation. Ici, le positionnement du câble est susceptible d'avoir une influence significative sur les pertes de couplages qui peuvent être très importantes notamment lorsque le câble est placé dans un angle ou que la conductivité électrique des parois du tunnel est importante (présence d'armature métallique par exemple). Il est donc recommandé de positionner le câble au milieu des galeries. Pour un fonctionnement optimal, l'antenne du système émetteur/récepteur mobile doit être en vue directe avec le câble.

2.4.2 Implantation d'un réseau sans fil dans un milieu confiné

Pour assurer une sécurité aux divers équipements de communication très coûteux, il est important que le matériel très sensible soit disposé dans un local à la surface. La partie du réseau à la surface peut être divisée en deux sous-réseaux qui peuvent être reliés par une communication hertzienne (Figure 2.8). La portée de cette communication, sauf en cas de force majeur, doit être courte pour qu'elle n'occasionne pas de pertes supplémentaires qui

peuvent être préjudiciables au réseau. La communication entre les équipements en surface et les équipements sous terre peut être assurée aussi par d'autres infrastructures filaires telles que la fibre optique. Les deux sous-réseaux (en surface et sous terre) assurent respectivement l'accès à internet et l'accès au cœur du réseau. Le cœur du réseau est formé des différents serveurs de configuration, d'authentification. Le cœur du réseau est la partie

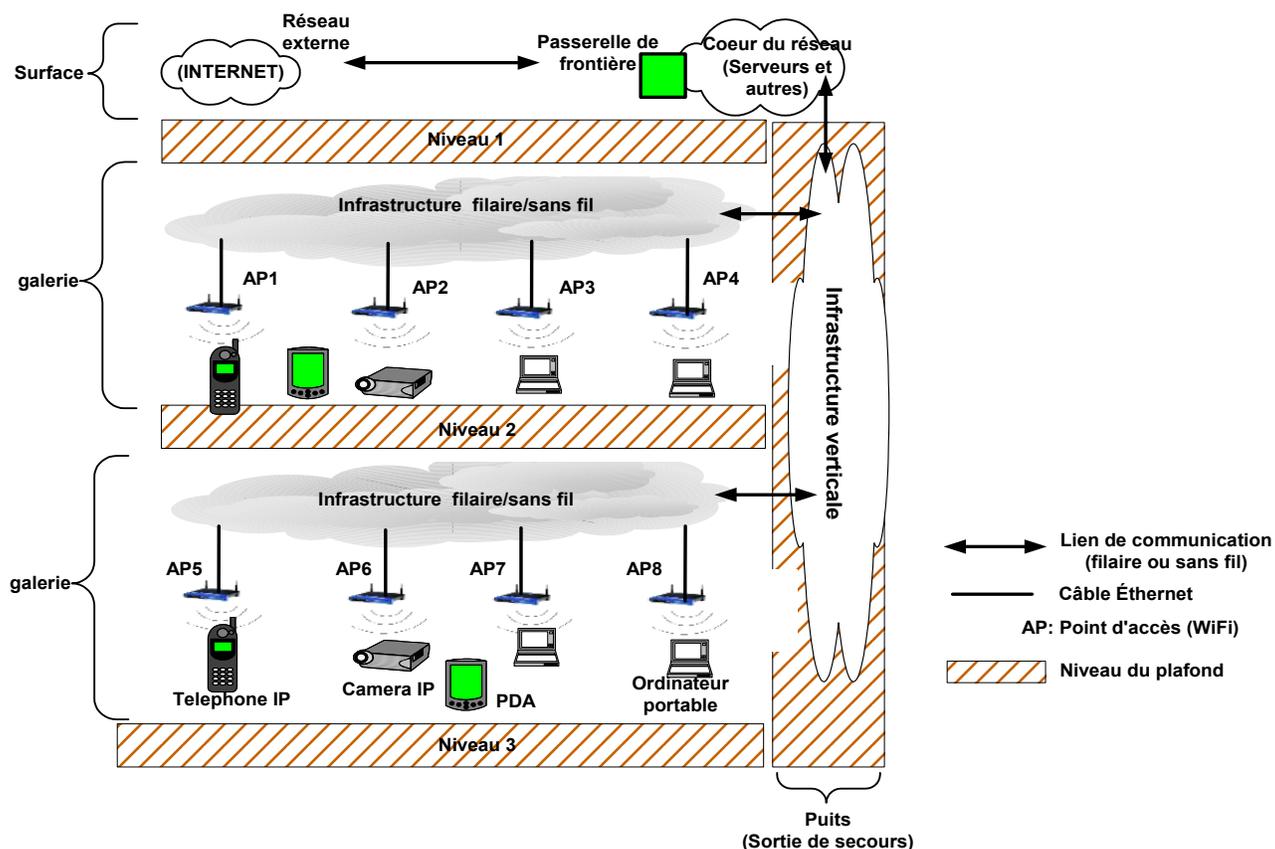


Figure 2.8 Structure générale d'un réseau dans un milieu confiné.

du réseau qui est reliée à la passerelle du réseau en milieu confiné par le biais d'un câble (infrastructure verticale).

L'infrastructure verticale (figure 2.8) est le lien de communication qui relie le réseau en milieu souterrain au cœur du réseau en surface. Généralement, une des technologies filaires s'y prête bien.

La passerelle de frontière est la passerelle centrale du réseau qui permet d'accéder à un réseau externe, Internet par exemple.

Les divers utilisateurs de la galerie accèdent au réseau souterrain par l'intermédiaire d'un point d'accès (AP). La liaison ainsi établie est une communication sans fil en accès.

Une infrastructure filaire ou sans fil permet de mettre en place le backbone du réseau. La technologie de cette infrastructure varie énormément et sera abordé dans les paragraphes qui suivent. Dans la suite de ce travail, nous allons nous intéresser seulement à la structure du réseau qui sera implanté sous terre.

À l'exception du cas où l'infrastructure filaire est formée du câble rayonnant, le lien en accès sans fil est assuré par un AP (Figure 2.9) dans la plupart des technologies qui seront énumérées dans la suite de ce chapitre pour le milieu souterrain. Cette connexion se fait en général à travers la norme 802.11, par la mise en place d'une cellule Wi-Fi qui permet au mobile d'accéder au réseau. La norme 802.11 [11] est un standard international décrivant les caractéristiques d'un réseau local sans fil (WLAN). Grâce au Wi-Fi (Wireless Fidelity, appellation commerciale du 802.11), il est possible de créer des réseaux locaux entièrement sans fil à haut débit. Dans la pratique, le Wi-Fi permet de relier des ordinateurs portables, des machines de bureau (ordinateurs, numériseur à code barres, téléphones, cameras), des assistants ou même des périphériques à une liaison haut débit (11 à 54 Mbits/s) sur un rayon de plusieurs dizaines de mètres en milieu fermé (indoor), généralement entre une vingtaine et une cinquantaine de mètres. Dans un environnement ouvert, sa portée peut atteindre plusieurs centaines de mètres voire dans des conditions optimales, quelques kilomètres. Ainsi les fournisseurs d'accès Internet commencent à desservir des zones à fortes concentrations d'utilisateurs (gares, aéroports, hôtels, trains) avec des réseaux sans fil connectés à Internet. Ces zones d'accès sont appelées 'hot spots'.

Dans une galerie de mines, cette technologie a l'avantage d'être légère, compacte, robuste, et facile à installer par rapport aux différentes technologies filaires. Elle permet d'introduire un nouveau concept de communication à travers l'utilisation de la communication internet par voie IP (internet protocole). Seul bémol, en cas d'extension de ce type de réseau, si nous nous référons à la figure 2.7, l'infrastructure du réseau en milieu souterrain reste filaire.



Figure 2.9 Point d'accès installé dans une galerie de mine.

Aussi, avec un réseau à lien d'accès sans fil, nous pouvons faire du transfert de données et de la télé-opération en temps réel. De plus, nous pouvons, en jouant sur son débit (supérieur à 1Mbps) faire de la vidéo IP de qualité, contrôler l'aire de travail des mineurs et enfin faire de l'automatisation. On notera cependant que toutes les artères de la mine ne demandent pas de la haute vitesse. Seuls les lieux importants (salle à manger, salle de refuge, et surtout l'aire de travail des mineurs) nécessitent un contrôle stratégique et important. La qualité de la vidéo est entre autre liée au degré d'éclairage du milieu.

2.4.3 Solutions réseaux sans fil à Infrastructure filaire

Ethernet / La paire torsadée

Ethernet est un protocole de réseau local à commutation de paquets. Bien qu'il implémente la couche physique (PHY) [11] et la sous-couche Media Access Control (MAC) du modèle OSI, le protocole Ethernet est classé dans la couche de liaison, car les formats de trames que le standard définit sont normalisés et peuvent être encapsulés dans des protocoles autres que ses propres couches physiques MAC et PHY. Ces couches

physiques font l'objet de normes séparées en fonction des débits, du support de transmission, de la longueur des liaisons et des conditions environnementales. Ethernet a été standardisé sous le nom IEEE 802.3.

La paire torsadée relie entre elles un certain nombre de stations fixes. C'est un câble formé, en général, de 4 paires torsadées qui sont enveloppées par un écran métallique formant une cage de Faraday. Cet écran est destiné à protéger les câbles des interférences électromagnétiques extérieures et à lui permettre de fournir de meilleures performances par rapport à un câble non blindé. Elle demeure la première technologie utilisée pour le transport de la voix. Elle offre la largeur de bande nécessaire à la transmission de la voix, à savoir 9.6 kbps, et utilise des modems spéciaux pour envoyer les informations d'un point à un autre.

Malgré l'avènement de la technologie DSL (Digital Subscriber Line), le débit offert par une paire torsadée est toujours faible et nécessite des éléments réseau, notamment des répéteurs pour une couverture longue distance. Elle est très utilisée et légèrement peu coûteuse. Elle est bien adaptée pour des couvertures sur de courtes distances. L'infrastructure filaire est constituée essentiellement du câble torsadé et l'interconnexion entre câbles est assurée par des dérivateurs pour desservir toutes les galeries de la mine. Quant à la mise en forme du signal au niveau de l'infrastructure, elle est assurée par des amplificateurs de ligne convenablement placés. Dans un tel réseau, un AP assure l'acheminement du trafic des mobiles vers l'infrastructure mise en place grâce à un câble torsadé (Ethernet) de longueur limitée par l'intermédiaire d'équipements tels qu'un commutateur. Par rapport à la figure 2.8, l'extension du backbone est assurée en utilisant des commutateurs.

Ethernet gigabit / La fibre optique

La fibre optique est utilisée partiellement ou localement pour assurer une communication efficace en milieu confiné. Le signal lumineux est codé par une variation d'intensité à travers la fibre optique. Cette dernière est capable de transmettre une grande quantité d'informations entre deux lieux distants de plusieurs centaines de kilomètres. La

une fibre optique est un guide d'ondes qui exploite les principes de la réfraction de la lumière. Lorsqu'elle n'est pas encore alimentée, on parle de fibre optique noire. Elle est habituellement constituée d'un cœur entouré d'une gaine. Le cœur de la fibre a un indice de réfraction plus élevé que la gaine et peut donc confiner la lumière qui se trouve entièrement réfléchi de multiples fois à l'interface entre les deux matériaux. C'est grâce à cette différence d'indice ($n_c > n_g$) qu'il y a propagation.

Il existe deux types de fibre optique :

- la fibre optique à sauts d'indice, où l'indice de réfraction change brutalement entre le cœur et la gaine,
- et la fibre optique à gradients d'indice, où le changement d'indice est progressif. Elle permet dans le contexte de la mine de faire de la communication IP (over Internet Protocol).

Par rapport à la figure 2.7, l'infrastructure filaire est constituée essentiellement de la fibre optique et l'interconnexion entre fibres est assurée par des dérivateurs pour desservir toutes les galeries de la mine. Quant à la mise en forme du signal, elle est également assurée par un amplificateur de ligne bien adapté. Dans un tel réseau, l'AP assure l'acheminement du trafic des mobiles vers l'infrastructure filaire mise en place grâce à un câble Ethernet de longueur limitée. De préférence, un commutateur assure la connexion entre le câble internet et elle. En se référant à la figure 2.8, l'extension du backbone est assurée par des commutateurs optiques.

Docsis /câble TV

DOCSIS [12] (abréviation de : Data Over Cable Service Interface Specification) est une norme spécifique, définissant les conditions d'interface de communication et de soutien d'opération pour un système de données utilisant le système de télévision par câble. Il permet l'addition du transfert de données à vitesse élevée à un système existant de télévision par câble. La norme DOCSIS est actuellement à la version 3.0. La version européenne DOCSIS s'appelle Euro DOCSIS. Le DOCSIS est l'exemple-type de l'interopérabilité des communications en milieux souterrains. Il garantit la compatibilité et l'interopérabilité entre les systèmes de câbles modems de différents fournisseurs. Le

dénominateur commun est le développement de l'infrastructure du réseau vers un réseau multimédia à large bande pour un meilleur accès Internet, et pour des services en temps réel, hauts de gamme comme par exemple, la téléphonie sur IP, (tableau 2.1).

Docsis (Nord Américain)		
	Liaison montante	Liaison descendante
Largeur de bande totale	5-42 MHz	88-860 MHz
Largeur de bande du canal	0.2 to 3.2 MHz (Docsis1.x) 0.2 to 6.4 MHz (Docsis2.0)	6 MHz
Taux maximal de bits du canal	jusqu'à 10 Mbps (Docsis1.x) jusqu'à 30 Mbps (Docsis2.0)	Jusqu'à 43 Mbps

Tableau 2.1 Largeur de bande du Docsis, [12]

Euro Docsis		
	Liaison montante	Liaison descendante
Largeur de bande totale	5-65 MHz	108-862 MHz
Largeur de bande du canal	0.2 to 3.2 MHz (Docsis1.x) 0.2 to 6.4 MHz (Docsis2.0)	8 MHz
Taux maximal de bits du canal	Jusqu'à 10 Mbps (Docsis1.x) Jusqu'à 30 Mbps (Docsis2.0)	Jusqu'à 55 Mbps

Tableau 2.2 Largeur de bande de l'Euro Docsis, [12]

Dans un tel réseau, l'AP assure l'acheminement du trafic des mobiles vers l'infrastructure filaire Docsis mise en place grâce à un câble Ethernet de longueur limitée. Un câble modem est utilisé pour assurer la connexion entre le câble internet et l'infrastructure filaire Docsis. En se référant à la figure 2.7, l'extension du backbone est assurée en utilisant des câbles Modem. Il existe sur le marché des câbles-modems (CM) certifiés DOCSIS 2.0. Ces modems peuvent être utilisés avec le CMTS de différentes normes DOCSIS (DOCSIS 1.0 et DOCSIS 1.1). Ces modems câbles ont de nombreuses

fonctions et peuvent fournir tous les services des CMTS respectifs. Le câble rayonnant supporte le câble modem. C'est d'ailleurs l'un des moyens utilisés pour augmenter sa performance et réaliser des communications Over IP en exploitant le câble rayonnant. En utilisant une infrastructure DOCSIS en milieu souterrain, il est indispensable d'installer un CMTS (Câble Modem Terminaison System) au niveau de la tête du réseau (à la surface). Le CMTS est la passerelle du réseau et représente de ce fait l'élément central du réseau.

2.4.4 Solutions réseaux sans fil à Infrastructure sans fil de WDS de 802.11

WDS (Wireless Distribution System) est une méthode de communication entre points d'accès incluse dans la norme du Wi-Fi [11]. Elle rend ainsi possible la communication sans fil entre deux points d'accès du même réseau, (figure 2.9).

La mise en place d'un WDS est facile à réaliser et procure des performances réduites parce que la seule interface radio disponible au niveau de l'AP pour assurer le lien en accès et réservée aux usagers du réseau, est utilisée aussi par le lien WDS, qui sert donc d'infrastructure de communication pour le réseau. Ceci étant, cette situation crée des interférences entre le lien WDS et le lien en accès toutes les interfaces radios au niveau des APs opèrent d'ailleurs dans un canal unique. Naturellement, il est indispensable que deux APs voisins soient en ligne de vue directe pour établir entre eux une communication efficace.

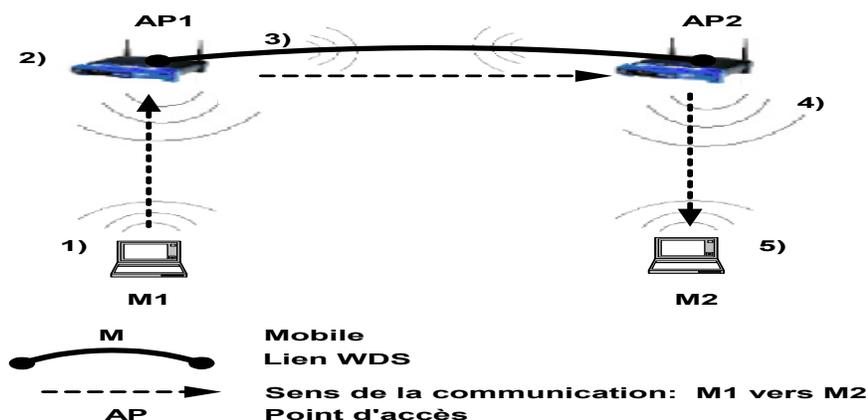


Figure 2.10 Mise en place d'une infrastructure sans fil

Le transport de paquets entre deux mobiles M1 et M2 s'opère de la manière suivante :

- 1) M1 diffuse une information pour M2 dans la cellule d'AP1
- 2) AP1 recherche M2 et ne le trouve pas
- 3) AP1 diffuse l'information pour les APs voisins
- 4) AP2 reçoit l'information, trouve M2 dans sa cellule et diffuse l'information
- 5) M2 reçoit l'information.

Technologie	Avantages	Désavantages à l'achat
Fibre optique	Très grande largeur de bande	Très cher, Installation très coûteuse, équipements de multiplexage et connecteurs très complexes et coûteux.
Câble modem	Utilise facilement les infrastructures existantes.	Équipements dédiés au broadcasting, partage de largeur de bande, la qualité de service et son amélioration (extension) deviennent problématiques.
xDSL	Utilise le réseau de câble torsadé existant	Pas facilement accessible à de nouveaux opérateurs, opérateur et gérant de l'infrastructure différents, certains câbles 'cuivre' n'arrivent pas à satisfaire les conditions requises pour une connexion rapide (bandes passantes effectives moindres)
Satellite	Accessible partout en surface.	Gros investissements, partage de largeur de bande importante, n'est pas une option envisageable en milieu souterrain
Sans fil	Très faible coût d'installation Rapide et facile à déployer	Exige une liaison LOS et une portée acceptable.

Tableau 2.3 Comparaison des différentes technologies

2.5. Conclusion

Les différentes infrastructures filaires existant dans les milieux confinés sont assurées par différentes technologies dont les performances et les coûts varient. Les infrastructures filaires sont toutes exposées à des accidents qui peuvent survenir dans le milieu en cas de chutes de roches, d'effondrement de galerie ou d'incendie. Dans un tel milieu, les câbles s'usent vite et perdent leurs propriétés physiques à cause du climat très humide du milieu et de la topologie abrupte des parois des galeries dans le milieu. De plus, l'extension du réseau à infrastructure filaire nécessite l'introduction de composants à des distances convenablement choisies pour assurer la mise en forme du signal. Tous ces problèmes et contraintes plaident en faveur de l'installation d'une infrastructure entièrement sans fil ayant plusieurs interfaces radio dans le milieu. C'est cela qui a conduit à l'introduction d'un lien WDS entre les APs. Le lien WDS représente l'infrastructure sans fil pour le réseau. Une amélioration des performances des réseaux à infrastructure sans fil de WDS de 802.11 a conduit à l'introduction de nouveaux points d'accès entièrement sans fil. Ces APs seront étudiés dans le prochain chapitre et formeront un réseau maillé sans fil (WMN).

En utilisant des APs Mesh, nous pouvons donc profiter de plusieurs interfaces radio sans fil. Ces interfaces multiples permettront de gérer les interférences en utilisant la multiplicité de canaux offerte par les différentes normes de communication.

Chapitre 3.

Réseaux sans fil haut débit

3.1. Introduction

Ce chapitre présente une étude détaillée des réseaux Mesh en vue de leur intégration dans la mine CANMET. Nous y présentons également les éléments constitutifs d'un réseau maillé à sauts multiples ainsi que les critères essentiels qui limitent les performances d'un tel réseau. Un accent particulier a été mis sur la qualité de la topologie dans un premier temps. Dans un second temps, la question du routage est traitée au niveau des réseaux à sauts multiples.

En résumé, cette partie est consacrée à l'étude de la plage dynamique des réseaux Mesh, dans le but ultime de recenser les critères et paramètres importants dont nous devons tenir compte pour un déploiement optimal. Nous tenons à rappeler avant de commencer cette étude, que les points d'accès Mesh n'ont jamais été déployés nulle part ailleurs en milieu souterrain et il s'agit donc d'une première internationale. Les points d'accès Mesh offrent des avantages que nous comptons exploiter dans une galerie souterraine.

3.2. Réseaux Mesh

3.2.1 Wireless Mesh Network et normes

Différentes normes ou standards utilisés par les réseaux Mesh ont été proposés par le groupe de travail 802.11s [13], le groupe travail 802.15.5 et le groupe de travail 802.16 du standard WiMax. Les spécifications du standard international « Mesh » OLSR (Optimized link state routing protocol - RFC 3626 [14]) de l'Internet Engineering Task Force (IETF) ont été produites par l'INRIA (l'Institut National de Recherche en Informatique et en Automatique, France) dans le cadre ouvert du groupe de travail MANET

de l'IETF. MANET, acronyme de Mobile Ad-Hoc Networks, est le nom d'un groupe de travail de l'IETF, créé en 1998-1999, chargé de standardiser des protocoles de routage basés sur la technologie IP pour les réseaux ad hoc, mobiles ou non. OLSR (Optimized Link State Routing Protocol) est un protocole de routage destiné aux réseaux mobiles. Le protocole est défini dans la RFC 3626 de l'IETF.

La norme 802.11s est encore en cours d'élaboration. Le débit théorique atteint aujourd'hui est de 1 à 2 Mbit/s. Elle vise à implémenter la mobilité sur les réseaux de type Ad-Hoc. Tout point qui reçoit le signal est capable de le retransmettre. Elle constitue ainsi une toile au dessus du réseau existant.

En septembre 2005, parmi les propositions faites pour rendre la norme 802.11s opérationnelle, on peut retenir les propositions de deux groupes de travail. Deux associations d'entreprises à savoir le Wi-Mesh (composé de Nortel, Philips et Thomson) et du SeeMesh (Simplify Efficient and Extensible Mesh) (composé de Intel, Nokia, Motorola, NTT Docomo et Texas Instruments), ont contribué à la définition rapide d'une norme complète et robuste pour le maillage en WLAN. Ainsi, le groupe Wi-Mesh a développé une proposition pour l'IEEE (Institute of Electrical and Electronics Engineers) 802.11s qui permet d'avoir un compromis entre la simplicité et la performance.

3.2.2 Généralité

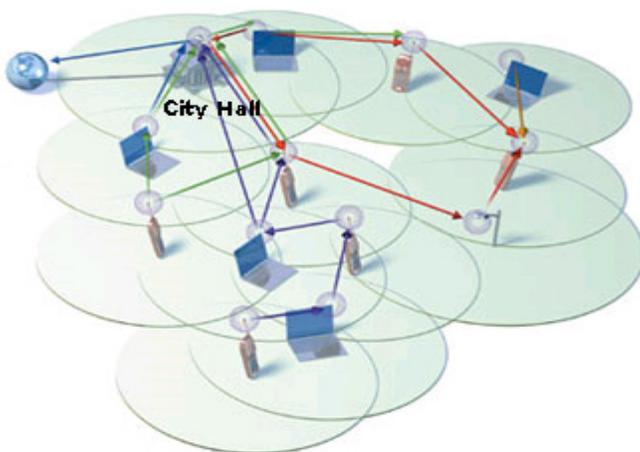


Figure 3.1 Architecture du Réseau Mesh [15]

Le réseau maillé (Figure 3.1) est basé sur le même concept que le réseau MANET (Mobile ad hoc network) dans lequel les paquets transmis par un nœud source arrivent au niveau du nœud destinataire après avoir transité par des nœuds intermédiaires. C'est donc des réseaux à sauts multiples. Ils représentent actuellement une solution pour un accès à un Internet large bande. C'est aussi et surtout un réseau plus autonome, flexible et surtout à déploiement facile. Les différences entre le WMN et MANET (Mobile Ad hoc Networks) peuvent se résumer en deux points essentiels:

D'abord, la différence entre réseau Mesh et réseau ad-hoc se situe au niveau du chemin parcouru par le trafic (paquets) généré dans le réseau. Au niveau du réseau Mesh, tout le trafic circule vers ou de la passerelle unique et fixe (portail permettant d'aller sur Internet), alors qu'au niveau d'un réseau ad hoc, le trafic est entre deux nœuds arbitraires car un nœud peut partager son application, accès à Internet par exemple avec son voisin sans prétendre aller vers une passerelle désignée. Le nœud voisin jouera occasionnellement le rôle de passerelle par défaut.

Ensuite, contrairement aux réseaux ad-hoc dans lequel chaque nœud peut bouger, les routeurs Mesh (nœuds) dans un WMN sont statiques (déploiement en mode infrastructure). Par conséquent, certains protocoles de routage conçus pour la récupération de route défaillante (Ad hoc on demand distance vector (AODV) [16] par exemple) sont suffisamment robustes pour les réseaux MANET, mais doivent être améliorés car moins robustes dans un réseau WMN, dans lequel les nœuds sont fixes. De plus, compte tenu du fait que tout le trafic est dirigé vers la Gateway, le throughput global d'un réseau WMN diminue beaucoup plus rapidement quand le nombre de nœuds intermédiaires entre le nœud source et le nœud destinataire devient important. Aussi, il est souhaitable voire même indispensable que les réseaux WMN s'auto-configurent pour faciliter les déploiements à grande échelle car sans cela, le déploiement peut s'avérer coûteux. Enfin, la consommation électrique des différents éléments du réseau est beaucoup plus importante, car tous les liens, établis par les nœuds doivent se maintenir une fois qu'ils sont établis.

3.2.3 Structure des réseaux Mesh.

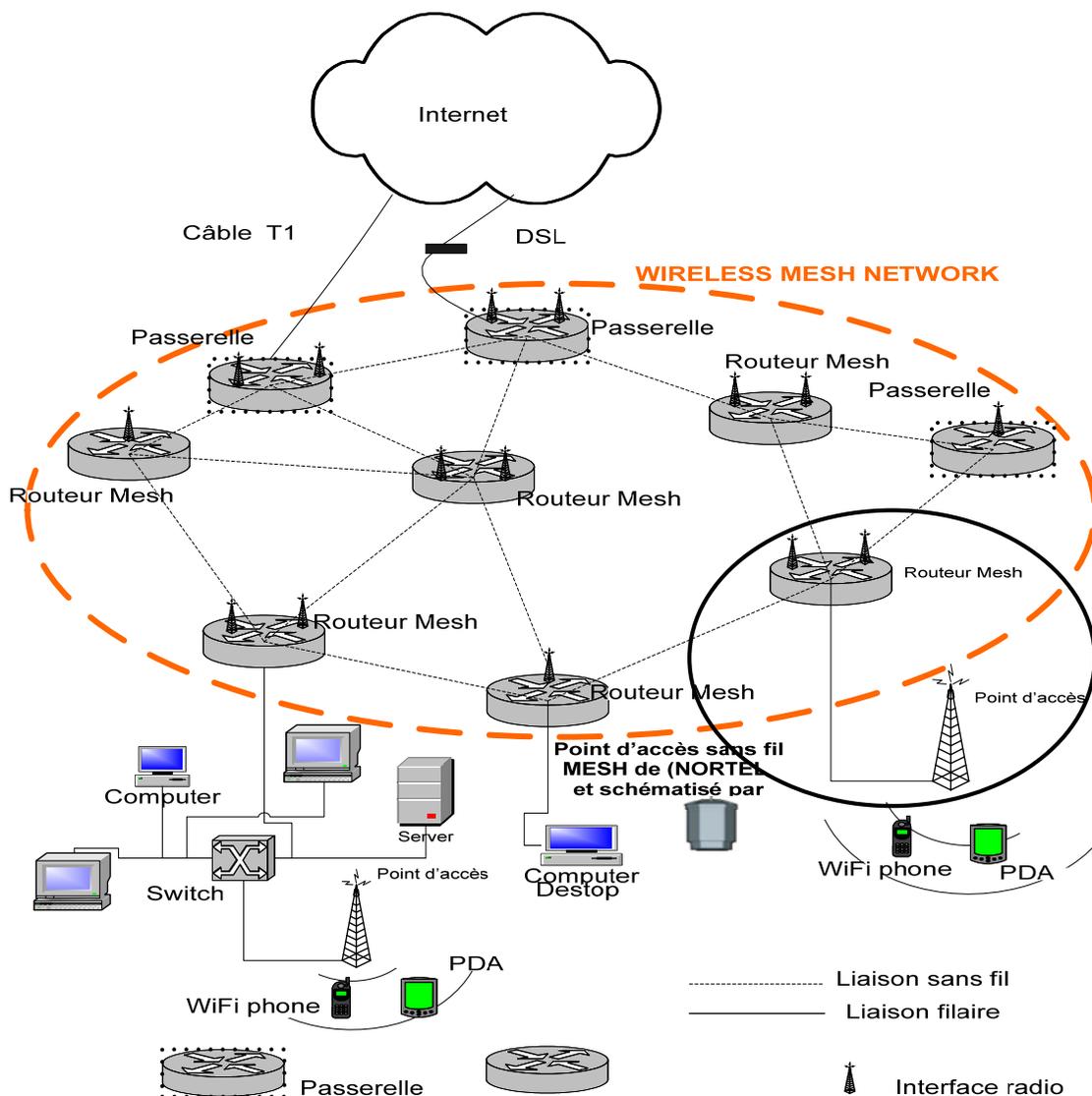


Figure 3.2 La structure générale d'un réseau Mesh [17]

L'architecture générale du réseau Mesh est illustrée sur la figure 3.2. Le WMN est formé de plusieurs routeurs Mesh (noeuds), qui permettent le transit des paquets vers les autres routeurs Mesh à travers le réseau sans fil. Un routeur Mesh peut être équipé d'une ou plusieurs interfaces radios. Les routeurs Mesh qui permettent l'accès à Internet le plus souvent par une liaison filaire, sont désignés sous le nom de Gateways Internet (IG) ou

passerelles. Les routeurs Mesh sont souvent positionnés en ligne de vue directe à des emplacements fixes sur le toit d'une maison ou sur un poteau (électrique ou de feux de signalisation) comme c'est le cas dans certaines villes. Par ailleurs, les mobiles peuvent se connecter au réseau WMN à travers un point d'accès WiFi câblé à un routeur Mesh. Le mot 'mobile' est utilisé ici pour désigner un portable, un ordinateur de table ou un portatif, un Palm (PDA), et, en général, les téléphones Wi-Fi.

Dès lors, les routeurs Mesh sans fil constituent le backbone sans fil du réseau et auront pour rôle principal de véhiculer le trafic généré par les mobiles d'un nœud à un autre, jusqu'à ce que les paquets atteignent l'Internet Gateway (IG) c'est-à-dire la passerelle du réseau qui est le seul et l'unique élément du réseau qui permet d'accéder à Internet. Les points d'accès Nortel déployés dans la mine au cours de l'expérimentation se comportent à la fois comme un routeur Mesh et comme un point d'accès WiFi. Ils seront désignés sous le nom de point d'accès Mesh sans fil dans les paragraphes qui suivent. Nous donnerons d'ailleurs plus de détails sur cette solution dans les prochains paragraphes.

En plus d'être à coût réduit, l'implantation de réseaux maillés dans une ville ou dans une galerie de mines a pour avantage d'offrir un débit plus élevé que les réseaux cellulaires. C'est d'ailleurs ce haut débit qui permet aux usagers de réaliser des applications multimédia et de profiter des services de voix sur IP quelque soit sa localisation dans le réseau.

3.2.4 Avantage d'un réseau Mesh par rapport au réseau Wi-Fi conventionnel

Les réseaux Wi-Fi [11] conventionnels sont généralement à courte portée et sont particulièrement utilisés pour fournir un lien à haut débit entre différents appareils proches de l'utilisateur. Ces appareils (portables, appareils domestiques et mobiles) sont connectés à un port d'accès réseau par l'intermédiaire d'un réseau centralisé local fixe filaire ou sans fil. Les systèmes sans fil locaux conventionnels ont pour vocation de couvrir à haut débit une zone confinée telle une université, une banque, un aéroport ou encore un hôtel et de fournir une mobilité limitée sur la surface de ces zones. Contrairement aux réseaux Mesh, les réseaux Wi-Fi conventionnels (Figure 3.3) utilisent les connections entre un point et

plusieurs autres points (en étoile) dans laquelle tout le trafic passe via un nœud principal qui est généralement une station centrale ou de base. Un seul saut suffit pour atteindre cette station de base. Leur vulnérabilité vis-à-vis d'une panne de la station de base et leur couverture limitée restent leurs principaux défauts.

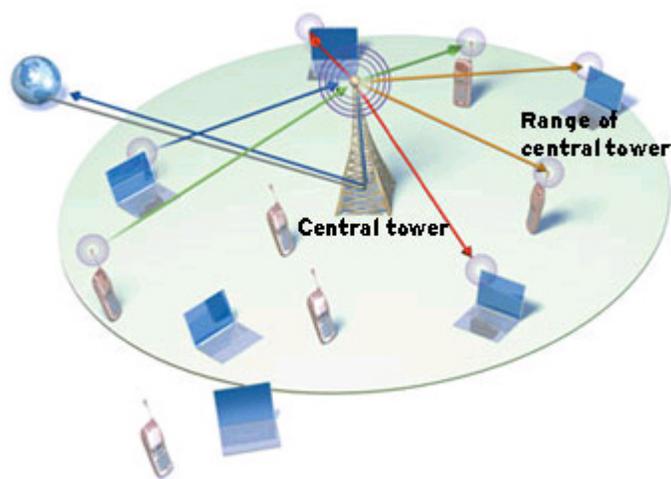


Figure 3.3 Architecture du réseau WiFi conventionnel [15]

3.3. Solution commerciale

Parmi tous les fabricants de réseau Mesh, Nortel et Tropos sont les premiers à proposer une solution de points d'accès sans fil Mesh. Cependant, chaque solution diffère de l'autre principalement au niveau des critères choisis pour gérer le routage. Les protocoles de routage diffèrent d'une solution à une autre. Ainsi, tandis que les routeurs Mesh de type Nortel utilisent l'OSPF (Open Shortest Path First), ceux de type Tropos utilisent le PWRP (Prédictive Wireless Routing Protocol).

3.3.1. Description de différentes solutions- Sélection du trajet optimal pour le transfert des paquets

Pour exploiter au mieux la diversité de trajets au niveau des réseaux Mesh, Tropos utilise [8] le PWRP (Predictive Wireless Routing Protocol). Le PWRP est un algorithme de routage qui exploite la topologie du réseau et sélectionne le trajet qui minimise à la fois la

longueur du trajet, le nombre de sauts entre la passerelle et les différents points d'accès en se basant sur des critères liés à la puissance du signal RF et à la qualité des liens (throughput). Le PWRP prédit et sélectionne les liens et trajets à sauts multiples qui améliorent la probabilité de transmission avec succès de paquets d'un point à un autre du réseau. Les pertes de paquets sont généralement liées à des collisions dans le canal de transmission, à des évanouissements liés aux effets des trajets multiples et interférences dans le réseau.

Quant à la solution Nortel, elle utilise l'OSPF (Open Shortest Path First). Celui-ci a été conçu à la fin des années 80 pour répondre aux principaux défauts des protocoles à vecteurs de distance (limitation du nombre de sauts à 15, temps de convergence trop important...). C'est un protocole ouvert (pas de copyright), la version 2 (la plus récente) a été définie et normalisée par l'IETF (Internet Engineering Task Force) en 1998 par la RFC (Request For Comment) n°2328, une version 3 (RFC 2740 [18]) a été conçue pour IPv6 (protocole qui permet d'utiliser plus de quatre milliards d'adresses différentes pour connecter les ordinateurs et les autres appareils reliés au réseau). OSPF est un protocole de routage interne à état de liens fonctionnant dans la pile TCP/IP (Transmission Control Protocol/ Internet Protocol); il se place directement sur IP (protocole n°89). Son principe est simple, chaque routeur détermine l'état de ses connections (liens) avec les routeurs voisins et diffuse ces informations à tous les routeurs appartenant à une même zone. Ces informations forment une base de données, qui doit être identique à tous les routeurs de la même zone. Sachant qu'un système autonome (AS) est constitué de plusieurs zones, l'ensemble de ces bases de données représente la topologie de l'AS. A partir de cette base de données, chaque routeur va calculer sa table de routage

3.3.2. Choix du Réseau Mesh Nortel

Le Réseau Mesh a été choisi grâce au partenariat entre le LRTCS (Laboratoire de Recherche Télébec en Communication Souterraine) de l'IIT (Institut International de Télécommunications) et NORTEL [19]. Cette entente a permis d'avoir tous les éléments du réseau Mesh requis pour tester la solution en milieu minier. Par ailleurs, les points d'accès Mesh sont d'une utilisation facile et se prêtent bien aux exigences climatiques du

milieu de déploiement. L'utilisation est rendue facile par le fait que les points d'accès sont munis d'une LED (Light-Emitting Diode) dont les couleurs indiquent l'état du point d'accès sans fil. De plus, ils sont facilement déployables grâce à un système d'accrochage adapté.

3.4 Description de la solution choisie

3.4.1 Éléments constitutifs d'un réseau Mesh implanté dans la mine

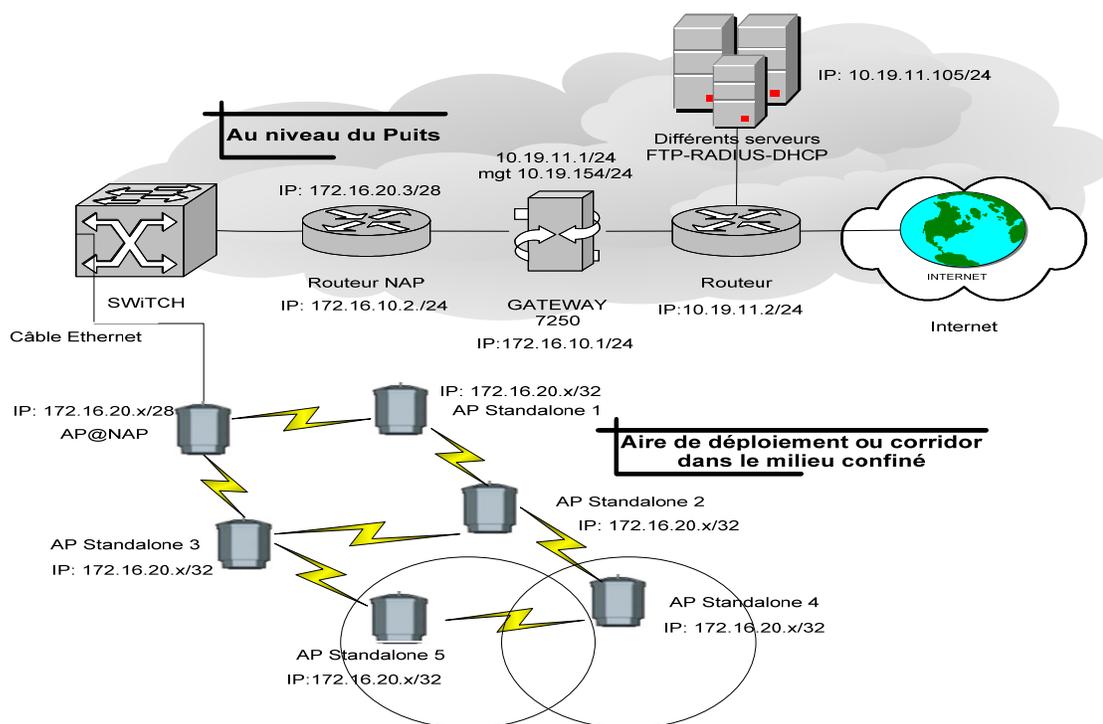


Figure 3.4 Structure et composants réseaux du réseau Mesh

Le réseau Mesh (figure 3.4) est constitué :

- du NOSS (Network Operation Support System). Il est formé d'un certain nombre de serveurs tels que:
 - ❖ DHCP (Dynamic host configuration protocol) : Son rôle est d'assurer la configuration automatique des paramètres TCP/ IP (Transmission Control Protocol / Internet protocol) d'une station, notamment en lui assignant

automatiquement une adresse IP et un masque de sous-réseau. Le serveur DHCP peut aussi configurer l'adresse de la passerelle par défaut, des serveurs de noms de Domaine DNS (Domaine Name System ou Système de noms de domaine) et des serveurs de noms NBNS (appelé serveurs WINS sur les réseaux de la société Microsoft).

- ❖ FTP (File Transfer Protocol): C'est un protocole de communication dédié à l'échange de fichiers informatiques sur le réseau TCP/IP.
- ❖ RADIUS AAA (Authentication, Autorisation, Accounting) définit les accès au réseau et les services disponibles après identification. Le serveur agit en authentifiant l'identité d'un utilisateur, en autorisant les droits accordés à un utilisateur (tels que l'accès à une partie d'un réseau, à des fichiers, le droit d'écriture) et en comptabilisant les informations récoltées pendant toute la durée de la session, après identification de l'utilisateur.
- de la passerelle sans fil 7250 (Wireless Gateway) qui représente généralement le point par lequel transitent les infos. Il gère également la mobilité et sert d'interface entre l'intranet et l'extranet (parties privée et publique du réseau).
- d'un ensemble de points d'accès sans fil. Il existe deux sortes de points d'accès dans un réseau Mesh de type Nortel placés après le routeur NAP (Network Access Point) et un commutateur. Les points d'accès permettent aux mobiles de se connecter au réseau et jouent aussi le rôle de routeurs pour l'acheminement du trafic vers la passerelle. Les points d'accès sans fil Mesh sont appelés Standalone AP et AP@NAP par Nortel. En plus d'avoir une configuration différente du routeur Mesh (Standalone AP), la passerelle Internet (AP@NAP) est généralement reliée au routeur NAP (ou Internet) par un câble.

Ces deux points d'accès forment essentiellement le backbone sans fil du réseau maillé. Les points d'accès Mesh sans fil sont munis de plusieurs cartes d'interface radio dont on exposera les caractéristiques au prochain paragraphe.

3.4.2 Propriété physique des interfaces radio de la solution adoptée

Le réseau Mesh utilise la technologie IEEE 802.11s [20]. Nous avons utilisé dans le cadre de notre expérimentation, les points d'accès sans fil Mesh de Nortel, dont les caractéristiques radios sont énumérées ci-après.

En tant que point d'accès (Figure 3.5), il établit une liaison en accès avec le mobile. Il utilise dès lors la norme (liaison notée '2' sur la figure 3.5) 802.11b et il opère à une fréquence centrale de 2.4 GHz (entre 2412 MHz-2462 MHz). Son débit peut être fixe ou variable en fonction de la puissance qu'il émet ou de la puissance reçue par le mobile. Son débit maximum s'élève à un débit théorique de 11 Mbps. Les signaux au niveau de chacune interface radio des points d'accès sont modulés en CCK (Complementary Code Keying) qui est une technique de modulation de sous-porteuses en fonction de la vitesse de transmission.

En tant que routeurs (Figure 3.4), il utilise la norme 802.11a et opère avec le lien en transit pour acheminer le trafic à travers le réseau. Les communications entre routeurs utilisent la fréquence centrale de 5.8 GHz (entre 5740 MHz-5840 MHz). Le débit de chaque lien de transit peut également varier en fonction de la puissance émise par l'interface radio activée. Le débit théorique maximum s'élève à 54 Mbps. Les signaux au niveau de chacune de leur interface radio sont modulés en OFDM (Orthogonal Frequency Division Modulation).

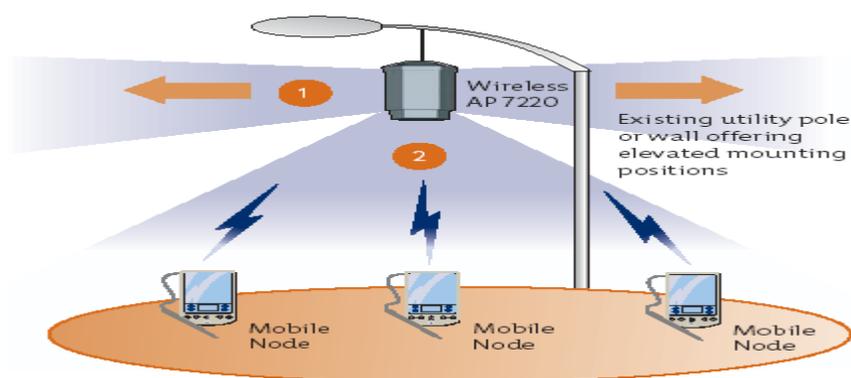


Figure 3.5 Les différents éléments d'un réseau Mesh [19]

3.5. Critères de planification des réseaux Mesh

Les réseaux maillés sont caractérisés par deux mécanismes très importants. Il s'agit par ordre d'importance de la procédure de découverte du voisinage et de la procédure d'établissement des liens.

3.5.1 La découverte du voisinage

La découverte du voisinage repose sur les profils maintenus (l'état) par chacun des nœuds du réseau. Le profil contient des informations comme le numéro d'identification (ID) du réseau Mesh, le protocole utilisé pour l'identification du chemin ainsi que la métrique (distance ou nombre de sauts) utilisée pour la sélection du chemin. Chaque nœud a plusieurs interfaces radios et plus d'un profil. Généralement, un nouveau nœud Mesh procède par balayage passif ou actif pour découvrir ses points d'accès Mesh voisins. Un nœud dénommé y par exemple, est considéré comme voisin d'un nouveau nœud dénommé x si au moins le profil utilisé par le nœud y répond à au moins un des profils du nœud x . Ainsi donc, si y utilise un protocole de sélection de chemin qui n'est pas compatible avec celui utilisé par x , y ne sera pas considéré comme un voisinage de x . Aussi, le nombre de voisins autour d'un nœud quelconque du réseau peut être limité compte tenu des performances recherchées au niveau des nœuds situés dans son voisinage.

3.5.2 Établissement de liens

Quand un nœud x a l'intention de créer un lien avec un autre nœud y , il transmet une requête (sous forme de trame) à y . Quand y reçoit la trame de requête, il doit décider d'accepter ou de rejeter la requête en répliquant par l'envoi d'une trame de réplique ou d'acceptation. S'il accepte la requête, y deviendra le nœud source et x sera le nœud destinataire (subordonné). Le lien sera unidirectionnel et orienté de y vers x . Pour s'assurer que l'état du lien établi est symétrique, le nœud source est à son tour capable de mesurer la qualité de lien une fois la trame d'acquittement reçue et il devra envoyer une trame pour

indiquer l'état du lien au nœud destinataire. Ainsi le nœud destinataire pourra mettre à jour sa table de voisinage.

La norme 802.11 propose un protocole similaire appelé CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance). Le protocole CSMA/CA [11] utilise un mécanisme d'esquive de collision basé sur un principe d'accusés de réception réciproques entre un nœud source (*TX*) (Figure 3.6) et le nœud destinataire (*RX*) :

La station (*TX*) qui veut émettre, écoute le réseau. Si le réseau est encombré, la transmission est différée. Dans le cas contraire, si le médium est libre pendant un temps donné (appelé DIFS c'est-à-dire Distributed Inter Frame Space), alors la station peut émettre. La station transmet un message appelé Ready To Send (ou Request To Send, noté RTS signifiant prêt à émettre) contenant des informations sur le volume des données qu'elle souhaite émettre et sa vitesse de transmission. Le récepteur (généralement un point d'accès) répond en envoyant un Clear To Send (CTS), signifiant « le champ est libre pour émettre ». La station commence alors l'émission des données.

A la réception de toutes les données émises par la station, le récepteur envoie un accusé de réception (ACK). Toutes les stations avoisinantes patientent alors pendant un temps qu'elles considèrent être celui nécessaire à la transmission du volume d'informations à la vitesse annoncée.

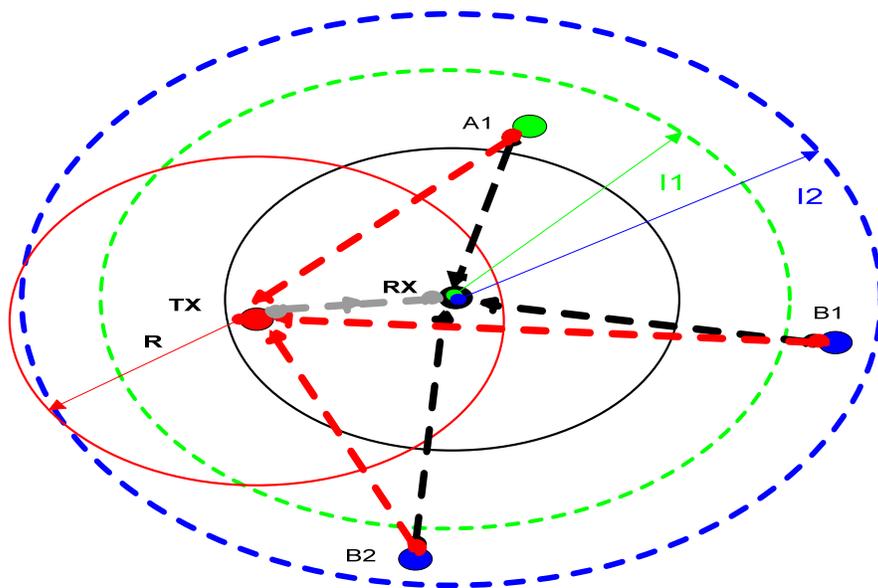


Figure 3.6 Établissement de liens et problème de la station cachée

Il existe un problème spécifique des réseaux sans fil, connu sous le nom de problème de la station cachée. Dans un réseau cellulaire, il se peut que les cellules se recouvrent. Si une station appartient à cette zone de recouvrement en supposant que le même canal de transmission soit utilisé, elle peut transmettre des données dans une cellule ou dans l'autre et ainsi entraîner des collisions. Ce cas est illustré à la figure 3.6. Les stations *A1*, *B1* et *B2* sont cachées des stations *RX* et *TX*. Si *RX* transmet à *TX*, les stations *A1*, *B1*, *B2* ne détectent pas l'activité de la station *RX*. Ainsi, les stations *A1*, *B1* et *B2* étant hors de portée de la station émettrice et réceptrice, ce sont des nœuds cachés et sont par conséquent les sources potentielles d'interférence aussi bien pour le transmetteur que pour le récepteur.

3.5.3. Réseaux à sauts multiples et variations du débit de liens de communication

Que ce soit au niveau des liens de communication établis entre routeurs Mesh (liaison en transit) ou entre le mobile et le point d'accès (liaison en accès), le débit de liaison de communication peut diminuer en fonction du bruit dans le canal. Au niveau des réseaux maillés à sauts multiples, ceci n'est pas sans incidence sur la qualité du lien. En effet, différentes portées de transmission correspondent à différents débits de transmission. Lundgren et al [21-22] ont prouvé que cette approche a de sévères conséquences qu'ils ont qualifiées de problème des zones grises (gray-zones en anglais). Un nœud situé dans une des zones grises peut ne jamais relayer le trafic à un taux plus élevé que le débit de transmission du nœud source. La figure 3.7 illustre un exemple de ce phénomène dans le cas d'une carte sans fil de type 802.11 du groupe IEEE (Institute of Electrical and Electronics Engineers). Si le nœud source souhaite établir une communication avec le nœud destinataire, il peut le faire en un saut (communication directe) car les deux nœuds peuvent communiquer à un débit de 1 MBps. Par contre, si la communication se fait indirectement, c'est-à-dire par relais en transitant par un nœud intermédiaire, dans ce cas, le transfert se fait en deux sauts, chacun à un débit de transmission de 11Mbps, ce qui signifie que le débit d'échange est asymptotiquement égal à 5.5 Mbps, quasiment 6 fois plus grands

que le cas d'une communication directe en un saut. A contrario, lorsque le nombre de nœuds intermédiaires va augmenter, le débit de transmission va diminuer progressivement et même devenir plus faible que 1 Mbps. Dès lors, le nombre de nœuds intermédiaires (la profondeur du réseau) ne peut pas être illimité.

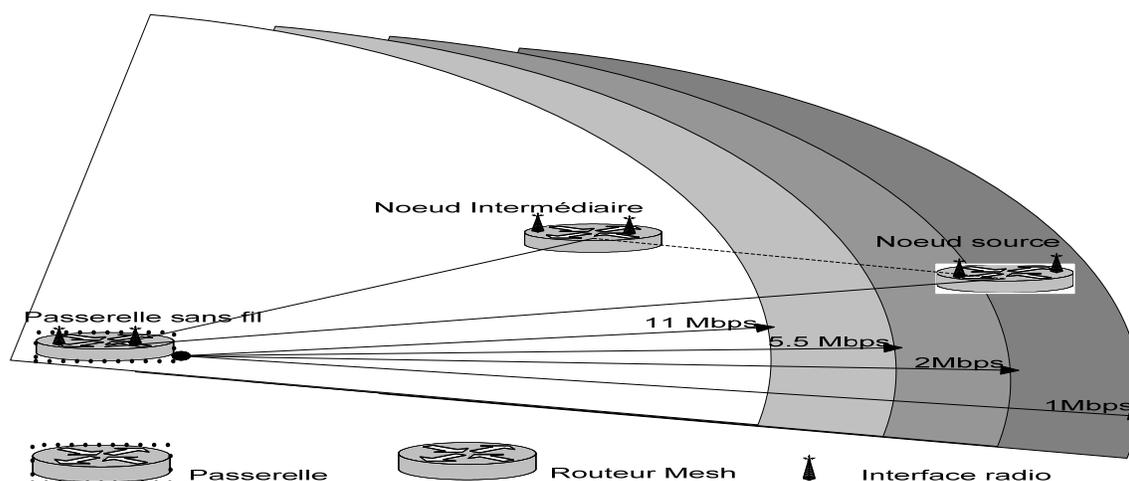


Figure 3.7 Variation du débit en fonction de sa position (zone grise) par rapport au point d'accès

3.5.4 Recouvrement et lien de Communication entre 2 nœuds du réseau

Pour établir un lien efficace entre points d'accès Mesh, il faut que ceux-ci, en plus d'opérer dans le même canal, maintiennent entre eux une zone de recouvrement. Pour assurer une redondance entre deux nœuds quelconques du réseau, il est important de choisir une topologie robuste, celle qui permet d'éviter toute séparation du réseau et qui pourrait par conséquent nuire au routage en cas de panne ou d'accident. En ce qui concerne le réseau de points d'accès, il doit être déployé de sorte que si un point d'accès tombe en panne dans une région, un autre soit disponible pour que le client puisse se connecter dans la même zone. Dès lors, le choix que l'on fait d'avoir un recouvrement entre points voisins conditionne le débit espéré entre les points d'accès.

La figure 3.8 montre les contraintes liées à l'établissement de liens sans fil entre deux nœuds voisins. Dans le cas des nœuds à radios multiples, il faut donc pouvoir gérer la

portée de chaque lien (lien en transit et lien en accès) pour assurer un débit efficace au niveau des liens établis.

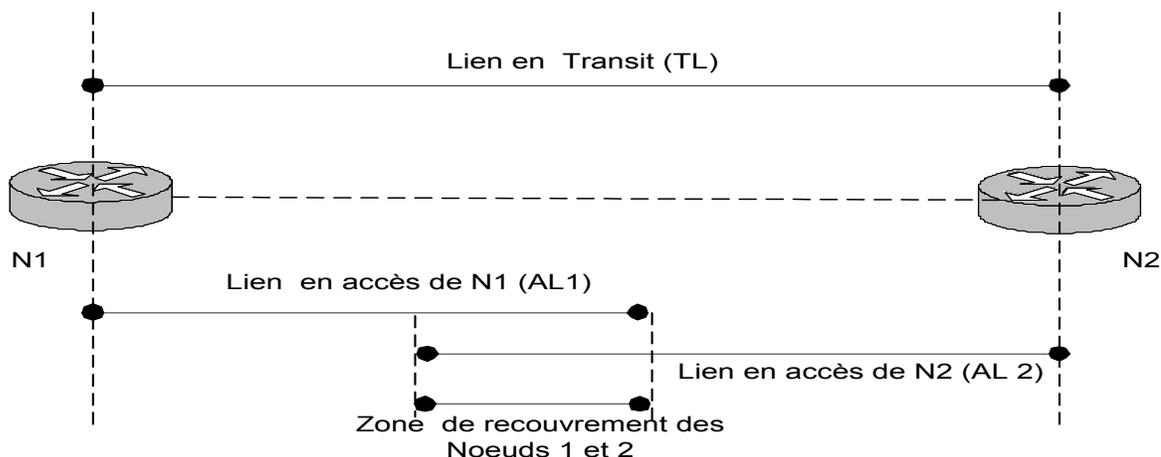


Figure 3.8 Établissement du lien et zone de recouvrement entre nœuds voisins

3.5.5 Sélection de canal

Le mode de sélection [17] du canal au niveau de chaque interface radio peut être ajusté de manière manuelle (mode de sélection de canal simple unifié ou à attribution d'un canal précis) ou de façon adaptative (mode de sélection avancée ou de sélection judicieuse de canal en fonction des variations du canal). Une interface qui utilise le mode avancé sélectionnera son canal d'opération en se basant sur un algorithme compliqué d'allocation de canal. Au contraire, en mode simple unifié une bonne planification du réseau permet de déterminer le canal d'opération de l'interface radio en fonction de la qualité et de la robustesse attendues au niveau du réseau.

Un regroupement (clustering) basé sur des contraintes bien ciblées permet de gérer beaucoup plus facilement l'attribution de canal (Figure 3.9). Nous pouvons attribuer, par exemple, un canal par cluster pour réduire les interférences dans le réseau et gérer au mieux le nombre limité de canaux disjoints selon la norme (802.11x) utilisée. Le clustering permet également d'étendre le réseau et de gérer le routage de l'information vers la passerelle de

façon locale. Il permet de gérer la topologie du réseau en fonction de la qualité de service (QoS) espérée dans le réseau, en faisant un positionnement très judicieux de la passerelle dans le réseau [23].

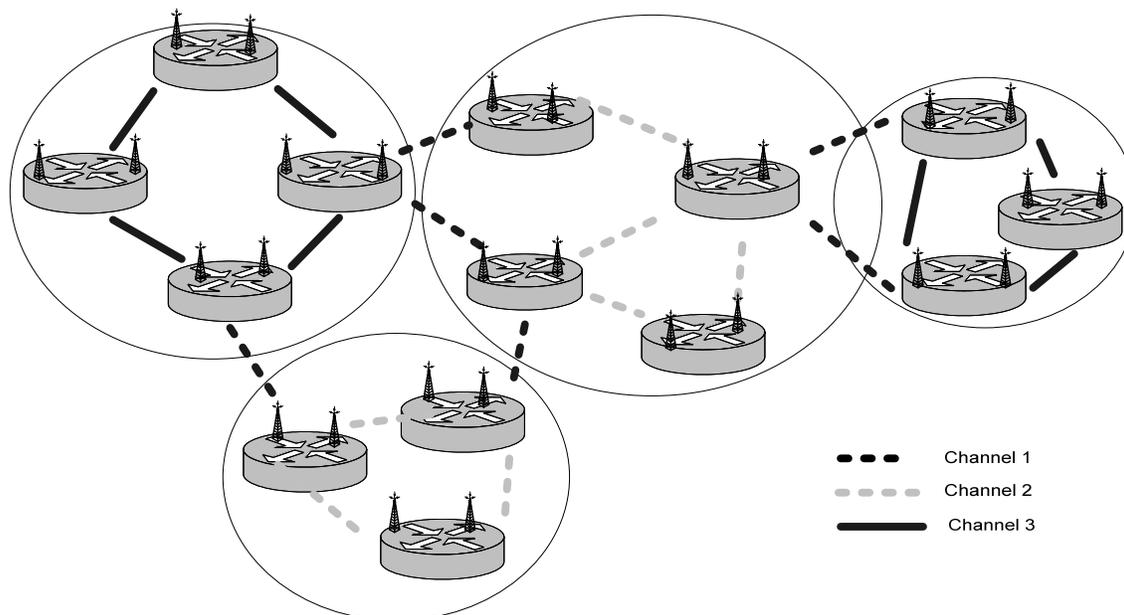


Figure 3.9 Sélection du canal et formation de cluster

3.6. Facteurs de comparaison des réseaux sans fil

3.6.1. Capacité

La capacité [24-25] d'un réseau s'évalue par la quantité de trafic qu'il peut transmettre sans en perdre. Elle est influencée par un certain nombre de facteurs qui sont : le débit du lien en accès, l'application en cours d'exécution, le nombre de clients en ligne, et la charge supportée par le réseau.

Généralement, la capacité maximale d'une liaison 802.11b avoisine efficacement les 6 Mbps au lieu des 11 Mbps théoriques, si l'on envoie des paquets de taille 1500 bytes à cause de la limitation imposée par le contrôle d'accès au médium MAC 802.11b. De plus, pour les liaisons 802.11g, la capacité maximale est de 10 Mbps au lieu des 54 Mbps

théoriques. Par ailleurs, ces capacités (bande passante utile) évoquées peuvent être revues à la baisse s'il existe dans le réseau un ensemble de protocoles (couche 3 du modèle OSI) utilisant des algorithmes permettant le transport de données sécurisées sur un réseau IP comme c'est le cas au niveau de la plupart des réseaux maillés à sauts multiples (IPsec).

3.6.2 Charge du réseau et throughput en transit (du backhaul du réseau)

Mis à part les liens en transit et en accès au niveau des éléments du réseau, le nombre de liens en transit supportés par un même AP peut être préjudiciable pour le réseau. Pour les points d'accès sans fil Mesh de Nortel, la passerelle (Gateway Internet) peut supporter une charge maximale entre 14 et 16 Mbps quand la taille des paquets envoyés est de 1500 bytes. En augmentant le nombre de relais (liens en transit) supportés par un Routeur Mesh, on observe une division ou un partage de la bande; ce qui conduit à une réduction du throughput au niveau de chaque lien. Par exemple, si trois liens en transit sont maintenus par l'IG, chaque lien a approximativement 5Mbps au maximum si on suppose que 15 Mbps représentent la charge totale et efficace supportée par la passerelle (nœud).

3.6.3. Throughput en accès

Le throughput est la charge effectivement transmise par un nœud à un autre du réseau. Le throughput de chaque usager est un indice de performance critique pour qualifier un réseau. Le throughput du client dépend de l'application en cours d'exécution, du nombre d'utilisateurs qui opèrent simultanément dans le réseau, de la distance de chaque usager par rapport à la position de son point d'accès d'affiliation, du nombre de sauts subit par son paquet pour atteindre la passerelle par défaut du réseau et enfin, de la topologie globale du réseau.

Le throughput peut être optimisé en planifiant au mieux le déploiement du réseau en augmentant la densité de points d'accès dans la zone de couverture où nous espérons une concentration importante d'utilisateurs, ou en limitant le nombre d'utilisateurs associés à un même point d'accès. Ce faisant, il est souhaitable d'utiliser des antennes bien adaptées au milieu de déploiement pour réduire les interférences, ajuster au mieux la couverture du point d'accès, choisir de manière judicieuse le canal attribué à chaque

élément du réseau et réduire le recouvrement spatial mis en place pour obtenir un throughput global élevé.

En général, plus il y a de passerelles (Gateway Internet), plus le réseau fournit un throughput élevé. Le maximum possible de routeurs Mesh doit être relié aux passerelles (Internet Gateways) pour créer une topologie efficace qui permet aux usagers de communiquer (faire transiter les paquets) plus rapidement.

3.6.4. La latence

La latence [26] dans un WMN est créée par les délais que subit la transmission de paquets au niveau des différents liens de transit dans le réseau. La latence est provoquée par le délai de retransmission de paquets. Chaque saut supplémentaire par rapport à la passerelle (IG) introduit un délai car les paquets générés doivent être reçus par des nœuds intermédiaires du réseau avant d'être acheminés selon les conditions qui prévalent autour de lui au moment précis de la communication; en effet, on a faire à des liens sans fil. La latence du réseau est étroitement liée au temps de commutation entre les nœuds du réseau. Ce temps de commutation est étroitement lié au degré de connectivité du nœud dans le réseau. Tout changement (commutation) qui intervient dans le réseau est autorisé et géré par les différentes passerelles (Gateway Internet).

3.7. Analyse des performances du réseau

La topologie d'un réseau maillé joue un grand rôle dans la performance de celui-ci. En dehors de l'utilisation d'approche multicouches entre les différentes couches du model ISO (Interconnexion des Systèmes Ouverts), une optimisation topologique est généralement gage de la performance globale du réseau. Les réseaux maillés sont des réseaux qui proposent beaucoup de flexibilité du point de vue topologique du réseau. De plus, chaque élément du réseau, n'importe où qu'il se situe, peut contribuer à l'amélioration de la performance globale du réseau. Généralement, les performances des réseaux maillés sont limitées par le nombre de sauts par rapport à la passerelle (Gateway), le nombre de relais en fonction de la profondeur du réseau ainsi que le nombre de points d'accès supportés par la même Gateway.

Par ailleurs, à eux seuls, ces trois critères conditionnent la capacité globale du réseau, son aptitude à donner une solution idéale de routage à travers la gestion de l'étranglement du réseau et aussi du temps de latence. Il faut également tenir compte de la topologie presque linéaire du milieu minier qui limitera les performances des réseaux maillés du fait des conditions extrêmes de propagation dans ce milieu souvent qualifié de chaotiques, (chapitre 5). Dans les paragraphes qui suivent, nous allons passer en revue à l'aide d'exemples, la relation étroite qui lie la topologie et les performances globales du réseau à travers des critères comme la capacité du réseau à gérer les étranglements à travers différentes topologies, le throughput du réseau et enfin la latence.

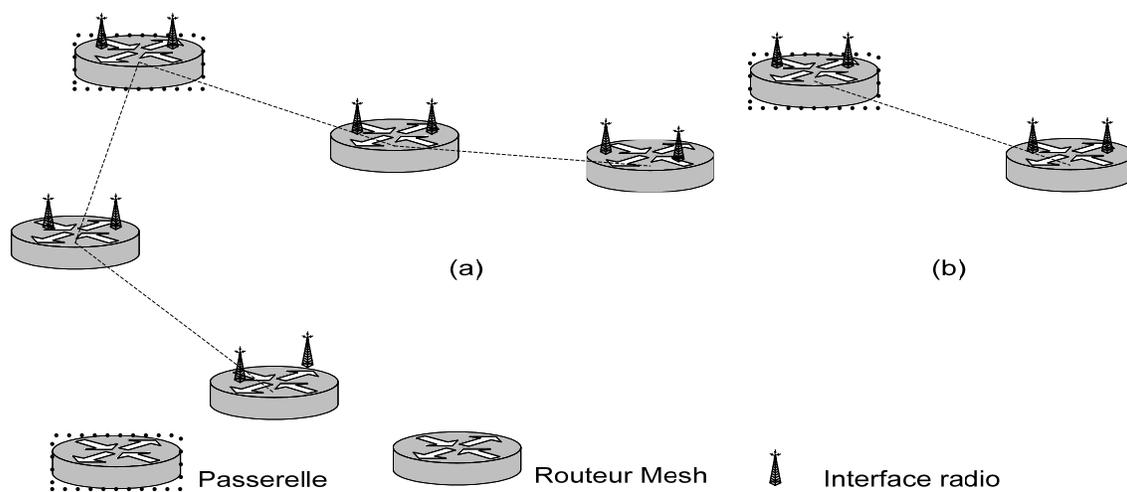


Figure 3.10 Topologie et couverture, a) Réseau étendu, b) Réseau moins étendu

La figure 3.10.b montre un réseau Mesh formé de deux éléments. Pour un tel réseau composé d'un nombre réduit de nœuds communicants avec la passerelle, la performance globale du réseau est naturellement plus intéressante que celle du réseau illustré à la figure 3.10.a. Cette dernière montre un réseau beaucoup plus étendu (nombre de nœuds plus important). Par conséquent la performance du réseau résultant est réduite globalement du point de vue throughput et latence. Par contre, la configuration topologique du réseau permet de gagner en termes de couverture. Un dimensionnement bien élaboré peut permettre d'avoir un réseau étendu plus ou moins performant en minimisant aussi la latence du réseau.

La figure 3.11.a montre un réseau à forts relais dont la performance sera moyenne à cause des interférences entre ses nœuds voisins. C'est donc une topologie de réseau qu'il faut éviter, surtout si tous les nœuds du réseau doivent opérer sur la même fréquence. Dans le cas où nous serions poussés à contrer l'interférence en procédant à une attribution dynamique des canaux, l'électronique (implémentation) au niveau des nœuds sera plus complexe. La latence introduite par le processus de demande et de réception du réseau devient plus importante à cause de l'adaptation du canal d'opération de chaque nœud dans le réseau. Quant à la figure 3.11.b, elle montre une réorganisation de la figure 3.11.a avec un peu moins de redondances entre les nœuds. La performance globale du réseau est améliorée en utilisant une topologie en anneaux et la latence du réseau est tout aussi diminuée. Il est donc indispensable de contrôler (limiter) le nombre de relais au niveau des éléments d'un réseau WMN même si pour réaliser un réseau robuste en cas d'accident du réseau, il faut introduire la redondance de chemin entre routeurs Mesh.

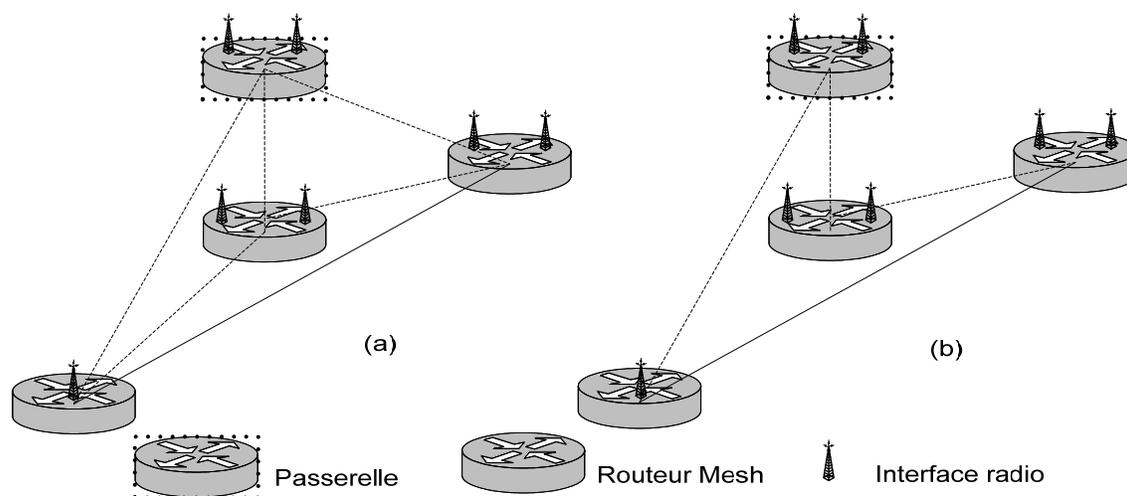


Figure 3.11 Réseau Mesh et degré de connectivité. a) topologie initiale, b) topologie idéale

Il faut alors organiser la topologie et s'assurer que les liens en transit qui sont redondants, ne soient pas utilisés par le trafic régulier ou habituel mais, qu'ils soient seulement accessibles en cas d'accident dans le réseau.

La figure 3.12.a et b évoquent le problème de performance du réseau sous l'angle de la topologie. L'élément central d'un tel réseau est la passerelle et sans doute, les nœuds qui

établissent un lien avec elle sont les mieux servis. La performance d'un tel réseau se joue au niveau du nombre de sauts qui séparent les nœuds à la passerelle. Tant que le nombre maximum d'éléments que peut supporter la passerelle du réseau n'est pas atteint, il est indispensable de bâtir la topologie du réseau en exploitant au maximum la capacité de la passerelle lors des tous premiers sauts. Dès lors, en ce qui concerne la topologie finale du réseau (figure 3.12.b) l'ajout de deux points d'accès près de la passerelle n'affectera en rien la performance au niveau des nœuds déjà présent à la figure 3.12.a.

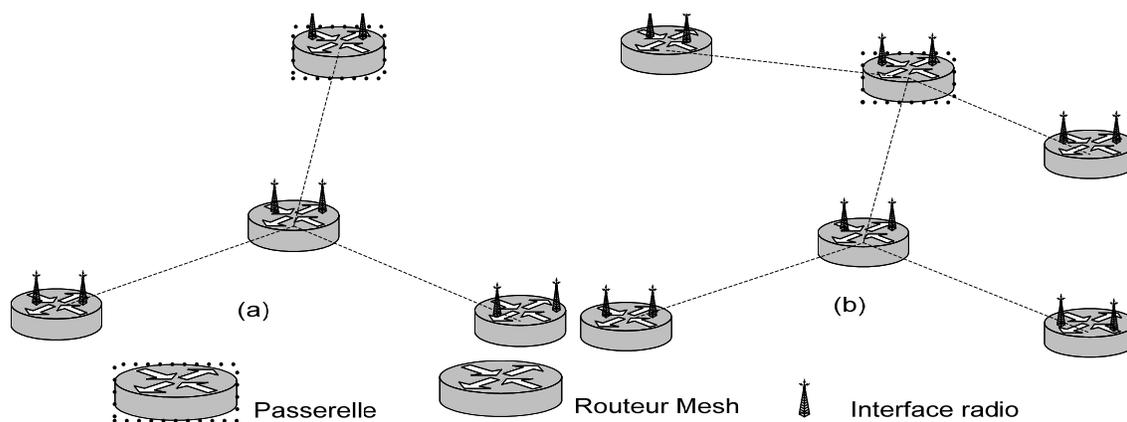


Figure 3.12 Topologie du réseau Mesh., a) Topologie initiale, b) Topologie idéale

Les figures 3.13.a et b schématisent deux topologies différentes. La figure 3.13 met en évidence le mauvais positionnement des points d'étranglement par rapport à la passerelle (Gateway Internet). Une telle topologie n'exploite d'ailleurs pas au mieux la capacité disponible au niveau de la passerelle (gateway) avant le tout premier saut. Ce qui le rend moins robuste car si le nœud qui est situé à un saut de la passerelle (Gateway Internet) tombe en panne, tous les autres nœuds se retrouvent séparés et déconnectés du réseau. Par contre sur la figure 3.13, le fait de connecter trois routeurs Mesh à une seule passerelle augmentera le délai d'acheminement des paquets dans le réseau. Du fait de l'équité du canal, chaque Routeur Mesh n'établit un lien qu'une fois sur trois, le temps que dure un

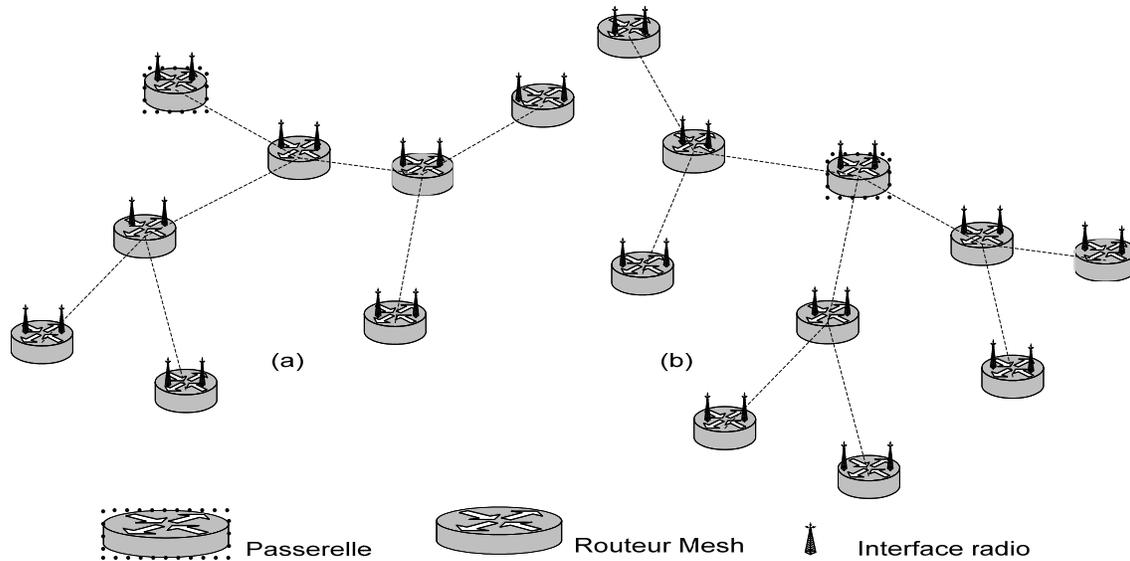


Figure 3.13 Robustesse et expansion du WMN

slot. Comme avantage avec cette dernière topologie le réseau peut profiter entièrement de la largeur de bande disponible au niveau de la passerelle La figure 3.13 donne une topologie beaucoup plus robuste et assure une large couverture (taille du réseau plus grande) du réseau

3.8 Optimisation multicouche

Nous allons aborder dans ce paragraphe, le problème lié à la recherche de chemins de routage. Bien entendu, une bonne planification peut permettre d'améliorer la performance du réseau, mais que dire du routage si le canal de propagation est instable? Généralement, dans un réseau, le terme routage désigne le mécanisme par lequel les données d'un équipement expéditeur sont acheminées jusqu'à leur destinataire en examinant les informations situées sur la couche de transport, au niveau trois du modèle OSI (IP par exemple). Lorsqu'on parle de routage dans un réseau à sauts multiples par exemple, on a tendance à choisir la métrique de chemin le plus court. Cette métrique est en général, une métrique insuffisante pour le choix de la trajectoire à suivre par un paquet comme l'a si bien montré De Cousto et al [27].

La qualité du chemin suivi par un paquet doit être appréciée de façon efficace par un certain nombre de paramètres comme le délai d'acheminement, le throughput de bout en bout, la qualité et la fiabilité du lien (lien qui propose d'autres solutions en cas de panne ou de variation dans le canal). De Cousto et al [27] ont d'ailleurs prouvé par des résultats expérimentaux issus d'essais concluants, qu'il y a une multiplicité de chemins courts (si on se fie au nombre de sauts) qui procurent un throughput très faible.

Un autre facteur important qui peut réduire le throughput du réseau et par ricochet les performances du protocole de routage, est l'effet du bilan total des interférences introduites ou induites par les nœuds intermédiaires ou voisins, effet qui peut tendre asymptotiquement vers le niveau de la puissance de transmission du nœud source. Ceci a été abordé par Gupta et al [28].

L'utilisation d'une puissance de transmission élevée crée des liens longs de bonne qualité qui favorisent le plus souvent de hauts débits de transmission. Cela entraîne toutefois des interférences de plus en plus importantes et réduit du coup l'efficacité spectrale, la réutilisation spatiale, ainsi que le throughput global du réseau. La puissance de transmission a un impact au niveau de la couche physique et sur la capacité de transmission comme mentionné plus haut. Elle a aussi une conséquence sur la connectivité du réseau au niveau, cette fois-ci, de la couche de transport. Notons que ces couches (couche physique et couche de routage) n'ont aucune interaction directe entre elles, mais pourraient interagir ou être jumelées dans le but de permettre à l'une ou l'autre couche de la pile de protocole de mieux performer. A cette fin, une optimisation multicouche serait une bonne idée.

Certaines approches de ce genre existent dans la littérature et les scénarios d'approches multicouches sont multiples. Par exemple, une approche de type multicouche peut être utile pour la conservation et le contrôle d'énergie en choisissant une portée fixe à chaque nœud du réseau c'est-à-dire opter pour une puissance de transmission fixe dans le réseau. Avec cette approche, Gomez et al [29] ont démontré que les performances du réseau peuvent être améliorées en permettant à chaque nœud de choisir sa puissance de transmission indépendamment. Cette approche a d'ailleurs aidé à doubler le throughput global du réseau.

3.8.1. Le problème de la mobilité WMN

Dans un réseau sans fil, la mobilité des stations est gérée par des scénarios bien différents. Ces scénarios visent à assurer une connexion transparente lorsque le mobile quitte une cellule pour une autre. Lorsque le mobile change de cellule mais demeure dans le même sous-réseau (subnet), l'impact du changement de cellule est négligeable. En revanche, lorsque le mobile quitte un sous-réseau (subnet) pour un autre, l'impact peut être préjudiciable à l'application en cours d'exécution. En particulier, changer simplement l'adresse IP dans un réseau sans fil n'est pas une bonne solution car toutes les connexions IP impliquées et embarquées risquent d'être brisées et la plupart des supports de stockage perturbés. C'est d'ailleurs pour cette raison que des solutions telles que Mobile IP (implémentée au niveau des points d'accès Nortel) [30], et HIP ont été introduites et développées.

Par exemple, le mécanisme Mobile IP est très complexe et est basé sur un mécanisme de routage triangulaire alors que le mécanisme HIP se résume à l'introduction d'une couche intermédiaire entre la couche IP et la couche de transport. L'avantage d'utiliser ces solutions est qu'elles ont un impact limité sur le protocole de routage et peuvent être implémentées dans des modules (couches) totalement indépendants de ceux du modèle OSI.

Par ailleurs, l'évolution des réseaux ad hoc a permis l'introduction de différents concepts de mobilité, où les usagers bougent continuellement dans un nuage sans fil. Dans ce contexte, on ne peut pas séparer mobilité et routage parce que le dynamisme introduit par la topologie a un impact sur le routage. Néanmoins, le protocole de routage ne gère pas directement la mobilité mais seulement ses conséquences. C'est d'ailleurs ce problème qui a donné naissance à certains protocoles basés sur une demande de chemins. Ces derniers sont rafraîchis au besoin en évitant de conserver des informations de routes vers des destinations qui ne sont pas toujours utilisées dans le réseau. C'est seulement plus tard que la réaction à une rupture de liens a été améliorée pour une adaptation rapide aux changements imprévus de la topologie.

Les remarques précédentes sont valables pour les architectures de réseaux ad hoc, mais dans le contexte des réseaux WMN, la mobilité au niveau des usagers est vue de manière différente. Dans un WMN, les usagers bougent de manière libre mais restent toujours connectés au point d'accès (WMN) qui couvre leur position dans la région géographique où ils se trouvent. Ceci a favorisé le design de protocole de routage qui propose les chemins à l'intérieur du réseau WMN de manière proactive, tout en tenant compte de la nature intrinsèque de la liaison sans fil car le mouvement de l'utilisateur peut être géré en le retraçant dans le WMN auquel il est associé.

3.9. Conclusion

La connaissance du voisinage est très importante dans un réseau à sauts multiples. Elle aide énormément dans le choix du chemin optimal parmi la diversité de chemins proposés par le réseau. Les critères du choix des voisins d'un nœud dans un réseau Mesh peuvent varier en fonction des caractéristiques spatio-temporelles du milieu de déploiement. Dans un milieu confiné par exemple, l'idéal serait de choisir le chemin par écoute constante du canal de propagation. Ce dernier est sujet dans une galerie de mine aux paramètres électromagnétiques (coefficient de réflexion, rugosité) du milieu et à l'effet des chemins multiples provoqués par les réflexions multiples.

Le choix du voisinage conditionne la qualité du lien de communication. La sélection de canal permet quand à elle, de réduire ou limiter les interférences entre les nœuds du réseau, surtout lorsque la densité de nœuds est importante. Il faut noter cependant que nous sommes limités par le nombre de canaux disjoints proposé par norme 802.11. Ces trois critères sont importants dans une planification du déploiement de réseau à sauts multiples et feront l'objet d'une attention particulière lors du positionnement des points d'accès Mesh sans fil ainsi que la formation des clusters pour mener au mieux la question d'extension du réseau.

Ainsi, pour mener à bien un déploiement de réseaux maillés à sauts multiples et à point d'accès possédant des interfaces radios multiples, il faut tenir compte des paramètres suivants pour avoir une meilleure performance :

- Placer la passerelle (Internet Gateway) à l'endroit où la demande (throughput) est élevée et où la latence du réseau est faible.
- Le nombre de routeurs Mesh reliés à une même passerelle (Gateway Internet) doit être choisi de manière judicieuse car il détermine la capacité de chaque routeur Mesh, peu importe l'endroit où il se trouve dans le réseau.
- Dans une ville, il faut placer les passerelles (Internet Gateway) aux intersections de préférence, et non pas à un emplacement intermédiaire. Ceci permet à la passerelle (au Gateway Internet) d'établir des liens efficaces et le place en ligne de vue directe avec tous les Routeurs Mesh qui lui sont affiliés. Nortel exige de préférence, par exemple que trois Routeurs Mesh soient directement reliés à une passerelle (Gateway Internet).

En résumé, pour un déploiement efficace des éléments du réseau, il faut :

- Attribuer aux passerelles (Internet Gateway), des emplacements où le risque d'interférences mutuelles est réduit.
- Relier le maximum possible de Routeurs Mesh à la passerelle en fonction de l'application en cours d'exécution.
- Exploiter l'option introduite dans le réseau qui permet d'utiliser un backhaul fixe filaire car elle permet de coupler plusieurs routeurs NAP dans le réseau dans le but d'augmenter la capacité globale du réseau, lorsque le nombre de clients augmente.

En somme, ces scénarios mettent en évidence un certain nombre d'éléments essentiels qui peuvent avoir un effet important sur la performance globale du réseau. Les différentes remarques seront prises en compte dans la phase de planification du réseau pour trouver la topologie adaptée. De même, à l'aide de simulations dans le cas d'un milieu confiné, les performances de certains scénarios seront évaluées à titre de comparaison. Cependant, il convient de rappeler que les milieux confinés en général et en particulier les milieux miniers, imposent plus ou moins leur topologie au réseau.

Les remarques précédentes ont mené à plusieurs constats. Le comportement des liaisons sans fil peut être imprévisible à cause de la variation du canal et de la charge injectée dans le réseau. Par conséquent, il faut éviter certains protocoles de routage qui choisissent le chemin optimal sur la base d'informations tirées uniquement du canal. Dans le cas contraire, il serait souhaitable d'améliorer l'interopérabilité entre les diverses couches

de la pile de protocoles. En ce qui concerne ce travail, nous avons proposé (chapitre 6) une approche de type multicouche qui permet aux couches bases de la pile de protocole d'aider en l'occurrence la couche de routage à prendre des décisions pour le choix du chemin optimal parmi la diversité de chemins.

Enfin, dans ce travail, la planification du réseau mettra en place des approches topologiques bien adaptées pour assurer une mobilité intéressante pour les mobiles connectés au réseau dans un milieu minier à topologie variable. La robustesse du réseau par rapport à sa topologie fera aussi l'objet d'une évaluation pour mettre en évidence sa fiabilité en cas de sauvetage ou d'accidents dans la mine.

Chapitre 4.

Déploiement de réseau Mesh sans fil et algorithmes d'optimisation

4.1. Introduction

En matière de recherche opérationnelle rappelons quelques définitions sur les ensembles et la théorie des graphes. Nous abordons dans ce chapitre les principes fondamentaux de la construction aléatoire d'arbres binaires dans la représentation d'un réseau maillé (Mesh). Nous introduisons dès lors et surtout, la notion d'arbres binaires (cluster en anglais) ainsi que ses caractéristiques qui se prêtent bien au sujet développé dans cette thèse.

En parallèle d'une approche d'optimisation basée sur la formulation mathématique, une recherche de nouvelles techniques d'optimisation à critères et contraintes multiples a été conduite. L'approche basée sur une formulation mathématique permet de mettre sous forme de système d'équations linéaires ou non linéaires les objectifs et contraintes à atteindre. La résolution de ces équations est abordée en utilisant des méthodes heuristiques ou déterministes bien adaptées. Généralement une fonction objective qui tient compte de toutes les qualités (valeurs optimales) de la solution recherchée est le plus souvent utilisée. Dans le cas où plusieurs qualités doivent être atteintes par la solution, une pondération permet de donner plus d'importance à une qualité par rapport à une autre.

La différence importante entre une optimisation approximative et une optimisation exacte se trouve au niveau du temps de calcul. Pour une optimisation exacte, la formulation du problème sous forme mathématique n'est pas aisée, surtout lorsqu'il existe une relation de non linéarité et une dépendance entre les critères comme cela peut être le cas de l'ingénierie des problèmes de planification de réseau. Or cela prendra moins d'effort pour poser le même problème et le traiter en utilisant une approche méta-heuristique appropriée (algorithme du recuit simulé, algorithme génétique par exemple). Face aux difficultés et

aux contraintes conflictuelles imposées par les problèmes d'optimisation en général et la planification du réseau en particulier, il est important que des études poussées soient effectuées pour faciliter l'implémentation des méthodes d'optimisation méta-heuristiques. C'est d'ailleurs pour atteindre cet objectif que nous explicitons certains algorithmes multicritères aussi bien heuristiques que méta-heuristiques; ceux-ci sont les plus utilisés pour la résolution des problèmes d'optimisation multicritères. Une brève description de certains de ces algorithmes sera faite dans ce chapitre. Par contre, l'utilisation de l'algorithme génétique [31] et de celui de Greedy [32] pour la résolution de problèmes multicritères sera plus approfondie. Ils ont été les plus utilisés pour optimiser les différentes situations et problèmes résolus dans cette thèse.

4.2. Ensemble dominant et clustering

4.2.1. Ensemble

Un ensemble est une collection d'objets distinguables, appelés membres ou éléments. Si un objet x est un membre d'un ensemble S , on écrit $x \in S$. Un ensemble ne peut pas contenir le même objet plus d'une fois, et ses éléments ne sont pas ordonnés. Deux ensembles A et B sont égaux, ce qui s'écrit $A=B$, s'ils contiennent les mêmes éléments.

Sous –ensembles

Si tous les éléments d'un ensemble A sont contenus dans un ensemble B , autrement dit si $x \in A$ implique $x \in B$, on écrit $A \subseteq B$ et on dit que A est un sous-ensemble de B . Un ensemble A est un sous-ensemble propre de B , noté $A \subset B$, si $A \subseteq B$ mais $A \neq B$.

Définition des ensembles.

On définit parfois les ensembles en fonction d'autres ensembles. Étant donné un ensemble A , on peut dire un ensemble $A \subseteq B$ en établissant une propriété qui distingue les éléments de B .

Cardinal d'un ensemble

Le nombre d'éléments d'un ensemble est appelé le cardinal (ou taille) de l'ensemble noté $|S|$. Deux ensembles ont le même cardinal si leurs éléments peuvent être mis en correspondance un à un. Le cardinal de l'ensemble vide est $|\emptyset| = 0$. Si le cardinal d'un ensemble est un entier naturel, on dit que l'ensemble est fini; sinon il est infini. Un ensemble fini dont on peut mettre les éléments en correspondance un à un avec les entiers naturels de l'ensemble \mathbb{N} est infini dénombrable; sinon il est dit non dénombrable.

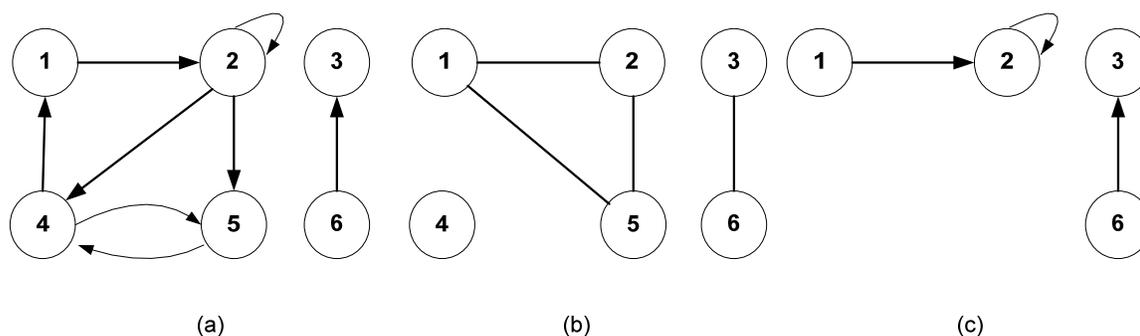


Figure 4.1 Graphes orientés et non orientés. (a) Un graphe orienté $G=(S, A)$, où $S=\{1,2,3,4,5,6\}$ et $A=\{(1,2), (2,2), (2,4), (2,5), (4,1), (4,5), (5,4), (6,3)\}$. L'arc $(2,2)$ est une boucle. (b) Un graphe non orienté $G=(S, A)$, où $S=\{1, 2, 3, 4, 5, 6\}$ et $A=\{(1,2), (1,5), (2,5), (3,6)\}$. Le sommet 4 est isolé. (c) Le sous- graphe de la partie (a) induit par l'ensemble de sommets $\{1, 2, 3, 6\}$

4.2.2. Graphe orienté et graphe non orienté

Un graphe orienté G est représenté par un couple (S, A) , où S est un ensemble fini et A est une relation binaire sur R [33]. L'ensemble S est appelé ensemble des sommets de G . On dit que l'ensemble A est l'ensemble des arcs de G . La figure 4.1.a est une représentation graphique d'un graphe orienté sur l'ensemble des sommets $\{1, 2, 3, 4, 5, 6\}$. Les sommets sont représentés par des cercles sur la figure 4.1, et les arcs sont représentés par des flèches. On notera que les boucles-arcs reliant un sommet à lui-même sont possibles.

Dans un graphe non orienté $G = (S, A)$, l'ensemble des arêtes A n'est pas constitué de couples, mais de paires de sommets non ordonnés. Autrement dit, une arête est un ensemble $\{u, v\}$, où $u, v \in S$ et $u \neq v$. Par convention, on utilise la notation (u, v) , pour représenter une arête, de préférence à la notation $\{u, v\}$, et l'on considère que (u, v) et (v, u) représentent la même arête. Dans un graphe non orienté, les boucles sont interdites, et chaque arête est donc exactement constituée de deux sommets distincts. La figure 4.1.b est une représentation graphique d'un graphe non orienté sur l'ensemble de sommets $\{1, 2, 3, 4, 5, 6\}$.

Si (u, v) est une arête ou un arc d'un graphe $G = (S, A)$, on dit que le sommet v est adjacent au sommet u . Quand le graphe est orienté, la relation d'adjacence n'est pas nécessairement symétrique. Si v est adjacent à u dans un graphe orienté. Dans les parties (a) et (b) de la figure 4.1, le sommet 2 est adjacent au sommet 1, puisque l'arc $(1, 2)$ appartient aux deux graphes. Le sommet 1 n'est pas adjacent au sommet 2 dans la figure 4.1.a, puisque l'arc $(2, 1)$ n'appartient pas au graphe.

Le degré d'un sommet dans un graphe non orienté est le nombre d'arêtes qui lui sont incidentes. Par exemple, le sommet 2 de la figure 4.1.b a pour degré 2. Un sommet dont le degré est 0, comme le sommet 4 de la figure 4.1.b, est isolé. Dans un graphe orienté, le degré sortant d'un sommet est le nombre d'arcs qui en partent, et le degré entrant d'un sommet est le nombre d'arcs qui y arrivent. Le degré d'un sommet dans un graphe orienté est égal à la somme de son degré entrant et de son degré sortant. Le sommet de la figure 4.1.a a pour degré entrant 2, pour degré sortant 3 et pour degré 5.

Un chemin de longueur k d'un sommet u vers un sommet u' dans un graphe orienté $G = (S, A)$ est une séquence $\langle v_0, v_1, v_2, \dots, v_k \rangle$ de sommets tels que $u = v_0$, $u' = v_k$ et $(v_{i-1}, v_i) \subseteq A$ pour $i = 1, 2, \dots, k$. La longueur du chemin est le nombre d'arcs dans le chemin. Le chemin contient les sommets v_0, v_1, \dots, v_k et les arcs $(v_0, v_1), (v_1, v_2), \dots, (v_{k-1}, v_k)$. S'il existe un chemin p de u à u' , on dit que u' est accessible à partir de u via p . Un chemin est élémentaire si tous les sommets du chemin sont tous distincts. Dans la figure 4.1a, le chemin $\langle 1, 2, 5, 4 \rangle$ est un chemin élémentaire de longueur 3. Le chemin $\langle 2, 5, 4, 5 \rangle$ n'est pas élémentaire.

Un sous-chemin d'un chemin $p = \langle v_0, v_1, \dots, v_k \rangle$ est une sous-séquence contigüe de sommets. Autrement dit, pour des indices i, j, k telles que $0 \leq i \leq j \leq k$ quelconques, la sous-séquence de sommets $\langle v_i, v_{i+1}, \dots, v_j \rangle$ est un sous-chemin de p .

On dit qu'un graphe $G' = (S', A')$ est un sous-groupe de $G = (S, A)$ si $S' \subseteq S$ et $A' \subseteq A$. Étant donné un ensemble $S' \subseteq S$, le sous-graphe de G engendré par S' est le graphe $G' = (S', A')$, où $A' = \{ (u, v) \in A : u, v \in S' \}$.

Le sous-graphe engendré par les sommets $\{1, 2, 3, 6\}$ et par l'ensemble d'arcs $\{(1,2), (2,2), (6,3)\}$ dans la figure 4.1.a apparaît dans la figure 4.1.c et a.

Étant donné un graphe non orienté $G = (S, A)$, la version non orientée de G est le graphe orienté $G' = (S, A')$, où $(u, v) \in A'$ si et seulement si $(u, v) \in A$. Autrement dit, chaque arête (u, v) de G est remplacée dans la version orientée, par les deux arcs (u, v) et (v, u) . Étant donné un graphe orienté $G = (S, A)$, la version non orientée de G est le graphe non orienté $G' = (S, A')$, où $(u, v) \in A'$ si et seulement si $u \neq v$ et $(u, v) \in A$. Ainsi, la version non orientée contient les arcs de G 'déarrassé de leur orientation', après suppression des boucles.

Dans un graphe orienté $G = (S, A)$, le voisin d'un sommet u est un sommet quelconque adjacent à u dans la version non orientée de G . Autrement dit, v est un voisin de u si $(u, v) \in A$ ou $(v, u) \in A$. Dans un graphe orienté, u et v sont voisins s'ils sont adjacents.

Certains types de graphes portent des noms particuliers. Un graphe complet est un graphe non orienté dans lequel les sommets sont tous adjacents deux à deux. Un graphe biparti est un graphe non orienté $G = (S, A)$ dans lequel S peut être partitionné en deux ensembles S_1 et S_2 tels que $(u, v) \in A$ implique soit $u \in S_1$ et $v \in S_2$, soit $u \in S_2$ et $v \in S_1$. En d'autres termes, toutes les arêtes passent entre les deux ensembles S_1, S_2 .

Un graphe non orienté acyclique est une forêt, et un graphe non orienté connexe acyclique est un arbre. Si un graphe non orienté est acyclique mais pas obligatoirement connexe, on dit que c'est une forêt. Nombreux sont les algorithmes qui fonctionnent pour des arbres et sont également valables pour des forêts. La figure 4.2.a montre un arbre et la figure 4.2.b montre une forêt. La forêt de la figure 4.2.b n'est pas un arbre parce qu'elle n'est pas connexe. Le graphe de la figure 4.2.c n'est ni un arbre ni une forêt, car il contient un cycle.

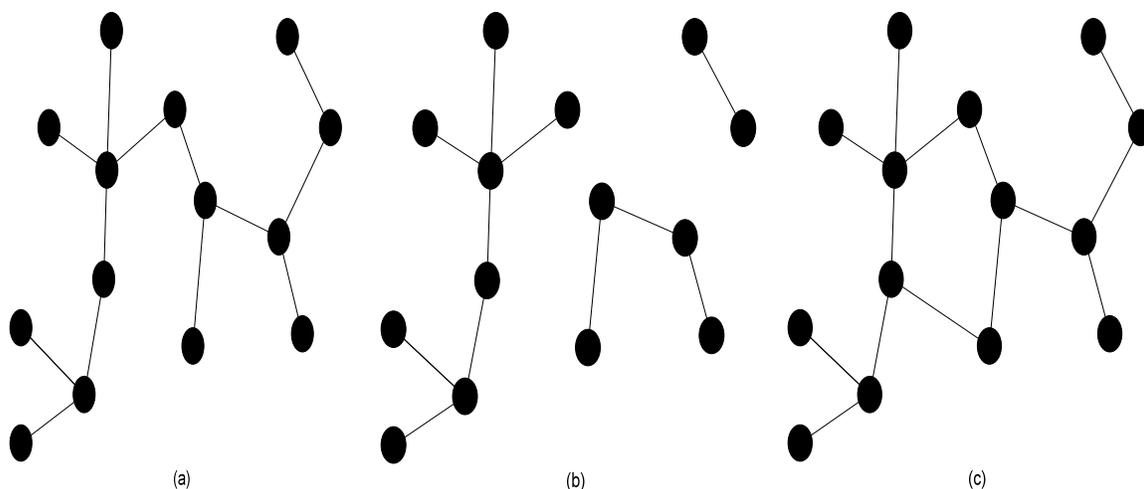


Figure 4.2 Notion de graphe : (a) Un arbre. (b) Une forêt. (c) Un graphe contenant un cycle et n'étant donc ni arbre ni forêt

4.2.3. Racines et arbres ordonnés

Un arbre enraciné est un arbre dans lequel l'un des sommets se distingue des autres. Ce sommet particulier s'appelle la racine de l'arbre. Un sommet d'un arbre enraciné est souvent appelé nœud. La figure 4.3 montre un arbre enraciné pour un ensemble de 12 nœuds, avec la racine 7.

On considère un nœud x d'un arbre enraciné T de racine r . Un nœud y quelconque sur le chemin unique allant de r à x est appelé ancêtre de x . Si y est un ancêtre de x , alors x est un descendant de y . Si y est un ancêtre de x et que $x \neq y$, alors y est un ancêtre propre de x et x est un descendant propre de y . Le sous-arbre de racine x est un arbre composé des descendants propres de y . Le sous-arbre de racine x est l'arbre composé des descendants de x , enraciné en x . Par exemple le sous-arbre enraciné au nœud 8 de la figure 4.3.a contient les nœuds 8, 6, 5 et 9.

Si le dernier arc sur le chemin de la racine r d'un arbre T vers un nœud x est (y,x) , alors y est le père de x et x est le fils de y . La racine est le seul nœud de T sans père. Si deux nœuds ont le même père, on dit qu'ils sont frères. Un nœud sans fil est un nœud externe ou une feuille. Un nœud qui n'est pas une feuille est un nœud interne.

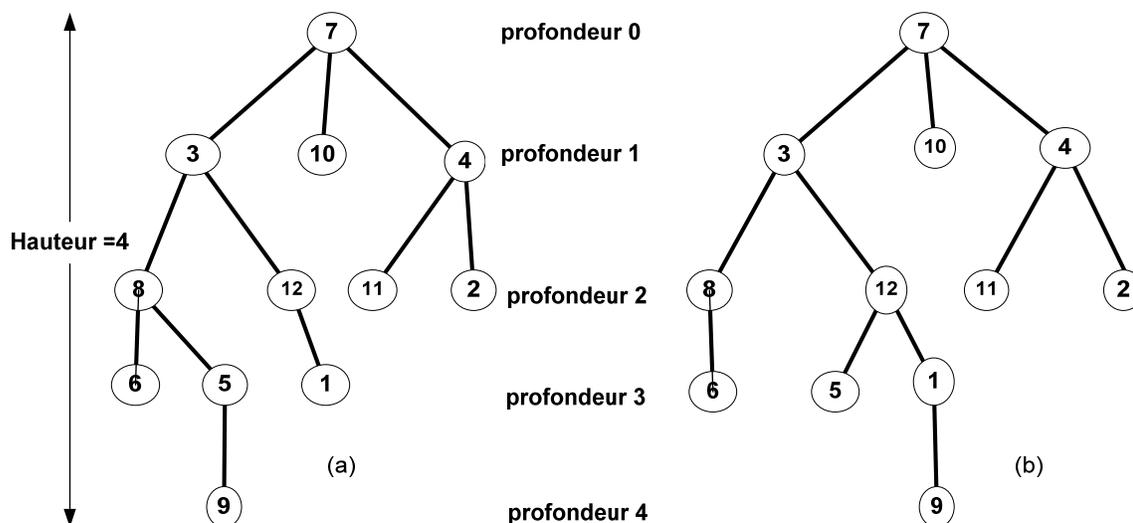


Figure 4.3 Notion d'arbre

Le nombre de fils d'un nœud x dans un arbre enraciné T est appelé le degré de x . La longueur du chemin entre la racine r et un nœud x est la profondeur de x dans T . La plus grande profondeur que puisse avoir un nœud quelconque de T est la hauteur de T .

Un arbre ordonné est un arbre enraciné dans lequel les fils de chaque nœud sont ordonnés. En d'autres termes, si un nœud a k fils, il existe un premier fils, un deuxième fils, et un k ième fils. Les deux arbres de la figure 4.3 sont différents si on les regarde comme des arbres ordonnés, mais identiques si on les regarde comme de simples arbres enracinés.

4.2.4. Réseau Mesh et théorie des graphes

Un réseau maillé est un graphe contenant un cycle et ne sera ni un arbre ni une forêt. Cependant, pour caractériser le réseau Mesh pour des questions de routage ou de gestion locale de la bande disponible, nous sommes tenus de supprimer les cycles formés par le réseau Mesh. On pourra ainsi transformer le réseau en un arbre.

Un arbre est caractérisé par sa racine, sa profondeur et sa hauteur. La profondeur d'un arbre est définie par le nombre de pères. Les pères donnent naissance à des fils qui à

leur tour deviendront à la prochaine profondeur de l'arbre, des pères. Les fils qui ne deviendront jamais pères sont des feuilles.

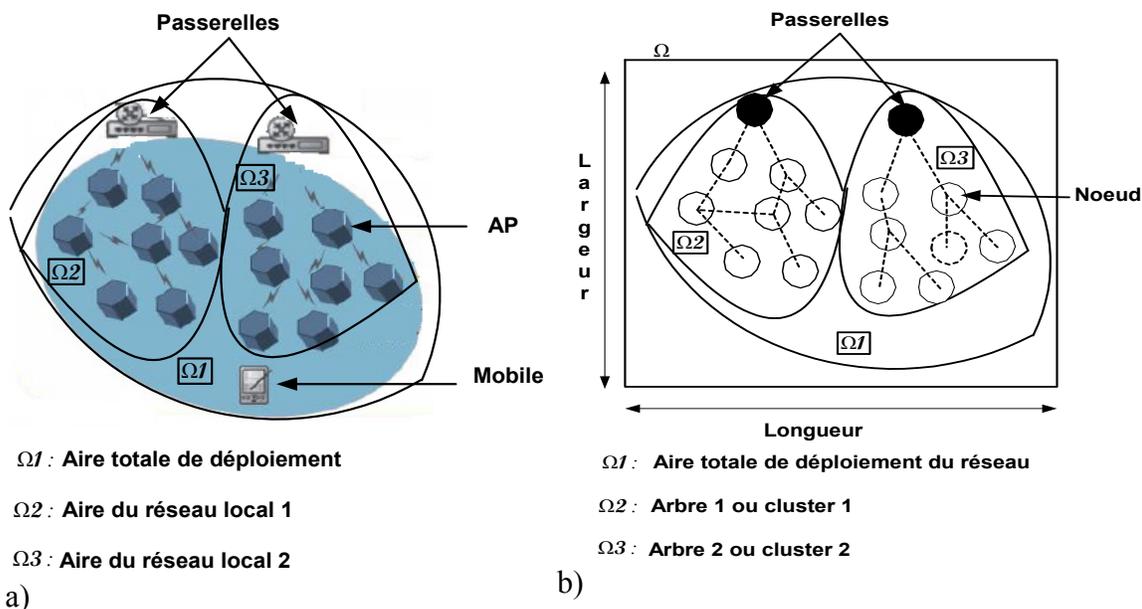


Figure 4.4 Réseau Mesh et topologie en arbre

Par analogie, (figure 4.4), et pour la suite du travail, nous retiendrons les expressions suivantes:

- Un cluster est construit principalement autour d'un arbre. On l'assimilera donc à un arbre dont les éléments (les nœuds) peuvent établir des liens entre eux
- La hauteur du cluster représente le rayon du cluster.
- La racine de l'arbre lié au cluster est la tête de cluster. À différentes profondeurs de l'arbre, les différents pères sont aussi appelés des têtes de clusters intermédiaires.
- Le nombre de nœuds qui forment un cluster (arbre) est la taille du cluster.
- Enfin, le réseau Mesh peut être divisé de manière locale en plusieurs clusters disjoints. Par principe, ces clusters disjoints sont soutenus par une forêt.

4.3 Algorithme d'optimisation et déploiement de réseau sans fil

L'optimisation consiste à déployer un réseau Mesh à sauts multiples et à plusieurs interfaces radio dans un milieu confiné. L'emplacement des points d'accès sera déterminé

de manière à optimiser la performance globale (couverture radio) du réseau dans le milieu de propagation. Il faut donc déterminer une combinaison de position de points d'accès en fonction de critères variés comme le nombre de points d'accès à déployer, le coût global de l'installation, la qualité et de la robustesse du réseau.

Le coût et la complexité d'un réseau sont étroitement liés au nombre de nœuds (points d'accès et nœuds d'utilisateurs) nécessaires pour atteindre une meilleure performance d'opération du système. La détermination optimale de l'emplacement des nœuds n'est pas aisée car un ensemble de facteurs énumérés dans le chapitre 3 précédent interviennent.

Il existe une multitude d'algorithmes [31-36] pour résoudre non seulement le problème de positionnement de points d'accès mais aussi pour gérer la possibilité qu'un réseau puisse grandir, subir des changements pour finalement devenir caduque.

Les algorithmes étudiés dans ce chapitre seront divisés en deux classes selon que la recherche de la solution optimale soit locale ou globale. Les algorithmes génétiques [31,37] et de Greedy [38] peuvent résoudre la problématique de déploiement optimal car ils s'adaptent facilement au problème d'optimisation à critères ou variables multiples. Pour obtenir des performances optimales, il est nécessaire d'adapter l'algorithme au problème, en introduisant des méthodes spécifiques et si possible, des données réelles.

Les tailles des données et des paramètres dépendent de la puissance de calcul dont nous disposons, des méthodes de recherche des solutions utilisées, du nombre de variables considérées et surtout, de la fonction coût. Si la fonction coût à optimiser comporte peu d'optima locaux et un optimum global net, le temps de calcul sera plus court que dans le cas d'une fonction beaucoup plus compliquée comportant de nombreux optima locaux. De plus, le problème du réglage des paramètres des différents algorithmes reste délicat. La fonction doit être optimisée pour chaque type de problèmes traités, ce qui constitue une part importante du travail à réaliser. En général, les caractéristiques des différents algorithmes doivent être adaptées à la topologie du paysage dessiné par la fonction d'adaptation.

4.4 Classification des méthodes d'optimisation

4.4.1 Recherche locale

Les méthodes de recherche locale (figure 4.5) partent d'une configuration initiale et appliquent successivement des transformations à la solution courante tant qu'un critère d'arrêt n'est pas vérifié. Leur mise en œuvre nécessite donc le choix :

- D'une ou plusieurs solutions initiales;
- D'une ou plusieurs transformations locales, on parle aussi de mouvement.

Comme exemple d'algorithme à recherche locale, nous pouvons citer, les algorithmes de Greedy (glouton en général), la méthode de descente ou du gradient conjugué

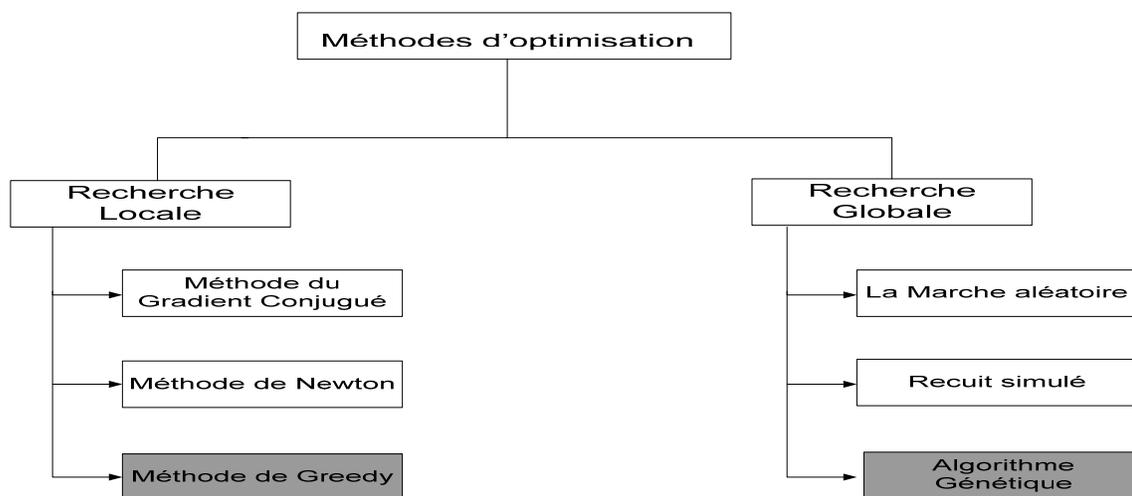


Figure 4.5 Schéma de classification des méthodes d'optimisation

Algorithme Greedy

Les algorithmes servant à résoudre les problèmes d'optimisation parcourent en général une série d'étapes, au cours desquelles ils sont confrontés à un ensemble d'options. Pour de nombreux problèmes d'optimisation, la programmation dynamique est une approche trop lourde pour déterminer les meilleures options; d'autres algorithmes, plus

simples et efficaces y arriveront. Un algorithme glouton fait toujours le choix qui semble le meilleur sur le moment. Autrement dit, il fait un choix optimal localement dans l'espoir que ce choix mènera à la solution optimale globalement.

Les algorithmes gloutons n'aboutissent pas toujours à des solutions optimales, mais ils y arrivent dans de nombreux cas. La méthode gloutonne est très puissante et fonctionne correctement pour des problèmes variés. De nombreux algorithmes peuvent être vus comme des applications de la méthode gloutonne, notamment les algorithmes sur les arbres couvrants de coût minimal, l'algorithme de Dijkstra [39] qui permet de calculer les plus courts chemins à partir d'une source unique et l'heuristique de Chvatal [40-41] pour le recouvrement d'un ensemble. Les arbres recouvrants de coût minimal forment un exemple classique de méthode gloutonne.

Élément de la stratégie gloutonne

Un algorithme détermine une solution optimale pour un problème après avoir effectué une série de choix. Pour chaque point de décision de l'algorithme, le choix qui semble le meilleur à cet instant est effectué. Cette stratégie heuristique ne produit pas toujours une solution optimale comme nous le verrons dans le problème abordé dans ce chapitre.

Propriété du choix glouton

La première caractéristique principale est la propriété du choix glouton : on peut arriver à une solution globalement optimale en effectuant un choix localement optimal (glouton). C'est en cela que les algorithmes gloutons diffèrent de la programmation dynamique. En programmation dynamique, on fait un choix à chaque étape, mais ce choix dépend de la solution des sous-problèmes. Dans un algorithme glouton, on fait le choix qui semble le meilleur sur le moment, puis on résout les sous-problèmes qui surviennent une fois que le choix est fait. Le choix effectué par un algorithme glouton peut prendre des choix effectués jusque là, mais ne peut pas dépendre d'un quelconque choix futur, ni des solutions aux sous-problèmes. Ainsi, contrairement à la programmation dynamique, qui résout les sous-problèmes de manière ascendante, une stratégie gloutonne progresse en

général de manière descendante, en faisant se succéder les choix gloutons, pour ramener itérativement chaque instance du problème à une instance plus petite [33].

Le schéma général et les fondements pratiques

Il existe plusieurs versions de l'algorithme de Greedy dans la littérature. Voici le schéma général des algorithmes de cette classe:

Le cadre : le cadre correspond à celui des problèmes d'optimisation c'est-à-dire on cherche à construire une solution pour un problème qui optimise une fonction objective.

Idée intuitive : Le principe d'une méthode gloutonne est très simple. Dans le cas d'une telle méthode, on construit tout simplement cette solution en rajoutant à chaque pas un élément selon un critère glouton, c'est-à-dire celui qui nous paraît 'localement' le meilleur un choix à 'court terme'. Si cette vision à court terme nous donne toujours une solution optimale, on parlera d'algorithme glouton exact sinon, d'heuristique gloutonne.

On peut se représenter l'ensemble des solutions sous forme d'un arbre, les solutions étant construites incrémentalement et pouvant être vues comme une suite de choix. Dans le cas de la programmation dynamique, on parcourt toutes les solutions mais on remarque que de nombreux nœuds de l'arbre correspondent aux mêmes sous-problèmes et l'arbre peut donc être élagué, ou plutôt représenté de façon beaucoup plus compacte, comme un graphe (DAG : Directed Acyclic Graph).

Dans le cas d'un algorithme glouton, on construit uniquement et directement sans backtracking, une et une seule branche de l'arbre qui correspond à une solution optimale. Dans ce cas, l'ordre dans lequel on fait les choix est important.

Le problème: dans le cadre de problème d'optimisation, on dispose le plus souvent d'un ensemble fini d'éléments E , et une solution au problème est construite à partir des éléments de E . Cela peut être par exemple une partie de E , un multi-ensemble d'éléments de E , une suite (finie) d'éléments de E ou encore une permutation de E qui satisfait une certaine contrainte. A chaque solution S est associée une fonction objectif $f(S)$ qui permet de déduire la solution qui la maximise (ou minimise).

Le schéma de la méthode gloutonne est basé sur un critère local de sélection des éléments de E pour construire une solution optimale. En fait, on travaille sur l'objet 'solution partielle' - 'début de solution' et on doit disposer de fonctions suivantes :

Sélect: qui choisit le meilleur élément restant selon le critère glouton.

Complete: qui teste si une solution partielle est une solution (complète).

ajoutPossible: qui teste si un élément peut être ajouté à une solution partielle, c'est-à-dire si la solution partielle reste un début de solution possible après l'ajout de l'élément.

Ajout : qui permet d'ajouter un élément à une solution si c'est possible.

Pour sélectionner, on trie souvent tout simplement la liste des éléments selon le critère glouton au départ et on balaie ensuite cette liste dans l'ordre. Les algorithmes de ce type opèrent selon un ordre croissant.

Complexité: soit n le cardinal de E . La complexité est donc souvent de l'ordre de $n \cdot \log(n)$ (le tri selon le critère) + $n \cdot f(n)$, si $f(n)$ est un coût de la vérification de la contrainte et de l'ajout d'un élément.

Correction: Encore, faut-il que l'algorithme donne bien la solution optimale et qu'on sache la prouver. C'est à ce niveau que réside souvent la difficulté dans les algorithmes gloutons. Les preuves de correction d'algorithmes gloutons, sont souvent basées sur une priorité de type 'échange'.

-Propriété de type échange: soit une solution quelconque différente de la solution gloutonne : on peut la transformer en une autre solution au moins aussi bonne et plus '*plus proche*' de la solution gloutonne.

On peut donc ainsi montrer par contradiction qu'il ne peut y avoir de solution strictement meilleure que la solution gloutonne: soit une solution optimale la plus proche possible de la solution gloutonne. Comme l'ensemble des solutions est fini, il y en a une. Si ce n'est pas la solution gloutonne, on peut transformer cette solution en une aussi bonne, donc toujours optimale et plus proche de la gloutonne.

Souvent, pour mesurer la proximité entre deux solutions, on trie les solutions selon le critère glouton et on regarde le premier élément qui diffère entre les deux solutions : plus il est loin (position dans le vecteur), plus les solutions sont proches. Plus formellement, on peut souvent définir un ordre total sur les solutions antérieures inférieures tel que la solution gloutonne soit maximale (ou minimale) parmi les solutions. On montre ensuite que

si cette solution gloutonne est supérieure à S alors, par la propriété d'échange, il existe S' une autre solution, tel que la solution gloutonne soit supérieure ou égale à S' . De plus on suppose que S' est supérieure à S , avec S' aussi bonne que S . Soit S maximale pour l'ordre inférieur parmi les solutions optimales (elle existe car l'ensemble des solutions étant fini) : d'après ce qui précède, la solution gloutonne S est donc optimale.

cette solution gloutonne est supérieure à S alors, par la propriété d'échange, il existe S' , une autre solution gloutonne supérieure ou égale à S' . De plus on suppose que S' est supérieure à S , avec S' aussi bonne que S . Soit S maximale pour l'ordre inférieur parmi les solutions optimales (elle existe car l'ensemble des solutions étant fini) : d'après ce qui précède, la En résumé, pour mettre au point un algorithme glouton, il faut donc trouver un critère de sélection bien adapté au problème. Ensuite, il faut être capable de montrer que le critère est bon, c'est-à-dire que la solution obtenue est optimale. Quant à l'implémentation de l'algorithme, il est généralement facile et efficace.

Exemple: Algorithme de Greedy

Considérons un ensemble de six (6) points qui sont caractérisés chacun par trois critères que voici :

1. w_i la pondération associée à l'élément i désigné.
2. p_i le profil associé à l'élément i désigné.
3. le rapport entre p_i et w_i , p_i/w_i ou densité associée à l'élément i .

Le but de cette optimisation est de trouver la combinaison de k -uplet parmi les six (6) options qui permet de maximiser la pondération totale tout en procurant un profit engendré inférieur à C , (*valeur optimale*). Pour montrer la pertinence des résultats proposés, on trouvera en utilisant l'algorithme de Greedy la solution optimale qui permet de répondre au critère 1 dans un premier temps, puis au critère 2 dans un second temps. Enfin, nous tiendrons compte conjointement des deux premiers en cherchant la solution optimal à travers le critère 3.

Étant donnés 6 échantillons caractérisés par leurs poids et le profit qu'ils peuvent chacun générer, le but de l'optimisation est donc de minimiser le poids total des échantillons qui seront choisis en maximisant le profit total qu'ils génèrent.

Soit les profils suivants :

$$\{w_1, w_2, w_3, \dots, w_n\} \text{ et } \{p_1, p_2, p_3, \dots, p_n\},$$

il s'agit de maximiser la fonction objectif 4.1a telle que l'inégalité 4.1b soit atteinte.

$$\sum_{i=1}^n p_i x_i \quad (4.1.a)$$

$$\sum_{i=1}^n w_i x_i \leq C \quad (4.1.b)$$

C est la limite supérieure que l'on aimerait atteindre. Cependant, cette limite ne doit pas être dépassée. De plus $X_n = 1$ si le n ième échantillon est choisi, sinon $X_n = 0$.

i	w_i	p_i	k	' X_6 X_5 X_4 X_3 X_2 X_1 '	Profit total	Poids total	C
1	100	40	0	'0 0 0 0 0 0'	'40'	'0'	'100'
2	50	35	1	'0 0 0 0 0 1'	'40'	'100'	'100'
3	45	18	2	'0 0 0 0 0 1'	'40'	'100'	'100'
4	20	4	3	'0 0 0 0 0 1'	'40'	'100'	'100'
5	10	10	4	'0 0 0 0 0 1'	'40'	'100'	'100'
6	5	2	5	'0 0 0 0 0 1'	'40'	'100'	'100'

Tableau 4.1 Option 1, Résultat obtenu en appliquant l'algorithme de Greedy sur la base d'un critère (le poids total des échantillons)

Option 1 : L'optimisation a lieu autour d'un seul critère qui consiste à minimiser le poids (*Weight*) total des échantillons. La contrainte à laquelle est soumis le poids total est qu'il doit être inférieur ou égal au poids total désiré ($C=100$). Donc dans ce cas, il faut trouver la combinaison de k éléments (*k-uplet*) formée d'éléments de W , (4.2) qui permettent d'atteindre la borne C visée sans la dépasser. On remarque que cette borne est

atteinte après la deuxième itération. Le profit qui relève de ce choix s'élève à 40, (Tableau 4.1).

$$W = \{w_1, w_2, w_3, \dots, w_n\} \quad (4.2)$$

Option 2 : Cette fois, l'optimisation a toujours lieu autour du même critère qui consiste à minimiser le poids (weight) total des échantillons choisis tout en visant une maximisation du profit. La contrainte à laquelle est soumis le poids total est qu'il doit être inférieur ou égal au poids total désiré ($C=100$). On remarque que seulement 80% de cette borne est atteinte après la cinquième itération. Par rapport à la première option, on a un gain de 6.25% en termes de profit, (Tableau 4.2).

i	w_i	p_i	k	' $X_1 X_2 X_3 X_4 X_5 X_6$ '	<i>Profit total</i>	<i>Poids total</i>	C
1	100	40	0	'0 0 0 0 0 0'	'0'	'0'	'100'
2	50	35	1	'0 0 0 0 0 1'	'2'	'5'	'100'
3	45	18	2	'0 0 0 0 1 1'	'12'	'15'	'100'
4	20	4	3	'0 0 0 1 1 1'	'16'	'35'	'100'
5	10	10	4	'0 0 1 1 1 1'	'34'	'80'	'100'
6	5	2	5	'0 0 1 1 1 1'	'34'	'80'	'100'

Tableau 4.2 Option 2, Résultat obtenu en appliquant une première approche de l'algorithme de Greedy sur la base de plusieurs critères (le *poids* total et le *profit* total des échantillons)

Option 3 : Cette fois, l'optimisation a lieu autour du même critère qui consiste à minimiser le poids (Weight) total des échantillons choisis tout en visant une maximisation du profit. Le profit est maximisé par la maximisation du rapport p_i/w_i . La contrainte à laquelle est soumis le poids total est qu'il doit être inférieur ou égal au poids total désiré ($C=100$). On remarque que seulement 85% de la borne visée est atteinte après la cinquième itération. Par rapport à la première et la deuxième option, on a respectivement un gain de 50% et 42% en termes de profit, (Tableau 4.3).

i	w_i	p_i	k	' $X_4 X_6 X_3 X_1 X_2 X_5$ '	<i>Profit total</i>	<i>Poids total</i>	C
1	100	40	0	'0 0 0 0 0 0'	'0'	'0'	'100'
2	50	35	1	'0 0 0 0 0 1'	'10'	'10'	'100'
3	45	18	2	'0 0 0 0 1 1'	'45'	'60'	'100'
4	20	4	3	'0 0 0 1 1 1'	'85'	'160'	'100'
5	10	10	4	'0 0 1 0 1 1'	'63'	'105'	'100'
6	5	2	5	'0 1 0 0 1 1'	'47'	'65'	'100'
				'1 1 0 0 1 1'	'51'	'85'	'100'

Tableau 4.3 Option 3, Résultat obtenu en appliquant une deuxième approche de l'algorithme de Greedy sur la base de plusieurs critères (le poids total et le profit total des échantillons via leur ratio, p_i/w_i)

Seules les options 2 et 3 maximisent le profit en minimisant le poids total des échantillons choisis dans le but d'atteindre le poids total exigé qui s'élève à 100. En pratiquement, la troisième option est donc celle qui se rapproche le plus de notre objectif d'atteindre $C=100$ avec un profit maximum de 51, le poids total des échantillons étant estimé à 85, (Tableau 4.3).

On remarque cependant qu'aucune des options évaluées précédemment ne permet d'atteindre la solution optimale du problème. Cette solution est indiquée dans le tableau 4.4. Elle permet d'atteindre le poids total visé de 100 avec un profit de 55. Cet exemple met également en évidence la qualité de la solution proposée par les algorithmes gloutons (Greedy par exemple) dont la recherche de solutions est locale. Généralement, la solution bien qu'elle ne soit pas optimale, respecte cependant les contraintes auxquelles elle est soumise, (Tableau 4.4).

$\sum_{i=1}^n w_i x_i \leq C$				<i>Solution</i>	<i>Solution</i>	<i>Solution</i>	<i>Solution</i>
				<i>Critère1 :</i>	<i>Critère2 :</i>	<i>Critère3 :</i>	<i>optimale</i>
<i>i</i>	<i>w_i</i>	<i>p_i</i>	<i>p_i/w_i</i>	<i>Poids (w_i)</i>	<i>Profit(p_i)</i>	<i>Densité (p_i/w_i)</i>	
1	100	40	0.4	1	0	0	0
2	50	35	0.7	0	0	1	1
3	45	18	0.4	0	1	0	1
4	20	4	0.2	0	1	1	0
5	10	10	1.0	0	1	1	0
6	5	2	0.4	0	1	1	1
<i>Pondération totale</i>				100	80	85	100
<i>Profil total</i>				40	34	51	55

Tableau 4.4 Résumé des solutions obtenues en utilisant l'algorithme de Greedy. La dernière colonne présente la solution optimale du problème

4.4.2 Recherche Globale

L'existence de minima locaux impose l'utilisation de méthodes d'exploration efficaces pour éviter de rester bloquer aux alentours de ces minima. Plusieurs méthodes ont été proposées et ont souvent été inspirées par des phénomènes naturels :

Le recuit simulé

Le recuit simulé est basé sur le principe d'équilibre énergétique lors de la cristallisation des métaux. C'est une méthode découverte en 1982 par S. Kirkpatrick à partir de la méthode de Métropolis (1953), [42-43] qui remarque que le problème des minima locaux est de même nature que la méthode du recuit simulé. Il a conclu que cette dernière méthode peut se modéliser à l'aide de la mécanique statistique : la distribution de

Boltzmann (4.3) mesure la probabilité $P(X)$ de visiter l'état X en fonction de son énergie $E(X)$ et la température T :

$$P(X) = e^{\left(\frac{-E(x)}{kT}\right)} / N(T) \quad (4.3)$$

Cette méthode est recommandée pour la résolution des problèmes d'optimisation combinatoire, de conception de circuits pour le placement de composants (CAO) et de traitement d'images (restitution des images brouillées).

Méthode de recherche Tabou

La méthode Tabou introduit la notion d'histoire (mémoire) dans la stratégie d'exploration des solutions. Cette méthode a été présentée pour la première fois par F. Glover [44-45]. L'idée de base consiste à introduire la notion d'histoire dans la politique d'exploration des solutions. Le nom de recherche Tabou donné en 1986 par Glover exprime l'interdiction de reprendre des solutions récemment visitées.

Algorithmes génétiques

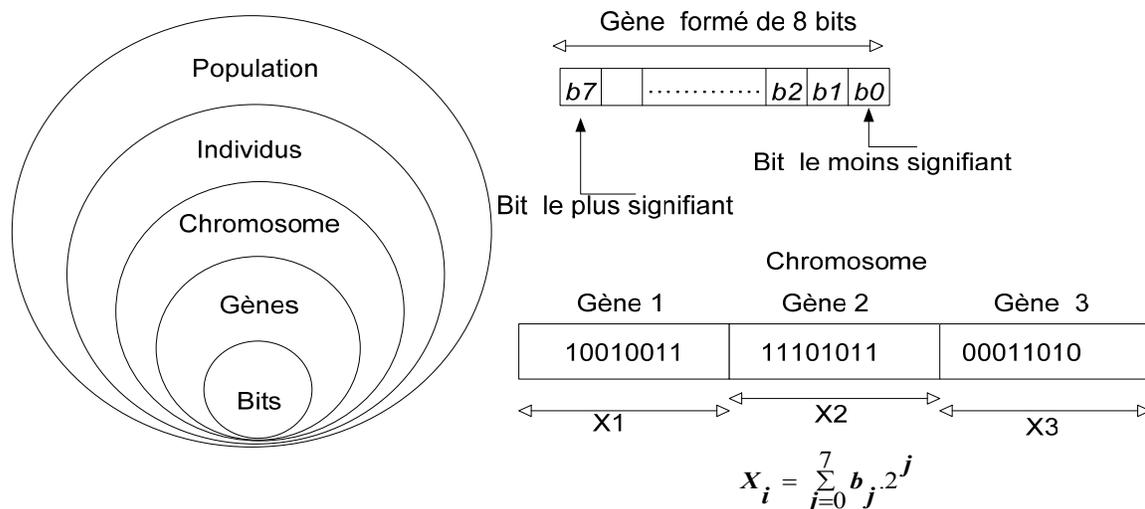


Figure 4.6 Schématisation des thèmes utilisés dans la mise en œuvre d'un algorithme génétique

Les algorithmes génétiques font référence à la sélection, à la mutation et au croisement des individus au sein d'une même espèce biologique. Les algorithmes génétiques forment une famille très intéressante d'algorithmes d'optimisation. Ils ont été proposés il y a une vingtaine d'années par J.H Holland [46]. Leur fonctionnement est calqué sur les critères de sélection naturelle. Partant d'une population initiale constituée de solutions admissibles, on introduit itérativement plusieurs générations. A chaque étape, afin de garder une population de taille raisonnable, on ne conserve que les meilleurs individus.

Principe général des algorithmes génétiques

Le principe de cette méthode d'optimisation consiste à partir d'une population (Figure 4.6) initiale de taille N créée aléatoirement. On évalue successivement le niveau d'adaptation de chacun des individus de cette population pour en extraire les m meilleurs (ceux offrant la meilleure adaptation après évaluation) et les placer dans les m (il est fixé à cinq dans le cas de cette étude) premières positions d'une nouvelle génération qui va croître au cours du processus. $(N-m)/2$ couples 'hermaphrodites' sont ensuite formés à partir de la population initiale non privée de ses m meilleurs individus déjà sélectionnés. Les différents couples sont formés par sélection aléatoire et successive de deux individus appelés individus parents; l'opération étant répétée $(N-m)/2$ fois sur la population complète (tirage avec remise). À chacun de ces couples d'individus, il faut appliquer respectivement et aléatoirement (avec une certaine probabilité) les opérateurs génétiques de croisement (mélange de bagages génétiques) et de mutation (modification abrupte de bagage génétique) pour aboutir à la 'naissance' de deux enfants supposés mieux adaptés que les individus parents du fait du mélange des bagages génétiques. Chaque couple donnant naissance à deux enfants, alors les $(N-m)/2$ couples vont produire au total $(N-m)$ enfants qui vont occuper respectivement les $(N-m)$ places restantes dans la nouvelle population créée. On réitère le processus à partir de cette nouvelle population jusqu'à ce que le critère d'arrêt soit vérifié.

Le critère d'arrêt peut prendre plusieurs formes:

- On peut suivre le meilleur individu d'une génération à l'autre et décider d'arrêter le processus s'il ne s'est pas amélioré au cours des k dernières générations.
- On peut suivre l'écart Δf entre les valeurs de la fonction d'adaptation évaluée respectivement pour les deux meilleurs individus de chaque génération et décider d'arrêter si Δf est inférieur à une certaine tolérance ($\Delta f \leq \text{tolérance}$) fixée préalablement.
- On peut suivre la fonction d'adaptation f_{max} du meilleur individu et décider d'arrêter si sa valeur atteint ou dépasse un seuil admissible fixé au préalable ($f_{max} \geq f_{seuil}$).
- On peut enfin limiter le nombre de générations n_g à explorer, au-delà duquel la méthode deviendrait désintéressante du point de vue du temps de calcul.

Généralement, la recherche se fera avec l'un des trois premiers critères d'arrêt en accord avec le dernier (une combinaison du dernier critère avec l'un des trois premiers). Dans le cadre de cette étude, le code de calibrage des paramètres par algorithmes génétiques prendra alors fin aussitôt que $f_{max} \geq f_{seuil}$ ou que le nombre de générations dépasse ' n_g '. Il s'agit donc d'une combinaison du dernier critère avec le troisième. D'autres critères sont présentés en détail par Vijay P. Singh dans [35]. Nous présentons dans la suite, les étapes de mise en œuvre des algorithmes génétiques en mettant une emphase particulière sur la fonction objective et la fonction d'adaptation, le codage des paramètres puis la reproduction à l'aide des opérateurs génétiques dont notamment, la sélection, le croisement et la mutation.

➤ Les étapes de mise en œuvre des algorithmes génétiques

❖ Définition de la fonction objective et de la fonction d'adaptation

La première étape dans la mise en œuvre des algorithmes génétiques est la définition de la fonction objective (la fonction à optimiser) avec ses variables (les paramètres du système) suivie de la fonction d'adaptation (fonction permettant d'apprécier la qualité relative de chacun des individus au regard de l'objectif visé). Souvent, l'objectif visé est de minimiser une fonction coût *fitness* associé à un individu x qui a n gènes.

Le choix de la fonction d'adaptation dépend de la nature du problème à résoudre, mais généralement, on donne la plus grande valeur d'aptitude à l'individu qui tend à résoudre le problème. On le désigne par *Max*.

Ceci étant, maximiser la fonction d'adaptation revient à minimiser la fonction *fitness* définie comme suit :

$$fitness = Max - f(x[n]) \quad (4.4)$$

Si par contre l'objectif était de minimiser

$$fitness = MSE \quad (4.5)$$

la fonction d'adaptation est alors choisie de manière à avoir un sens de variation contraire à celui de la fonction objective (la fonction d'adaptation est choisie pour croître lorsque la fonction objective décroît) puisque nous cherchons à minimiser la fonction objective. Le choix le plus banal qui s'offre immédiatement dans ce cas pour maximiser la fonction objective est celui de l'inverse. La nouvelle fonction résultante peut être évaluée comme suite :

$$la\ fonction\ d'adaptation = \frac{1}{fonction\ objective} \quad (4.6)$$

ou encore

$$la\ fonction\ d'adaptation = \frac{1}{1 + fonction\ objective} \quad (4.7)$$

Cependant, pour des raisons de simplicité, nous retenons l'option de l'inverse de la fonction objective à minimiser comme fonction d'adaptation tout en prenant garde de ne pas faire une division par zéros.

❖ Le codage du problème

L'étape suivante est le codage des gènes et des individus. Cette opération est nécessaire pour réaliser la similitude avec les chaînes d'ADN du phénomène biologique imité. Il existe plusieurs formes de codage [31]. Pour un paramètre donné, le codage consiste à remplacer sa valeur réelle (forme décimale) par une représentation binaire (succession de bits 0 ou 1). Pour un individu, ce codage consiste à concaténer toutes ses variables codées

en binaire. Chaque paramètre codé sera donc appelé gène, un ensemble de gènes constitue un chromosome, et enfin un ensemble de chromosomes constitue un individu.

Ce type de codage présente de nombreux avantages :

1. Alphabet minimum,
2. Facilité de mise en œuvre d'opérateurs génétiques,
3. Existence de résultats théoriques.

Il présente également certains inconvénients dont entre autres, le fait que la performance de l'algorithme diminue lorsque la longueur de la chaîne augmente.

En dépit des quelques insuffisances, nous retenons ici le codage binaire mais des études ultérieures pourront examiner le comportement de l'algorithme exploitant d'autres formes de codage.

Mentionnons enfin que pour un paramètre donné, la relation 4.8 permet de passer de la représentation binaire à la forme réelle:

$$x = x_{min} + \frac{(x_{max} - x_{min}) \sum_{i=1}^{l_g} b_i \cdot 2^{l_g - i}}{2^{l_g} - 1} \quad (4.8)$$

b_i désigne le bit de rang i dans la chaîne d'un gène, l_g la longueur du gène et x la variable dont le domaine de définition est $[x_{min} \ x_{max}]$.

❖ La genèse de la population

La population initiale nécessaire au démarrage du processus de recherche du n -uplet optimal par la méthode des algorithmes génétiques est créée aléatoirement selon une distribution uniforme. Dans ces conditions, le concepteur n'a véritablement pas de pouvoir de décision sur les caractéristiques des individus obtenus dans cette population initiale du fait de l'implication du hasard excepté pour leur taille qui est tributaire du nombre n_p de paramètres à optimiser et de la longueur l_g de chacun des gènes (paramètres codés) constituant l'individu (n -uplet de n paramètres codés).

Pour ce qui concerne le choix de la taille de la population, Lance fait remarquer [27] qu'une population trop petite évoluera probablement vers un optimum local peu intéressant alors qu'une taille de population trop grande sera inutile car le temps de convergence sera

excessif. La taille de la population doit donc être choisie de façon à réaliser un bon compromis entre temps de calcul et qualité du résultat.

Les populations des générations suivantes ont la même taille que celle initiale et sont créées comme décrit plus haut.

- ❖ La reproduction à l'aide des opérateurs génétiques

- La sélection

La sélection consiste à choisir les paires d'individus qui vont participer à la reproduction de la population future. Dans la littérature, ([31] par exemple) on retrouve plusieurs formes de sélection (méthode de l'élitisme, méthode de tournoi, méthode de la roue de la fortune, etc.). Nous avons choisi la méthode de sélection par la roue de la fortune ('roulette Wheel selection' en anglais) appelée parfois dans la littérature 'méthode de Monte-Carlo' car elle fait analogie avec le principe de tirage aléatoire utilisé dans les roulettes de casinos avec une structure linéaire. Le principe de la méthode consiste à associer à chaque individu un segment dont la longueur est proportionnelle à la valeur d'adaptation (*fitness*) de celui-ci. Ces segments sont ensuite placés de bout en bout sur un axe que l'on normalise de 0 à 1. Cette normalisation se justifie par le fait qu'à chaque segment associé à un individu donné, on attribue une probabilité de sélection égale au rapport de la *fitness* de l'individu considéré par la somme de toutes les *fitness* sachant que la somme des probabilités de sélection de tous les individus doit valoir l'unité ($\sum \text{Probabilité de sélection} = 1$). On tire alors un nombre aléatoire p_s de distribution uniforme entre 0 et 1, puis on 'regarde' le segment sélectionné.

Une façon équivalente de procéder consiste à associer directement à chacun des segments alignés, la *fitness* de l'individu concerné. On tire alors p_s comme décrit précédemment, puis on calcule le *fitness* correspondante en faisant le produit de p_s avec la somme de toutes les *fitness*. On identifie alors le segment concerné puis l'individu correspondant. C'est ce principe équivalent qui est utilisé dans le cadre de cette étude.

- Le croisement

Le principal opérateur agissant sur la population de parents est le croisement, (figure 4.7-4.8). Il est appliqué avec une certaine probabilité appelée taux de croisement p_c généralement proche de l'unité. Dans sa mise en œuvre, le croisement consiste à définir

aléatoirement pour les deux individus codés de chacun des couples formés par sélection, un ou plusieurs points de croisement. Deux nouveaux individus sont alors créés en échangeant les parties terminales des chaînes (croisement en un point) ou les parties des chaînes délimitées par les deux points de scission (croisement en deux points) des individus initiaux codés. Il s'agit alors d'un processus de brassage de matériels génétiques. Cet opérateur permet de bien explorer le domaine de variation des individus et de diriger la recherche vers des régions intéressantes de l'espace d'étude en utilisant la connaissance déjà présente dans la population courante.

En d'autres termes, cet opérateur permet de créer de nouvelles combinaisons de paramètres. Notons que le croisement s'effectue directement au niveau binaire ce qui fait qu'un chromosome peut être coupé au milieu d'un gène.

Nous appliquons dans le cadre de cette étude, le croisement en un point avec un taux de croisement arbitraire $p_c=0.8$ que nous varions au besoin, surtout pour une étude de sensibilité entre 0.6 et 0.8.

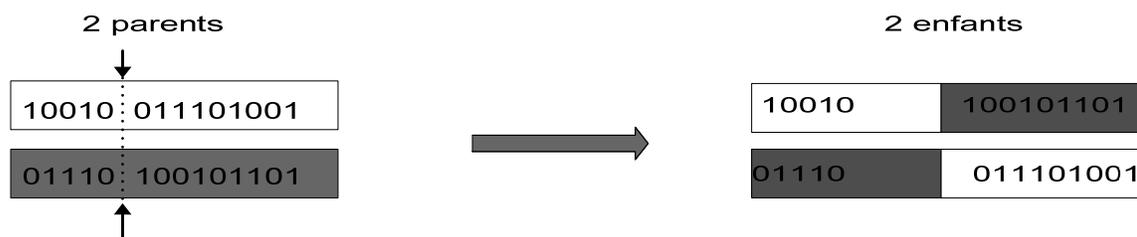


Figure 4.7 Représentation schématique du croisement en un point. Les chromosomes sont généralement beaucoup plus longs

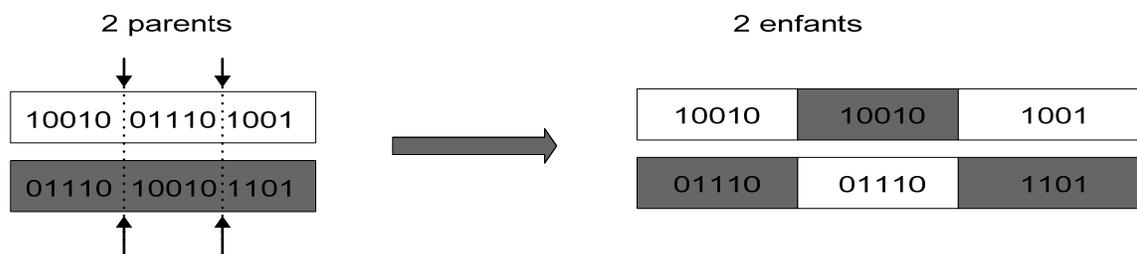


Figure 4.8 Représentation schématique du croisement en deux points. Les chromosomes sont généralement beaucoup plus longs

- La mutation

Le dernier opérateur génétique est la mutation qui se définit comme étant l'inversion d'un bit (changer 0 en 1 ou 1 en 0 dans un codage binaire) dans un chromosome. Cet opérateur s'applique avec une probabilité appelée taux de mutation P_m généralement compris entre 0.01 et 0.10. Il s'agit alors d'une modification aléatoire de la valeur d'un paramètre du système. L'opérateur mutation permet de protéger les algorithmes génétiques des pertes prématurées d'informations pertinentes. Il permet d'introduire dans la population, des informations éventuellement perdues lors du croisement. La mutation joue alors le rôle de bruit en empêchant l'évolution de se figer et elle participe ainsi au maintien de la diversité, utile à une bonne exploration du domaine de recherche.

D'après Lance dans [36], l'opérateur mutation (figure 4.9) permet une recherche aussi bien globale que locale selon le poids (probabilité) et le nombre de bits mutés. De plus, elle garantit mathématiquement que l'optimum global peut être atteint. La faible probabilité de mutation signifie que celle-ci est secondaire pour les algorithmes génétiques; nous fixons cette probabilité à une valeur arbitraire de $p_m=0.05$ dans le cadre de cette étude.

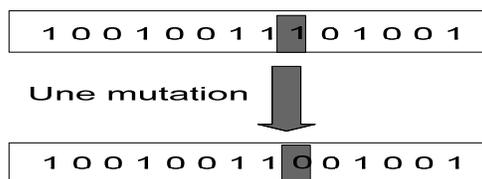


Figure 4.9 Représentation schématique d'une mutation dans un chromosome

Avantages de l'algorithme génétique

Il faut remarquer que l'algorithme génétique dont l'organigramme est présenté à la figure 4.10 présente certains avantages :

- La recherche de l'optimum est globale.
- L'optimum global peut mathématiquement être atteint grâce aux opérateurs génétiques, en particulier, la mutation [31].

- L'algorithme génétique n'a pas besoin de 'point de départ' (jeu initial de paramètres) mais effectue la recherche dans un intervalle de valeurs.
- Du fait de son caractère aléatoire, l'algorithme génétique offre une certaine souplesse dans la recherche de la meilleure combinaison. Pour le même problème et à l'aide des mêmes variables d'entrée, on peut obtenir différents jeux de paramètres après plusieurs essais successifs. L'utilisateur pourra donc faire autant d'essais qu'il voudra ou qu'il pourra, ce qui lui permettra certainement de trouver un estimateur de la solution qui sera meilleur. J.M. Johnson [31] recommande d'effectuer au moins une dizaine d'essais.

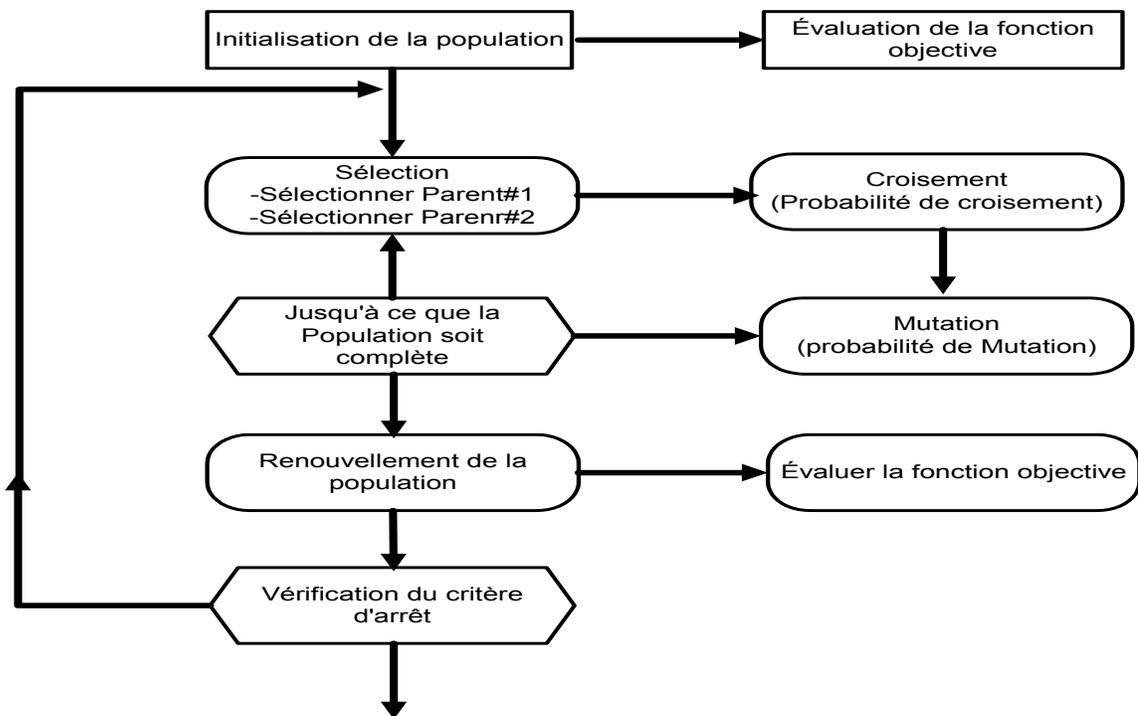


Figure 4.10 Organigramme de mise en œuvre de l'algorithme génétique

Algorithme génétique et temps de calcul

Il devient difficile à appliquer car le nombre de combinaisons possibles et par conséquent le temps de calcul, vont croître exponentiellement quand le nombre d'éléments dans l'espace

de recherche (B) augmentera (tableau 4.5). L'équation (4.9) donne un exemple du nombre de cas à examiner en fonction du cardinal de l'espace de recherche.

$$C = \sum_{g=1}^{G=B} \frac{B!}{G! \times (B-G)!} \quad (4.9)$$

B taille totale de l'univers des points qui peuvent former la solution.

G taille du vecteur-solution recherché.

Cardinal de l'ensemble d'étude	5	10	20	40	60	80	100
Nombre de combinaisons	31	1023	1 E06	1 E12	1 E18	1 E24	1E30

Tableau 4.5 Mise en évidence de l'évolution du nombre de combinaisons possibles en fonction du cardinal de l'ensemble des événements

4.5. Solution existante en littérature et visant à l'amélioration des performances du GA

Il s'agit de trouver la façon de diminuer la taille des chromosomes lorsque le nombre de gènes augmente. Dans l'approche classique présentée préalablement, la longueur de l'individu est choisie aléatoirement et affecte énormément la solution finale optimale trouvée. La fonction objective joue un grand rôle car elle peut permet d'atteindre efficacement la solution (k -uplet) optimale. Deux méthodes simples ont été proposées [47] pour remédier à cela.

Faire une optimisation dans le cadre de cette thèse a pour objectif de trouver les k meilleurs sites parmi n positions probables. Dès lors, les deux méthodes exploitent la connaissance à priori de toutes les combinaisons probables. Les individus choisis dans la population sont donc formés de ces combinaisons. Puisque seulement C_n^k , k -uplets distincts peuvent être formés parmi n positions possibles, toutes les solutions potentielles peuvent être exprimées en utilisant des individus de l gènes de longueur. Ainsi, l peut être défini comme suit :

$$2^{l-1} < C_n^k \leq 2^l \quad (4.10)$$

I_{10}	Individu I	Correspondance	Position (AP)
0	00...00	\leftrightarrow	111100...00
1	00...01	\leftrightarrow	111010...00
.....	\leftrightarrow
$C_n^k - 1$			
.....	1011....	\leftrightarrow	00.....001111

Tableau 4.6 Mise en évidence de la méthode 1

On cherche l qui répond le mieux à la relation ci-dessus. Malheureusement, le nombre d'individus qui égale 2^l , peut être plus grand que le nombre de solutions possibles C_n^k . Par conséquent, il n'est pas possible d'attribuer à chaque individu (k -uplet) un profil unique et différent (combinaison binaire). Par ailleurs, cette méthode 1 crée des individus inutiles vu que les individus sont générés de manière aléatoire dans la population et cette situation risque d'augmenter à tort le temps de simulation (tableau 4.6).

Pour la résolution du problème posé par la méthode 1, il faut idéalement que chaque individu généré aléatoirement puisse correspondre à un seul k -uplet. Selon la méthode 2, chaque individu devrait être représenté par un seul profil (combinaison binaire représenté par une solution unique). Pour atteindre cet objectif, la relation suivante a été proposée [47]:

$$M(I) = INT\left(I_{10} \cdot \frac{C_n^k - 1}{2^{l-1}}\right) \quad (4.11)$$

$$0 \leq M \leq C_n^k - 1$$

Où M est l'indice réel qui permet de décoder la combinaison binaire I choisie. I_{10} est la représentation décimale de la combinaison binaire I . INT signifie la valeur entière approchée de la valeur entre parenthèse.

Ainsi, cette transformation permet, en exploitant au mieux tous les 2^l solutions possibles, de représenter toutes les k -uplet solutions possibles.

Par ailleurs, dans le cas de la deuxième approche projetée une nouvelle transformation permet de diviser chaque individu en k parties. k reste le nombre de combinaisons voulues. Chaque partie correspond à l'index qui désigne l'indice alloué à la station. Étant donné qu'il y a n stations au total, le but visé ici est de représenter chaque partie de l'individu en utilisant l bits : l est défini comme au 4.11.

La longueur de l'individu est alors de $k \times l$ bits. L'objectif visé est d'allouer à chaque partie de l'individu, exactement une combinaison (éventualité). L'expression 4.12 traduit cette correspondance :

$$M^P = INT(I_{10}^p \cdot \frac{n-1}{2^l - 1} + 1) \quad 4.12$$

Où p indique l'indice de la position d'APs dans le k -uplet de position que contient un individu quelconque de la population courante ($1 \leq M^P \leq n$). Le tableau 4.7 présente un individu et les combinaisons possibles qui le forment dans le cas où le nombre total de combinaison viable possible est $n = 40$ et le nombre de positions d'APs désirés $k = 4$. En utilisant l'expression 4.11, nous trouvons que $l = 6$. Par ailleurs, $I = 110101 \ 111111 \ 110110 \ 100110$ représente l'individu tiré de manière aléatoire dans la population courante.

P	1	2	3	4
I^P	110101	111111	110110	100110
I_{10}^P	53	63	54	38
M^P	34	40	34	25

Tableau 4.7 Mise en évidence de la méthode 2.

Généralement, il y a des répétitions au niveau des combinaisons qui forment les individus. Cette situation augmente le temps de calcul de l'algorithme mais la fonction objectif et les différentes étapes de l'algorithme permettent de compenser cet état de fait.

Ces deux méthodes ont cependant pour but de réduire la longueur des individus dans la population; ce qui n'est pas le cas si on utilise la méthode classique de l'algorithme où la taille des individus reste un paramètre. Cependant, la deuxième méthode 2 permet une convergence plus rapide de l'algorithme génétique que la méthode 1. C'est d'ailleurs cette

approche qui est le plus souvent utilisée dans nos différentes études impliquant l'algorithme génétique.

4.6. Conclusion

Dans ce chapitre nous avons rappelé quelques notions de la théorie des ensembles permettant de mieux comprendre les réseaux maillés. On y explique qu'un réseau maillé est soutenu par une topologie en arbre selon un dimensionnement bien défini. Ce dimensionnement est d'autant plus effectif par la détermination de la profondeur ou rayon (R) du réseau, du nombre de relais qui est également le nombre de fils qu'à un père à chaque hauteur intermédiaire du réseau et enfin de la taille du réseau qui indique le nombre total de nœuds du réseau.

Nous avons abordé de manière détaillée les principes et fondements de l'algorithme de Greedy et de l'algorithme génétique. Certains avantages et inconvénients de ces deux algorithmes ont été mis en relief à l'aide d'exemples simples et concrets. Certaines améliorations subies par les deux algorithmes pour augmenter leurs performances ont été évoquées et seront pris en compte pour la résolution des problèmes d'optimisations formulés aux chapitres 3 et 7 de la thèse.

Chapitre 5.

Analyses des résultats expérimentaux

5.1. Introduction

Depuis de nombreuses années, plusieurs campagnes de mesures pour caractériser le milieu ont été effectuées dans les premières phases des projets du LRTCS [5],[6],[7]. Ces campagnes ont permis de caractériser les profils de propagation du signal en bande étroite (narrow-band) et en bande large (wide-band) à 2.4 GHz et 5.8 GHz dans un canal minier souterrain. Le profil de propagation du signal ultra large bande (UWB) entre 3 et 10 GHz dans ce milieu atypique a également fait l'objet d'investigation ces deux dernières années. Dans ce travail, une étude très avancée sur la caractérisation statistique du canal bande étroite a permis de définir la loi de répartition du signal reçu dans un canal minier. La connaissance de cette loi statistique permet, entre autres, d'étudier la qualité de la couverture des points d'accès. De fait, plusieurs paramètres indispensables pour le déploiement de réseaux sans fil tels que la portée, le seuil de propagation, la sensibilité du récepteur et le rapport signal à bruit (SNR) pour ne citer que ceux là, peuvent être facilement analysés et déterminés [48].

Une étude des performances du réseau WMN (Wireless Mesh Network) en milieu souterrain a été menée à cause de la complexité de la propagation dans ce milieu qui peut être qualifié de chaotique. Avant de pouvoir étudier la performance du WMN, nous avons dans un premier temps déployé un réseau Mesh expérimental en milieu minier souterrain (Figure 5.1). Ce déploiement nous a permis d'effectuer des tests en établissant des connexions de type TCP (Transmission Control Protocol) [49] ou UDP [50]. Selon la classe de la connexion établie au niveau du réseau par le mobile, nous pouvons évaluer la performance du WMN selon que les applications soient réalisées en temps réel (TCP) ou non (UDP).

5.2. Caractérisation du canal minier pour le déploiement de la solution Mesh en milieu minier

5.2.1. Modèle de prédiction

La prise en compte des paramètres électromagnétiques du milieu (coefficient de réflexion, coefficient de diffraction et le coefficient de rugosité) et des caractéristiques du point d'accès (puissance d'émission, débit, portée) nous permettent de prédire, en utilisant diverses techniques, le modèle de la puissance du signal au niveau de différents émetteurs sans fil à différentes fréquences déployées dans le milieu. Parmi les modèles de prédiction existant, trois modèles sont couramment utilisés. Il s'agit des modèles déterministes, empiriques et statistiques.

Le modèle déterministe

Modèle de prédiction très complexe, le tracé de rayons [51-54] reste le plus précis si la topologie et les paramètres électromagnétiques du milieu de déploiement sont correctement connus et considérés. Son défaut majeur est le temps de calcul très élevé compte tenu du nombre de rayons considérés (ou lancés). Le critère du nombre de rayons reçus par le récepteur reste aussi un problème délicat pour évaluer la puissance du signal reçu. Pour diminuer la complexité de ce modèle, selon la précision espérée, il faut soit limiter le nombre de rayons en tenant compte uniquement des rayons pertinents, soit le nombre de réflexions tolérables pour que l'effet d'un rayon lancé soit comptabilisé. Le tracé des rayons a fait l'objet soit d'une étude en deux soit en trois dimensions [54]. Il peut facilement intégrer le phénomène de la diffraction.

Le modèle de prédiction empirique

Moins précis que le modèle précédent, il est obtenu en tirant le maximum d'informations de campagnes de mesures faites dans le milieu de propagation en considérant un nombre important d'échantillons [55]. Il permet de trouver une expression analytique qui modélise correctement la variation de la puissance dans le canal. Ce modèle tient compte d'un nombre limité, mais important, de paramètres. La calibration du modèle est faite en utilisant, en général, des méthodes de régression mathématique.

Le modèle statistique

Ce modèle permet grâce à une fonction statistique de modéliser un canal de propagation notamment quand celui-ci est le siège de phénomènes importants d'évanouissements (fading). Il est de fait adopté pour l'étude du signal dans le canal minier. Quatre modèles statistiques [56] sont comparés au profil de puissance reçues et enregistrées à différentes positions du mobile par rapport à divers emplacements de points d'accès dans les différentes galeries. Il s'agit des modèles statistiques lognormal, Rice, Rayleigh et Nakagami dont les fonctions de répartition (CDF : Cumulative Density Function) sont indiqués au tableau 5.1 et dont les principaux paramètres sont indiqués au tableau 5.2.

Modèle	PDF ($f_{\gamma}(\gamma)$)	CDF ($F_{\gamma}(\gamma)$)
Rayleigh	$\frac{1}{\gamma} \exp\left(-\frac{\gamma}{\gamma}\right)$	$1 - \exp\left(-\frac{\gamma}{\gamma}\right)$
Nakagami	$\left(\frac{m}{\gamma}\right)^m \frac{\gamma^{m-1}}{\Gamma(m)} \exp\left(-\frac{m\gamma}{\gamma}\right)$	$1 - \frac{\Gamma\left(m, \frac{m}{\gamma}\gamma\right)}{\Gamma(m)}$
Rice	$\frac{K+1}{\gamma} \exp\left(-K - \frac{(K+1)}{\gamma}\gamma\right) I_0\left(2\sqrt{\frac{K(K+1)}{\gamma}}\gamma\right)$	$1 - Q_1\left(\sqrt{2K}, \sqrt{\frac{2(K+1)}{\gamma}}\gamma\right)$
Log-normale	$\frac{1}{\gamma\sigma_{\gamma}\sqrt{2\pi}} \exp\left(-\frac{10\log_{10}(\gamma) - \bar{\gamma}}{2\sigma_{\gamma}^2}\right)^2$	$\frac{1}{2} \left[1 + \operatorname{erf}\left(\frac{10\log_{10}(\gamma) - \bar{\gamma}}{\sigma_{\gamma}\sqrt{2}}\right) \right]$

Tableau 5.1 Modèles statistiques

5.2.2. Critère d'évaluation et classification des différents modèles statistiques

En statistiques, le test de Kolmogorov-Smirnov est un test d'hypothèses utilisé pour déterminer si un échantillon suit bien une loi donnée, connue par sa fonction de répartition continue, ou si deux échantillons suivent la même loi.

Il est ainsi facile de proposer un test d'hypothèses pour décider si un échantillon provient bien d'une loi donnée, ou si deux échantillons sont de la même loi, lorsque leurs fonctions de répartition sont continues. On peut aussi considérer :

$$f = \max_n (\hat{F}_n - F_n) \quad (5.1)$$

\hat{F}_n est la valeur de la fonction de répartition estimée, c'est-à-dire la valeur correspondant au n ième échantillon. Cette valeur est obtenue sur la base de la fonction de répartition dont le profil est obtenu avec tous les échantillons recueillis sur le terrain.

F_n est la valeur de la fonction de répartition obtenue en utilisant le n ième échantillon (seuil de puissance) calculée à partir d'une fonction de répartition dont les paramètres sont indiqués au Tableau 5.2.

Paramètre (X)	Rayleigh	Nakagami	Rice	Log-normale
X ₁	$\bar{\gamma}$	m	K	$\bar{\gamma}$
X ₂	-	$\bar{\gamma}$	$\bar{\gamma}$	σ_γ

Tableau 5.2 Listes des différents paramètres statistiques exhaustifs évalués pour les différents modèles statistiques

Dans le cadre de notre étude, ce test ne saurait nous satisfaire car nous ne désirons pas seulement connaître la fonction de répartition correspondant aux échantillons recueillis sur le terrain mais nous voulons également évaluer avec précisions les paramètres intéressants qui permettront de caractériser statistiquement les différents profils de la

puissance du signal reçu à différents endroits ou différentes galeries dans le milieu minier souterrain.

Niveau	Position	X ₁ (dB)	X ₂ (dB)	MSE	Rang
		Lognormal CDF			
Niveau 70 m	1	-57.5335	9.8902	0.0016	1
	2	-59.7696	11.5816	7.687E-4	1
	3	-63.1643	12.9717	5.605E-4	1
Niveau 40 m	1	-73.6395	11.6505	0.0012	1
	2	-71.6505	9.6900	0.0023	2
	3	-73.0780	9.4446	4.244E-4	1
	4	-75.3491	11.6992	2.459E-4	1

Lognormal CDF

Niveau	Position	X ₁ (dB)	X ₂ (dB)	MSE	Rang
		Nakagmi CDF			
Niveau 70 m	1	0.3755	6.54E-5	0.005	2
	2	0.2895	6.62E-6	0.0031	2
	3	0.2952	2.73E-6	0.0033	2
Niveau 40 m	1	0.3054	2.13E-7	0.0030	2
	2	0.4050	2.13E-7	6.84E-4	1
	3	0.3750	1.67E-7	0.0013	2
	4	0.4072	1.52E-7	0.0012	2

Nakagmi CDF

Niveau	Position	X ₁ (dB)	X ₂	MSE	Rang
		Rayleigh CDF			
Niveau 70 m	1	X	0.0011	0.0150	3
	2	X	0.0009	0.0250	3
	3	X	0.0005	0.0191	3
Niveau 40 m	1	X	0.16E-3	0.0134	3
	2	X	0.26E-3	0.0087	3
	3	X	0.19E-3	0.0098	3
	4	X	0.15E-3	0.0182	3

Rayleigh CDF

Niveau	Position	X ₁	X ₂	MSE	Rang
		Rice CDF			
Niveau 70 m	1	1.96E-6	2.25E-6	0.0150	4
	2	2.50E-4	3.17E-6	0.0297	4
	3	4.63E-5	8.35E-7	0.0214	4
Niveau 40 m	1	8.07E-9	3.05E-7	0.0134	4
	2	1.35E-9	7.91E-8	0.0087	4
	3	4.73E-9	7.91E-8	0.0098	4
	4	6.10E-	6.39E-8	0.0198	4

Rice CDF

Tableau 5.3 Classification des différentes fonctions de répartition comparées

Nous avons opté pour la minimisation de l'erreur quadratique entre les différentes fonctions de répartition et la fonction de répartition obtenue à partir des échantillons

recueillis. Cette erreur minimale quadratique est déterminée pour chaque distribution énumérée au tableau 5.3 et elle est utilisée comme indice de comparaison. Les résultats obtenus sont résumés au tableau 5.3.

La fonction coût (f_n) est l'erreur minimale quadratique :

$$f_n = \sum_1^n (\hat{F}_n - F_n)^2 \quad (5.2)$$

Dans le processus de comparaison, le critère de Kolmogorov permet de cibler au mieux l'intervalle qui permet de rechercher avec précision les paramètres indiqués dans le tableau 5.2 de la fonction de distribution en cours de calibration. Ce critère est aussi utilisé pour le choix de la meilleure distribution. Quant au critère MSE (erreur minimale quadratique), il est utilisé pour trouver avec une grande précision les paramètres de la fonction de répartition statistique en cours de calibration. Ce dernier critère sera aussi utilisé pour des fins de classification des différentes distributions (tableau (5.1)).

5.2.3. Détermination des paramètres statistiques issus de la modélisation de la puissance reçue dans un milieu minier confiné.

Le tableau 5.2 présente les paramètres qui permettent d'atteindre un niveau de modélisation acceptable qui nous a permis de classer les quatre modèles statistiques évoqués dans le tableau 5.1. La comparaison de ces modèles est faite sous la base de l'erreur minimale quadratique résultante [57-58].

5.2.4. Étude de la portée et de l'efficacité de la couverture d'un point s'accès en milieu confiné

La figure 5.1 montre les résultats obtenus. Ces résultats permettent de comparer les différentes fonctions de répartition énumérées préalablement dans ce chapitre. D'après ces résultats la fonction de répartition lognormale représente bien les données mesurées dans le milieu de déploiement. En effet pour une puissance reçue de 6.10^{-7} W, la différence en probabilité entre la fonction de répartition obtenue en utilisant la fonction lognormale et la fonction de répartition issue des échantillons mesurées dans le milieu de déploiement est

quasiment nulle. Cette variation est de l'ordre de 0.15 par rapport à la fonction de répartition de type Nakagami et de 0.2 par rapport aux distributions Rice et Rayleigh

Nous avons donc pu démontrer dans les références [57-58], au cours de cette étude, que deux fonctions de répartition représentent bien le profil de la puissance du signal reçu dans un milieu minier. Selon les résultats présentés dans la dernière colonne du tableau 5.2, il s'agit des fonctions de répartition lognormale et Nakagami.

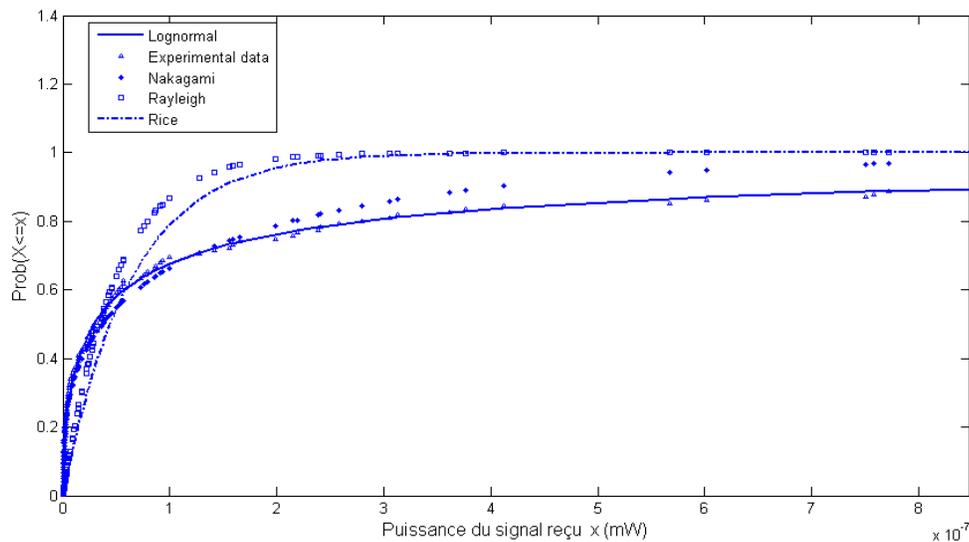


Figure 5.1 Comparaison des quatre fonctions de répartition en cours d'études (Niveau - 40 m) à l'échelle linéaire

La référence [57] présente une comparaison des quatre distributions évaluées à différents emplacements du milieu minier. Pour généraliser, dans 87% des cas, la puissance du signal reçu suit une loi lognormale. L'écart-type de la distribution est compris entre 9 et 12 dB. Cette valeur exprime la variation chaotique de la puissance dans le canal minier car le signal émis dans le canal minier est sujet à de multiples réflexions. La distribution de type lognormale, de part ses propriétés statistiques, facilite l'étude de la couverture et de la qualité de la puissance reçue dans un milieu à propagation complexe.

5.2.5. La loi de Jakes

Les modèles de propagation donnent un résultat médian [59]. Dans certaines conditions, on sait convertir la fonction de répartition du signal reçu sur toute la cellule en fonction de répartition du signal reçu sur le périmètre de la cellule.

Pour une fonction de répartition de type lognormal, si 75% des signaux reçus à la périphérie d'une cellule ont une puissance supérieure à un seuil donné, alors 90% de ces signaux seront supérieurs à ce seuil sur l'ensemble de la cellule considérée.

Plus précisément, cela veut dire que, pour une loi lognormale, 75% des échantillons sont contenus entre $(m-0.7\sigma)$ et l'infini. Il suffit donc d'ajouter une marge de 0.7σ sur le signal à la périphérie pour avoir une couverture de 90%. Les équations (5.3) illustrent ce cas.

$$\int_{m-1.4\sigma}^{+\infty} f_X(x)dx = 0.9192 \quad (5.3.a)$$

$$\int_{m-0.7\sigma}^{+\infty} f_X(x)dx = 0.7580 \quad (5.3.b)$$

Les résultats issus de l'étude de la couverture dans le milieu sont présentés à la figure 5.2.

Le signal varie très vite pendant les 12 premiers mètres et les 15 derniers mètres de la portée des points d'accès dans la zone de déploiement. Par contre, en plein milieu de la portée du point d'accès, la variation subie par la puissance reçue est quasiment nulle. Aussi, les blancs de couverture ont lieu généralement dans les 15 derniers mètres de la portée du point d'accès en question.

L'étendue des zones sans couverture dans la zone couverte par un point d'accès (AP) est négligeable car elles peuvent être évitées en faisant un pas dans n'importe quelle direction dans la région de déploiement.

La portée du signal varie selon le débit adopté pour sa transmission. Dans [57], nous avons révélé que la portée d'un AP est estimée à 67 m s'il opère à un débit de 5.5 Mbs.

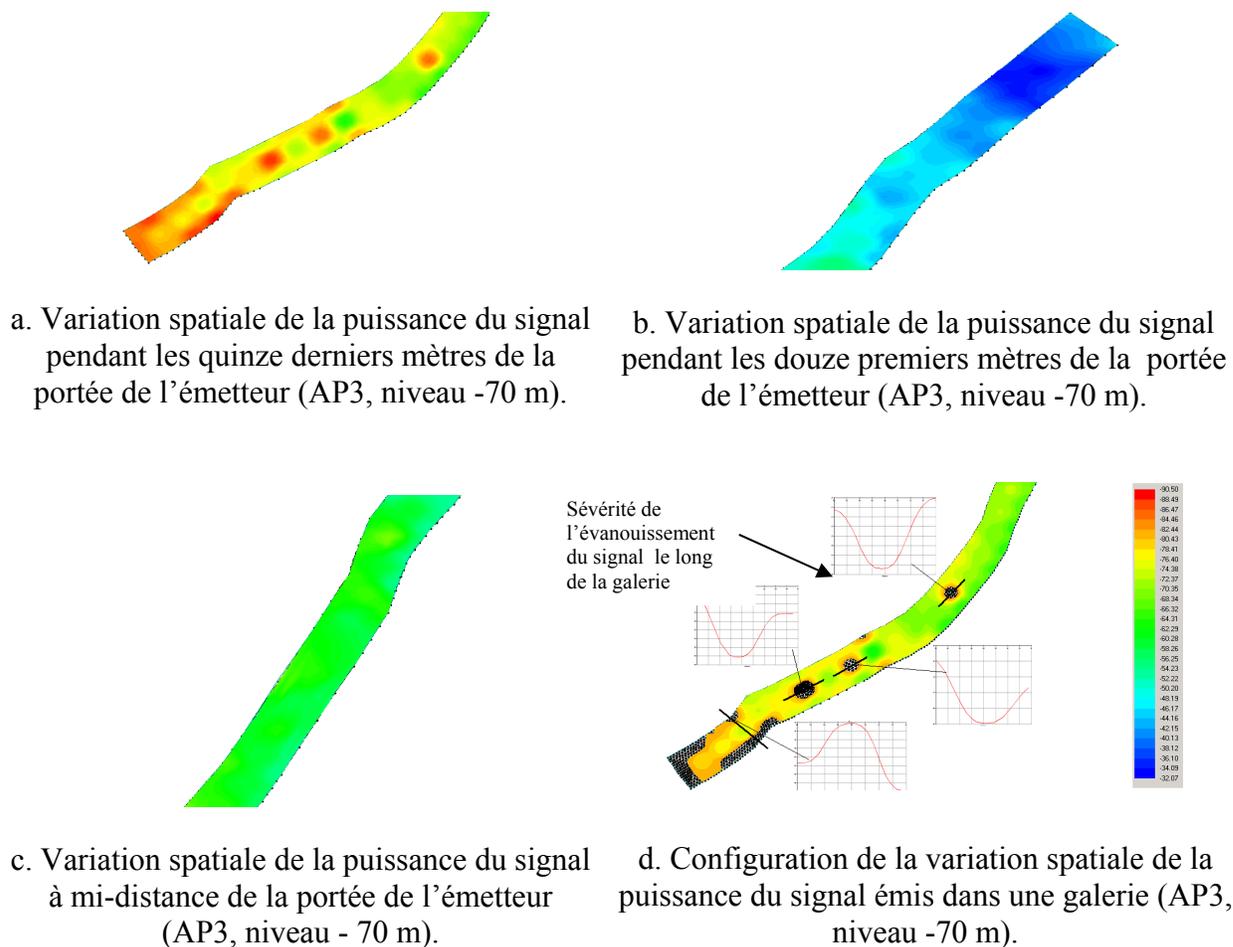


Figure 5.2 Couverture cellulaire en milieu minier confiné

5.2.6. Conclusion partielle 1

Lorsqu'un AP est positionné en plein cœur de la galerie minière, sa portée est réduite mais les liens établis sont plus efficaces car le SNR est élevé.

La moyenne statistique varie très peu d'un emplacement à un autre dans une même galerie de mines. Par contre, la variation de la moyenne de la fonction de distribution lognormale est un peu plus accentuée d'une galerie à une autre. Cette différence est imputable aux éléments actifs (antenne, amplificateur) utilisés lors des mesures. D'ailleurs,

les mesures exploitées sont dues à deux étudiants [9, 60] du LRTCS (Laboratoire de Recherche Télébec Mobilité en Communication Souterraine).

L'étude de la distribution de la puissance reçue aux alentours de l'aire de déploiement c'est-à-dire le long des murs latéraux de la galerie, est de type également lognormal, ce qui permet de déduire la puissance seuil pour atteindre 90% de la couverture de la galerie [57].

5.3. Performance du réseau Mesh en milieu souterrain

5.3.1. Quelques définitions

TCP (Transmission Control Protocol) est un des principaux protocoles de la couche transport du modèle TCP/IP [49, 50, 61]. Il permet, au niveau des applications, de gérer les données en provenance (ou à destination) de la couche inférieure du modèle (c'est-à-dire le protocole IP). TCP est un protocole orienté connexion, c'est-à-dire qu'il permet à deux machines qui communiquent, de contrôler l'état de la transmission. Les caractéristiques principales du protocole TCP sont les suivantes :

- ❖ Ordonnancement des datagrammes en provenance du protocole IP
- ❖ Vérification du flot de données afin d'éviter une saturation du réseau
- ❖ Formatage des données en segments de longueur variable afin de les "remettre" au protocole IP
- ❖ Multiplexage des données (circulation simultanément des informations provenant de sources distinctes sur une même ligne)
- ❖ Initialisation et la fin d'une communication de manière courtoise

Le protocole UDP (User Datagram Protocol) est un protocole non orienté connexion de la couche de transport du modèle TCP/IP. Lorsqu'une machine A envoie des paquets à destination d'une machine B, ce flux est unidirectionnel. En effet, la transmission des données se fait sans prévenir le destinataire (la machine B), et le destinataire reçoit les données sans effectuer d'accusé de réception vers l'émetteur (la machine A). Ceci est dû au fait que l'encapsulation des données envoyées par le protocole UDP ne permet pas de transmettre les informations concernant l'émetteur. De ce fait, le destinataire ne connaît pas

l'émetteur des données hormis son IP (Internet Protocol). Ce protocole est très simple puisqu'il ne fournit pas de contrôle d'erreurs. L'avantage d'utiliser UDP est que ce protocole de transport est sans connexion, à la différence de TCP (Transmission Control Protocol), les données étant envoyées directement.

5.3.2. Objectifs de la campagne de mesures

Pour évaluer les performances du réseau (Figure 3.4) en milieu souterrain, nous définissons dans un premier temps un cahier de charge. L'impératif est d'obtenir une topologie en arbre qui permet d'avoir au niveau de chaque élément du réseau, une bande minimale de 1Mbps. Pour cela, nous avons donc installé un réseau WMN formé d'un certain nombre d'APs, puis, par différents tests, nous avons étendu progressivement le réseau. L'extension du WMN consiste à jouer sur les paramètres que sont [23]:

La hauteur R du réseau : le nombre de saut qui sépare l'AP le plus loin du réseau à l'élément central du réseau à savoir la passerelle du réseau.

Le nombre L de dérivation (relais) : Ce paramètre permet d'évaluer à chaque niveau du réseau (profondeur intermédiaire), le nombre de points d'accès qui peuvent établir un lien avec un autre point d'accès situé un niveau plus haut, lorsqu'on se rapproche de la passerelle du réseau.

La taille S du réseau : Le nombre de nœuds communiquant vers une passerelle dans la zone OSPF. C'est aussi le nombre total de nœuds dans un cluster.

Pour déduire la configuration optimale du réseau Mesh dans le milieu dans le cadre de cette étude, il faut trouver les valeurs de R , L et S qui permettent d'assurer un throughput minimum de 1 Mbps au niveau de chaque nœud dans le réseau.

5.3.3. Matériels utilisés pour l'étude des performances du réseau

L'évaluation des performances du réseau a été effectuée en utilisant IPerf [62,63]. C'est un logiciel qui, à travers une configuration client-serveur générant des paquets de différents protocoles (UDP, TCP) mesure la bande passante du réseau.

Il est important de noter que le choix d'IPerf a été fait à la suite de nombreux tests concluants. Sa précision a été appréciée grâce à la mesure de la bande disponible au niveau d'un câble Ethernet.

5.3.4. Paramètres mesurés

Pour évaluer la performance du réseau, il faut évaluer un certain nombre de paramètres parmi lesquels:

- débit (throughput) de la communication: dans les réseaux de communication, tels que Ethernet ou de paquets radio, le débit est le taux moyen de réussite de la remise des messages sur un canal de communication. Ces données permettent d'évaluer la qualité des liens de communication établis entre 2 nœuds (un émetteur et un récepteur) sur la base des conditions de propagation du signal qui prévaut entre eux dans le canal. Le throughput est généralement mesuré en bits par seconde (bit / s ou bps), et parfois en nombre de paquets par seconde.
- gigue du réseau: c'est la gigue du réseau. Il représente la variation du délai entre les trames envoyées. C'est aussi un paramètre qui entre en ligne de compte pour l'évaluation de la qualité de service fournie par les différents éléments du réseau.
- Les pertes de paquets: c'est un paramètre indispensable pour évaluer la fiabilité de la liaison qui relie un émetteur et un récepteur pendant un intervalle de mesure bien déterminé. L'intervalle de mesure est fixé dans ce cas-ci à 60 s.

Les essais que nous avons réalisés dans le cadre de cette thèse peuvent être influencés par les trois paramètres suivants : Le throughput du réseau, la longueur des paquets échangés et aussi la taille des mémoires tampons.

La taille des paquets est fixée à 1470 bytes. Quant à la taille du buffer, il est fixé à 8 kbytes par défaut, soit environ six fois la taille d'un paquet pour éviter le phénomène d'étranglement du réseau par les fils d'attente dans le réseau. Ceci peut avoir un effet sur les pertes de paquets dans le réseau et plus concrètement sur la performance du réseau.

5.3.5. Caractéristique des points d'accès mesh utilisés

Le nombre de sauts dans le réseau Mesh est limité à trois malgré la portée très élevée des antennes au niveau des interfaces radio Mesh en espace libre (en annexe A). La portée est étroitement liée aux paramètres d'antennes des interfaces radio des éléments du réseau. Les caractéristiques réseaux des antennes de nos points d'accès en espace libre sont indiquées au tableau 5.4.

Lien en transit		Lien en accès	
Data rate (Mbps)	Portée (m)	Data rate (Mbps)	Portée (m)
54	200	11	125
36	320	5.5	200

Tableau 5.4 Débit versus portée en espace libre.

La portée varie selon le débit de transmission du signal et affecte l'efficacité du lien établi entre les éléments du réseau. Ce qui explique qu'il faille prendre en compte la différence de portée au niveau des différentes interfaces radio de chaque élément du réseau dans nos critères d'optimisation.

5.3.6. Montage et Protocole de mesure

La figure 5.3 présente le montage expérimental nécessaire pour cette étude. Les blocs Iperf client et Iperf serveur situés dans le même réseau WMN sont destinés à prélever les informations utiles pour évaluation de ce réseau. Iperf est un logiciel informatique permettant la mesure de différentes variables d'une connexion réseau IP. La source est située dans la galerie et reste connectée à différents APs tandis que la destination est toujours au niveau de la passerelle du réseau et ne bouge pas lors de nos tests. La source envoie et échange des paquets de tailles variables avec le serveur IPerf en passant par la passerelle du réseau. La réception de la réponse par rapport aux paquets envoyés au niveau de la source est donc liée à la disponibilité de bande (ou ressource) au niveau de la passerelle. Les scénarios mis en place pour atteindre nos objectifs sont indiqués au tableau

5.5. Il s'agit de scénarios qui mettent en évidence non seulement l'effet du nombre de sauts qui séparent l'AP auquel est connecté le client Iperf (source) et la passerelle du réseau mais aussi la réduction de la bande disponible dans le réseau qui est induit par tout ajout inutile de APs dans le réseau [64-68]. On désigne par APs inutiles tous les APs qui sont dans des zones où il n'y a pas de trafics et qui ne jouent aucun rôle dans le transfert de données au niveau des zones où se déroulent des activités.

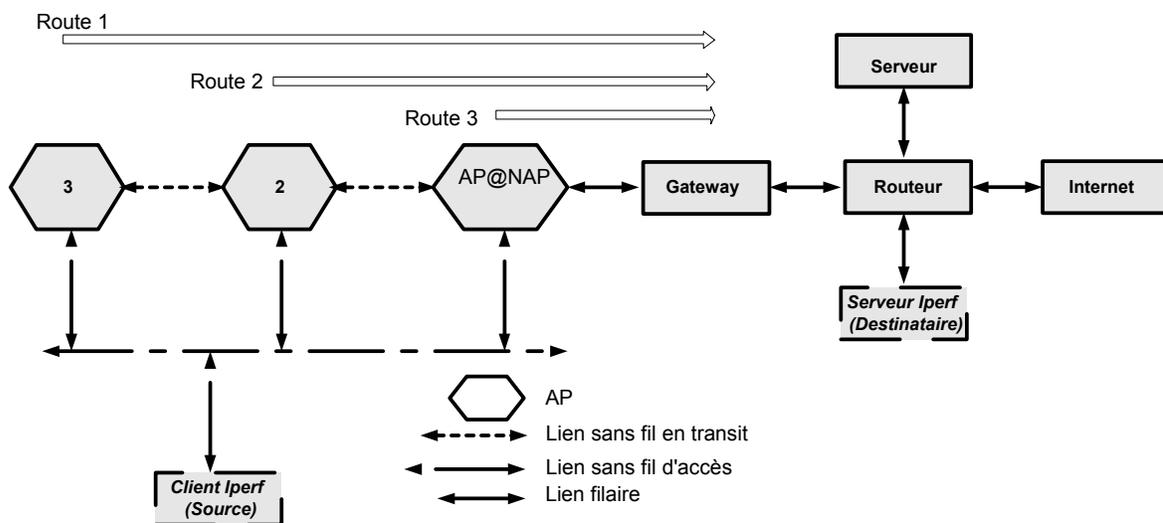


Figure 5.3 Montage d'évaluation de la bande disponible dans le réseau [64]

Scénarios	État de l'AP@NAP	État de l'AP2	État de l'AP3	Le Client est connecté à l'
1	Vrai	Faux	Faux	AP@NAP
2	Vrai	Vrai	Faux	AP@NAP
3	Vrai	Vrai	Vrai	AP@NAP
4	Vrai	Vrai	Faux	AP2
5	Vrai	Vrai	Vrai	AP2
6	Vrai	Vrai	Vrai	AP3

Tableau 5.5 Les différents scénarios mis en place

Vrai: AP est actif et capable d'établir des liens avec ses voisins.

Faux: AP est non actif et donc, pas alimenté.

5.3.7. Discussion des résultats expérimentaux

Le protocole de routage peut apporter des limitations au niveau du nombre de sauts qui sépare la passerelle du réseau du point d'accès qui lui est géographiquement le plus distant. Ces limitations diminuent les performances visées au niveau de chaque élément du réseau, performances qui peuvent par conséquent limiter la capacité globale du réseau.

Cas 1: Protocole UDP

Les performances (Figure 5.4) UDP du réseau, lorsqu'on s'éloigne de la passerelle en termes de nombre de sauts par rapport à la passerelle, ne varient presque pas. Ce n'est naturellement pas le cas au niveau du délai de transmission entre la source et le destinataire quand le nombre de sauts augmente.

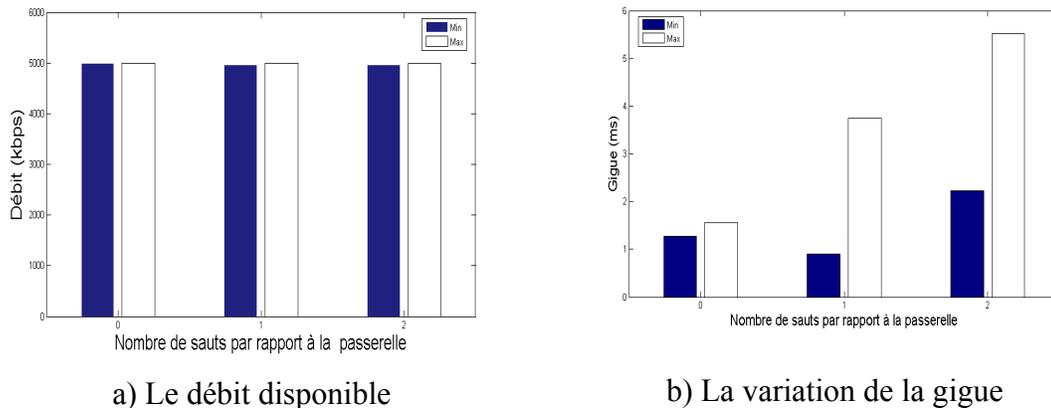


Figure 5.4 Performance UDP

La figure 5.4.a présente le throughput disponible dans le réseau (UDP) en fonction du nombre de sauts qui séparent l'AP auquel le mobile est connecté de la passerelle du réseau. Quant à la figure 5.4.b, elle montre la variation de la gigue au niveau du réseau en fonction du nombre de sauts qui séparent l'AP auquel le mobile est connecté de la passerelle du réseau.

Cas 2: Protocole TCP

Les performances TCP du réseau, lorsqu'on s'éloigne de la passerelle en termes de nombre de sauts par rapport à la passerelle, varie considérablement d'après les résultats obtenus à la figure 5.5.

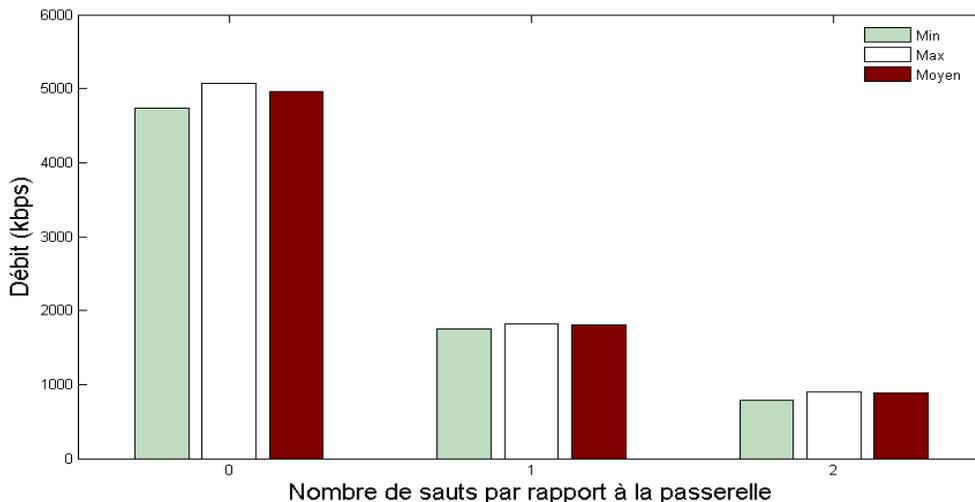


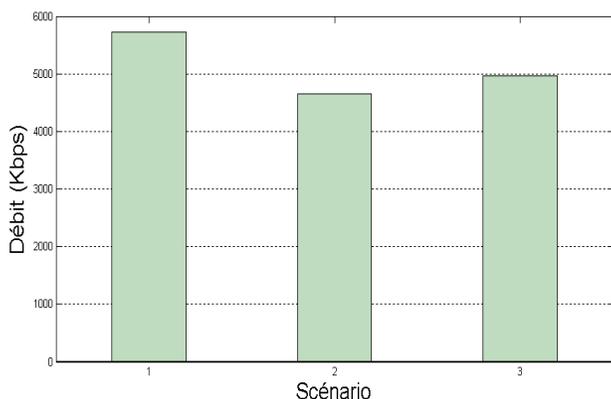
Figure 5.5 Performances TCP pour la bande totale allouée par la passerelle du réseau à tous les nœuds du réseau situés respectivement à 0, 1, 2 sauts de l'AP@NAP du réseau.

TCP (débit)

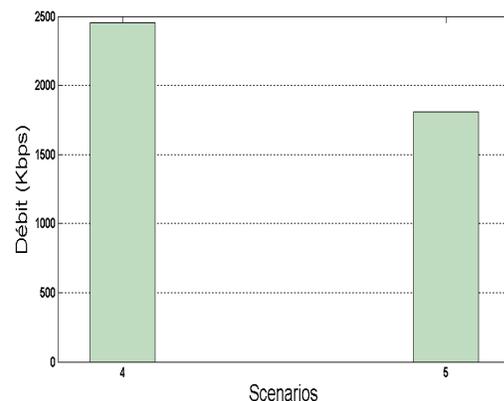
Nous avons évalué la bande totale disponible dans le réseau Mesh en considérant les conditions de propagation dans le milieu. Cette étude, comme nous l'avons annoncé plus haut, met aussi en évidence l'utilisation de la bande par le protocole de routage mis en place dans le réseau (Figure 5.6.a et b).

Nous avons déduit la bande totale disponible dans le réseau en fonction du nombre de sauts qui séparent la passerelle du réseau à l'AP auquel le mobile est connecté. Nous avons mesuré la bande disponible au niveau de chaque nœud selon le nombre de sauts qui le séparent de la passerelle à laquelle il est associé dans le réseau. Les figures 5.6.a, b, c et d présentent respectivement la bande totale mesurée au niveau de l'AP@NAP suivant respectivement les scénarios 4, 2 et 3, la bande totale allouée par la passerelle du réseau à tous les nœuds du réseau situés un niveau (un saut) après AP@NAP du réseau selon les

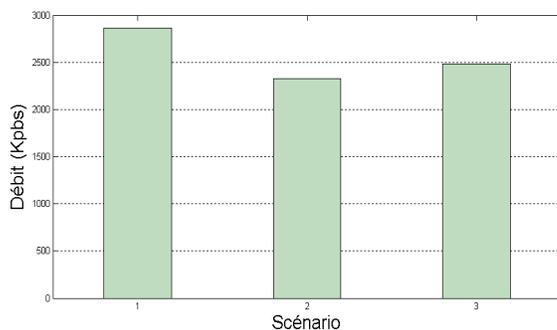
scénarios 4 et 5, la bande totale allouée par la passerelle du réseau à tous les nœuds du réseau situés un saut après AP@NAP du réseau selon les scénarios 1, 2 et 3 et la bande totale allouée par la passerelle du réseau à chaque au nœud du réseau situé respectivement à 0, 1, 2 sauts de l'AP@NAP du réseau. Sur la base de résultats obtenus à la figure 5.6, nous avons pu déduire la topologie du réseau qui assure une bande minimale de 1 Mbps disponible au niveau de chaque AP selon sa position dans l'arbre et selon la route qu'il établit vers une passerelle quelconque du réseau.



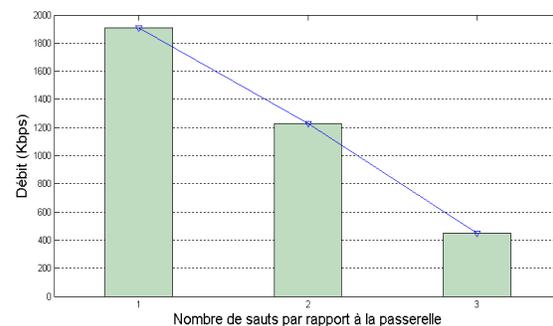
a) Bande totale mesurée au niveau de l'AP@NAP



b) Bande totale allouée



c) Bande totale allouée par la passerelle selon le scénario



d) Bande totale allouée par la passerelle dépendamment du nombre de sauts

Figure 5.6 Bilan de résultats : Performance expérimentale TCP [64]

La consommation de la bande au niveau de chaque AP, du fait de l'établissement puis du maintien de la route (protocole de routage) entre le nœud et la passerelle, n'est pas négligeable [64]. Nous avons évalué à respectivement 30 et 20% les pertes en bande observées sur les figures 5.6.a et b. C'est d'ailleurs ce pourquoi le choix porté sur un réseau de type Nortel, Tropos ou Cisco peut être influencé par la technique de routage choisie. Généralement, tous les protocoles de routage sont orientés vers une dynamique qui tient compte de différentes éventualités qui peuvent porter préjudice au réseau. Dans le même sens, il est inutile de choisir des protocoles de routage qui gèrent certains mécanismes peu indispensables dans le milieu de déploiement et qui pourraient consommer inutilement la bande disponible dans le réseau. En ce qui concerne les résultats présentés à la figure 5.6.d, il permettent d'affirmer que la capacité totale disponible à différentes profondeurs de la topologie en arbre du réseau en termes de nombre de sauts, décroît asymptotiquement $O(1/2^n)$ [64]. La variable n est le nombre de sauts qui séparent le point d'accès auquel est connecté le mobile à la passerelle du réseau auquel il est associé.

5.4. Proposition d'une topologie adéquate en milieu confiné.

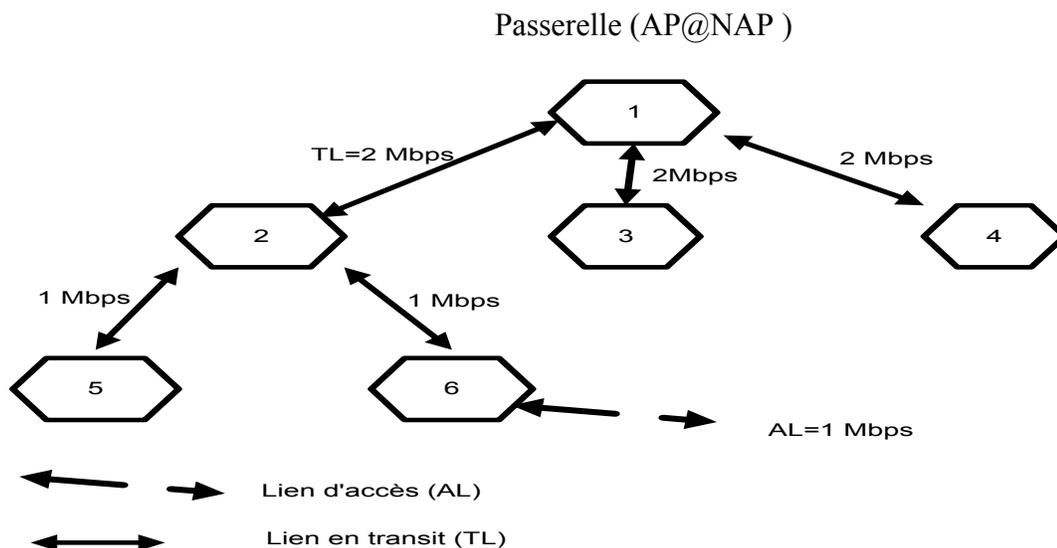


Figure 5.7 Topologie idéale du réseau en milieu confiné minier

En conclusion, la topologie de la figure 5.7 permet d'assurer la disponibilité d'1Mbps de bande à chaque nœud du réseau où qu'il se trouve dans le réseau.

La passerelle (Nœud numéroté 1) du réseau peut établir des liens sans fil avec un maximum de trois APs (nœuds 2, 3,4) à la fois (niveau 0).

Chaque AP (nœuds 2 ou 3 ou 4) situé au niveau 1 et plus peut établir des liens avec seulement un maximum de 2 APs à la fois. Le nœud 2 à la figure 5.7 établit deux liens avec les nœuds 5 et 6.

La profondeur maximale du réseau en termes de nombre de sauts est de 2. Au maximum, le nombre total d'APs dans la zone de routage définie par un cluster est limité à 10.

Cette topologie répond aussi bien à l'exigence en termes de demande en ressource dans le milieu indépendamment du type de connexion (UDP ou TCP). Elle est l'aboutissement de l'atténuation de la bande disponible dans le réseau aux figures observées au niveau des figures 5.4 à 5.6.

5.4.1. Conclusion partielle 2

Dans cette partie, nous avons constaté que selon l'application (UDP ou TCP) en cours sur le réseau, les pertes en bande lorsque le nombre de sauts augmente ne sont pas les mêmes. Pour une application UDP la largeur de bande disponible ne varie quasiment pas et est de 5 Mbps à la figure 5.4.a contrairement aux résultats obtenus à la figure 5.6.d pour une application TCP où la bande disponible diminue et tend asymptotiquement vers $O(1/2^n)$, n étant le nombre de sauts. A travers nos observations, il est donc préférable dans le milieu de faire une activité de type UDP.

On retiendra aussi que le routage au niveau des éléments occupe une partie de la bande disponible et doit être pris en compte à titre concurrentiel lors de l'achat des équipements du réseau Mesh à déployer. Naturellement le délai du réseau augmente lorsque le nombre de sauts par rapport à la passerelle du réseau augmente. Enfin, nous proposons en tenant compte des performances TCP du réseau, une démarche orientée vers la qualité de service du réseau et qui permet de dimensionner le réseau en milieu minier souterrain. D'après nos observations, l'étude du comportement du réseau durant les trois premiers sauts par rapport

à la passerelle permet de caractériser le réseau. Pour assurer une disponibilité minimale de 1 Mbps au niveau de chaque AP du réseau, l'arbre doit être dimensionné de manière à supporter deux sauts et un nombre maximum de 10 nœuds.

Chapitre 6.

Étude analytique du déploiement d'un réseau Mesh

6.1. Introduction

Différentes méthodes axées sur la topologie sont utilisées dans la littérature [23, 38, 69-75] pour améliorer la performance des réseaux WMN. Dans 80% des cas, une optimisation multicouches [69, 72] est formulée. Elle consiste à mettre à profit les performances des différentes couches du model OSI (Open Systems Interconnection). Il est possible de formuler le problème de déploiement sous la forme d'un problème d'optimisation. Nous avons étudié le problème de déploiement des réseaux WMN en procédant à une optimisation de sa performance par la mise en place d'une planification bien orientée et rigoureuse. En matière d'optimisation, même si tout espoir n'est pas perdu, il y a peu de chances de trouver un algorithme polynomial capable de résoudre exactement de nombreux problèmes d'intérêt pratique. C'est la raison pour laquelle des algorithmes d'approximation sont souvent utilisés [73-75].

Un algorithme d'approximation est un algorithme qui retourne les solutions les plus optimales possibles en temps polynomial (aussi bien dans le pire des cas qu'en moyenne). Divers algorithmes d'approximation existent dans la littérature [31, 32, 40, 41] comme l'algorithme de Greedy ou encore l'algorithme génétique dont les bases et fondements ont été posés au chapitre 4. Ces algorithmes ou leurs dérivées sont utilisés pour le déploiement des équipements de réseaux. Ils sont également utilisés pour gérer le placement des passerelles dans un réseau WMN. Parmi ces algorithmes, nous pouvons déjà citer l'algorithme 'Iterative greedy' (IG) proposé par Bejerano [38] et l'algorithme 'Weigth Recursive' (WR) [23] proposé par Aoun et al. Nous proposons ici un nouvel algorithme que nous avons appelé 'Competitive Greedy' (CG).

Au total, nous présenterons le déploiement du réseau WMN en proposant trois approches topologiques différentes dont deux sont des approches nouvelles. Les approches

se différencient selon un certain nombre de critères aussi bien économiques que sécuritaires. Ces critères ont pour but d'influencer la topologie finale du réseau et les performances recherchées au niveau de ce dernier. Chaque approche topologique positionne la passerelle dans le réseau de manière à améliorer les performances du réseau. Généralement, cette performance vise une gestion équitable ou distribuée des ressources disponibles dans le réseau. Dès lors, selon l'approche adoptée, nous allons pouvoir déployer un nombre minimal de passerelles et d'APs dans le réseau pour réduire le coût du déploiement.

6.2. Optimisation du déploiement WMN

6.2.1. Profil des problèmes d'optimisation multicouche

Une approche d'optimisation multicouches [69] est indispensable pour des applications qui peuvent subir une variation spatio-temporelle. Différents types d'optimisation multicouche existent dans la littérature [69, 73, 76]. L'optimisation multicouche est indispensable pour des applications multimédia, afin de réduire la consommation en énergie et ou pour utiliser efficacement le spectre disponible. Cette approche d'optimisation permet aux couches supérieures du modèle OSI de coopérer avec les couches inférieures dans le but de sélectionner la stratégie de transmission qui maximise les performances de l'application visées.

En règle générale, les stations du réseau utilisent le modèle OSI de l'ISO (International Standardization Organisation), avec sept couches définies (Figure 6.1.a). Cette organisation en couches est illustrée à la figure 6.1.a ci-dessous. Les couches les plus basses, correspondant aux niveaux physique et liaison, permettent la transmission et le partage du médium. La couche réseau assure l'acheminement des paquets dans le réseau tandis que la couche transport permet de fiabiliser la transmission des paquets dans le réseau. Les trois couches hautes que sont les niveaux session, présentation et application, permettent l'implantation de l'application au-dessus de la couche transport.

Les technologies TCP/IP (Transmission Control Protocol/ Internet Protocol) d'internet utilisent un modèle plus simple, qui tend à regrouper les trois couches hautes du

modèle ISO (figure 6.1.b). Au niveau transport, nous avons trois grandes possibilités: TCP pour les applications réclamant une transmission fiable comme le transfert de fichiers, UDP (User Datagram Protocol) pour les applications qui ne nécessitent pas de fiabilité et RTP (Real-time Transport Protocol) pour les applications présentant des contraintes de temps réel.

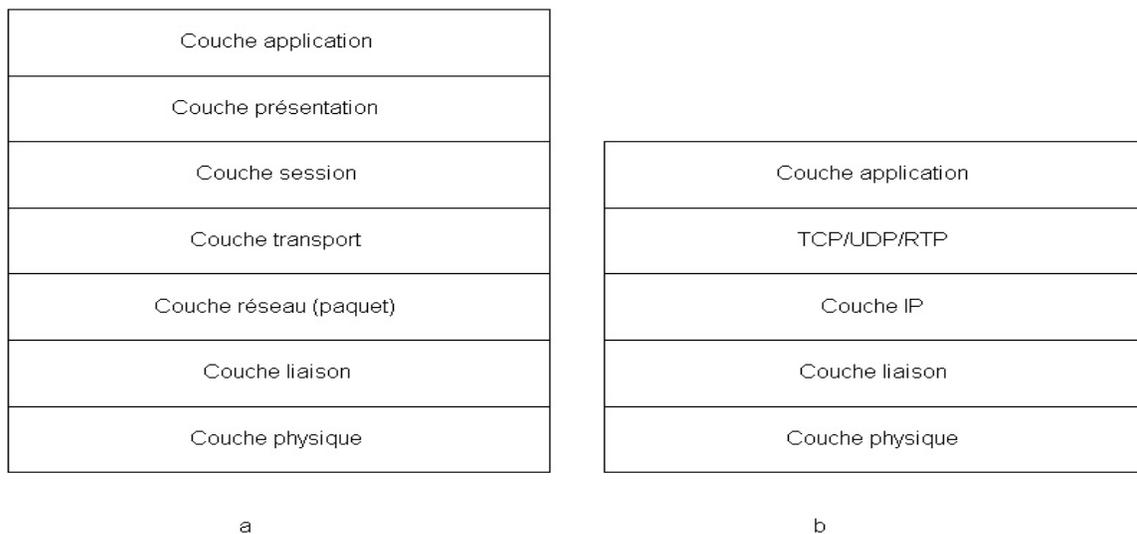


Figure 6.1 a) Le modèle ISO, b) les couches TCP/IP

6.2.2. Différentes approches de solution

Dépendamment de l'application, plusieurs couches seront mises à contribution dans l'approche développée. La figure 6.2 présente un exemple d'application multimédia qui se déroule à travers un réseau sans fil qui utilise les protocoles RTP (Real-time protocol) et UDP (User Datagram protocol) [71].

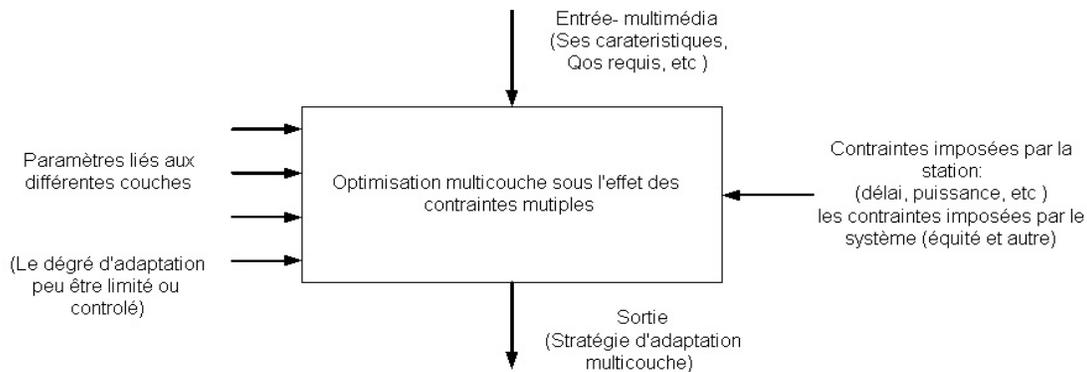


Figure 6.2 Exemple de plateforme d'optimisation multicouche pour une communication vidéo de qualité

Dans le cas de la figure 6.2, la prise en compte de la couche transport n'est donc pas utile dans l'optimisation multicouche car elle n'intervient ni dans le processus de gestion des erreurs ni dans le processus d'adaptation de la bande utile. Par contre, une telle application peut être optimisée en établissant une complicité respectivement entre les couches physique, MAC et application du modèle OSI. La couche physique permettra d'ajuster la qualité de la vidéo en jouant sur les différentes modulations disponibles et sur le taux de codage. En ce qui concerne la couche MAC, il est possible d'ajuster la qualité de la vidéo en jouant sur le processus de mise en paquets. Ceci sera rendu effectif en choisissant à titre d'exemple entre un mode approprié de transmission permettant le renvoi d'informations détériorées par ARQ (Automatic Repeat Request) par exemple ou encore le système approprié de protection contre les erreurs, utilisé lors de la transmission de données (FEC : Forward Error correction mechanism). En ce qui concerne le FEC, l'émetteur ajoute de la redondance afin de permettre au destinataire de détecter et de corriger une partie des erreurs. Cela évite la retransmission, donc de faire des économies de bande, voire d'assurer la transmission dans certaines situations où il n'y a pas de voie de retour. Enfin, au niveau de la couche d'application, il s'agira de faire un choix entre une adaptation des paramètres de compression vidéo, une technique efficace de mise en paquets, la classe de trafic espéré ou même la dépendance espérée entre les trames reçues et le contenu multimédia émis.

En définitive, en fonction des options disponibles au niveau de chaque couche du réseau, seule la qualité du signal vidéo de sortie permet d'apprécier l'efficacité de l'approche multicouche adoptée.

Il existe plusieurs approches d'optimisation multicouche dont les plus courantes sont les suivantes :

L'approche 'Top-down' [77]: l'optimisation commence au niveau des couches supérieures, la couche d'application en premier, la couche MAC ensuite puis enfin la couche physique.

L'approche 'Bottom-up' [71]: l'optimisation commence par les couches inférieures.

L'approche 'Application-centric' [77]: la couche d'application optimise les paramètres des autres couches qui lui sont inférieures. Elle optimise une seule couche à la fois. C'est une approche qui n'est pas toujours efficace.

L'approche 'Mac-centric' [77]: la couche d'application envoie toutes les informations et recommandations au niveau du trafic au MAC. Ce dernier décidera du paquet qui doit être transmis et avec quelle qualité il doit l'être. La couche MAC décide également des paramètres à adopter au niveau de la couche physique en fonction des informations reçues du canal.

L'approche 'Integrated'[77] : toutes les stratégies citées précédemment sont testées conjointement.

6.3. Formulation globale du problème d'optimisation

Dans le design [23, 38, 72-80] d'un réseau Mesh, la topologie adoptée est un critère essentiel. Il est important de mettre en place un réseau qui assure une forte connectivité entre ses divers éléments tout en réduisant le coût total du déploiement. Un réseau est d'autant plus performant qu'il est capable d'assurer une robustesse accrue aux différents nœuds (stations ou mobiles) dans le réseau, et d'offrir une facilité d'extension sans grande remise en cause de sa configuration pour différents services qui lui sont soumis. C'est d'ailleurs pour cette raison que l'optimisation de topologie d'un réseau WMN est étudiée dans la littérature sous différentes formes. Cette optimisation sera effective si, en fonction

de la capacité de chaque élément du réseau et de la disponibilité des ressources nécessaires au niveau de chaque élément, il est possible de mettre en place un réseau Mesh compétitif, qui réduira l'étranglement dans le réseau tout en garantissant une connectivité intéressante et contrôlée à chaque nœud du réseau quelque soit sa position dans le réseau.

Pour atteindre cet objectif, nous allons modéliser localement le réseau par un arbre dont les caractéristiques peuvent varier selon l'approche topologique adoptée. Chaque arbre formera ainsi un cluster dont l'élément central sera la racine de l'arbre. Cette racine de l'arbre représente la position de la passerelle dans le réseau. Le but de notre travail est donc de parvenir à proposer, en dépit des conditions difficiles de propagation des ondes électromagnétiques dans le milieu confiné, des approches qui permettent de mettre en place un réseau dont le coût global sera minimal. À cette fin il faut, dans un premier temps déployer un nombre minimum de points d'accès dans l'aire de déploiement, puis, dans un second temps, gérer la disponibilité de la bande et l'extension du réseau en déployant un nombre minimal de passerelles pour des communications à hauts débits. Ainsi, avant d'aborder les contraintes du réseau proprement dites, nous avons formulés le problème en tenant compte des considérations suivantes:

- 1- Les liens établis se doivent d'être efficaces et la topologie du réseau WMN (selon l'approche adoptée) doit gérer étroitement la disponibilité d'une bande minimale au niveau des différents éléments du réseau, en tenant compte des périodes pendant lesquelles le trafic sera dense ou faible.
- 2- L'interconnexion entre cellules délimitées par les liens en accès doit assurer la mise en place d'une interconnexion en itinérance transparente.
- 3- L'interconnexion entre cellules délimitées par les liens en transit entre deux paires de nœuds voisins doit être faite de manière à ce que les nœuds soient à portée l'un de l'autre comme la norme 802.11 le spécifie.
- 4- La position de la passerelle sera choisie parmi les positions de point d'accès. Le problème du déploiement sera donc subdivisé en deux parties indépendantes. Dans un premier temps, nous mettrons en place des nœuds en tenant compte des caractéristiques électromagnétiques du milieu. Dans un second temps, nous choisirons les positions des passerelles dans le réseau.

5- Les différentes approches topologiques se distinguent selon qu'elles apportent au réseau une performance importante, une robustesse ou, finalement, une réduction globale du coût de déploiement.

6.3.1. Notation et symbole utilisé pour le déploiement

Désignons par A (équation (6.1)), l'ensemble des points sur la grille correspondant aux différentes positions éventuelles des APs dans l'aire de déploiement. Cet ensemble permettra de définir un sous-ensemble minimal de points permettant d'assurer efficacement la couverture du milieu. L'ensemble des passerelles représente G (équation (6.2)), à son tour un sous-ensemble du sous-ensemble formé par les emplacements de points (6.1) désignés.

$$A = \{A_1, A_2, \dots, A_n\} \quad (6.1)$$

G désigne l'ensemble des positions éventuelles de passerelle. Son cardinal est inférieur au cardinal de A .

$$|G| \leq |A| \quad (6.2)$$

M est l'ensemble des positions des passerelles positionnées dans l'aire de déploiement. Son cardinal est limité par le cardinal de G .

$$|M| \leq |G| \quad (6.3)$$

B_{max} désigne **l'ensemble qui contient toutes** les capacités maximales (B_m) requises par chacune des N passerelles à déployer dans le milieu.

S représente le nombre maximum d'APs que peut supporter chaque passerelle. C'est aussi la taille maximale d'un cluster.

C_j désigne le coût en termes de nombre de sauts qui séparent l'AP numéroté i de la passerelle j à laquelle il est associé.

Soit C_{TOT} , le Coût total du réseau.

y_{M_j} indique si la passerelle dont le numéro est j est choisie ou non. Il prend la valeur 1 si la passerelle M_j est déployée, autrement il est égal 0.

$x(i,j)$ indique si une liaison est établie entre le nœud i et le nœud j . Il prend la valeur 1 si c'est le cas, sinon il prend la valeur 0.

$z(i,j)$ indique si l'AP i est situé dans le cluster G_j ; il prend la valeur 1 si c'est le cas, sinon il est égal à 0.

G_j représente l'ensemble de points qui sont sous le contrôle de la passerelle M_j .

$$G_j = \{A_i \mid z(i,j) = 1, i \neq j, i = 1, 2, \dots, |A|\}, \forall j \in \{1, \dots, |G|\} \quad (6.4)$$

TL désigne la valeur maximale de la portée au niveau du lien en transit d'un point d'accès.

AL désigne la valeur maximale de la portée au niveau du lien d'accès d'un point d'accès (AP).

Rd_o désigne le taux de recouvrement désiré en pourcentage entre deux cellules voisines pour assurer une connexion en itinérance efficace.

$Cover(i)$ désigne le nombre total de points couverts par l'AP numéroté i choisi sur la grille de déploiement.

$Cover(j)$ désigne le nombre total de points couverts par l'AP numéroté j choisi sur la grille de déploiement.

$Cover(i,j)$ désigne le nombre total de points couverts en commun par l'AP, i et l'AP j . Les deux APs sont choisis sur la grille de déploiement.

$h^k(i,j)$ est l'indicateur binaire qui signale si le nœud k est situé sur le chemin établi par les nœuds i et j .

$$(i,j) \in G_k^2 \text{ avec } k \in \{1, \dots, |G_k|\} \text{ et } i \neq j \quad (6.5)$$

$R(i,j)$ représente le minimum de sauts qui séparent le nœud i de la passerelle j .

$dist(x,y)$ est la distance euclidienne entre le nœud x et le nœud y .

6.3.2. Formulation du problème

Le système d'équations (équation (6.6)) ci-dessous indique la fonction objective qui permet de minimiser le coût global du déploiement du réseau. Cette fonction est composée de deux parties. La première permet d'évaluer le nombre de nœuds à déployer pour assurer une couverture efficace du milieu tandis que la seconde sert à évaluer le nombre total de passerelles dans l'aire de déploiement.

$$Maximiser(C_{TOT} = \sum_{j=1}^{|M|} y_G(j) \times C_j + \sum_{j=1}^{|M|} \sum_{i=1}^{|G_j|} z(i,j)) \quad (6.6a)$$

$$\sum_{j=1}^{|G|} z(i,j) \geq \beta; \forall i \in A \quad (6.6b)$$

$$\sum_{i=1}^N z(i,j) \times B \leq B_m \times y_G(j); \forall j \in G \quad (6.6c)$$

$$G_j \cap G_{j'} = \emptyset; \forall (j,j') \in G^2; j \neq j' \quad (6.6d)$$

$$R_{d_{i,j}} = \frac{Cover(i,j)}{Cover(i) + Cover(j) - Cover(i,j)}; \forall (i,j) \in N^2; i \neq j \quad (6.6e)$$

$$\lceil 100 \times R_{d_{i,j}} \rceil = R_{d0} \quad (6.6f)$$

$$\begin{aligned} y_G(j) &\in \{0,1\}; \forall j \in G \\ x(i,j) &\in \{0,1\}; \forall i,j \in A, G \\ z(i,j) &\in \{0,1\}; \forall i \in A \text{ and } j \in G \end{aligned} \quad (6.6g)$$

On constate donc que :

L'équation (6.6b) s'assure qu'un nœud a la possibilité d'établir un lien ou peut router vers un nombre β de passerelles selon l'approche adoptée par le planificateur du réseau.

(6.6c) s'assure de l'existence de ressources à la disposition de chaque nœud selon sa localisation dans le réseau. Cette gestion des ressources est prise en compte selon l'approche adoptée, soit par un dimensionnement du réseau, soit en minimisant la congestion au niveau du réseau ou encore, en visant un degré de robustesse (solidité ou résistance) du réseau.

(6.6d) s'assure de l'unicité de chaque passerelle dans le réseau.

(6.6e) indique la relation qui permet d'évaluer le taux de recouvrement entre deux APs dans le réseau.

(6.6f) indique le taux de recouvrement cellulaire désiré par le planificateur du réseau.

(6.6g) indique que toutes les variables impliquées dans le processus de déploiement sont de type binaire.

6.4. Méthodes de résolution existantes et méthodes proposées.

6.4.1. Paramètres de déploiement des points d'accès

Les paramètres de déploiement correspondent à la géométrie [23, 38, 75, 79] du milieu de déploiement, à la portée de chaque nœud dans le réseau (AL) et enfin à la distance euclidienne minimale séparant les nœuds du réseau (TL). Les deux derniers paramètres précités sont étroitement liés aux performances des liens radios sans fil établis via les interfaces radio des éléments du réseau sans fil Mesh. Il s'agit des liens en transit et du lien en accès dont les qualités influencent énormément le débit des liens établis entre les nœuds du réseau.

6.4.2. Algorithmes utilisés pour le positionnement de points d'accès en espace libre

En espace libre, la surface de déploiement est souvent modélisée par une géométrie régulière (carré, rectangle ou circulaire). Le déploiement est fait à partir de critères tels que la longueur et la largeur de l'aire de déploiement, la portée de chaque nœud, ainsi que la distance minimale qui sépare un nœud quelconque du réseau des autres nœuds situés dans la surface de déploiement. La connaissance du nombre de nœuds à déployer dans la surface prédéfinie et délimitée permet de fixer la densité des nœuds dans la surface d'étude ainsi que le degré maximum ou minimum d'un nœud dans la zone de déploiement. Ce nombre de points est choisi parmi un ensemble de nœuds dont la taille varie selon l'étendue du déploiement lorsqu'on utilise un algorithme de type 'augmenting' (croissant) [23]. Le mode opératoire d'un algorithme 'augmenting' sera abordé dans les paragraphes qui suivent.

6.4.3. Étape préliminaire du déploiement

Une base de donnée constituée des points recueillis sur les terrains qui modélisent et traduisent la surface occupée par les différentes galeries de la mine est nécessaire. Ces points sont numérotés et ordonnés puis stockés dans un vecteur dont la longueur est égale au nombre de points sur la grille. Chaque numéro contenu dans ce vecteur représente de

façon unique une position de point sur la grille (figure 6.3) de déploiement. Et chaque position représente les coordonnées cartésiennes qu'occupe ledit point dans l'aire de déploiement [81].

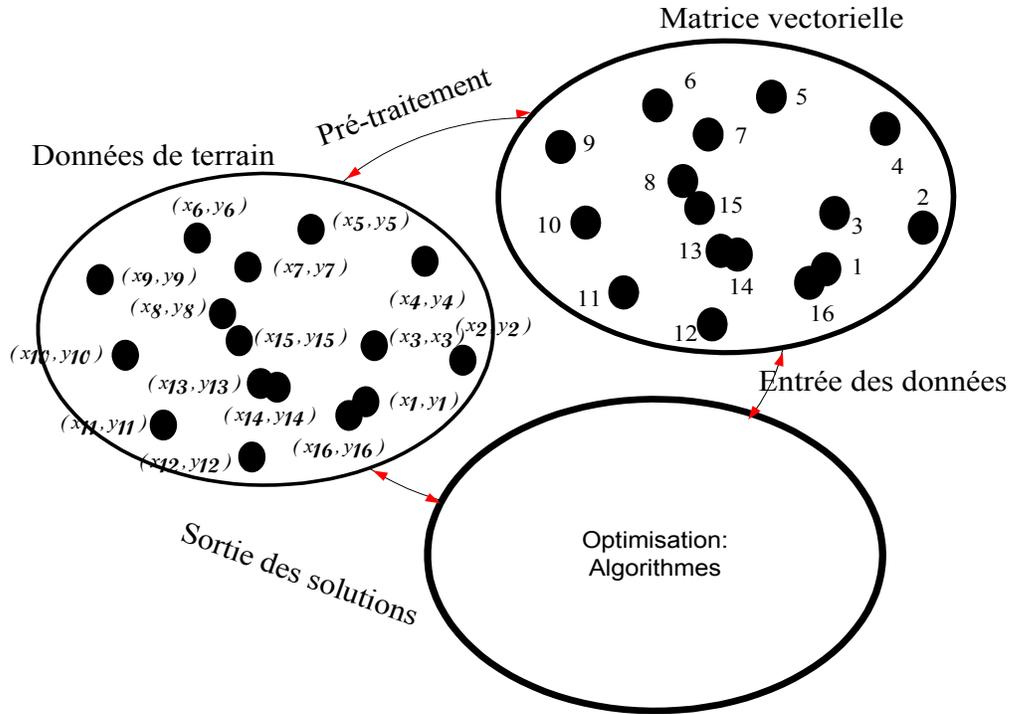


Figure 6.3 Processus de traitement des données

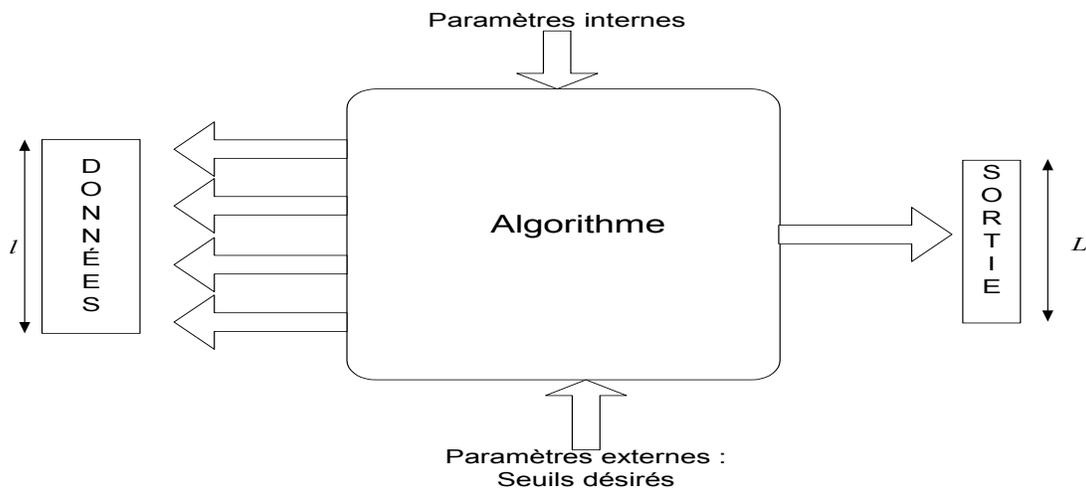


Figure 6.4 Processus de traitement des données au niveau du bloc d'optimisation

Les données entrées sont disposées dans un vecteur de taille l , de manière à suivre la topologie du milieu. Les points contenus dans le vecteur d'entrée sont les points répertoriés sur la grille de déploiement. Le vecteur de sortie quant à elle est un L -uplet ($L < l$) solutions de positions d'APs qui tient compte de la progression du déploiement dans le milieu (selon le sens choisi pour répertorier les points sur la grille de déploiement).

Caractéristiques des algorithmes qui facilitent le déploiement dans le milieu.

Pour résoudre le problème de positionnement de point d'accès, nous avons utilisé deux algorithmes : L'algorithme de Greedy qui est un algorithme non supervisé et l'algorithme génétique (GA). À la différence de l'algorithme génétique, l'algorithme de Greedy ne nécessite pas la connaissance à priori de la taille L de la solution recherchée, ($L \ll l$). En général, la connaissance à priori de la taille de la solution au niveau de l'algorithme génétique permet de réduire considérablement le temps de calcul dudit algorithme. Pour améliorer le temps de calcul des divers algorithmes, nous avons adopté un déploiement soit par galerie soit par ensemble de galeries continues selon un ordre donné. L'effet de cette méthode qui consiste à procéder à un déploiement par section en milieu confiné est examiné dans le prochain chapitre.

6.4.4. Positionner les passerelles en visant une équité en vue de gérer une utilisation non uniforme des ressources du réseau (approche 1)

Généralement, les caractéristiques désirées au niveau de la couche physique sont prises en compte lors du positionnement des APs dans le milieu. Cependant certains choix restent à effectuer au niveau de certaines couches supérieures. Il s'agit en l'occurrence de la couche MAC et de la couche réseau du modèle OSI pour compléter le déploiement du réseau WMN.

L'approche 1 [81-82] qui est basée sur une optimisation multicouche consiste à trouver la ou les positions idéales de la passerelle qui permettent de réduire l'étranglement du réseau WMN en période de trafic très dense. Dans un milieu confiné, la topologie du réseau est étroitement liée à la configuration géométrique du milieu. Le fait est que certains

liens du réseau sont surutilisés selon le protocole de routage adopté, peut compromettre la performance globale du réseau. Avec une telle configuration, tous les nœuds voisins achemineront le trafic à travers les mêmes liens sans fil dont les capacités sont bien sur limitées.

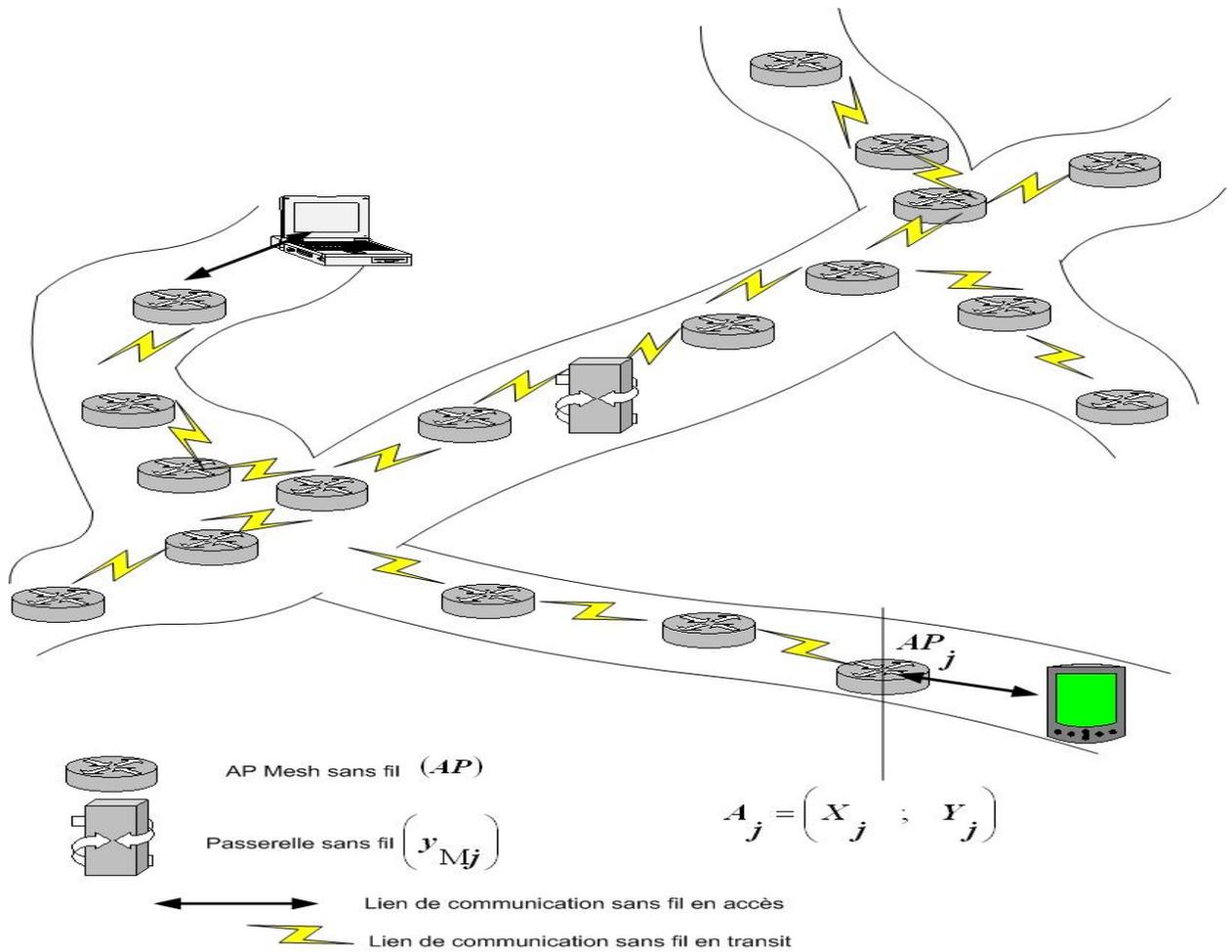


Figure 6.5 Déploiement du réseau WMN dans un milieu confiné à géométrie arbitraire (Approche 1)

Différentes métriques sont utilisées pour la sélection des meilleurs chemins dans un réseau WMN. Comme métrique [17], nous pouvons citer par exemple, la sélection du chemin qui assure une bonne qualité des liens établis au niveau du réseau en utilisant

comme indice la mesure de la puissance reçue du signal radio RSSI (Received Signal Strength Indication). Il existe cependant d'autres métriques intéressantes comme le nombre effectif de transmissions, de la variation du débit « end to end » au niveau des liens établis et du délai de communication par sauts dans le réseau. Mais compte tenu de la difficulté observée depuis quelques années pour caractériser la propagation chaotique en milieu confiné, nous avons préféré utiliser des métriques liées à la distance et au nombre de sauts entre la source et le destinataire pour l'établissement de la route de communication.

Pour choisir l'une ou l'autre de ces deux métriques ou une combinaison pondérée, nous avons dû procéder à une étude comparative de leurs performances. Nous avons à ce titre, mis en place un réseau WMN dans le milieu. La démarche adoptée est présentée au chapitre 7. La métrique que nous allons utiliser, servira également à choisir la position idéale de la passerelle dans le réseau. Généralement, les algorithmes de sélection de passerelle utiliseront ces métriques dans des réseaux très étendus pour choisir la passerelle qui limitera la latence et l'étranglement dans le réseau. Il nous revient donc de bien faire, sur la base de la métrique qui sera choisie, le choix de la ou des positions convenables de la passerelle dans le réseau pour limiter la congestion et par conséquent l'étranglement dans le réseau en tenant compte de la topologie de celui-ci dans le milieu.

Les approches topologiques (1 et 3) [81-82] que nous proposons dans cette thèse, offrent une flexibilité au niveau du routage que seules les techniques qui visent la répartition de charge au niveau du réseau, sont capables d'exploiter. Ces approches peuvent faciliter le trafic dans le réseau, quelque soit la position du mobile aussi bien en période de trafic dense que de trafic faible. Pour atteindre cet objectif, nous avons choisi la passerelle en utilisant la notion de partage équitable de ressources au niveau du réseau Mesh.

Dans le cadre de cette thèse, chaque nœud doit être capable d'atteindre la passerelle qui lui assure une route composée d'un nombre minimum de sauts. Ce faisant, deux nœuds v_i (source) et v_j (destinataire) établissent une route entre eux à travers un nœud intermédiaire w en suivant la route la plus courte. Cette route est considérée comme celle qui assure au nœud source, le plus petit nombre de sauts pour atteindre son destinataire. Si on note $d(x,y)$, le nombre minimum de sauts qui sépare les nœuds x et y alors:

$$\forall w, d(v_i, w) + d(w, v_j) = d(v_i, v_j) \quad (6.7)$$

où w est un point intermédiaire choisi localisé sur la route qui sépare les nœuds v_i et v_j considérés.

- Capacité de la couche MAC versus le nombre de sauts subi par le paquet

Cette étude est importante pour déterminer la capacité du réseau qui est liée selon Juangueun et Sichitiu [44] aux contraintes imposées aux liens du réseau, au nombre de sauts parcourus par le paquet avant d'atteindre la passerelle et à la capacité nominale de la couche MAC. L'effet du nombre de sauts sur la position d'un nœud par rapport à sa passerelle a été analysé au chapitre 4 et fera l'objet d'une analyse concrète et approfondie dans ce paragraphe, à travers la configuration topologique du réseau en chaîne ou arbitraire (Figures 6.7 et 6.8).

Premier cas : Cas d'une topologie en chaîne.

La topologie linéaire de la figure 6.6 [25] est celle qui correspond en premier lieu à un canal minier à veines étroites.

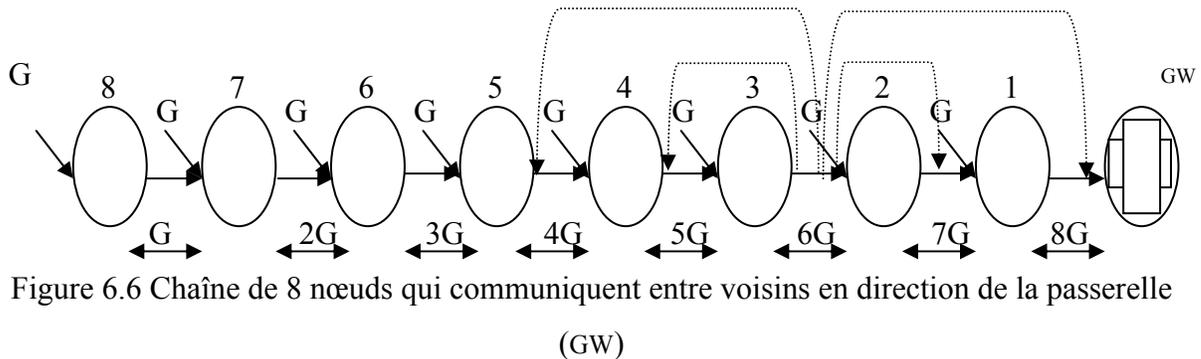


Figure 6.6 Chaîne de 8 nœuds qui communiquent entre voisins en direction de la passerelle (GW)

La contrainte imposée aux liens entre nœuds voisins est indiquée en pointillés sur la figure 6.6. Le trafic est supposé unidirectionnel et chaque nœud ne peut recevoir que les paquets de ses voisins immédiats. On définit le domaine de collision d'un lien comme étant l'ensemble des liens établis entre les voisins des nœuds qui communiquent et l'ensemble des liens établis par les voisins désignés précédemment avec leurs voisins à leur tour. Cet ensemble contient évidemment, le lien établi entre les nœuds source et destinataire.

❖ Analyse du réseau

Le domaine de collision du lien (3-2) est indiqué sur la figure 6.6 et est composé des liens 2-3, GW-1, 1-2, 3-4 et 4-5.

Selon [24,25], le domaine de collision associé à chaque lien sans fil du réseau permet de faire le bilan total de l'accumulation du trafic du réseau. Le maximum de trafic accumulé dans le réseau doit cependant être borné par la valeur du débit (throughput) théorique nominal total B Mb/s de la passerelle du réseau. Dès lors, si on suppose que chaque nœud doit avoir un throughput dont la valeur est G , pour la topologie en chaîne considérée à la figure 6.6, on peut écrire :

$$4G+5G+6G+7G+8G = 30G < B. \quad (6.8)$$

Soit $G=B/30$.

Le débit peut se révéler trop faible dans le réseau mais les solutions pour l'améliorer existent. La capacité nominale du réseau peut s'affaiblir drastiquement si la longueur du trajet suivi par les paquets n'est pas choisie judicieusement, de façon à distribuer équitablement les charges au niveau du réseau. L'étranglement a souvent lieu au niveau des liens géographiquement rapprochés de la ou des passerelles désignées du réseau.

Deuxième cas : Cas d'une topologie arbitraire

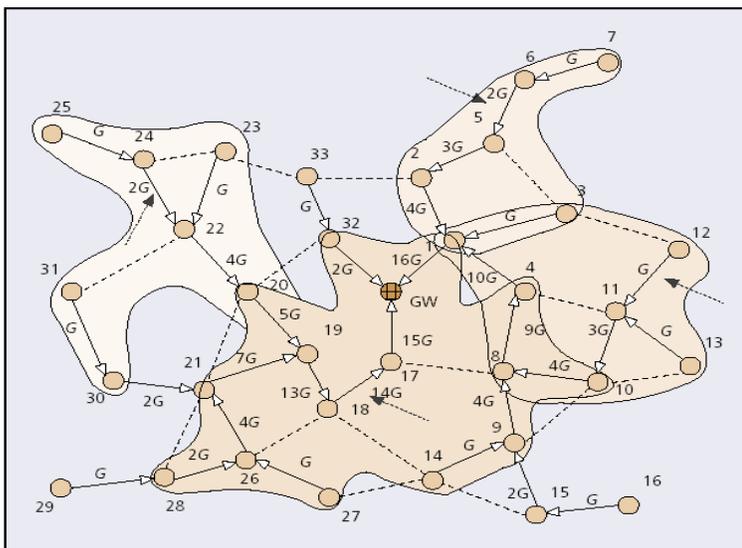


Figure 6.7 Topologie arbitraire [25]

L'analyse faite pour la topologie linéaire a été répétée au niveau de la topologie arbitraire présentée à la figure 6.7. Les résultats théoriques sont illustrés à la figure 6.8 [25] qui montre que le throughput au niveau du réseau diminue lorsque le nombre de nœuds actifs dans le réseau augmente. Il est quasiment divisé par 4 lorsque le nombre de nœuds actifs augmente de un à six dans le réseau.

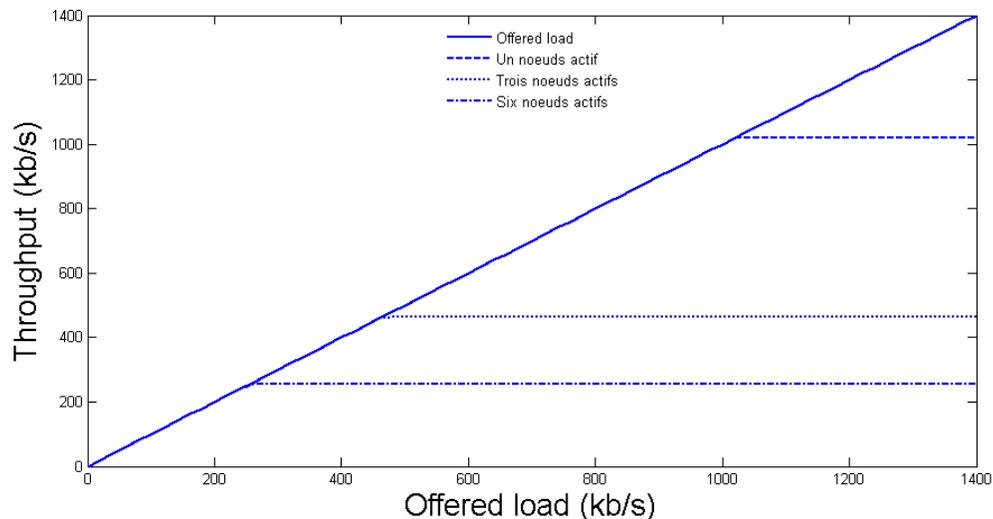


Figure 6.8 Mise en évidence de l'influence des sauts multiples sur la topologie arbitraire

Modélisation du trafic

Les deux cas précédents montrent que le nombre de nœuds actifs dans le réseau peut réduire drastiquement le débit (throughput) du réseau. Cependant dans une étude du réseau WMN en milieu souterrain, il faut pouvoir simuler le nombre d'éléments qui peuvent être actifs. C'est pour cette raison que nous avons tenu à l'aide de l'équation (6.9) à modéliser le trafic dans le réseau. De plus, il est important que le choix des positions optimales des passerelles dans le réseau tienne compte de la capacité réelle des différents équipements du réseau, que ce soit lors d'un trafic faible ou dense. La prise en compte à priori de la densité du trafic dans le réseau en même temps que le placement des passerelles n'est pas chose aisée. Cette densité du trafic est influencée en milieu souterrain par la présence ou la concentration de mineurs dans une galerie de la mine par rapport à d'autres galeries. Cette

concentration peut survenir pour diverses raisons. Nous pouvons signaler par exemple une intensification de la production minière dans la ou les galeries en question.

Pour étudier ce problème, nous modélisons le flux du trafic comme suit [82] :

$$\begin{aligned} \varepsilon^* &= \begin{cases} \varepsilon & \text{pour APs capables d'être soumis à un trafic} \\ 0 & \text{autrement} \end{cases} \\ p(G) &= \begin{cases} \varepsilon^* \\ 1 - \varepsilon^* \end{cases} \\ I_{AP}(G) &= \begin{cases} 1 & \text{si AP est sélectionné} \\ 0 & \text{autrement} \end{cases} \end{aligned} \quad (6.9)$$

ε^* et ε variant entre 0 et 1 et on définit la probabilité $p(G)$ qui détermine si l'AP est instantanément chargé par un trafic (G). Chaque AP est chargé par un usager selon une distribution de Bernoulli de paramètre ε^* . I_{AP} indique l'état de l'AP, chargés ou non. C'est une indication très importante pour estimer la quantité de trafic engagée dans le domaine de collision. Nous observons et analysons le trafic envoyé vers la passerelle du réseau. L'équation (6.9) permet aussi d'introduire l'effet de la non uniformité de la répartition des mobiles dans le réseau en supposant que certains APs ne sont pas du tout actifs. Pour ces APs, leur état (I_{AP}) respectif reste nul

Pour une communication bidirectionnelle, plusieurs autres paramètres doivent être pris en compte. Ces conditions ne feront qu'alourdir les contraintes imposées au réseau, alors que les hypothèses posées dans le cadre de cette étude sont suffisantes pour démontrer que la position de la passerelle du réseau influence la performance globale du réseau Mesh.

Capacité de la couche MAC et partage de ressource disponible dans le réseau.

Lors d'un placement de passerelles dans le réseau selon l'approche 1, nous devons tenir compte de l'effet du trafic dans le réseau. Il s'avère donc indispensable de mettre en place des scénarios qui déterminent les APs qui resteront actifs dans le réseau. Ceux-ci doivent refléter des situations réelles d'utilisation du réseau. Nous pouvons prévoir à l'avance à travers ces scénarios la capacité du réseau en situation d'extension ou de changement de géométrie du milieu de déploiement. Pour ainsi tenir compte de l'effet de chaque scénario sur la topologie finale résultante du réseau, nous avons utilisé l'index de

Jain (équation (6.10)) qui entretient l'équité du partage de ressource. Dans le cadre de ce travail, cet index permet de faire le choix du positionnement approprié de la passerelle dans le réseau pour trouver la position unique de la passerelle qui réduit l'étranglement dans le réseau. Ce choix est fait en considérant l'effet des critères de sélection imposés au réseau et évite de placer une passerelle pour chaque scénario impliqué. Cette approche [82], si elle répond à l'exigence en matière de performances désirées par le planificateur, elle permet également d'installer la ou les passerelles du réseau à un endroit où l'effet, qu'il s'agisse d'une extension future du réseau ou d'une demande inattendue de service (trafic dense ou faible) au niveau du réseau, soit sans conséquence sur le réseau.

L'index d'équité (Jain's fairness index) tient compte des différents scénarios imposés au réseau. Il est calculé comme suit [82]:

$$f = \frac{(\sum_{i=1}^n x_i)^2}{n \sum_{i=1}^n x_i^2} \quad (6.10)$$

Où n est le nombre total de scénarios x_i , avec i qui représente le numéro du scénario.

L'algorithme proposé et utilisé pour la résolution du problème est présenté en annexe B.

6.4.5. Positionner les passerelles en espace libre ou en milieu confiné (Approche 2)

Cette approche 2 est essentiellement basée sur la formation locale de regroupement de nœuds sous forme d'arbre recouvrant disjoint. Un arbre recouvrant est un arbre qui parcourt tous les nœuds du réseau en établissant une hiérarchie entre eux. Cette hiérarchie est liée à des critères de choix bien déterminés. Il doit être le même pour tous les nœuds du réseau. Sur la figure 6.9, A est la tête du regroupement (cluster). B , C , D , F sont les têtes intermédiaires de cluster. B est le père de D et E . D est donc le fils de B . D est à son tour, selon l'évolution de l'arbre, une tête de cluster intermédiaire. Il devient donc un père et ses deux fils sont H et I . Dans le cluster présenté, H , I , J sont des fils qui ne deviendront jamais des têtes intermédiaires de cluster. Par conséquent, ils ne seront pas à leur tour des pères.

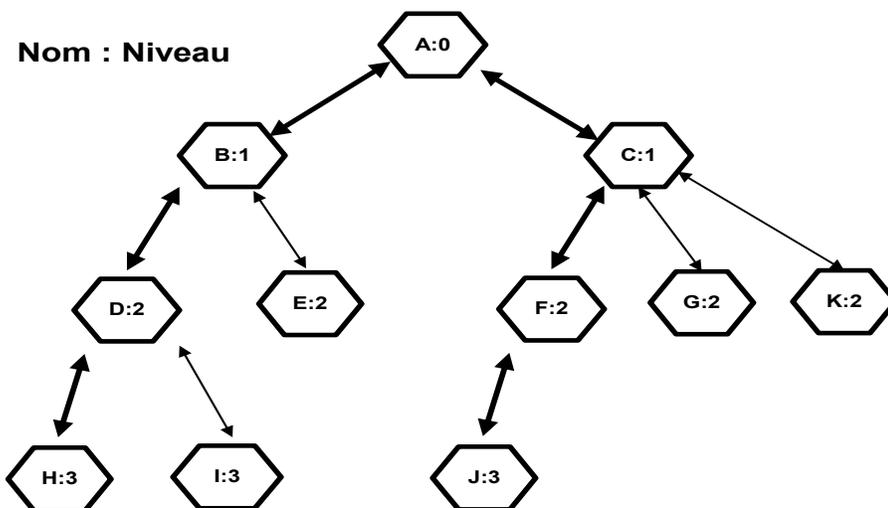


Figure 6.9 Arbre et profondeur d'un arbre

Par définition, l'approche 2 est une approche [81] qui gère le problème de positionnement de passerelle de manière locale par formation de clusters indépendants (figure 6.10). Les études effectuées au chapitre 5 permettent de déterminer le dimensionnement de l'arbre qu'il convient de déployer pour la mise en place du réseau dans le milieu. Le dimensionnement (paramètres R , L , S) qui caractérise l'arbre, tient étroitement compte de la densité du trafic dans le réseau.

Cette approche 2 [82] vient diminuer voire même résoudre le problème de congestion et de réduction drastique du throughput que pose l'approche 1. Ce faisant, la taille de chaque cluster est rigoureusement dimensionnée de manière à autoriser une disponibilité conséquente de ressources quelque soit la position des usagers dans le réseau. Elle répond également à la flexibilité tant recherchée en milieu souterrain de pouvoir déployer le réseau à l'endroit où le besoin se fait sentir. Cette flexibilité qu'offre le réseau permet, par dessus tout, aux industries minières de faire des économies considérables en matière d'achats d'équipements de réseau.

Le problème du positionnement de la passerelle dans un réseau Mesh étendu a été formulé et résolu sous forme de problème de programmation linéaire de type *ILP* [23] (Integrated Linear Programming) donné à l'annexe C.

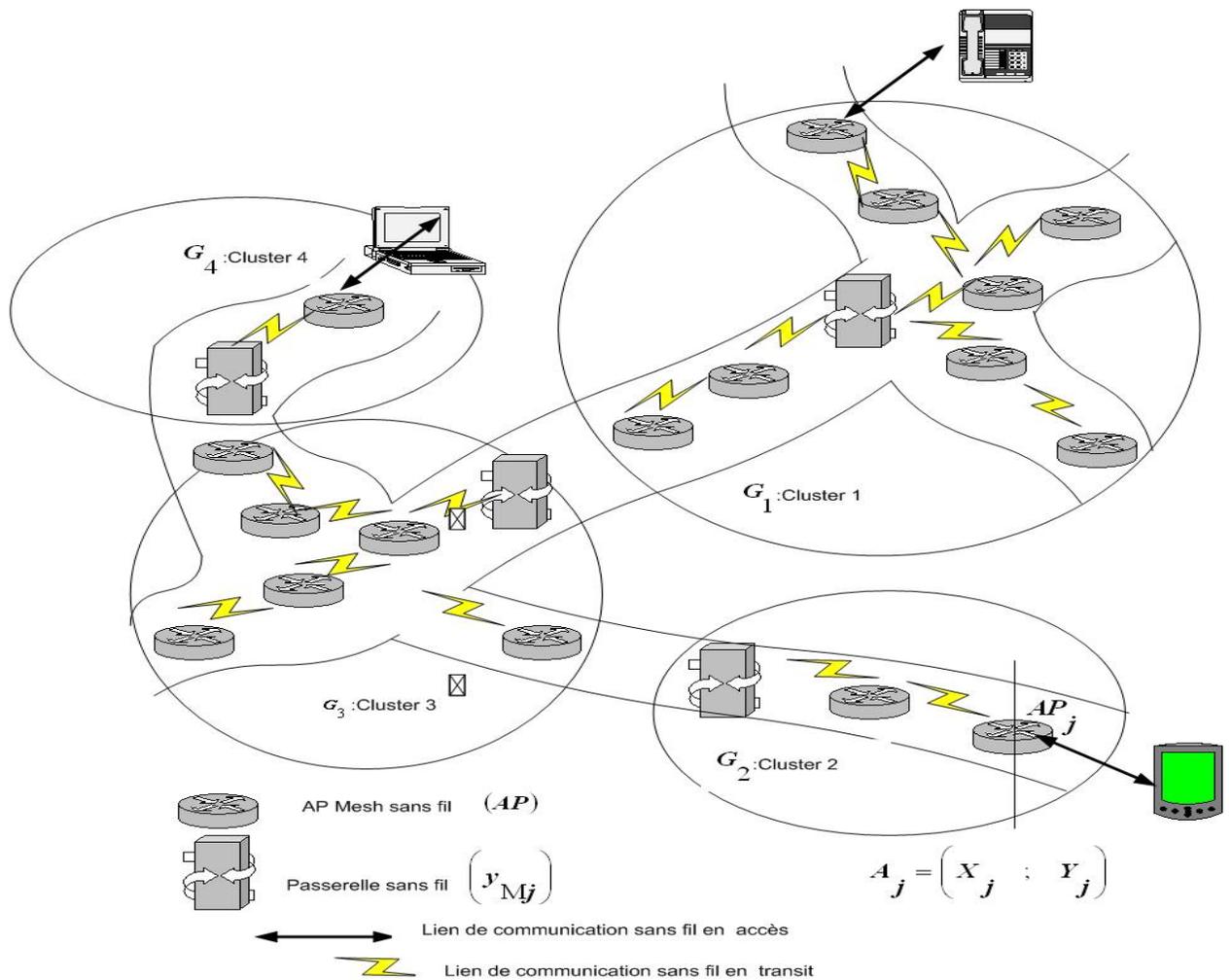


Figure 6.10 Déploiement du réseau WMN dans un milieu confiné à géométrie arbitraire (Approche 2)

Plusieurs algorithmes permettent de trouver la topologie du réseau selon l'approche 2. Il s'agit des algorithmes 'Iterative Greedy' (IG) [38], 'Augmenting placement' [38] et, 'Weighed Recursive' (WR) [23] dont les principes de base seront développés dans les paragraphes qui suivent. Leurs efficacités seront, à la fin de cette partie de la thèse, comparées à notre Algorithme 'Competitive Greedy'.

Algorithme IG ‘Itérative Greedy’

L’algorithme ‘Itérative Greedy’, (IG) a été proposé par Bejerano dans [38]. Il porte sur la gestion locale de l’utilisation des ressources du réseau. La résolution du problème est effectuée en considérant que les contraintes liées au raffinement du cluster sont gérées en série en utilisant un algorithme de type glouton. Il s’agit de l’algorithme Greedy. Avec l’IG, le problème du raffinement local du cluster a été subdivisé en différentes étapes.

Au cours d’une première étape, l’aire de déploiement est divisée en sous-aires de déploiement. La dimension de chaque sous-région délimitée est choisie en fonction du rayon maximum du cluster désiré. Le plus souvent, un fenêtrage rectangulaire ou circulaire dont les dimensions sont variables est utilisé pour délimiter les différents clusters. Ensuite au niveau de chaque sous-aire, un arbre recouvrant est déployé; il couvre tous les points situés à l’intérieur de la surface délimitée. Le cluster est ainsi formé. Dans le cas où certains clusters initialement formés ne respectent pas les contraintes liées au nombre de relais et à la taille du cluster, ceux-ci sont à nouveau au cours d’une seconde ou *nième* étape, divisés en des sous-clusters jusqu’à ce que tous les sous-clusters formés respectent toutes les contraintes visées.

Le nombre total de passerelles déployées est égal à la somme du nombre de clusters disjoints résultants.

Algorithme ‘Augmenting placement’

Généralement, les algorithmes proposés pour trouver la configuration topologique du réseau selon l’approche 2 ont souvent été comparés à d’autres algorithmes [23] dont le plus courant est l’algorithme ‘Augmenting placement’. Cette approche consiste à placer les passerelles [38-41] de manière indépendante jusqu’ à ce que tous les nœuds du réseau soient couverts tout en respectant les contraintes imposées par le gestionnaire du réseau. La vérification des contraintes est faite en série.

Dans un premier temps, le rayon du cluster seulement est ajusté. Cet ajustement consiste à limiter (ou délimiter) la taille de chaque cluster sur la base du nombre maximum de sauts qui séparent chaque élément du réseau de sa passerelle locale. Le rayon définitif du cluster est limité par le degré de connexion de chaque élément du réseau avec ses voisins.

Les connexions entre les nœuds sont résumées dans une table de voisinage. Il existe une connexion entre deux nœuds i et j si et seulement si ils sont à portée l'un de l'autre. La délimitation du cluster est faite par l'intermédiaire de figures géométriques régulières. Le plus souvent, un fenêtrage rectangulaire ou circulaire est utilisé.

Dans un second temps, sur la base des informations contenues dans la matrice de voisinage, il faut déployer un arbre qui recouvre tous les nœuds associés à chaque passerelle au niveau du cluster considéré. Les clusters qui ne respectent pas les contraintes liées au nombre de relais et à la taille du cluster sont par la suite à nouveau divisés. Cette méthode est gourmande en temps de calcul car à chaque fois que l'on essaie de fusionner ou de défusionner deux clusters, il faut reprendre à zéro le décompte du nombre de clusters finaux résultants.

Algorithme WR 'Weighed Recursive'

C'est l'un des plus récents algorithmes [23]. Il gère le positionnement des passerelles dans l'aire de déploiement par la formation de clusters disjoints. Contrairement à l'approche précédente, les contraintes liées au réseau sont gérées parallèlement en utilisant une méthode récursive. C'est un algorithme qui a la qualité d'être à temps de calcul polynomial c'est-à-dire que, pour tout n , pour des données ne prenant pas plus de n octets, l'algorithme s'exécute en moins de $(C.nk)$ opérations élémentaires (les constantes C et k étant bien sûr indépendantes de n). Une opération élémentaire correspond à toute opération que peut réaliser le processeur en un temps fixe comme par exemple les opérations d'additions, de multiplications et de comparaisons.

Généralement, les algorithmes de type polynomiaux sont les seuls à pouvoir être utilisés informatiquement pour de grandes valeurs de n , et ce, quelque soit la puissance de la machine. De plus, en tant qu'algorithme de type récursif, l'espace de solutions potentielles à l'étape i est exploré intelligemment pour obtenir l'espace de solutions à l'étape suivante ($i+1$). Le plus souvent, l'algorithme arrête l'exploration dès que la solution trouvée ne s'améliore plus. En termes de performances, cette approche réduit de moitié le nombre de passerelles requises pour résoudre le problème de déploiement posé par rapport aux deux algorithmes énumérés précédemment. Les mêmes auteurs [23] ont proposé deux

algorithmes que sont le ‘weighted Recursive’ et le ‘Basic Recursive’. WR étant plus performant que le ‘Basic Recursive’, il sera utilisé à titre comparatif dans ce travail. Les performances du WR ont été comparées à celles des algorithmes présentés et qui sont conçus pour résoudre l’équation mentionnée à l’annexe C selon l’approche 2.

Algorithme ‘Competitive Greedy’ (CG)

C’est l’algorithme que nous proposons pour résoudre le système d’équation (annexe C). CG tire un profit intéressant des deux principaux algorithmes que sont l’ ‘Iterative Greedy’ (IG) et le ‘Weighted Recursive’ (WR). L’algorithme proposé, procède un cluster à la fois comme c’est le cas pour l’IG et les contraintes liées à la formation des clusters sont abordées au fur et à mesure que le cluster se dessine, comme le fait l’algorithme de WR proposé par Aoun et al. L’implémentation de CG est présentée en Annexe D.

6.4.6. Analyse comparative des performances des différents algorithmes (approche 2).

Les résultats illustrés aux figures 6.11-6.13, sont obtenus après avoir fait la moyenne des performances obtenues par chacun des algorithmes à la suite de 25 simulations indépendantes différentes. Pendant chaque simulation, nous déployons 175 nœuds séparés par une distance d’au moins 0.6 sur une surface carrée de 10 de côté. La portée de chaque nœud est fixée à 1.

❖ Taille du cluster:

Cette étude est conduite en faisant varier uniquement la taille du cluster. Les autres contraintes que sont le rayon du cluster et le nombre de relais sont ignorés ou sont fixés à une valeur infinie. Sur la figure 6.11, nous constatons que, les algorithmes ‘Greedy iterative’ et ‘Augmenting placement’ donnent de piètres résultats lorsque la taille du cluster désirée est faible (cas prépondérant dans un milieu confiné). Quand S décroît, le nombre de clusters trouvés par l’algorithme IG augmente exponentiellement car chaque cluster est

subdivisé tant que les contraintes visées ne sont pas encore atteintes. Cette observation s'explique également par le fait que bon nombre de clusters issus de la subdivision ne peuvent plus souvent fusionner ensuite entre eux. Cette dernière remarque est aussi valable pour l'algorithme dit récursif qui doit opérer par fusion. La fusion d'un cluster ne peut se réaliser qu'entre deux cellules voisines qui maintiennent entre elles un lien. Il ne saurait y avoir de fusion entre deux clusters isolés [23].

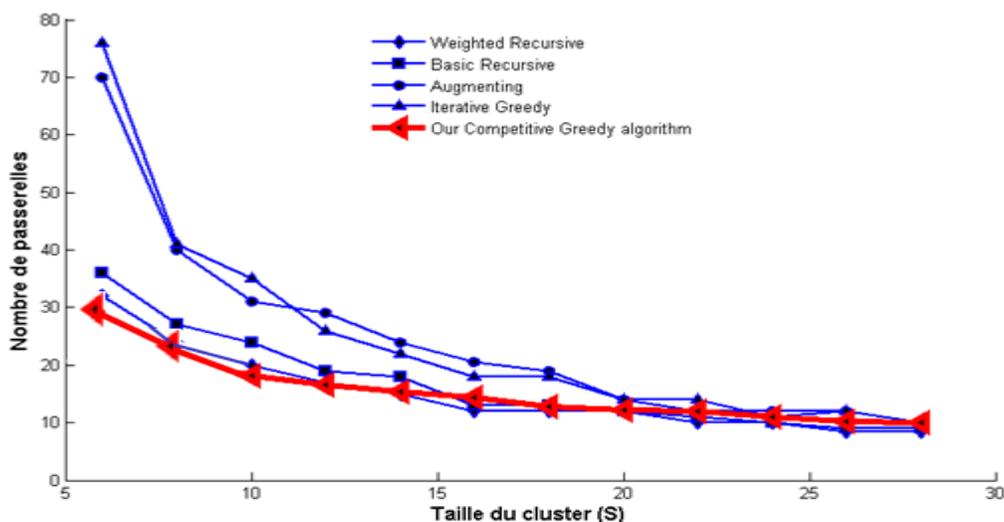


Figure 6.11 Taille de cluster variable, $R = 6$, $L = \infty$.

Notre algorithme produit légèrement moins de clusters (passerelles) que les deux versions 'Weighted Recursive' et 'Basic Recursive' proposées par Aoun et al (Figure 6.11). Lorsque notre algorithme est soumis aux mêmes contraintes que l'algorithme récursif pondéré proposé par Aoun et al [23], le nombre de clusters requis pour assurer la couverture des nœuds du réseau est en moyenne plus faible. Par rapport au WR, CG déploie environ 2 passerelles de moins pour une taille de cluster fixée à 6. Lorsque S croît, les algorithmes ont presque les mêmes performances.

❖ Effets du nombre de relais

Cette étude est conduite en faisant varier uniquement le nombre de relais du cluster. Les autres contraintes que sont le rayon et la taille du cluster sont fixées à une valeur infinie.

Sur la figure 6.12, lorsque la contrainte L est fixée à une valeur au dessus de 20, le nombre de passerelles requis est en moyenne quasiment constant. Quelle que soit la valeur de L espérée, notre algorithme converge très tôt et quasiment vers le nombre minimal moyen de passerelles. On peut remarquer aisément que l'effet du nombre de relais est presque négligeable lorsqu'on fait le déploiement avec l'algorithme 'GC'. Notre algorithme performe mieux que l'algorithme récursif pondéré et naturellement, mieux que les autres algorithmes du point de vue du coût de déploiement. Pour $L=4$ par exemple, l'algorithme récursif pondéré propose une solution trois fois plus coûteuse que notre algorithme.

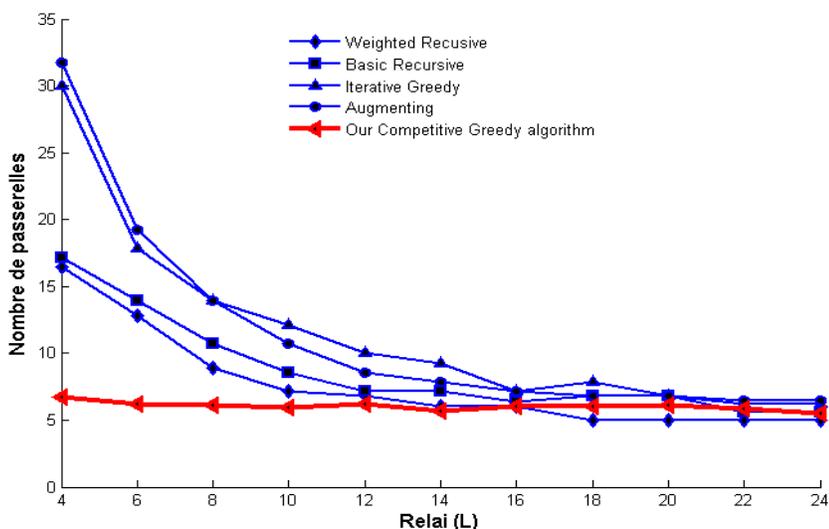


Figure 6.12 L (nombre de fils) au niveau d'un père variable, $R = 6$, $S = \infty$

❖ Effets du rayon

L'impact du rayon du cluster sur le coût global du réseau a également été analysé. Cet impact est étudié en relâchant les deux contraintes précédentes, à savoir la taille du cluster et le nombre de relais. La performance de chaque algorithme est évaluée pour différentes valeurs de rayon de cluster. Les cinq algorithmes montrent en moyenne les mêmes performances pour les différents rayons de cluster évalués. Si pour des rayons inférieurs à 3, notre algorithme performe moins, pour les rayons très élevés il se démarque

des autres car il requiert moins de passerelles dans le réseau Mesh. Les résultats que nous obtenons en utilisant l'algorithme 'CG' mettent bien en relief le caractère glouton de l'algorithme que nous proposons. Il sera de plus en plus performant lorsque le rayon du cluster devient important.

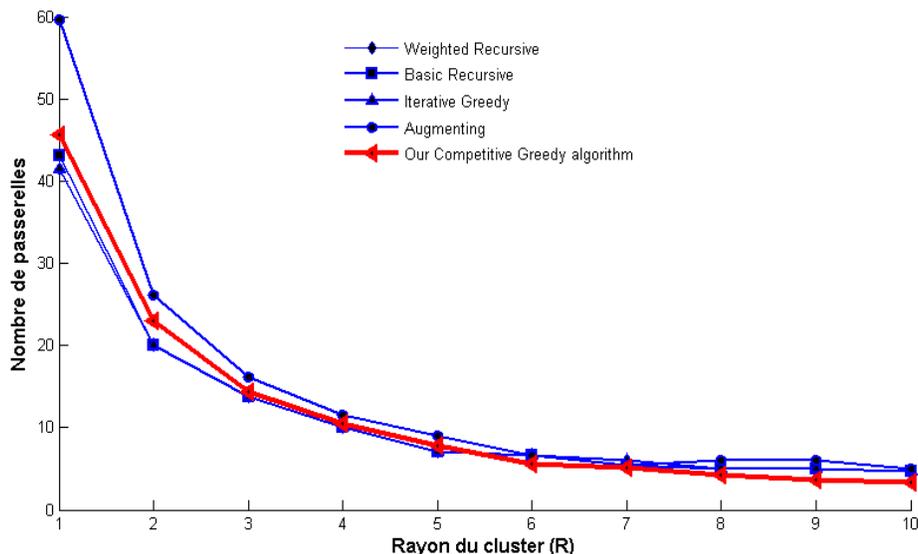


Figure 6.13 Hauteur ou profondeur du cluster variable, $L=\infty$, $S=\infty$

6.4.7. Algorithme visant la robustesse du réseau (approche 3)

L'approche (topologique) 3 vient résoudre un problème crucial lié à la robustesse du réseau WMN dans un milieu minier. En espace libre, les réseaux Mesh sont reconnus pour leur grande capacité à offrir une grande couverture et une diversité de chemin très importante. En milieu souterrain, cette capacité est restreinte du fait de la topologie pratiquement linéaire du réseau et se manifeste par un usage limité du nombre de relais que peut supporter les différents éléments du réseau. La diversité de chemin est donc limitée par la topologie du milieu souterrain. Selon la position du nœud, si au point d'intersection de galerie la contrainte L peut être supérieure à deux, à l'intérieur des galeries, elle est réduite à un car chaque nœud du réseau peut établir seulement un lien entre ces deux voisins comme c'est le cas dans un réseau en chaîne.

L'approche topologique [83] pour pallier à ce manque de diversité de route qui peut être fatal au réseau en cas de panne, est celle qui permet d'introduire une redondance spatiale entre les liens du réseau. Généralement, la redondance spatiale implique la réutilisation de canaux [84-85] et exige que les éléments du réseau soient à portée les uns des autres. Cette situation n'est pas sans conséquence sur le réseau minier souterrain, car si elle nécessite une augmentation de la densité des nœuds dans la galerie en plus d'augmenter le risque d'interférences dans les galeries très étroites puisque le nombre de canaux disjoints est limité. Compte tenu de la propagation chaotique dans le milieu souterrain, nous avons proposé une approche qui consiste à installer les passerelles dans le milieu de déploiement de manière à ce que tous les nœuds du réseau aient accès à des ressources supplémentaires. De ce fait, il est plus que souhaitable d'améliorer la robustesse des topologies du réseau résultants des approches 1 et 2 en introduisant une approche qui permet à chaque nœud du réseau de pouvoir communiquer ou d'établir deux routes différentes vers au moins deux passerelles différentes.

Puisque nous avons affaire à un déploiement dans un milieu confiné, la solution que nous préconisons permet une flexibilité importante du réseau et assure le maintien d'au moins deux routes différentes vers deux passerelles différentes sans conflit de lien entre le nœud-source et les différentes routes qui le conduisent vers différentes passerelles. Le degré de connexion de chaque nœud du réseau augmente. Avec cette approche, les pannes d'interface radio ou d'un nœud du réseau ainsi que diverses obstructions provoquées par des objets en mouvement dans la mine sont moins préjudiciables voire évitées pour l'ensemble des nœuds déployés dans le réseau.

Pour rendre le réseau robuste, nous avons posé le problème sous forme de problème d'optimisation qui sera résolu en utilisant l'algorithme génétique. Nous avons utilisé les mêmes contraintes que précédemment, mais cette fois-ci nous avons introduit la notion de routage qui permet à chaque nœud d'atteindre différentes passerelles en minimisant le nombre de sauts (la longueur de la route vers la passerelle). C'est d'ailleurs pour cela que la condition (a) de l'équation (1) (annexe C) a été redéfinie. Cette approche permet entre autres de continuer à minimiser le délai de transfert des paquets dans le réseau, tout en favorisant le partage et la gestion des ressources au niveau du réseau. La robustesse du

réseau est ainsi naturellement renforcée. Dans le même temps, l'étranglement du réseau en période de trafic dense est réduit.

Le but de l'optimisation du positionnement de passerelles est toujours de placer le nombre minimum de passerelles pour réduire les coûts de déploiement. La condition supplémentaire à ajouter à l'équation (1) en annexe C sera formulée comme suit :

$$\forall j \in N, \exists (i_1, i_2) \in G^2, i_1 \neq i_2, \overline{i_1 j} = -\overline{j i_2} : \sum_{i_1, j} + \sum_{j, i_2} = 0 \tag{6.11}$$

Les routes principales du réseau sont établies en déployant un seul arbre (cluster) recouvrant tous les nœuds du réseau. En milieu confiné, le déploiement de l'arbre recouvrant est aidé par la géométrie du milieu. En espace libre et plus particulièrement dans une ville, l'arbre de recouvrement peut être installé en exploitant le plan routier de la ville. Pour tenir compte de la condition imprimée par l'équation (6.11), chaque lien au niveau de l'arbre doit être orienté.

Pour respecter la condition imposée par l'équation (6.11), il faut que l'arbre recouvrant tous les nœuds du réseau soit déployé de sorte que chaque nœud maintienne un nombre maximum L de liens entre ses voisins.

La limitation imposée à la taille du cluster (S) n'a plus d'importance car l'approche proposée permet une gestion plus globale des ressources du réseau.

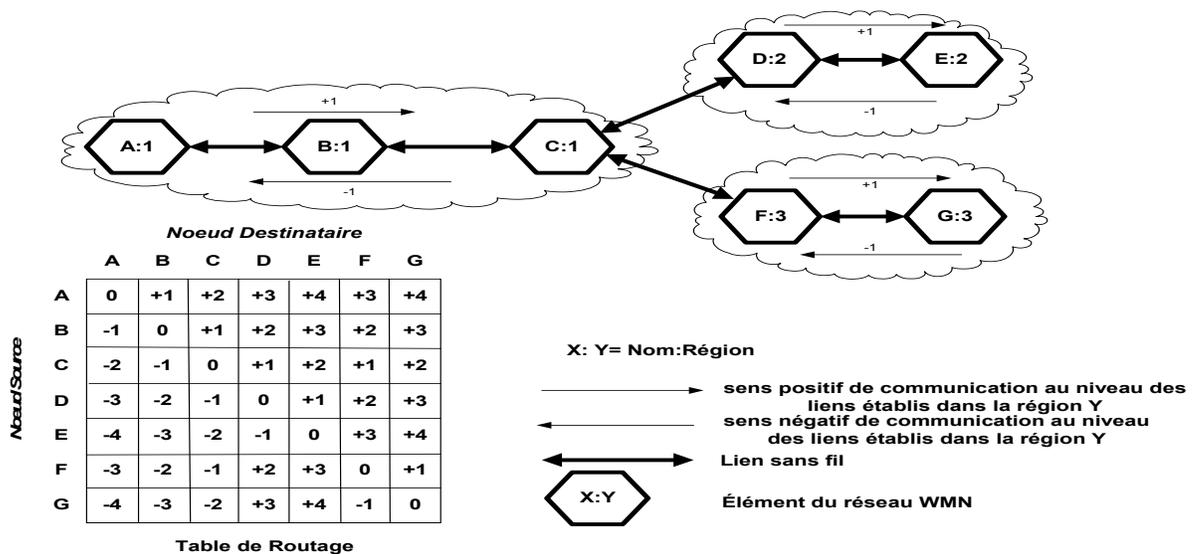


Figure 6.14 Les étapes préliminaires pour l'établissement de la nouvelle table de routage selon l'approche 3

La figure 6.14 illustre une étape importante et préliminaire pour trouver la topologie du réseau WMN selon l'approche 3. Elle présente aussi la table de routage correspondant à la communication entre les nœuds source et destinataire du réseau en appliquant l'équation (6.11). Cette approche 3 [83] est légèrement plus chère du fait du nombre de passerelles qu'il faut déployer pour assurer la robustesse du réseau WMN. Elle vient surtout renforcer une vulnérabilité du réseau qui réside dans la manière dont les passerelles sont déployées selon les deux approches précédentes.

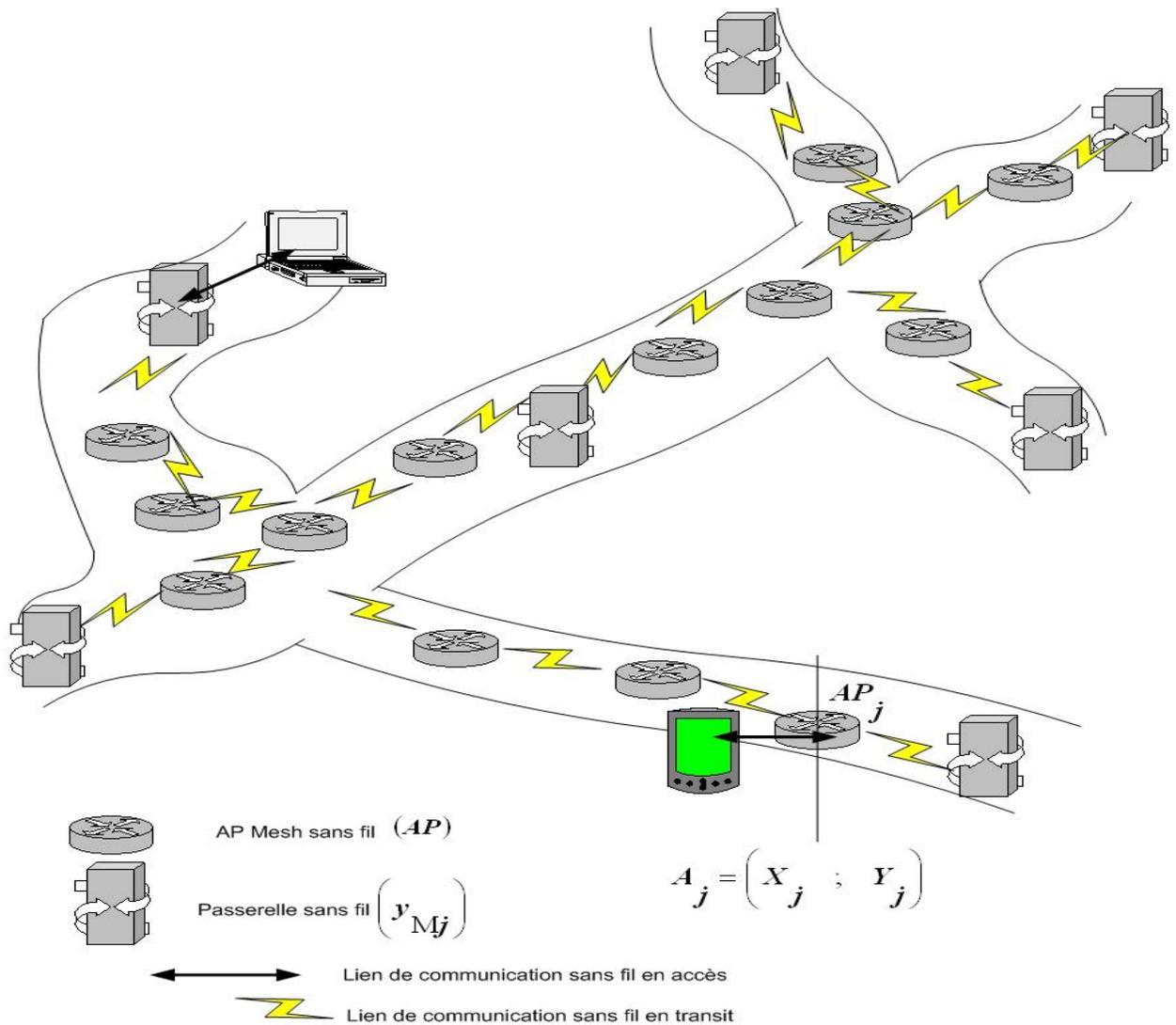


Figure 6.15 Déploiement du réseau WMN dans un milieu confiné à géométrie arbitraire (Approche 3)

Pour revenir à la figure 6.15, les passerelles du réseau sont positionnées en général aux confins des galeries. Si on considère sur la figure 6.15 que le nombre de sauts est illimité dans le réseau, la passerelle placée dans la galerie centrale (Figure 6.15) peut simplement être remplacé par un point d'accès Mesh. Avec une telle configuration, nous supposons que le nombre de sauts à travers les chemins établis dans le réseau est illimité pour chaque usager. Chaque usager a le choix d'acheminer son trafic vers différentes passerelles qui permettent d'accéder à un Internet à large bande. L'organigramme de l'algorithme utilisé pour l'approche 3 est présenté à l'annexe E.

6.48 Comparaison des différentes approches topologiques proposée

Pour comparer l'efficacité des différentes approches topologiques présentée dans cette thèse, nous avons évalué les paramètres suivants :

1. Le coût global du réseau : il a été évalué en trouvant le nombre de passerelles qu'il convient de déployer pour assurer au moins une route à chaque nœud vers une passerelle du réseau. Nous varions donc le nombre désiré de sauts qui relie le ou les nœuds du réseau aux passerelles auxquelles ils sont associés. Le nombre minimum de passerelles à déployer est trouvé en utilisant l'algorithme génétique et est présenté à la figure 6.16.

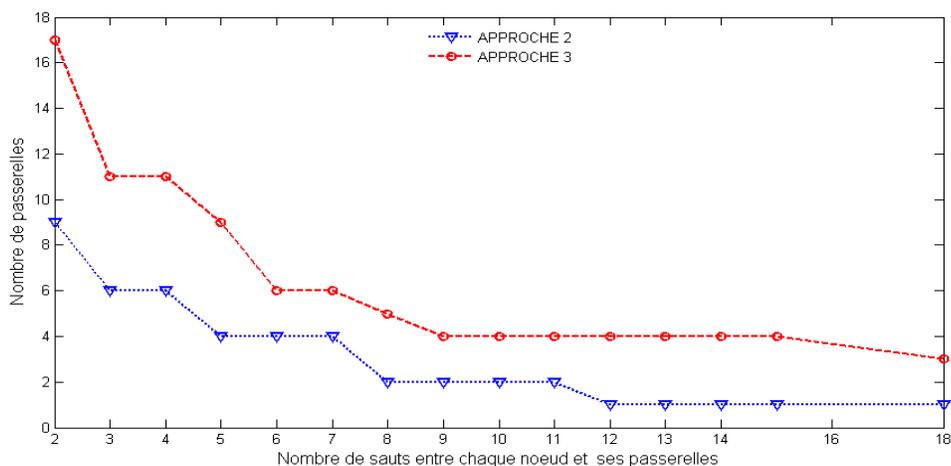


Figure 6.16 Comparaison du coût global du déploiement

À travers la figure 6.16, le coût global du réseau varie selon l'approche adoptée. L'approche 3 est plus couteuse que l'approche 2.

- La robustesse du réseau : Une fois la topologie du réseau retrouvé selon l'approche adoptée, à l'aide d'une simulation de type Monte-Carlo, nous générons aléatoirement 100 fois l -uplet positions du réseau. Chaque l -uplet de positions tirées fait l'objet d'une évaluation qui consiste à calculer la somme cumulée du degré d'importance des positions tirées dans le réseau. Le degré d'importance d'un nœud est évalué en fonction du nombre de nœuds qui risque de se trouver hors du réseau si le dit nœud tombe en panne. Les résultats obtenus sont présentés à la figure 6.17.

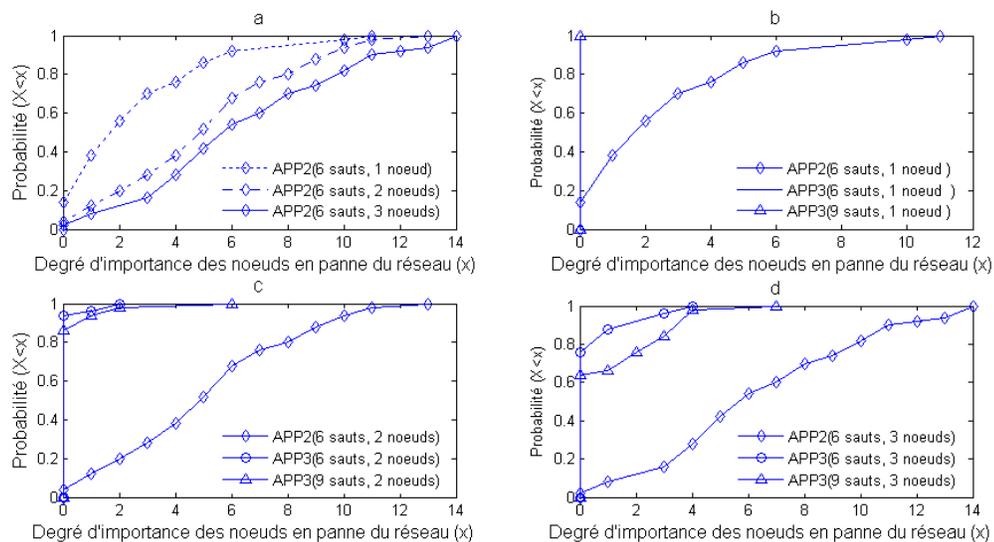


Figure 6.17 Robustesse du réseau

La figure 6.17.a montre que plus le nombre de sauts entre un nœud et sa passerelle associée augmente, plus le degré de robustesse du réseau global diminue car le degré d'importance des nœuds en panne impliqués augmente. Les figures 7.17.b, c et d montrent que le degré de robustesse du réseau de l'approche 3 est plus élevé que celui de l'approche 2. La figure 6.17.b montre quant à elle qu'un seul et unique nœud en panne ne saurait affecter le réseau en utilisant l'approche topologique 3.

3. Le throughput du réseau : Il est indispensable pour évaluer les performances que confèrent les différentes approches proposées. Nous avons donc implémenté sous le simulateur de réseau OPNET (Optimized Network Engineering Tool) lesdites topologies. Un scénario de communication élaboré dans nos travaux antérieurs [83] entre les éléments du réseau est mis en place pour évaluer le throughput global du réseau présenté à la figure 6.18.

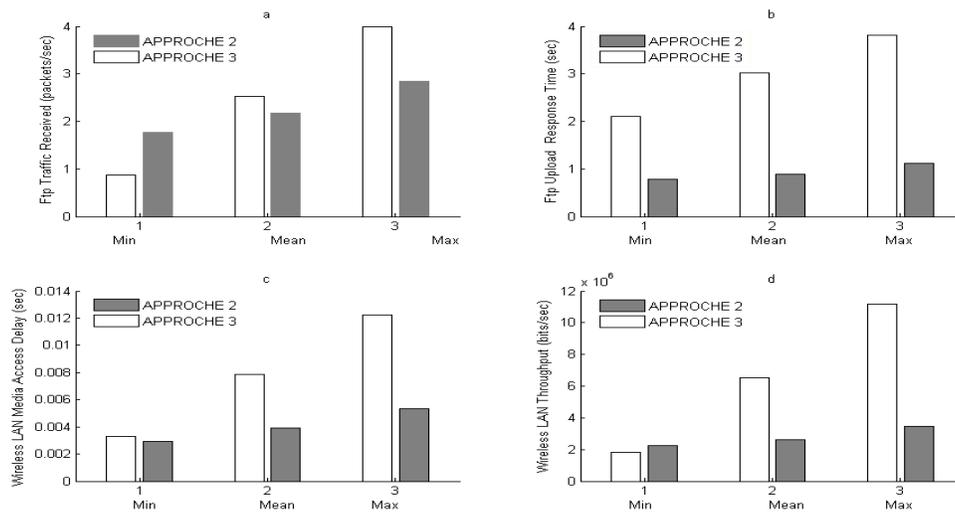


Figure 6.18 Performance réseau

A travers la figure 6.18.d, le débit (throughput) du réseau est plus élevé avec l'approche topologique 3 qu'avec l'approche topologique 2 si le même nombre de passerelles est déployé dans le réseau. Les résultats illustrés à la figure 6.18 sont obtenus en déployant 4 passerelles dans le réseau suivant les deux approches énumérées. Cependant les figures 6.18 b et c montrent que le délai de transmission est plus élevé en adoptant l'approche 3 au lieu de l'approche 2. Cette situation est compréhensible dans la mesure où en choisissant de placer quatre passerelles dans le réseau, les nœuds seront au maximum distants de 5 et 9 sauts (Figure 6.16) respectivement de la ou des passerelles auxquelles ils sont associés en appliquant l'approche 2 ou 3.

Les résultats obtenus permettent de comparer à travers le tableau 6.1 les différentes approches topologiques (approche 2 et 3) présentées dans ce chapitre. L'approche 1 étant une approche basée sur une problématique beaucoup plus complexe (tient compte du trafic dans le réseau), elle sera abordée plus en détails dans le chapitre 7. Elle fera tout de même partie de la comparaison en se basant sur les détails présentés dans ce chapitre.

	Coût	Degré de Robustesse	Performance
Approche 1	faible	faible	Bien
Approche 2	moyen	moyen	Bien
Approche 3	élevé	excellent	Très bien

Tableau 6.1 Tableau comparatif des approches topologiques proposées

6.5. Conclusion

Nous avons proposé trois approches topologiques qui permettent de planifier un réseau WMN dans un milieu confiné. La première méthode gère le positionnement de la passerelle dans le réseau WMN sur la base d'informations liées à la zone de collision et à l'agrégation du trafic que cela soit en période de trafic dense ou faible. A travers cette approche, nous avons pu prouver qu'un bon positionnement de la passerelle dans le réseau permet de réduire la congestion dans le réseau de 60 à 50%, [82]. C'est une approche qui permet également de gérer la demande non uniforme de ressource dans le réseau.

L'approche 2 quant à elle permet de gérer le problème de congestion dans le WMN de façon locale. Cette approche a été abordée jusqu'à présent en utilisant divers algorithmes dont les performances peuvent être encore améliorées. Nous avons donc proposé un algorithme 'Competitive Greedy', moins complexe dans sa structure et qui offre une performance bien meilleure que les algorithmes évoqués dans ce travail et dans la littérature.

Enfin, la troisième approche que nous proposons vient corriger un problème crucial qui peut entraîner une séparation du réseau. Il faut entendre ici par séparation, la configuration du réseau qui peut empêcher qu'une partie du réseau atteigne sa passerelle. Elle est plus coûteuse que les approches 1 et 2 mais elle reste la plus performante et la plus

robuste. Elle offre au réseau des options pour un partage équilibré des ressources du réseau. Elle bénéficie de l'introduction de la notion de routage orienté en s'assurant que chaque mobile, où qu'il se trouve dans le réseau, puisse établir un chemin à travers au moins deux passerelles distinctes. C'est d'ailleurs de cette manière que la connectivité des nœuds déployés dans le réseau s'est améliorée.

De nombreux scénarios intéressants ont été mis en place pour comparer les différentes approches topologiques.

Au chapitre 7 et à travers la planification du réseau Mesh en milieu souterrain ou en espace libre dans certains cas, nous allons mettre en application les méthodes de déploiement global des points d'accès dans le réseau WMN. Cette application sera effective en utilisant chacune des approches proposées.

Chapitre 7.

Résultats de l'application et comparaisons des algorithmes proposés

7.1. Introduction

Dans ce dernier chapitre, nous appliquons toutes les approches topologiques et algorithmiques évoquées au chapitre précédent en procédant au déploiement du réseau WMN en milieu souterrain minier notamment dans les galeries situées à la mine CANMET au niveau 70 m au-dessous du niveau de la surface de la terre. Certains résultats seront donnés pour l'espace libre à des fins de comparaison. Nous présenterons les performances de nos divers algorithmes de déploiement. Nous comparons dans un premier temps, les performances des algorithmes génétique et de Greedy pendant le processus de déploiement des points d'accès dans une galerie unique ou dans un milieu à galeries multiples. Nous proposons des solutions pour rendre performants les divers algorithmes au cours du processus de déploiement. Dans un second temps, nous présentons les trois approches topologiques proposées pour le déploiement de la passerelle dans le milieu.

7.2 Positionnement des points d'accès

7.2.1. Analyse des liens sans fil entre les nœuds du réseau

L'analyse des liens sans fil établis entre les nœuds du réseau est une étape importante dans le processus de déploiement des nœuds du réseau WMN. Pour assurer une interconnexion efficace, les nœuds doivent être déployés en tenant compte des portées de chacune des interfaces radios disponibles au niveau des points d'accès Mesh sans fil. Les portées des liens sans fil établis en accès et en transit ont été évaluées à la suite de campagnes de mesures expérimentales réalisées dans le milieu souterrain. Les APs ayant deux interfaces, il importe de tenir compte de la portée du lien en transit et de celle du lien

en accès, qui n'ont pas généralement la même portée et forment deux cellules disjointes. Deux conditions doivent être remplies pour assurer une bonne connexion au niveau des différents éléments du réseau :

- Les interfaces qui assurent le lien en transit (lien entre le père et ses fils et vice versa) entre deux nœuds voisins doivent être à portée l'une de l'autre comme le stipule la norme 802.11.

- Les cellules pour permettre au mobile de passer d'un nœud source à un nœud destinataire doivent se chevaucher pour assurer efficacement une connexion continue au moment de l'itinérance. On parle de connexion en itinérance (roaming), lorsque le mobile se déplace et quitte sa cellule source pour se connecter à une cellule destinataire.

- Chaque paire de nœuds dans le réseau doit être en ligne de vue directe.

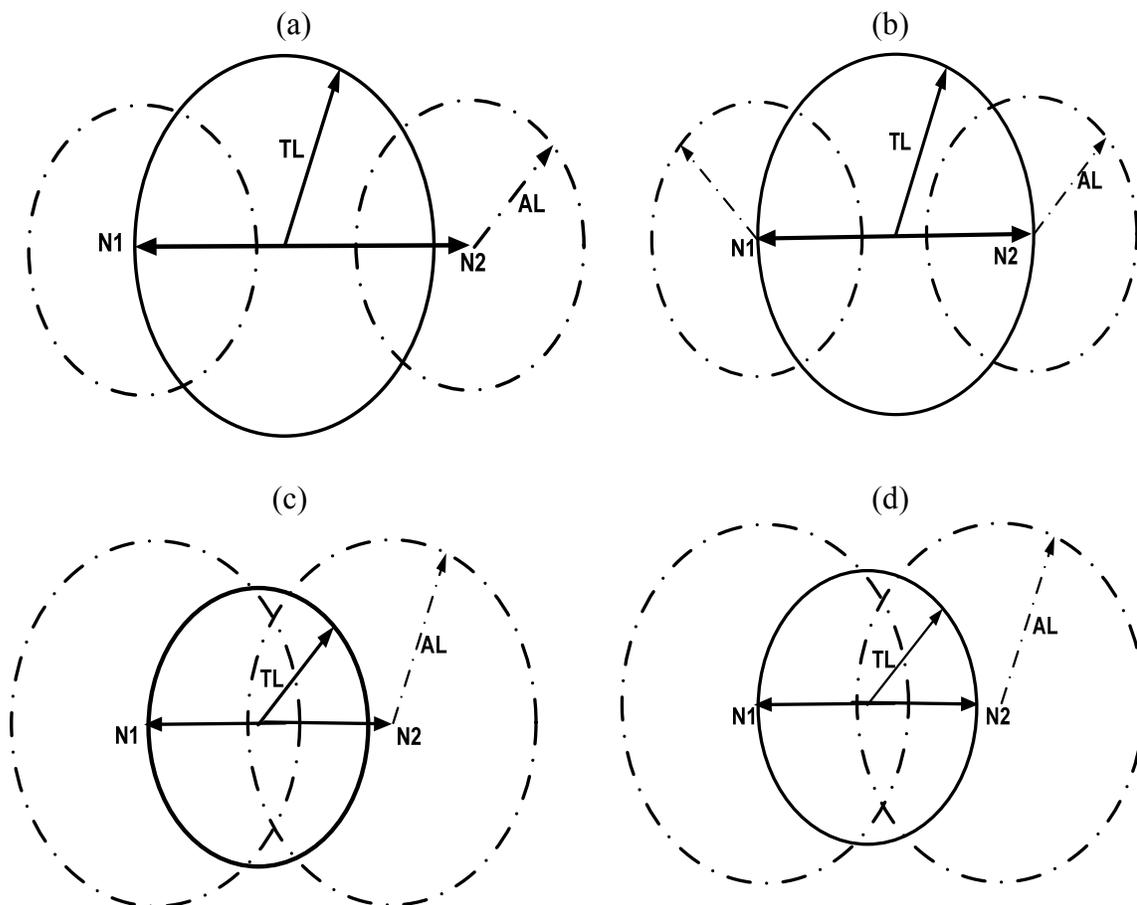


Figure 7.1 Liens sans fil établis entre deux nœuds voisins

Différentes situations peuvent se produire dépendamment de la qualité du lien entre deux nœuds (AP Mesh) voisins (figure 7.1).

Le cercle en trait continu permet d'indiquer s'il y a un lien de communication bidirectionnelle sans fil entre les nœuds voisins $N1$ et $N2$. Si la paire de nœuds se trouve dans le cercle continu, on considère alors que les liens qu'ils établissent sont efficaces. Quant au cercle en trait discontinu, il représente la portée de chaque nœud au niveau de son interface radio qui assure le lien en accès.

Sur la figure 7.1.a, aucune connexion sans fil n'est possible entre les nœuds $N1$ et $N2$ car ils ne sont pas à portée l'un de l'autre au niveau du lien en transit et du lien en accès également. La mise en place d'un roaming adéquat pour un mobile (usager) n'existe pas car il n'y a pas de chevauchement entre les cellules formées par les nœuds $N1$ et $N2$ dans le réseau.

Sur la figure 7.1.b, la connexion sans fil en transit existe entre les nœuds $N1$ et $N2$ car ils sont à portée, l'un de l'autre au niveau du lien en transit. Il n'existe pas toutefois de roaming adéquat pour un mobile car il n'y a pas de chevauchement entre les cellules formées par les nœuds $N1$ et $N2$ dans le réseau.

À la figure 7.1.c, nous pouvons constater qu'aucune connexion sans fil n'est possible entre les nœuds $N1$ et $N2$ car ils ne sont pas à portée l'un de l'autre au niveau du lien en transit. Par contre, au niveau du lien en accès, le roaming pour un mobile pourrait exister s'il y avait communication entre les APs.

Pour que toutes les connexions soient bonnes, il faut être dans un cas similaire à la figure 7.1.d. Une connexion sans fil est possible entre les nœuds $N1$ et $N2$ car ils sont bien à portée l'un de l'autre au niveau du lien en transit. Au niveau du lien en accès également, il y a un chevauchement adéquat entre les cellules formées par les nœuds $N1$ et $N2$.

La figure 7.1 met en relief les différents scénarios qui peuvent se produire dans le milieu et la formulation du problème d'optimisation a été développée autour de cette configuration.

Pour le déploiement des nœuds dans le milieu souterrain minier, nous avons convenablement fixé la portée du lien d'accès à 40 m (par rapport aux résultats expérimentaux découlant de l'étude du canal au chapitre 5) alors que la portée du lien en

transit est fixée à 46 m pour atteindre un pourcentage de chevauchement entre cellules d'accès de 45%

7.2.2. Positionnement des nœuds dans un milieu à géométrie régulière (espace libre)

Considérons une zone de déploiement rectangulaire telle qu'illustrée à la figure 7.2. La longueur et la largeur de la zone de déploiement choisie sont égales à 15 m. La séparation entre nœuds est de 0.6 m alors que chaque nœud du réseau a une portée de 1 m. La figure 7.2 présente une topologie de réseau Mesh présentée et analysée dans l'article [23]. Le nombre de nœuds déployé est de 93.

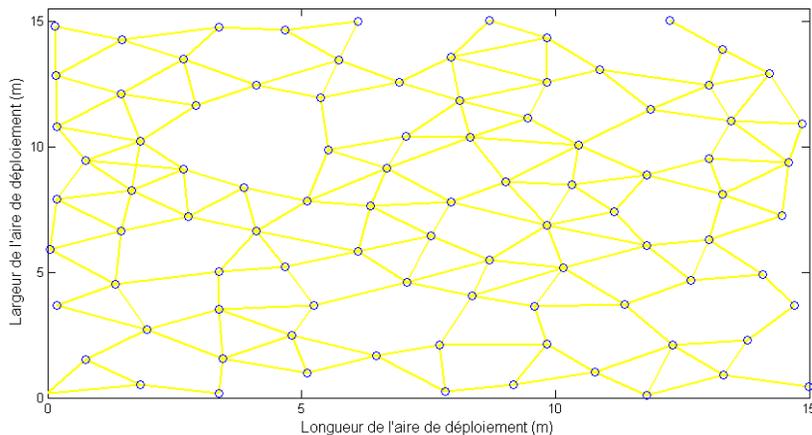


Figure 7.2 Aire de déploiement de dimension 15*15, 93 nœuds

Une fois le déploiement terminé, il est possible d'évaluer un paramètre très important qui permet de caractériser les nœuds dans un réseau Mesh. Il s'agit du degré maximum de connexion d'un nœud situé dans la zone de déploiement (Figure 7.3). Généralement, la connaissance du degré maximum de connectivité peut permettre d'évaluer la densité des nœuds du réseau. La figure 7.3 permet d'affirmer d'ailleurs que quand le nombre de nœuds déployés augmente, plus le degré maximum de connexion et par ricochet la densité des nœuds augmente dans le réseau.

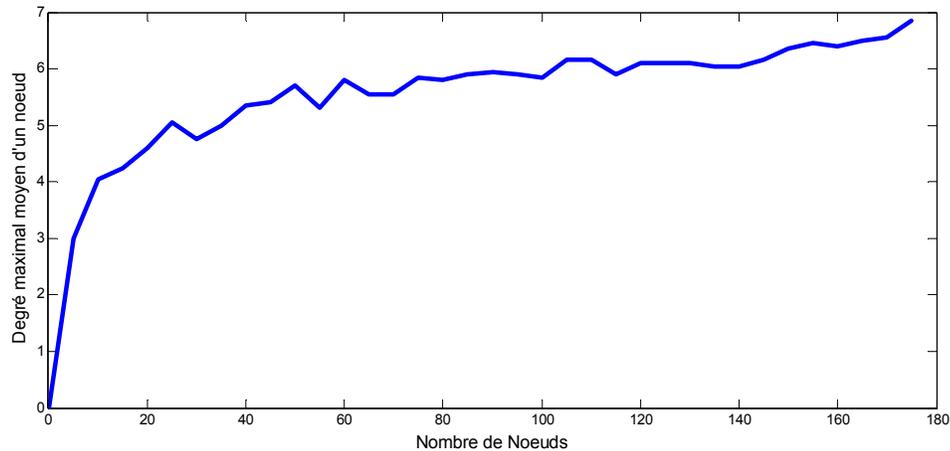


Figure 7.3 Densité de nœuds et degré de connexion (connectivité)

7.2.3. Positionnement des nœuds dans un milieu à géométrie irrégulière

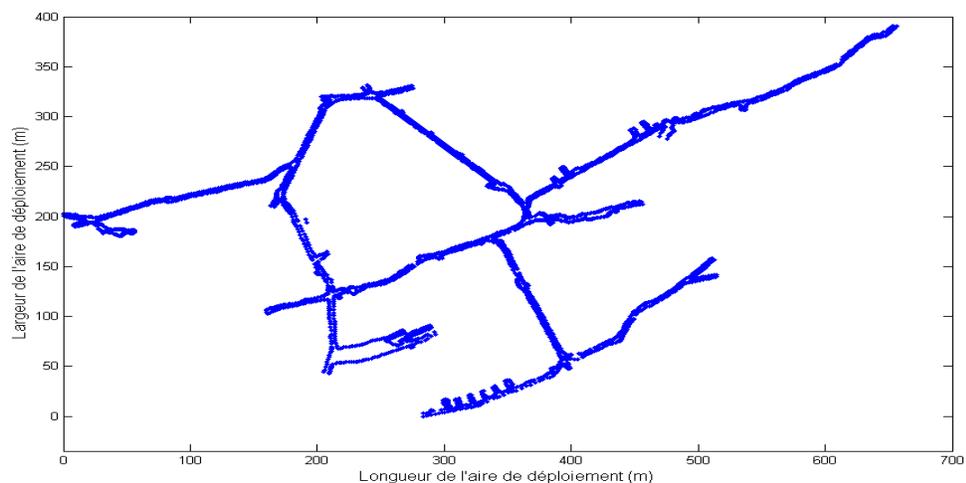


Figure 7.4 Cartographie de toutes les galeries situées au niveau (-70 m)

Le problème de positionnement est un peu plus délicat compte tenu de l'irrégularité de la géométrie du milieu. Cela nécessite un travail préliminaire. Dans cette phase, il faut procéder à la récupération du plan en deux dimensions de la cartographie du milieu de déploiement (figure 7.4). Nous sommes partis d'un plan numérisé de la mine par des logiciels de dessin tels qu'AutoCad et via un programme Matlab, nous avons récupéré les coordonnées des points sous AutoCad.

Une fois les données disponibles et rangées sous forme matricielle sous Matlab, nous procédons à une discrétisation très fine du milieu (figure 7.5). Les points issus de cette discrétisation représenteront l'ensemble des points parmi lesquels seront choisies les positions idéales de déploiement des éléments du réseau WMN.

Ces points (Figure 7.5) correspondent à un ensemble de solutions possibles de départ des algorithmes utilisés pour optimiser le placement des nœuds dans le milieu à l'étude.

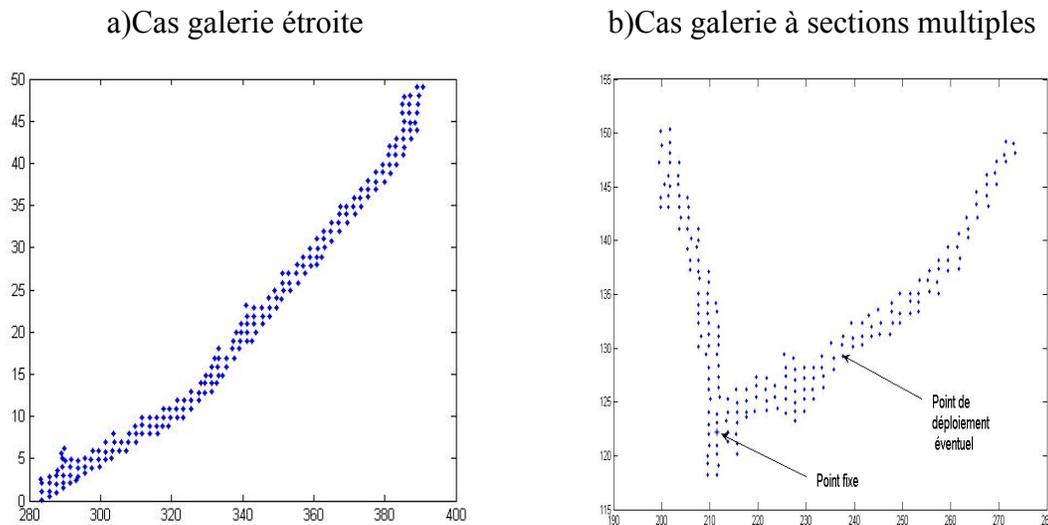


Figure 7.5 Grille de déploiement. a) Galerie étroite, b) Environnement à sections multiples

7.2.4. Évaluation de la zone de couverture d'un nœud

Dans ce travail, nous avons considéré que chaque nœud a une portée circulaire. Cette considération géométrique rend le problème d'évaluation de la couverture un peu plus complexe au niveau des galeries non seulement à sections multiples mais aussi à géométries irrégulières. La couverture d'un nœud est évaluée comme suit :

$$\text{Cover}_{s_j} = \left\{ s_n \in s, \text{dist}(s_j, s_n) \leq AL, s_j \in AP_{ap,b} \text{ and } b \geq 1 \right\}, \quad (7.1)$$

$$\| \text{Cover}_{s_j} \| = Ks_j$$

$Cover_{S_j}$ évalue la couverture du nœud S_j . Nous calculons donc le cardinal de l'ensemble des points appartenant à la grille (S) et qui sont situés à l'intérieur du cercle de rayon AL . La circonférence du cercle délimite la zone de couverture du nœud, S_j du réseau. Le cardinal de cet ensemble est K_{S_j} .

Pendant deux problèmes peuvent surgir lors d'une évaluation que nous qualifions d'aveugle de la couverture dans un milieu confiné à géométrie variable:

a) Deux points situés dans deux galeries différentes peuvent être à portée l'un de l'autre, ce qui ne veut pas dire qu'ils peuvent communiquer car ils ne sont pas vraiment en ligne de vue directe, étant géographiquement séparés par des murs rocheux. (Figure 7.6).

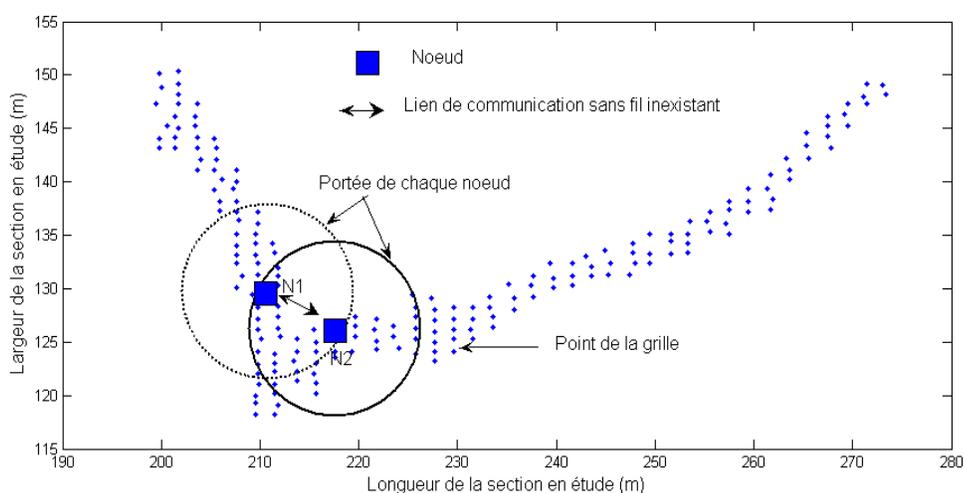


Figure 7.6 Nœuds à portée l'un de l'autre sans LOS

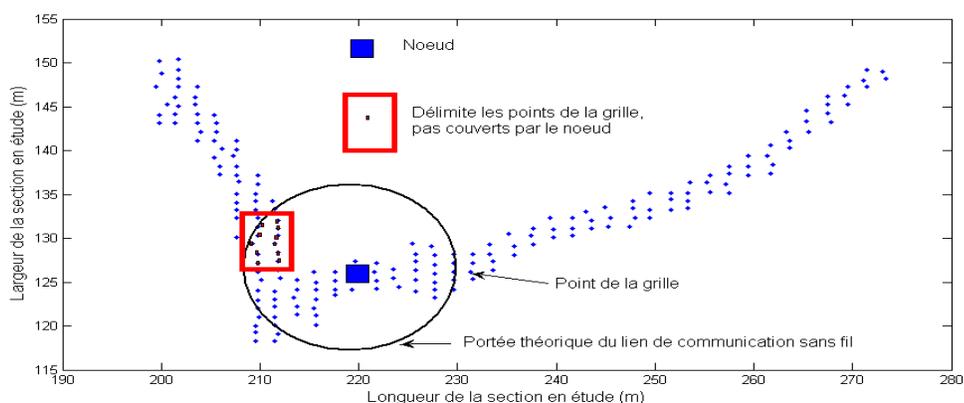


Figure 7.7 Problème lié à une évaluation aveugle de la couverture

b) Des points situés dans une galerie voisine peuvent être considérés comme couverts par un nœud situé dans une autre galerie alors qu'en réalité ils ne peuvent pas l'être, les galeries étant séparées par des murs. (Figure 7.7)

7.2.5. Procédure adoptée pour le déploiement en milieu confiné

Quelque soit la galerie, les points doivent être marqués sur la grille de déploiement selon un sens défini pour une progression directionnelle du déploiement dans les différentes galeries. Le sens choisi de préférence est celui des aiguilles d'une montre. Pour passer d'une galerie à une autre, il est préférable de commencer le déploiement par les galeries situées sur la route la plus longue dans le milieu. Les galeries ou sections de galeries qui se situent sur les routes les plus courtes résultantes doivent être abordées en dernier lieu.

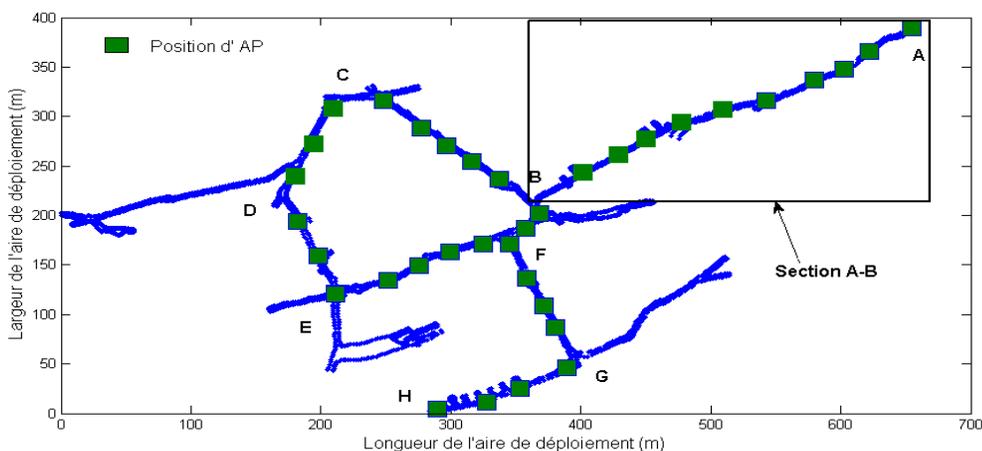


Figure 7.8 Sectorisation par galerie au niveau -70 du site minier de CANMET

L'approche de déploiement adoptée est donc celle qui aborde le problème de déploiement section par section jusqu'à ce que toute l'aire de déploiement soit efficacement couverte sous les contraintes imposées par le planificateur du réseau. Selon l'ordre dans lequel les points d'accès sont déployés dans les différentes galeries, le nombre nécessaire de points d'accès peut varier. L'effet de la subdivision de l'aire (Figure 7.8) de déploiement sur le nombre d'APs qu'il revient de déployer dans le milieu sera aussi abordé dans ce

chapitre. La formulation du problème d'optimisation du déploiement est présentée dans [82].

La subdivision de l'environnement de déploiement est importante dans certains cas pour gérer le déploiement sur des surfaces très étendues. Dans le paragraphe qui suit, nous allons aborder le déploiement dans une galerie unique, dans une galerie formée de sections multiples. Pour finir, nous allons aborder le déploiement dans un milieu confiné minier étendu.

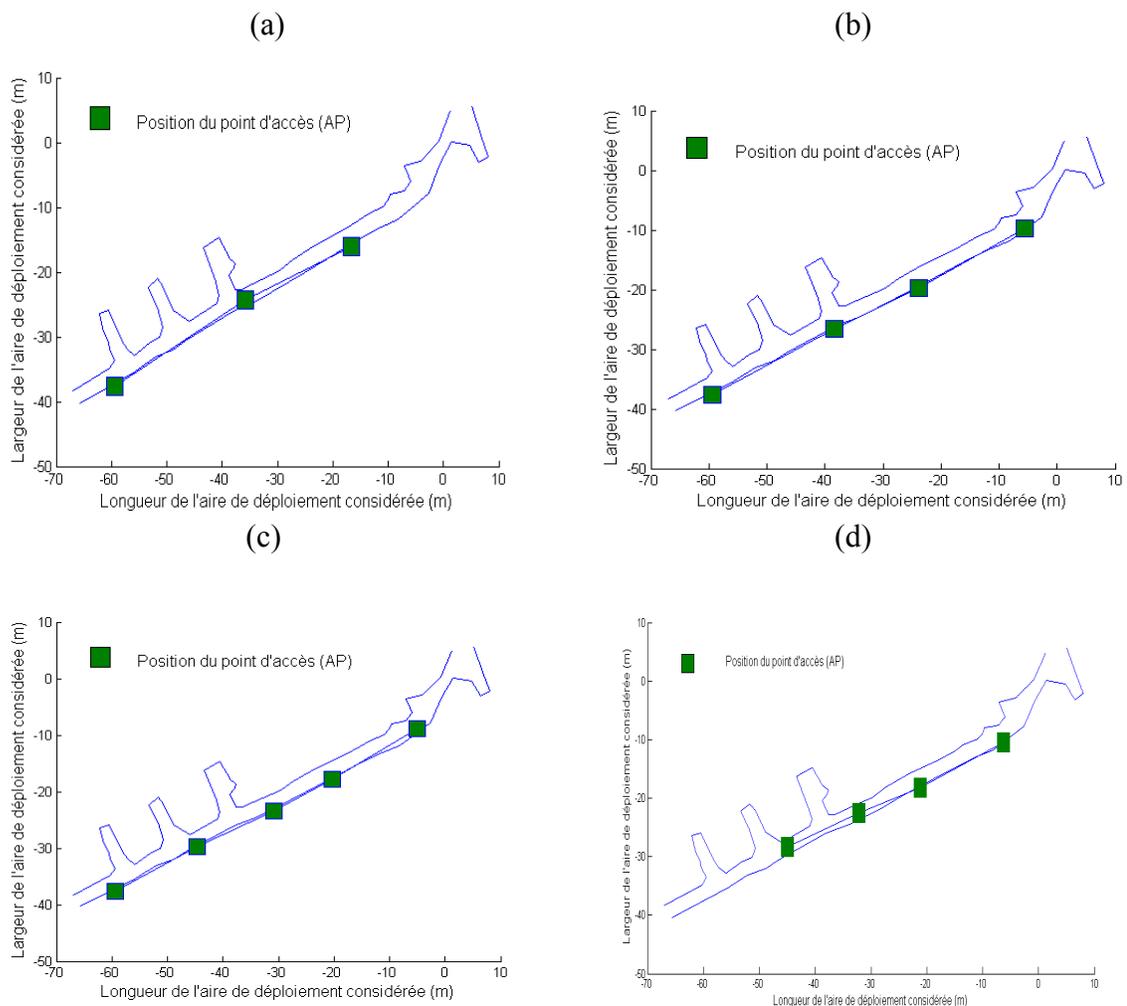


Figure 7.9 Déploiement dans une galerie et effet du taux de recouvrement (Rd_0) entre les APs. (a) Greedy avec $Rd_0 = 40\%$, (b) Greedy avec $Rd_0 = 50\%$, (c) Greedy avec $Rd_0 = 60\%$, (d) GA (algorithme génétique) avec $Rd_0 = 60\%$

7.2.6. Galerie unique.

Les résultats obtenus après un déploiement minutieux du réseau dans une galerie unique sont représentés à la figure 7.9 en fonction du taux de recouvrement désiré.

		Taux de recouvrement (%)			
		40	50	60	70
Nombre d'APs	GR	3	4	5	7
	GA	3	4	4	5

Tableau 7.1 Tableau comparatif de GA et GR

Les algorithmes utilisés pour traiter ce cas sont les algorithmes de Greedy (GR) et génétique (GA) dont les performances sont présentées au tableau 7.1.

7.2.7. Galerie à sections multiples.

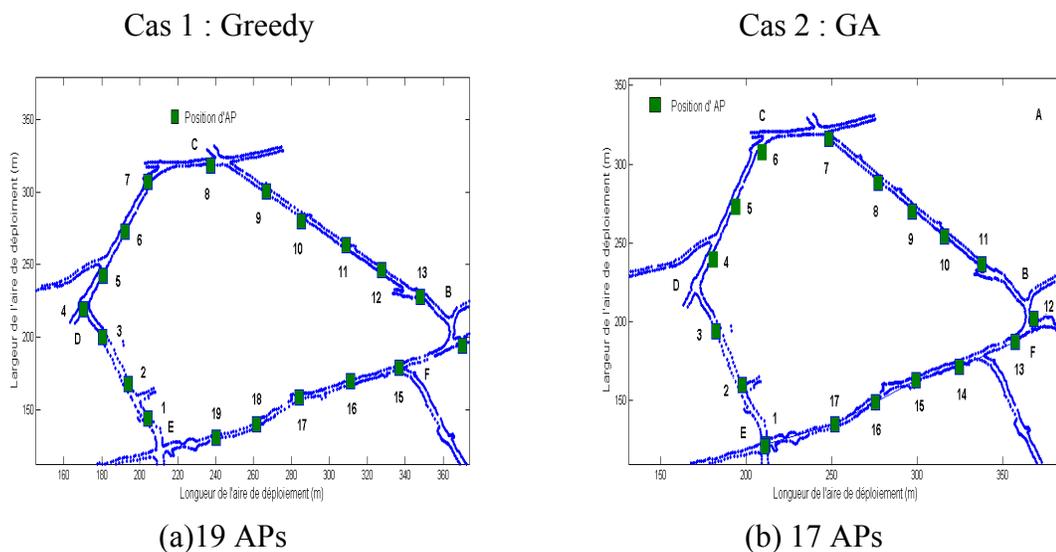


Figure 7.10 Étude de galeries multiples : a) Algorithme de Greedy, b) Algorithme génétique

Le déploiement des nœuds dans les galeries à sections multiples (Figure 7.11) a été traité en utilisant également les algorithmes de Greedy (GR) et génétique (GA). Contrairement aux résultats obtenus dans une galerie unique, pour une galerie à sections multiples nous constatons que certains nœuds ne sont pas en ligne de vue directe avec leurs voisins immédiats. Il s'agit par exemple des paires de nœuds (1,19) et (3,4) respectivement sur les figure 7.10.a et 7.10.b. Cette situation provoque à certains endroits une discontinuité dans la mise en place du backbone sans fil du réseau. Les conséquences en termes de coût de telles discontinuités dans le réseau seront évaluées dans les prochains paragraphes.

7.2.8 Méthode combinatoire de galeries

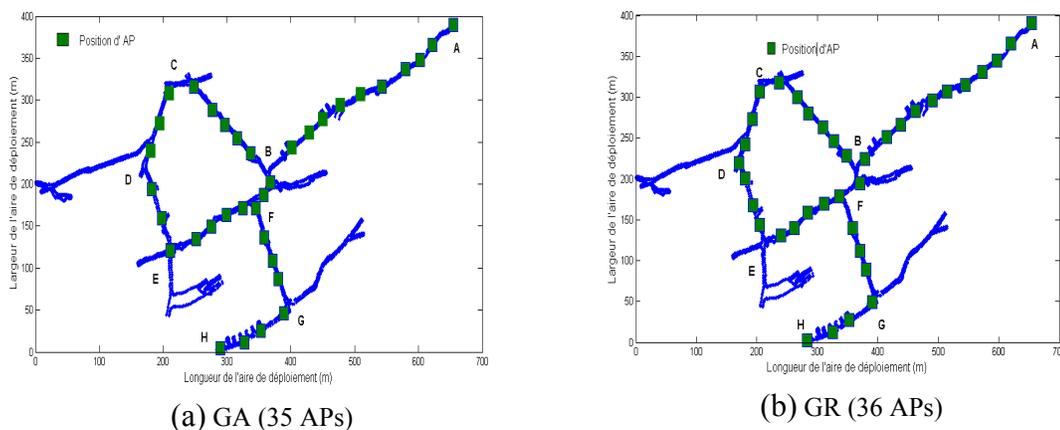


Figure 7.11 Six sous-sections (A-B), (B-C), (C-D), (D-E), (E-F), (F-G) et (F-G) -70. a) GA, b) Greedy

Dans un milieu confiné, les galeries forment entre elles différentes configurations géométriques irrégulières. Il revient donc au planificateur du réseau de subdiviser la surface de déploiement en des sous-sections de galeries uniques, de sous-sections de galeries multiples ou des sous-sections mixtes. Généralement, la méthode combinatoire consiste à aborder le déploiement des APs dans le milieu confiné section par section dépendamment de la route suivie au cours du déploiement. Chaque subdivision peut être constituée d'une galerie ou d'un ensemble de galeries. Une étude sur l'impact que peut avoir une telle

méthode de déploiement par subdivision en termes de coût global de déploiement dans le milieu confiné est effectuée par les mises en situation suivante.

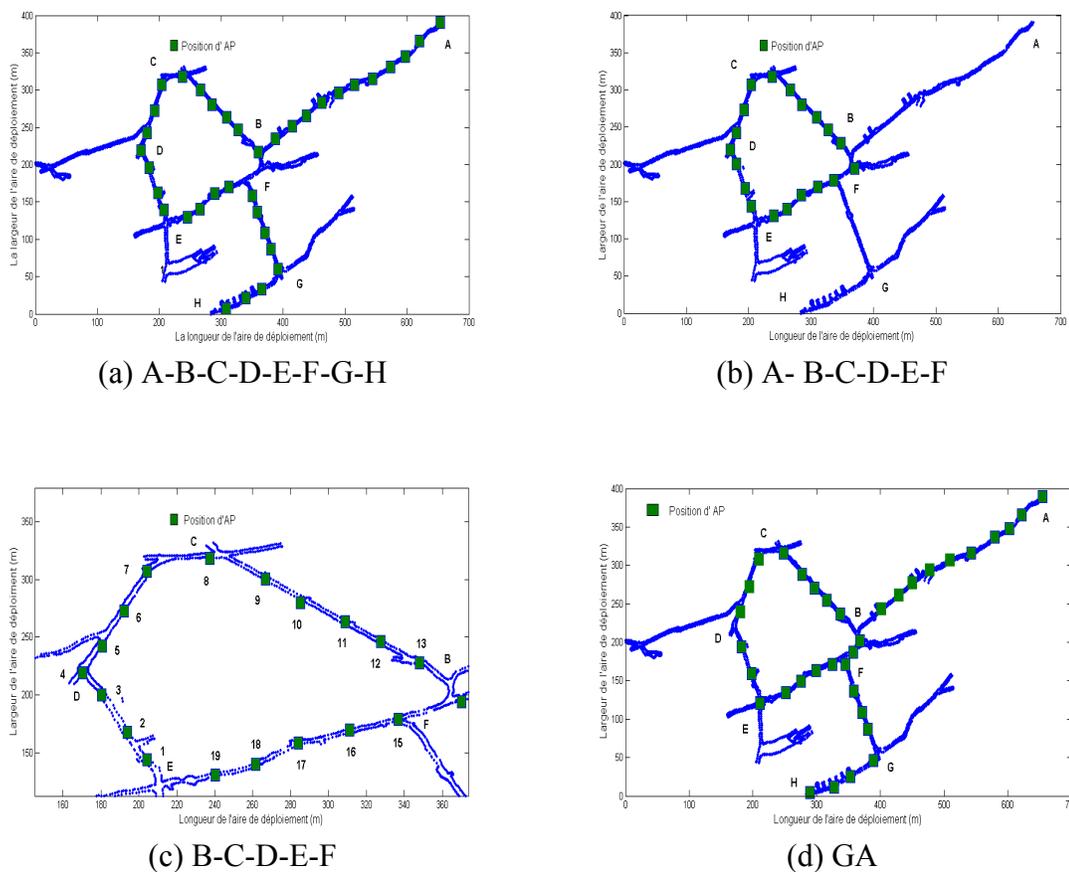


Figure 7.12 Deuxième mise en évidence de l'effet d'un déploiement par ordre combinatoire de galeries

Deux situations nous ont permis d'atteindre cet objectif en appliquant les algorithmes GA et GR. Dans une première situation, l'aire de déploiement est subdivisée en sept sections (A-B), (B-C), (C-D), (D-E), (E-F), (F-G) et (G-H), (Figure 7.11) alors que dans la seconde et dernière situation analysée dans ce travail, l'aire est subdivisée en deux sections (A-B-C-D-E-F) et (F-G-H), (Figure 7.12).

La figure 7.12.d (GA) est prise comme référence pour cette analyse. On constate que:

- si on commence à déployer les APs en abordant le bloc de galeries situées sur les routes (A-B-C-D-E-F-G-H) comme indiqué sur la figures 7.11.a puis ensuite sur la route (F-B), il nous faudra 1 AP de plus pour assurer le déploiement sur toute l'aire considérée.

- en procédant par les galeries situées sur les routes (A-B-C-D-E-F), (A-B) et (F-G-H) respectivement, pour déployer les APs (Figures 7.12.b), il nous faudra 2 APs de plus pour assurer le déploiement sur toute l'aire considérée.

En ce qui concerne la figure 7.11.c, il faudra au moins 2 APs de plus pour assurer la couverture de toute l'aire de déploiement en se basant sur le résultat présenté à la figure 7.10.b.

7.2.9. Performances des algorithmes lors du processus de déploiement

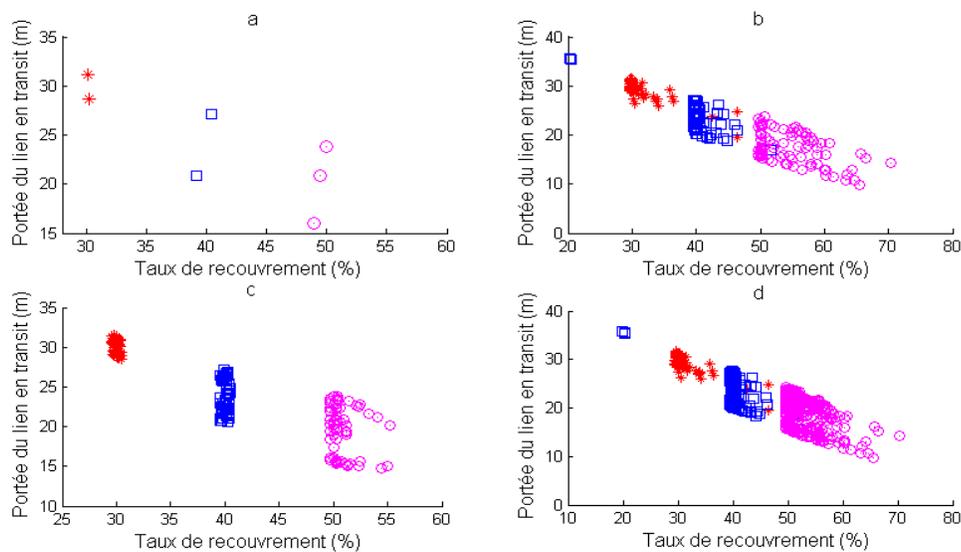


Figure 7.13 Portée du lien en transit en fonction du taux de recouvrement désiré dans un corridor minier a) GR, b) GA (20 générations), c) GA (220 générations), d) GA (toutes les générations : 10, 20, 60, 100, 140, 180, 220)

Le rôle d'un algorithme de déploiement est de réduire le coût de déploiement du réseau en milieu souterrain minier. Il doit cependant prendre en compte tous les problèmes énumérés et rencontrés au cours du déploiement. Dans ce travail nous avons utilisé deux

algorithmes d'optimisation dont les performances seront analysées en fonction du coût de déploiement et la qualité du backhaul du réseau mise en place.

En ce qui concerne le coût du déploiement, d'après le tableau 7.1, GA est plus performant que GR en termes du nombre d'APs placés. Cette remarque est valable aussi bien dans une galerie unique que dans une galerie à sections multiples. Cependant, pour des taux de recouvrement très élevés, le coût du déploiement résultant est souvent le même.

La figure 7.13 montre les performances comparatives des algorithmes GR et GA. L'emphase est mise sur les résultats obtenus avec GA dont la taille de la population est fixée à 101 individus. À chaque génération, la fonction objective du problème (fitness) est évaluée 101 fois. Les résultats illustrés à la figure 7.13 sont obtenus après 30 simulations indépendantes. La qualité de la solution sera analysée sous l'œil de la variance du taux de recouvrement associés à chaque solution obtenue après chaque simulation par rapport au taux de recouvrement désiré. La figure 7.13 montre cette variance après respectivement 20 et 220 générations lorsque le taux de recouvrement désiré varie de 30 à 50 % avec un pas de 10.

Après 20 générations, GA propose le plus souvent, une solution non-optimale en fonction de la variance au niveau des solutions proposées. GA offre plusieurs solutions de déploiement au planificateur du réseau. Ces solutions ne sont pas toujours bonnes du fait de la variance observée est fortement influencée par la portée du lien en transit et le nombre de génération. Les solutions obtenues après 220 générations sont beaucoup plus précises. Les portées illustrées à la figure 7.13 sont celles de toutes les meilleures solutions proposées par GA. Les portées varient en fonction de l'emplacement où sont déployés les nœuds et sont naturellement influencées par la forme irrégulière du corridor.

En tant qu'algorithme déterministe, GR donne une solution unique pour chacun des différents taux de couvertures (figure 7.13.a). Le taux de recouvrement atteint par GR est plus précis si le taux de recouvrement désiré est faible (30%) plutôt qu'élevé (40 et 50%). Cette observation peut s'expliquer par le fait que GR a du mal à suivre la topologie du corridor.

En ce qui concerne la qualité du réseau mis en place, les deux algorithmes sont efficaces pour des taux de recouvrement cellulaires faibles. Cependant l'algorithme

génétique offre un avantage car il offre également plusieurs solutions de déploiement au planificateur du réseau. Il est de plus moins influencé par la méthode combinatoire de déploiement évoqué précédemment.

Quel que soit l'algorithme utilisé pour le déploiement, la majorité des nœuds sont positionnés en ligne de vue directe avec leurs voisins immédiats. Nous parlons de majorité de nœuds parce qu'il peut arriver que deux nœuds ne soient pas en ligne de vue directe du fait de la variation topologique du milieu. GA permet également d'éviter ce problème grâce à la diversité de solutions qu'il propose. À travers les résultats obtenus à la figure 7.10, la combinaison des deux résultats obtenus par l'application des deux algorithmes suffit pour éviter ce problème

Les désavantages de l'algorithme génétique GA résident dans le fait que son temps de calcul ne peut pas être exactement estimé. Généralement, ce temps de calcul s'accroît avec la taille de la population et le nombre de générations. Pour gérer ce problème et ainsi rendre l'algorithme performant, nous limitons la taille du domaine de recherche des points à 400 points. GA utilise des fonctions (croisement, mutation) au cours du processus d'évaluation ou de la recherche de solutions dont les probabilités de réalisation peuvent aussi affecter les temps de calcul. Généralement, GA opère sans connaissance aucune de la taille ou de la qualité de la solution. Donc, pour aller dans le sens de l'amélioration de son temps de calcul, la taille de la solution pseudo optimale obtenue par GR est utilisée pour le dimensionnement de la taille de l'individu (contexte de GA, chapitre 3). Aussi, le fait d'inclure la solution trouvée par l'algorithme de Greedy dans la population générée au cours de la première génération, permet d'atteindre une solution meilleure si elle existe en un temps optimal de calcul.

7.3. Solutions proposées pour le positionnement de passerelles à l'aide d'exemples concrets.

Une fois le déploiement complété, il faut passer à l'étape suivante qui est celle qui consiste à positionner les passerelles dans le réseau. La numérotation adoptée à la figure 7.14 est utilisée à titre indicatif dans la description des résultats obtenus dans cette partie de

la thèse. Cette figure indique également les positions probables de passerelles dans le réseau WMN

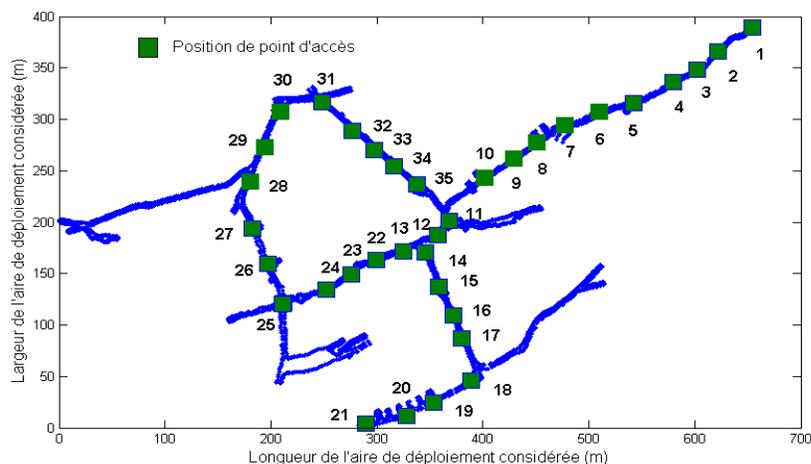


Figure 7.14 Numérotation adoptée pour les APs déployés dans le milieu

Chacune des approches topologiques évoquées est appliquée et la configuration du réseau résultante est présentée et commenté en appliquant les contraintes correspondantes. L'optimisation du réseau est faite en utilisant l'algorithme génétique ou l'algorithme de Greedy.

7.3.1. Approche 1 : Algorithme (utilisation non uniforme des ressources du réseau)

Cette approche est basée sur des considérations telles que le routage, la capacité de la couche MAC et enfin sur les conditions d'accès au médium à travers la prise en compte du domaine de collision, pour de gérer l'étranglement du réseau. Le placement de la ou des passerelles du réseau est fait au mieux pour gérer le problème d'étranglement du réseau au vu de la topologie du réseau. Toutes ces considérations seront donc abordées tour à tour et la topologie du réseau résultant sera présentée.

En tenant compte de l'effet de la zone de collisions, nous avons déterminé la charge maximale cumulée dans le réseau en choisissant un protocole de routage bien adapté au réseau dans l'environnement minier.

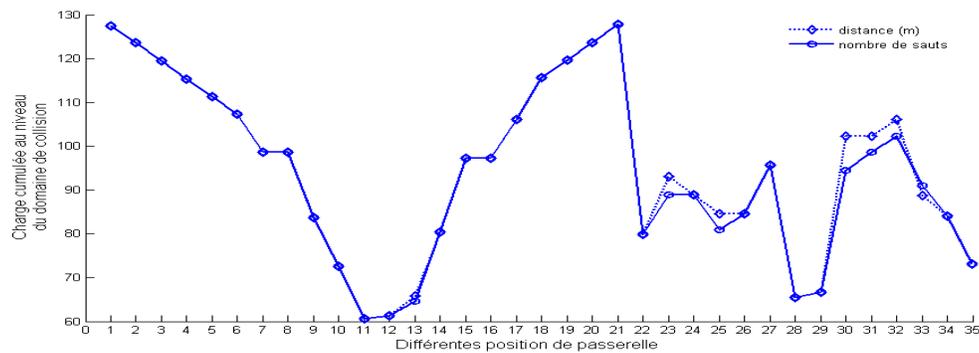


Figure 7.15 Choix de la métrique de routage (distance ou saut)

En ce qui concerne le choix du routage, nous avons à notre disposition plusieurs métriques pour gérer le routage au niveau des éléments du réseau Mesh qualifié comme un réseau à sauts multiples. Parmi ces métriques, on peut citer les deux plus simples et les plus facilement implémentables. Il s'agit de la distance et du nombre de sauts.

Nous avons donc choisi la métrique qui assure une minimisation de la charge cumulée au niveau du réseau WMN, à savoir le nombre de sauts. Même si la différence entre les deux métriques présentée à la figure 7.15 sur ce critère n'est pas très prononcée, le nombre de sauts est la métrique qui minimise en moyenne notre objectif.

Tous les nœuds du réseau n'établissent pas les mêmes routes dans le réseau. Le choix de la route est effectué en fonction de la métrique (minimiser le nombre de sauts) et de la position de la passerelle dans le réseau. Les Figures 7.16, 7.17 et 7.18 montrent par exemple le routage de l'information à travers le réseau si on place la passerelle du réseau respectivement à la position 34, 27 et 6.

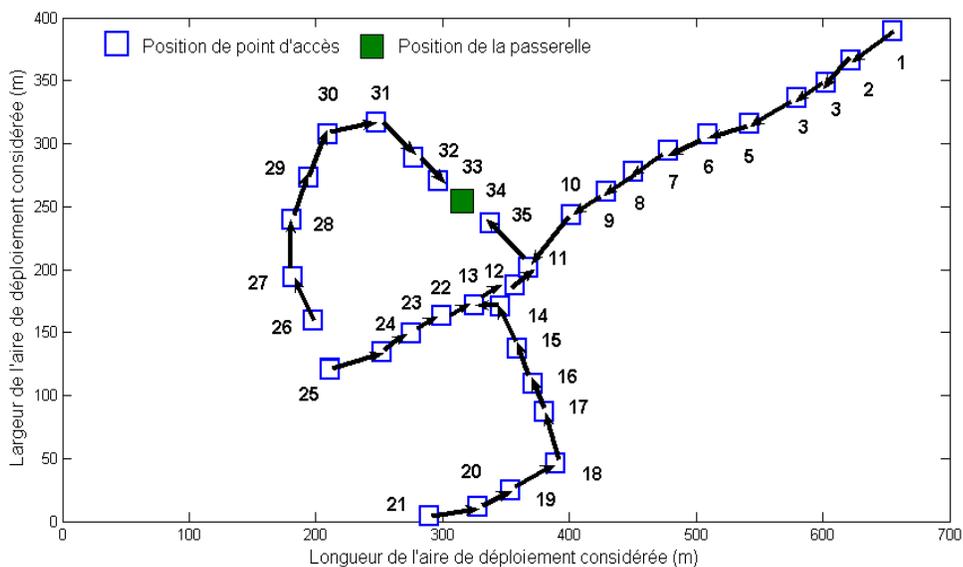


Figure 7.16 Route établie par chaque nœud du réseau en milieu confiné si la passerelle est placée à la position 34

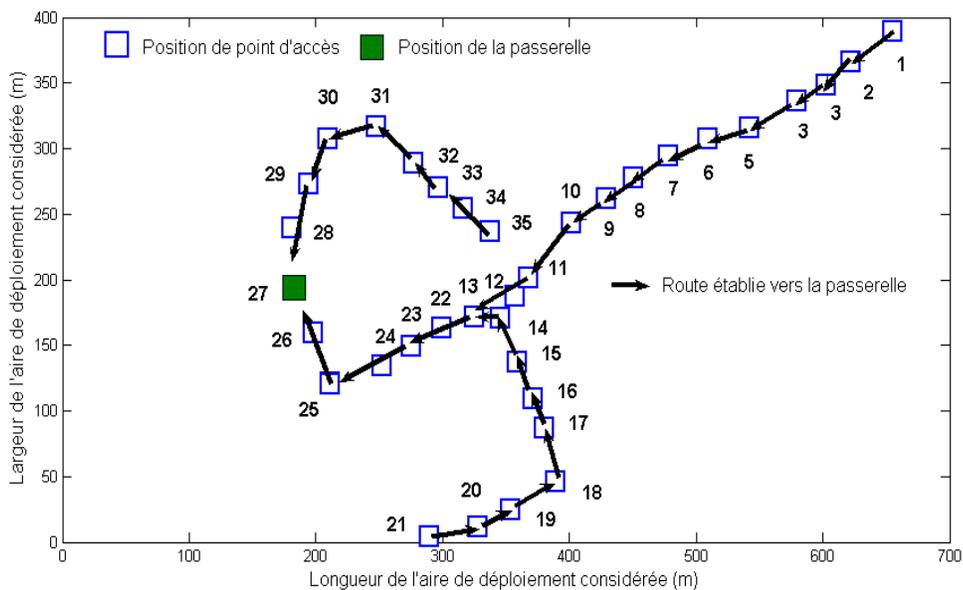


Figure 7.17 Route établie par chaque nœud du réseau en milieu confiné si la passerelle est placée à la position 27

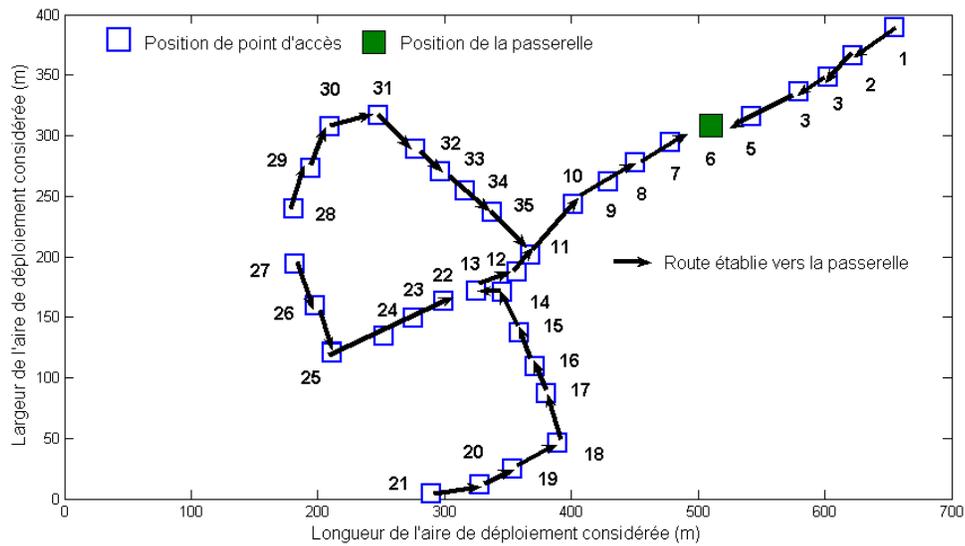


Figure 7.18 Route établie par chaque nœud du réseau en milieu confiné si la passerelle est placée à la position 6

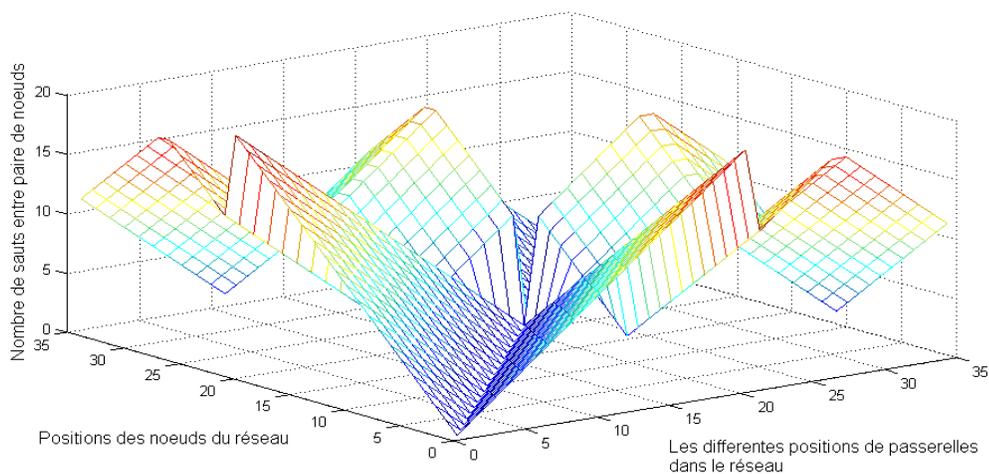


Figure 7.19 Bilan en termes de nombre de sauts entre toutes les paires de nœuds quelconques dans le réseau

La figure 7.19 montre la variation de la métrique utilisée (nombre de sauts). Nous avons opté pour une route qui minimise le nombre de sauts entre chaque nœud du réseau et les différentes positions de la passerelle dans le réseau. La fonction représentée à la figure

7.18 atteint le minimum (zéro) au niveau de la diagonale où se situent les points de nœuds position de passerelle. Notons que le minimum non nul de la courbe se trouve au point de coordonnées (12,12) sur le plan positions des nœuds du réseau et différentes positions de passerelles dans le réseau. Ce point représente la position à laquelle est localisé le point situé à une distance minimale de tous les autres points du réseau.

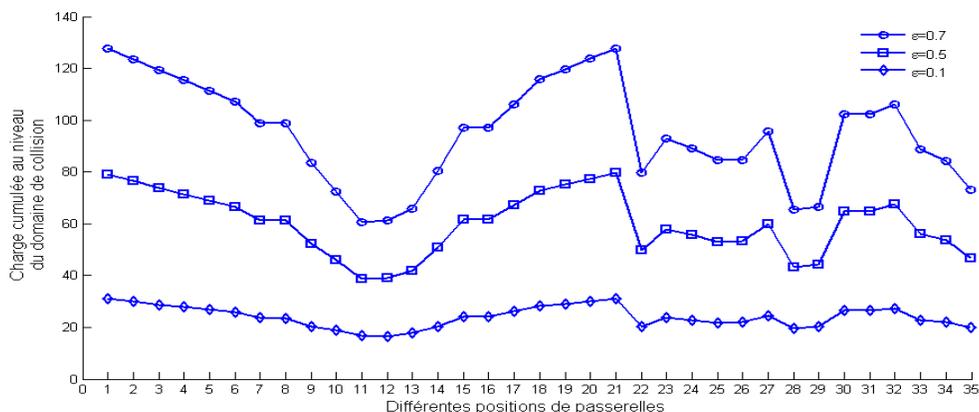


Figure 7.20 Charge dans le réseau (densité du trafic variable)

La figure 7.20 présente l'effet du flux du trafic sur un réseau WMN dépendamment de la position de la passerelle.

Les courbes indiquées sur la figure 7.20 montrent que lorsque le nombre d'AP Mesh chargés dans le réseau augmente, la charge cumulée au niveau du domaine de collisions augmente également. On note cependant une proportionnalité entre les charges cumulées au niveau du domaine de collisions pour les différentes probabilités de soumission de charge à un AP dans le réseau considéré ($\epsilon = 0.7, 0.5, 0.1$). On peut d'ailleurs remarquer que 14% des positions de passerelle provoquent une agrégation de trafic provoquant une réduction de 60 et 70 fois la capacité maximale de la couche MAC du réseau pour $\epsilon = 0.7$). De plus, les résultats obtenus au niveau de la figure 7.19 permettent d'affirmer que pour $\epsilon = 0.7$ par exemple, il est préférable de placer les passerelles et ce, par ordre d'importance, aux positions suivantes 11, 12, 28, 13 et 29 respectivement. Il est aussi possible de positionner la ou les passerelles du réseau à des emplacements qui lui permettront non seulement de réduire l'agrégation du trafic dans le réseau, mais aussi de choisir un emplacement assez sécurisant et moins encombré selon la topologie du réseau dans le milieu confiné. Il

convient cependant de rappeler que la position 11 constitue celle qui est à la distance minimale de tous les nœuds implantés dans le réseau.

Scénario	APs non chargés
1	1 à 10
2	14 à 21
3	22 à 29 et 29 à 35
4	1 à 10 ,14 à 21
5	11 à 29 et 29 à 35
6	11 à 29 et 29 à 35 et 11 à 13
7	1 à 11 et 22 à 32
8	∅

Tableau 7.2 Différents scénarios évalués pour l'étude de la congestion selon que le trafic soit dense ou faible

L'approche topologique 1 permet de gérer l'utilisation non uniforme de ressources dans le réseau WMN à travers de divers scénarii. Cette question permet de stabiliser la position optimale de la passerelle dans le réseau car sans cette stabilité pour chaque scénario, nous serions amenés à positionner une passerelle.

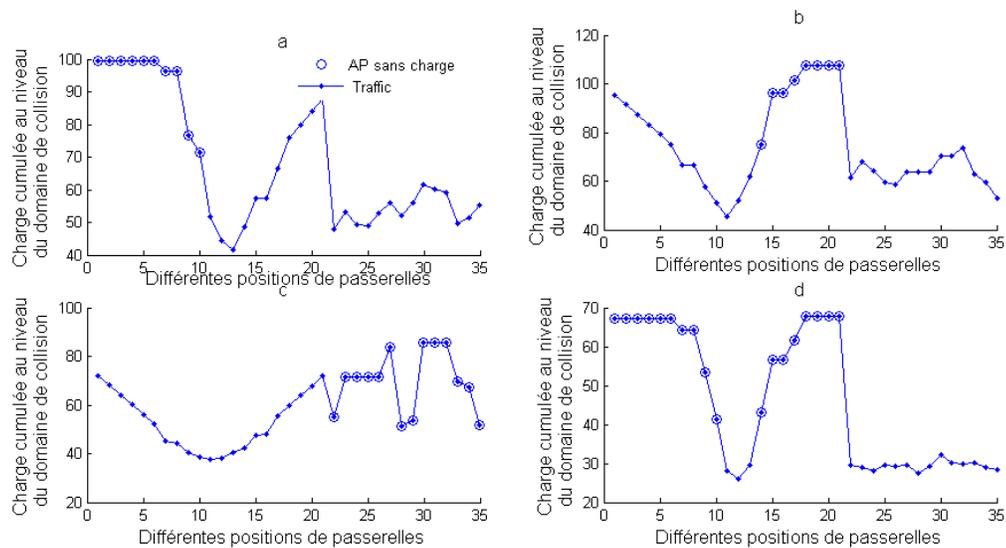


Figure 7.21 Charges cumulatives a) Scenario 1, b) Scenario 2, c) Scenario 3, d) Scenario 4 .

Le tableau 7.2 résume l'ensemble des scénarios considérés pour évaluer le comportement du réseau en période de trafic dense ou faible. Le choix de ces scénarios doit être fait généralement en fonction des demandes de ressources dans le réseau lorsque l'exploration de la mine avance ou que les ressources du réseau sont utilisées de façon non uniforme.

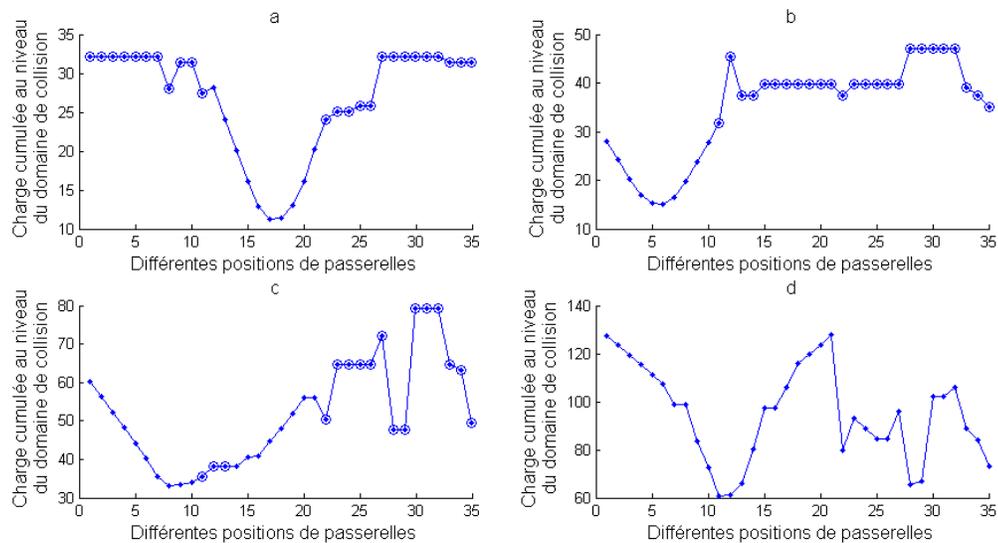


Figure 7.22 Charges cumulatives .

a) Scenario 5, b) Scenario 6, c) Scenario 7, d) Scenario 8

Selon le scénario considéré, la topologie du réseau résultant peut prendre une forme linéaire, circulaire (scénario 1) ou même mixte. Les figures 7.21 et 7.22 montrent que la position idéale pour le déploiement de la passerelle c'est-à-dire celle qui minimise la charge cumulée peut varier d'un scénario à un autre. Les figures 7.21 et 7.22 montrent également toute la difficulté pour placer une passerelle dans le milieu confiné si le trafic n'est pas uniforme. La charge cumulée dans le réseau peut subir une variation rapide en fonction de la densité du trafic et l'utilisation non uniforme des ressources dans le milieu.

Nous avons constaté qu'une topologie circulaire (scénario 4) provoque généralement moins de congestion dans le réseau.

Les choix possibles pour minimiser le coût global du déploiement du réseau WMN en tenant compte des différents scénarios énumérés dans le tableau 7.2 sont indiqués à la figure 7.22. D'ailleurs les positions de la passerelle qui minimise la charge cumulée sont les plus recommandées. Avec un positionnement optimale de la passerelle dans le réseau WMN dans un tel milieu avec notamment une telle topologie, nous avons pu prouver à travers la figure 7.23 qu'il est possible de réduire la congestion au niveau du réseau de 60 à 50% [82].

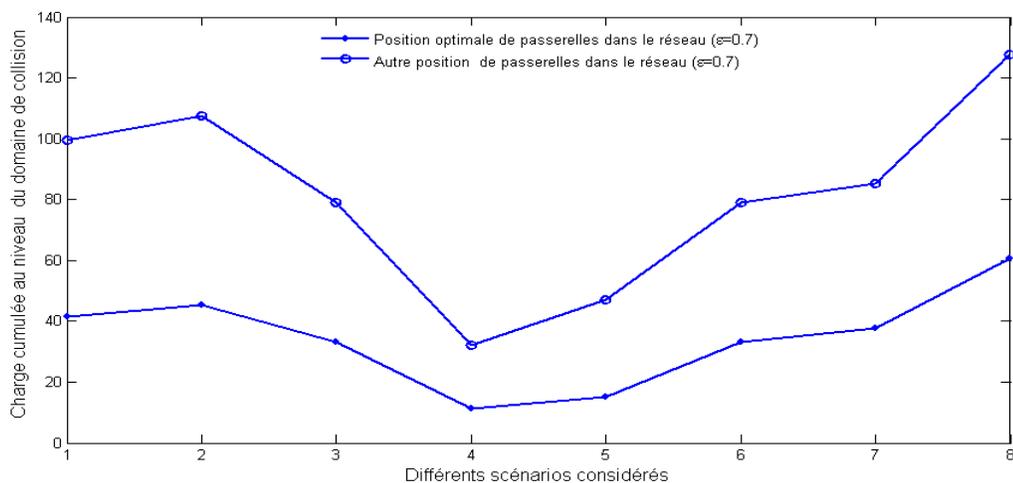


Figure 7.23 Réduction de la congestion au niveau du réseau lorsque la position de la passerelle est bien choisie

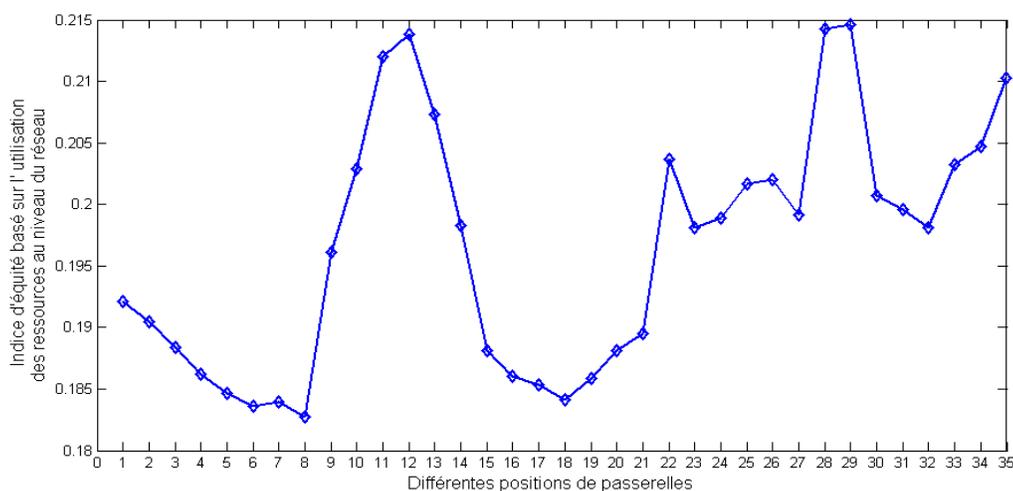


Figure 7.24 Gestion du partage de ressources et choix de la position optimale de la passerelle dans le réseau.

Pour des questions de coût du réseau, on ne peut placer une passerelle en considérant les scénarios qui ne se présenteront peut être pas souvent. La fonction de Jain est donc utilisée pour trouver la position qui assurera l'équité du cumul de charge dans le réseau en se basant sur tous les scénarios décrits. La position optimale résultante sera choisie comme étant celle qui maximise l'index de Jain (figure 7.24).

En ce qui concerne la stabilité de la position de la passerelle, la figure 7.24 permet de répondre à la question. Sur ladite figure, nous pouvons remarquer que la plage de valeurs de l'indice de Jain est entre 0.1827 and 0.2146 et que la variation de l'indice est suffisamment explicite pour nous permettre de choisir la position idéale pour le placement de la passerelle dans le réseau quelque soit le scénario évoqué au tableau 7.2. Par ordre d'importance, nous pouvons énumérer les positions 29, 28, 12, 11 et 35 respectivement.

7.3.2. Approche 2: Comparaison de CG et WR Mise en œuvre de GC

Nous allons appliquer l'approche topologique 2 qui consiste à positionner les passerelles dans le réseau en regroupant les nœuds selon une structure arborescente dont le dimensionnement est défini selon les paramètres que sont le rayon (R) du regroupement, le nombre de ramifications (L) au niveau des nœuds intermédiaire du réseau puis enfin la taille (S) qui est le nombre de nœuds qui forme l'arbre. Dans tout ce qui suit il faut considérer que si une contrainte n'est pas prise en compte, elle prend une valeur infinie représentée par le symbole ' ∞ '. Aussi, $L(i)$ indique le nombre de ramifications après i sauts.

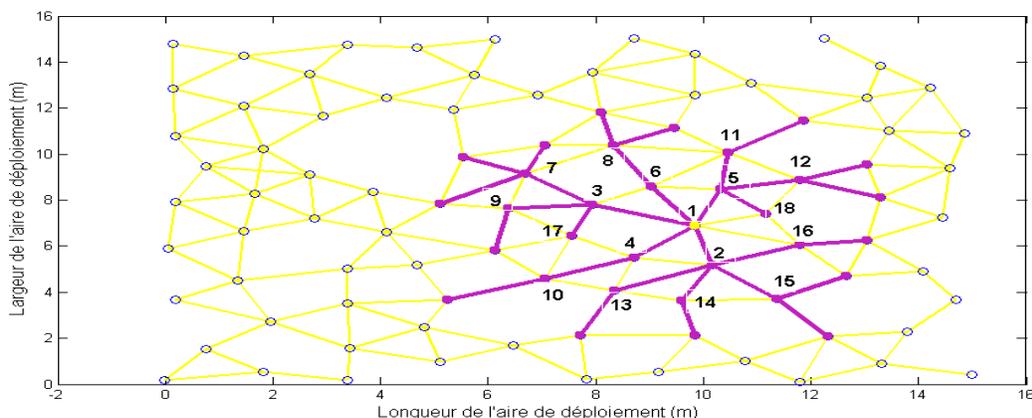


Figure 7.25 Formation du premier cluster : CG, 'Competitive Greedy', $R=3$, $L=\infty$, $S=\infty$.

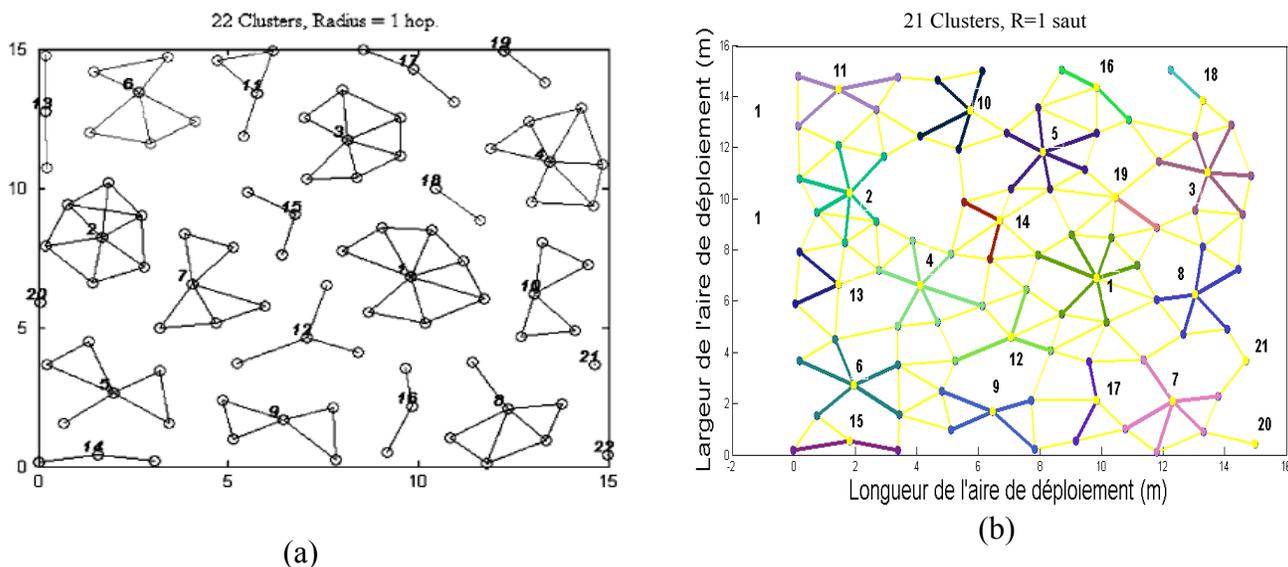


Figure 7.26 Comparaison du GC ‘Competitive Greedy’ et le WR ‘Weighted Recursive’ pour un déploiement en espace libre (cluster de rayon, $R=1$), a) performance WR, b) performance du CG

La figure 7.25 montre le raffinement d'un cluster en utilisant le CG ‘Competitive Greedy algorithm’. La figure 7.25 montre la manière dont est formé le cluster autour du nœud ayant le degré de connectivité le plus élevé du réseau illustré à la figure 7.2 en utilisant notre algorithme GC. L'ordre dans lequel chaque nœud du cluster est choisi est indiqué sur la figure 7.26.

Les figures 7.26 et 7.27 présente l'efficacité du CG par rapport au WR. Ces figures montrent un gain d'une passerelle en utilisant GC par rapport à WR. Les rayons des clusters désirés sont respectivement 1 et 3. Les figures 7.26.a et 7.27.a sont tirées de la publication [23].

Les figures 7.28, 7.29, 7.30, 7.31 montrent la flexibilité qu'offre notre algorithme GC lors d'un déploiement. Comparativement au WR dont les valeurs des paramètres (L et R) de dimensionnement maximum désirés au niveau de l'arbre déployé sont uniformes et reste des contraintes à atteindre quelque soit la hauteur de l'arbre, au niveau du GC ces

valeurs sont variables. Cette flexibilité permet de pouvoir trouver des solutions beaucoup plus optimales qui tiennent compte de la topologie du milieu.

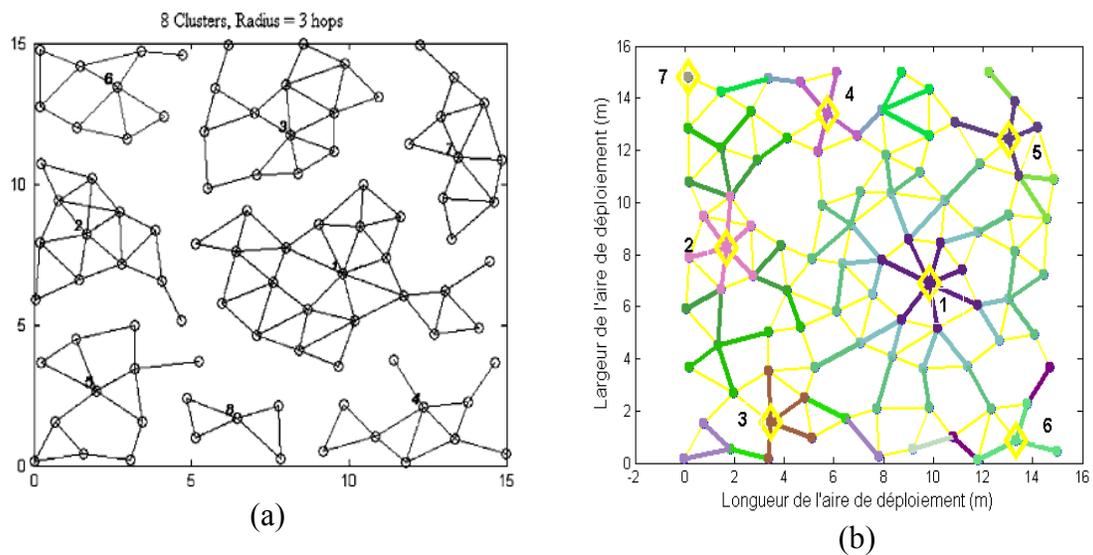


Figure 7.27 Comparaison du CG, 'Competitive Greedy', et le WR, 'Weighted Resursive' pour un déploiement en espace libre (cluster de rayon, $R=3$), a) performance du WR, b) performance du GC

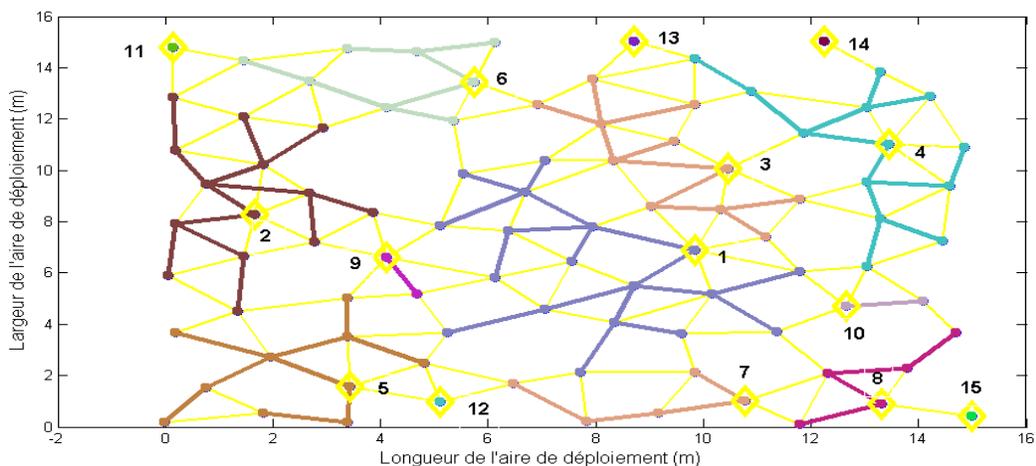


Figure 7.28 Résultat GC, 'Competitive Greedy', $R=6$; $L1=3$; $L2=3$; $L3=4$

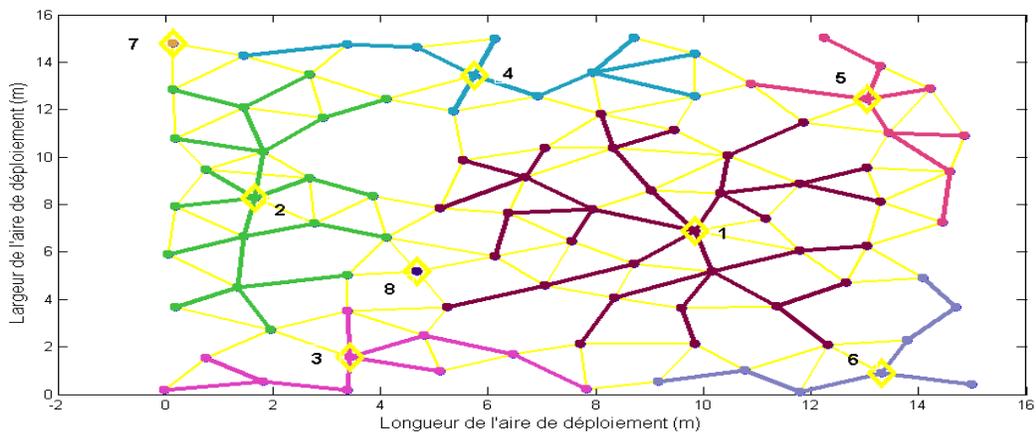


Figure 7.29 Résultat GC, 'Competitive Greedy', $R=6$; $L1=6$; $L2=6$; $L3=6$

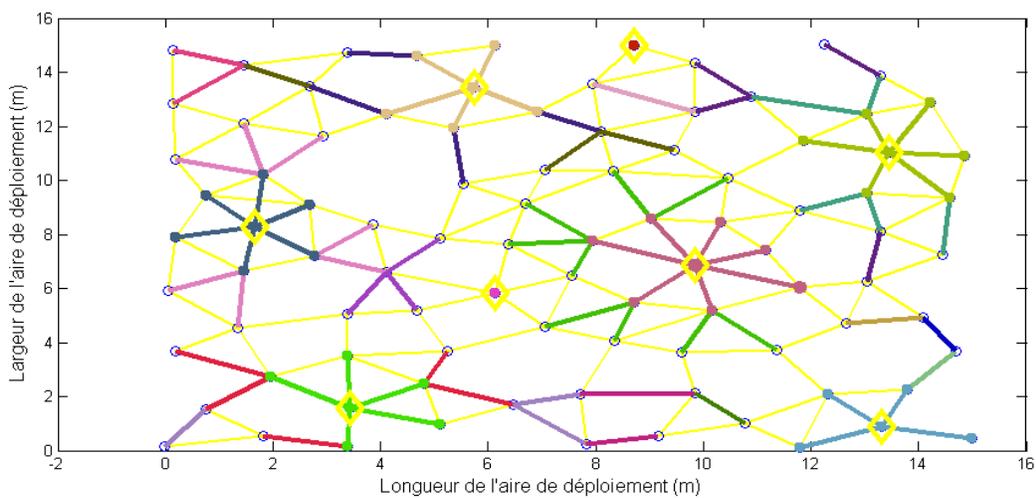


Figure 7.30 Résultat CG, 'Competitive Greedy', $S=17$, $L1=7$, $L(\infty)=5$, $R=6$

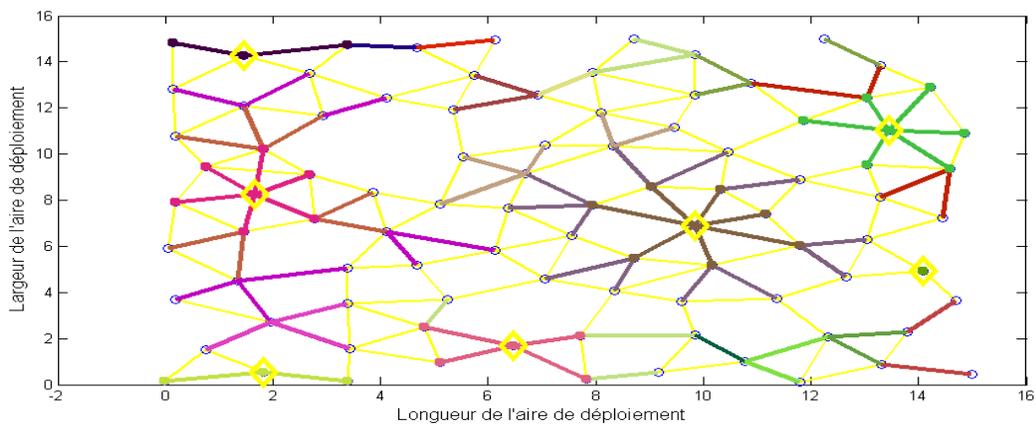


Figure 7.31 Résultat CG, 'Competitive Greedy'. $S=25$, $L1=7$, $L(\infty)=5$, $R=6$

À travers les résultats précédents, plus le rayon augmente plus le nombre de passerelles déployées diminue. Cette observation est également vérifiée lorsque la taille du cluster augmente. On est loin des effets de non linéarité entre les dimensions du cluster et le nombre de clusters déployés présentés dans [38]. Comme autres avantages, GC peut être utilisé pour la recherche du chemin le plus court dans le réseau de nœuds comme illustré à la figure 7.32 où nous le comparons à l’algorithme de Dijkstra [39].

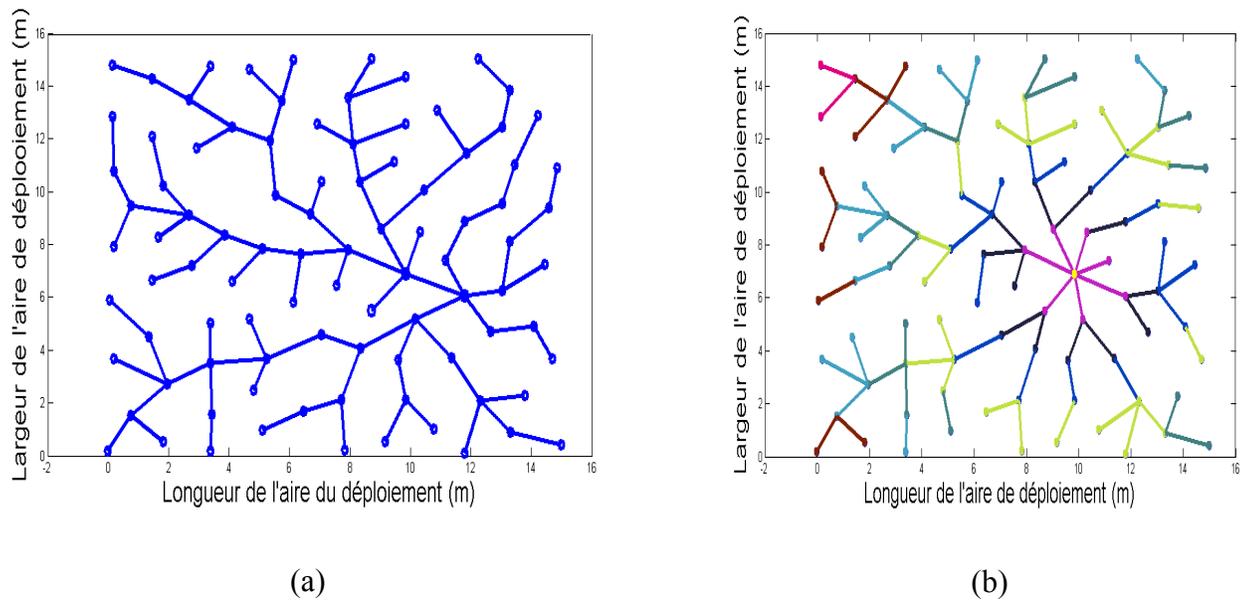


Figure 7.32 Comparaison des résultats : Notre algorithme 175 Nœuds, a) Algorithme de Dijkstra et Recherche du chemin le plus court, b) Recherche du chemin le plus court et arbre recouvrant $R=8$

Les figures 7.32.a présente l’arbre recouvrant tous les nœuds du réseau en utilisant l’algorithme de Dijkstra [39] tandis que la figure 7.32.b montre le résultat obtenu en utilisant CG. Notre algorithme ‘CG’, conçu au premier abord pour la formation de clusters, peut également en relâchant certaines contraintes (L et S), déployer un seul et unique cluster qui puisse prendre en compte tous les nœuds du réseau. En utilisant notre algorithme les résultats présentés à la figure 7.32.b montrent que nous atteignons les mêmes performances que l’algorithme de Dijkstra. (Figure 7.32.a). Cependant, si le nombre de nœuds qui

séparent deux nœuds du réseau est identique en utilisant l'un ou l'autre des algorithmes, les chemins proposés ne sont pas toujours les mêmes.

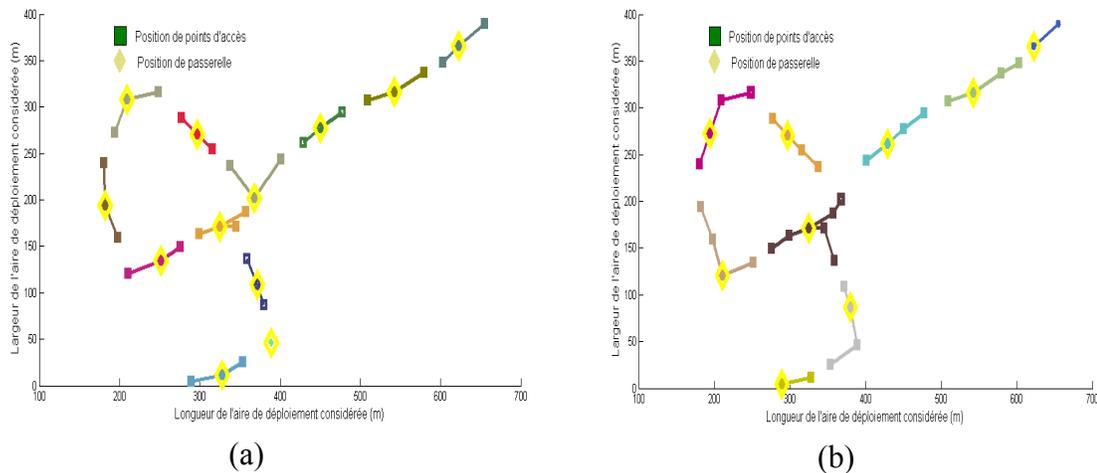


Figure 7.33 Configuration du réseau dans un environnement minier : $S=\infty$ et $L=\infty$

a) $R=1$, b) $R=2$

La figure 7.33 présente l'application du GC en milieu souterrain minier. Par rapport à l'espace libre la seule chose qui change est la géométrie de la surface du déploiement. De plus, le temps de calcul de l'algorithme est réduit car le degré de connexion entre les nœuds du réseau est faible.

La représentation topologique graphique du réseau résultant de la figure 7.33 est présentée à la figure 7.34. Elle consiste à associer les APs aux passerelles avec lesquelles ils peuvent établir une route. Nous relierons les nœuds à sa passerelle en tenant compte du fait que la communication se fait dans les deux sens. Cette représentation permet de représenter le réseau selon l'approche 3. On sait naturellement que pour atteindre la passerelle, il faut que le routage de l'information se fasse à travers des sauts multiples.

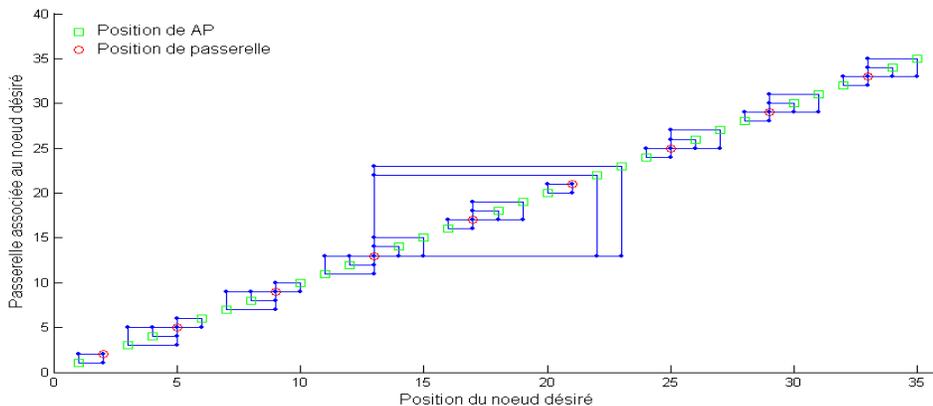


Figure 7.34 Représentation graphique du réseau présenté à la figure 7.33.a ($R=2; L= \infty, S=\infty$)

D’après la configuration du réseau, tel qu’il est présenté à la figure 7.35 où chaque nœud est associé à une seule passerelle, si jamais il y a une panne au niveau d’un nœud intermédiaire sur la route vers la passerelle, une partie de nœuds du réseau sera définitivement hors réseau. Ce problème est pris en compte par la troisième approche que nous avons proposée.

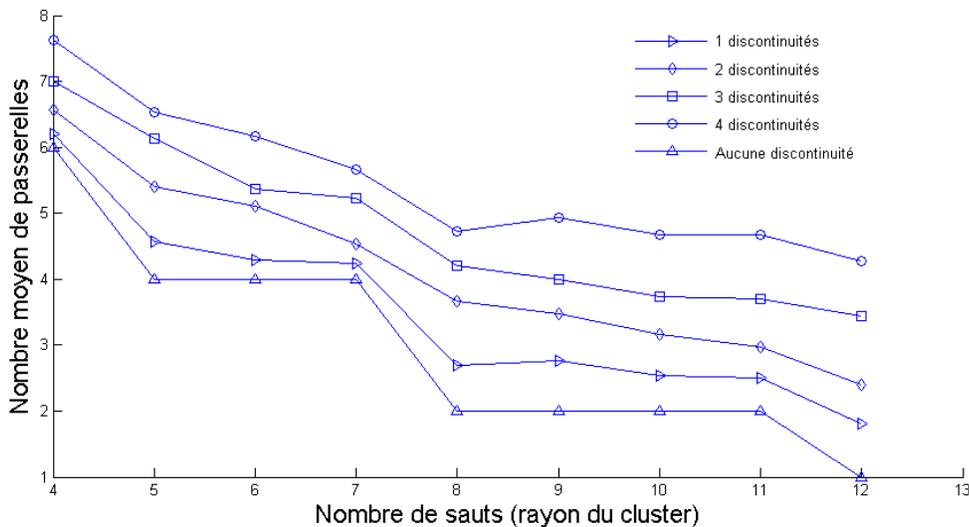


Figure 7.35 Nombre moyen de passerelles supplémentaire à déployer à cause de discontinuités observée au niveau du backhaul du réseau (On relâche toutes les contraintes à l’exception du nombre de sauts qui varie après 50 simulations)

En milieu souterrain, CG peut être utilisé pour évaluer l'effet de la discontinuité de la connexion sans fil au niveau du backhaul du réseau WMN. Une discontinuité est provoquée par un défaut de connexion introduite lors du déploiement des nœuds du réseau, le plus souvent au niveau des intersections entre galeries ou par la panne d'au moins une interface radio entre deux nœuds qui communiquent par l'intermédiaire du lien de transit. Les résultats illustrés à la figure 7.35 sont obtenus en jouant sur la matrice de voisinage utilisé par CG pour établir les connexions avec ses nœuds voisins.

La figure 7.35 présente le coût supplémentaire du déploiement du réseau quand il y a des discontinuités au niveau du backhaul du réseau WMN. Deux raisons peuvent expliquer une discontinuité du backhaul. La première raison est liée à un mauvais déploiement des nœuds (Figure 7.6) tandis que la seconde raison est liée à une panne située au niveau de l'interface radio de nœuds du réseau. La courbe notée 'aucune discontinuité' indique le nombre de passerelles nécessaires pour réaliser le déploiement du WMN si nous supposons une continuité parfaite du backhaul. Pour mettre en évidence ce problème, nous évaluons le nombre de passerelles supplémentaires dû à une séparation, ou encore un fractionnement du réseau au niveau du backhaul pour les raisons évoquées. Sur la figure 7.35, plus le nombre de discontinuités entre les éléments du réseau au niveau du backhaul augmente, plus le nombre de passerelles nécessaires pour assurer une route à chaque nœud du réseau s'accroît. Nous constatons d'ailleurs qu'il faut ajouter au moins une passerelle de plus par discontinuité au niveau du backhaul du réseau. Cette observation n'est donc pas sans conséquence sur le coût de déploiement global du réseau WMN dans le milieu. Cette analyse démontre aussi la flexibilité de CG.

7.3.3. Approche 3 et robustesse du réseau

La figure 7.36 montre la transformation subie par la table du routage entre les différents nœuds du réseau en utilisant l'approche 3. On y remarque d'ailleurs que la métrique utilisée peut prendre une valeur positive ou négative selon la position

géographique d'un nœud quelconque du réseau par rapport aux différentes possibilités qui se présentent à lui pour trouver une route vers une passerelle dans le réseau WMN.

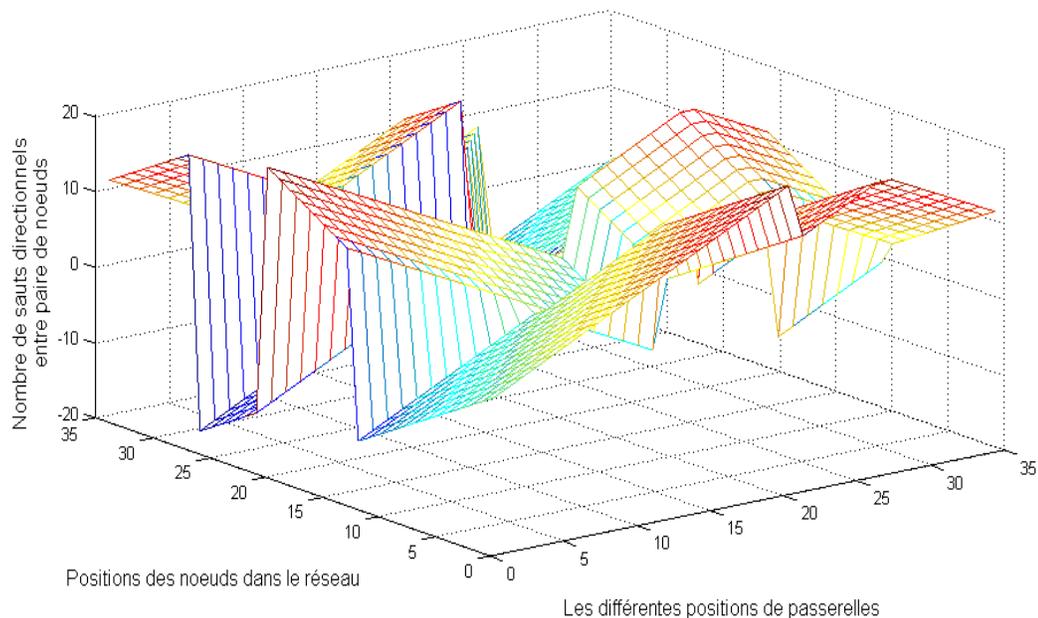
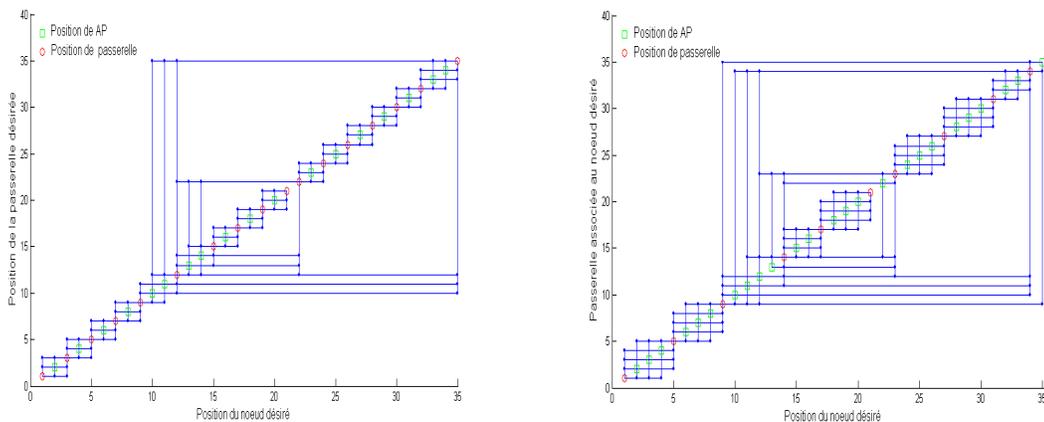


Figure 7.36 Bilan en termes de nombre de sauts selon l'approche 3 entre toutes les paires de nœuds quelconques dans le réseau en milieu confiné

La figure 7.37 présente la représentation graphique du réseau selon la troisième approche. On remarque l'association de chaque point d'accès à différentes passerelles dans un cluster un peu plus étendu que celui formé en utilisant l'approche 2. On note donc qu'il existe une multitude de connexions entre nœuds et passerelles dans le réseau. Ces interconnexions sont le gage de la robustesse du réseau car, en cas de panne, il existe toujours une sortie vers une autre passerelle en prenant une route complètement différente. De plus, pour chaque élément du réseau, le nombre maximum de sauts qui lui faut pour atteindre les passerelles auxquelles il peut être associé pour trouver une route, est limité. La figure 7.37 montre également que la communication est bidirectionnelle entre un nœud quelconque du réseau et les passerelles auxquelles il est associé. L'approche 3 demande le déploiement d'un nombre plus important de passerelles dans le réseau que les deux autres approches topologiques présentées dans ce chapitre.



a) Bilan du déploiement : $R=2$; association de chaque point d'accès aux passerelles auxquelles il est lié.

b) Bilan du déploiement : $R=3$; Association de chaque point d'accès aux passerelles auxquelles il est lié.

Figure 7.37 Représentation graphique, Approche 3: a) $R=2$; $L=\infty$; $S=\infty$. b) $R=3$; $L=\infty$; $S=\infty$

7.4. Conclusion

Dans ce chapitre nous avons fait une application détaillée du déploiement global du réseau WMN dans une mine. Tout d'abord, nous avons implémenté des algorithmes dont les performances nous ont permis de déployer le réseau WMN en milieu souterrain minier. Il s'agit de l'algorithme génétique et de l'algorithme de Greedy. D'après nos résultats, l'algorithme génétique donne des solutions plus optimales que l'algorithme de Greedy. Nous proposons cependant de réduire le temps de calcul du GA en utilisant certaines propriétés de la solution fournie par l'algorithme GR. Il s'agit de la taille de la solution et de la solution elle-même. Nous avons présenté l'effet que peut avoir le déploiement par bloc de galeries dans un milieu minier très étendu. Puisque la topologie du milieu n'est pas géométriquement canonique, l'ordre dans lequel le déploiement est effectué augmente le coût global du réseau.

Dans ce chapitre nous avons également présenté, à l'aide d'applications, les trois approches topologiques de déploiement du réseau en milieu confiné. La première approche permet d'installer la passerelle du réseau selon une approche d'optimisation multicouche en réduisant ainsi l'étranglement du réseau. Nous avons montré à travers cette approche et ce, en proposant des scénarios comment on peut tenir compte de la répartition non uniforme des mineurs connectés dans la mine. Pour stabiliser la position optimale de la passerelle, nous avons eu recours à la règle de l'équité en utilisant l'indice de Jain.

Nous avons également présenté l'algorithme CG à travers sa performance au niveau du coût du déploiement des éléments du réseau WMN en le comparant au WR. Les avantages de notre algorithme tels que sa flexibilité et sa possibilité de retrouver le chemin le plus court dans le réseau ont été présentés.

Enfin nous avons illustré l'approche 3. Cette dernière introduit plus de point d'accès dans le réseau mais a surtout avantage d'assurer une robustesse plus forte au réseau du fait de la redondance de chemins et du degré plus élevé de connectivité entre les nœuds.

Chapitre 8.

Conclusion

8.1. Contributions de cette thèse

Cette thèse aborde un problème d'optimisation du déploiement des réseaux sans fil Mesh (Wireless Mesh Network) en milieu souterrain. Le déploiement des éléments du réseau a nécessité des études expérimentale et analytique du milieu. Ces études ont permis de cerner la topologie du milieu, de modéliser le comportement du signal reçu et de proposer des outils de déploiement (algorithmes de déploiement) qui rendent la tâche plus facile pour une implantation de réseaux sans fil dans les industries minières. Les retombées économiques en milieu minier sont importantes ainsi que la sécurité des travailleurs et machines qui mérite également une attention particulière. Cette attention se traduit dans ce travail dont les résultats montrent qu'il est possible de déployer des équipements réseaux de nouvelle génération dans une mine.

Les approches proposées tiennent compte des problèmes pointus et des critères qui peuvent nuire à une modernisation des infrastructures minières. Les algorithmes de déploiement proposés permettent de mener des activités qui demandent une largeur de bande très importante comme par exemple la commande à distance de lourdes machines dans le milieu, de gérer la robustesse du réseau de manière à faire face aux accidents et enfin les moyens de positionner, le cas échéant, une passerelle dans le réseau Mesh de manière à réduire l'étranglement du réseau en procédant par une gestion équilibrée des ressources du réseau.

L'analyse de tous les résultats théoriques et expérimentaux a permis de :

- proposer une méthode efficace de discrétisation du milieu qui tient compte du relief et de contours du milieu confiné. Les galeries ont des géométries variables (non canoniques) qui rendent difficile l'identification de manière uniforme des points de positionnement possibles pour les équipements (points d'accès, passerelles et autre) dans le milieu. Ceci nous a conduit à

proposer une méthode qui consiste à superposer une grille de points uniformément espacés sur toute la surface de déploiement. Les points intéressants de la galerie sont ensuite identifiés et leurs coordonnées sont récupérées dans un ordre bien déterminé.

- analyser expérimentalement les équipements que nous avons l'intention de déployer dans la mine qui ont des caractéristiques bien connues en espace libre et qui ne sont pas les mêmes en milieu souterrain. Le déploiement des équipements est abordé en utilisant des algorithmes bien appropriés. Mais ces algorithmes ont besoin de paramètres dédiés autour desquels seront formulés par la suite, des critères qui tiendront eux, compte des exigences du planificateur du réseau. C'est d'ailleurs sur la base de la connaissance de ces critères que les différents éléments du réseau sans fil seront déployés. La question du déploiement des nœuds (éléments du réseau) est formulée sous la forme d'un problème d'optimisation à critères multiples et constitue l'étape préliminaire du déploiement.
- analyser la couverture radio des différents équipements du réseau. Cette analyse est faite sur la base d'une étude approfondie de la propagation dans le milieu.
- conclure que, quelque soit la position des nœuds dans le milieu de déploiement, le profil statistique de la puissance du signal reçu est de type lognormal.
- déduire que l'écart-type de la puissance reçue est compris entre 9 et 12 dB.
- aborder et résoudre la question du déploiement des nœuds ayant plusieurs interfaces radio à l'aide d'algorithmes bien adaptés. Pour établir des liens de communication entre les nœuds ayant des interfaces radios multiples, une relation analytique entre les deux liens (transit et d'accès) a été proposée.
- analyser et modéliser les pertes induites par une extension du réseau Mesh étant donné que ce réseau fait partie intégrante des réseaux à radio multiples et à relais (sauts) sans fil multiples. Cette analyse nous a permis de dimensionner le réseau en milieu souterrain minier. Cette méthode vise une

disponibilité minimale de ressources au niveau de chaque nœud, quel que soit sa localisation dans le milieu. Les regroupements formés sont indépendants.

- proposer un nouvel algorithme ‘Competitive Greedy’ de déploiement du réseau très performant selon une topologie définie sous le nom d’approche 2 qui donne des solutions très économiques. L’approche 2 est basée sur un regroupement des éléments du réseau selon une structure arborescente. Nous avons proposé dans la thèse une méthode qui permet de dimensionner le réseau. Le dimensionnement tient compte de la topologie du réseau et permet de gérer la taille du cluster, le nombre de relais que peut supporter chaque élément du réseau et enfin le nombre maximal de sauts (profondeur du réseau) qui séparent un élément quelconque du cluster de l’élément central du réseau, qui est la passerelle.
- proposer une approche topologique du réseau que nous avons désignée approche 1 qui permet d’installer la passerelle du réseau en procédant à une approche de type multicouche combinée à une méthode d’optimisation. Cette approche qui se base sur le routage et la capacité de la couche MAC permet de positionner de manière optimale la passerelle dans le réseau Mesh, en réduisant l’étranglement dans le réseau. Cette approche permet d’ailleurs de réduire l’étranglement du réseau de 60 à 50%. La première approche (approche 1) est la moins coûteuse des approches proposées dans cette thèse car elle permet de positionner les passerelles au cas où le besoin se fait sentir dans le réseau.
- proposer une méthode de positionnement de la passerelle dans le réseau en tenant compte de la densité du trafic. Dans un réseau il y a des moments où la demande est faible et des moments où la demande est forte. Cependant, en utilisant l’approche 1, nous avons constaté que la densité du trafic influence la position optimale de positionnement de la passerelle. C’est ainsi qu’en faisant valoir la règle de l’équité dans le réseau, nous avons proposé une

méthode permettant de trouver une position unique optimale de la passerelle dans le réseau. La méthode proposée recommande que les scénarios pris en compte pour le positionnement de la passerelle du réseau WMN reflètent vraiment des éventualités qui peuvent se produire dans le milieu.

- proposer une troisième approche topologique (approche 3) qui vient renforcer les approches 1 et 2 sur le plan de la robustesse globale du réseau. L'approche 2, qui consiste à déployer plusieurs passerelles, gère mieux la bande totale disponible dans le réseau que l'approche 1. Par rapport à l'approche 3, l'approche 2 procède par la formation de clusters disjoints et elle est moins robuste car le réseau est sujet à différents accidents ou pannes qui peuvent couper certains nœuds (usagers) de l'élément central du réseau. C'est la raison pour laquelle nous avons introduit la notion de redondance de chemin pour assurer à tous les éléments du réseau, à l'exception des passerelles, au moins deux routes distinctes à travers deux passerelles distinctes. L'approche 3 augmente d'ailleurs le degré de connectivité des nœuds dans le réseau. Cette approche que nous proposons favorise aussi l'équilibrage de charges dans le réseau en offrant des solutions de routage intéressantes aux différents usagers du réseau. Enfin, cette approche 3 permet de limiter l'étranglement du réseau que ce soit en milieu confiné ou en espace libre. Moyennant le nombre de nœuds déployés, cette approche est capable d'assurer une robustesse totale du réseau.

8.2. Recommandations pour travaux futurs

Dans la continuité de ce travail, on pourrait considérer les thématiques suivantes :

- Optimiser le code de l'algorithme CG que nous avons proposé pour en évaluer le temps de calcul et si possible l'améliorer pour qu'il devienne polynômial.

- Réévaluer la performance de l'approche 1 en tenant compte de la communication bidirectionnelle entre le nœud et la passerelle du réseau.
- Réévaluer l'approche 1 dans un contexte où on se propose de déployer au moins n -uplet passerelles à la fois dans le réseau avec $n > 1$.
- L'approche 3 qui augmente la connectivité entre les nœuds du réseau peut créer un problème d'interférences dans le réseau. Il est fortement conseillé d'aborder le problème du déploiement du réseau en utilisant une approche multicouche qui consiste à réduire les interférences entre nœuds en utilisant une technique d'adaptation du faisceau d'antenne ou en affectant dynamiquement les canaux disponibles.
- Étudier l'effet de différents protocoles de routage dans le réseau mis sous des conditions de propagation qui modélisent bien le milieu minier.

Bibliographie

- [1] R. Gabillard, P. Degauque, J.R. Wait, “*Subsurface electromagnetic telecommunication-a review,*” IEEE Transactions on Communication Technology, vol.19, no.6, pp. 1217-1228,1971.
- [2] P. Mariage, Martine Liénard, P. Degauque, “*Theoretical and experimental approach of the propagation of high frequency waves in road Tunnels,*” IEEE Trans. antennas propagat., vol. 42, No 1,pp. 75-81, Janvier 1994.
- [3] Ndoh M., G. Y. Delisle et R. Le, “*A novel approach to propagation prediction in a confined media*” dans International Journal of Numerical Modeling, vol.16, no.6, pp. 535-555, November 2003.
- [4] M. Ndoh, *Modélisation de la propagation des ondes électromagnétiques dans un environnement minier*, Thèse de doctorat, Université Laval, Québec, Canada, 2004.
- [5] J.N. Murphy, H.E. Parkinson, “*Underground mine communications,*” Proceedings of the IEEE, vol. 66, no. 1, pp. 26-50, 1978.
- [6] L.Deryck, “*Natural propagation of electromagnetic waves in tunnels,*” IEEE Transaction on Vehicular Technology, vol.27, no. 3, pp. 145-150,1978.
- [7] P.Delogne, “*Small holesand leaky feeder,*” Radio Science, vol.22, no. 7, pp. 1179-1189,1987.
- [8], TROPOS, “*Metro-scale Wi-Fi Using Tropos Networks’ Cellular Mesh Technology*”, April 2004.
- [9] M. Djaded, C. Desprins, S. Affès, “*Narrowband Propagation Characteristics at 2.45 and 18 GHz in Underground Mining*”, IEEE GLOBECOM 2002, Taipei,Taiwan, 17-21 Nov.2002.
- [10] T. Lucidarme, *Principe de radiocommunication de troisième génération*, Édition Vuibert, Paris,2002.
- [11] [IEEE 802.11 protocol] IEEE 802.11, Part 11: *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*, Standard, IEEE, August 1999.
- [12] P. Corbeil, R. Larivière, P. Montreuil, “*A Single Infrastructure Solution for Conventional Two-Way Radios and High Performances IP Communication In Underground Mine,*” IWWCUCA proceedings, Val d’Or, Canada, June 6-7 2005. pp. 117-121.
- [13] *Wi-Mesh Proposal for IEEE 802.11s*. [Online]. Available: <http://www.wi-mesh.org>
- [14] T. Clausen, P. Jacquet, “*Optimized Link State Routing Protocol (OLRS),*” RFC 3626, Oct. 2003.
- [15] S. Cass, “*Viva Mesh Vegas,*” IEEE Spectrum January 2005, vol. 42, no 1, pp 48-53.
- [16] C. Perkins, E. Belding-Royer, S. Das, “*Ad hoc on demand distance vector (aodv) routing,*” RFC 3561, July 2003.
- [17] E. Hossain, K. K. Leung, “*Spinger Wireless Mesh Networks, Architectures and Protocols,*” Springer Verlag, November 2007.
- [18] R. Coltun, D. Ferguson, and J. Moy, “*Ospf for ipv6,*” RFC 2740, Dec. 1999.
- [19] Nortel. [online]. Available: <http://www.nortel.com/solutions/wrlsmesh/collateral/nn106481.pdf>
- [20] Wi-Mesh Proposal for IEEE 802.11s. [Online]. Available: <http://www.wi-mesh.org>

- [21] H. Lundgren, E. Nordstrom, and C. Tschudin, “*Coping with communication gray zones in IEEE 802.11b based ad hoc networks*,” Proceedings of 5th ACM International Workshop on Wireless Mobile Multimedia (WoWMoM’02), Sept. 2002.
- [22] M. Luigi Iannone, “*Routage Cross-Layer et Gestion de la Mobilité dans les Réseaux Maillés Sans fil*,” Thèse de doctorat présentée à l’Université Paris VI, Paris, France 3 Avril 2006.
- [23] B. Aoun, R. Boutaba, Y. Iraqi, G. Kenward, “*Gateway Placement Optimization in Wireless Mesh Networks With QoS Constraints*,” IEEE Journal On Selected Areas in Communications, Vol.24, no.11, November 2006, pp 2127-2136.
- [24] B. Aoun, R. Boutaba, G. Kenward, “*Analysis of Capacity improvements in Multi-Radio Wireless Mesh Networks*”, Proc VTC, Melbourne, spring 2006, Volume 2, pp 543-547.
- [25] J. Jun and M. L. Sichitiu, “*The nominal Capacity of Wireless Mesh Networks*,” IEEE Wireless Communication, October 2003, pp. 8–14.
- [26] C. Zhu; M. J. Lee, T. Saadawi, “*On the route discovery latency of wireless mesh networks*,” Proc CCNC, Volume 2, pp 19 – 23, 3-6 Jan. 2005.
- [27] D.S.J. De Couto, D. Aguayo, B. Chambers, and R. Morris, “*Performance of multi-hop wireless networks: Shortest path is not enough*,” Proceedings of the First Workshop on Hot Topics in Networking (HotNets-I), Princeton, New Jersey, October 2002.
- [28] P. Gupta and P. Kumar, “*The capacity of wireless networks*,” IEEE Transactions on Information Theory, Mar. 2000, Volume 46, no 2, pp. 388-404.
- [29] J. Gomez, A.T. Campbell, “*Using Variable-Range Transmission Power control in Wireless Ad hoc Networks*,” IEEE Transactions on Mobile Computing, Volume 6, January 2007, pp. 1536-1233.
- [30] P. McCann, “*Mobile ipv6 fast handovers for 802.11 networks*,” RFC 4260, Nov.2005.
- [31] J.M. Johnson, Rahmat-Samii, “*Genetic Algorithms in Engineering Electromagnetics*,” Antennas and Propagation Magazine, IEEE Volume 39, Issue 4, Aug. 1997, pp. 7 – 21.
- [32] A. Molina, G.E. Athanasiadou, A.R. Nix, “*The Automatic Locations of Base-Station for Optimised Cellular Coverage: A New Combinatorial Approach*,” Vehicular Technology Conference, 1999 IEEE 49th Vol. 1, 16-20 May 1999, pp. 606 - 610 vol.1.
- [33] T. H. Cormen, C. E. Leiserson, R. L. Rivest, *Introduction à l'algorithmique*, 2e édition, Dunod, Paris, France, 2002.
- [34] R. M. Whitaker, S. Hurley, “*Evolution of Planning for Wireless Communication Systems*”, 36th IEEE HICCSS 2003, Hawaii, USA, 10 pp., DOI: 10.1109/HICSS.2003.1174841, 6-9 Jan 2003.
- [35] Vijay P. Singh, “*Computer models of watershed hydrology*,” Journal of Hydrology Volume 314, no 1, 25 November 2005, Pages 78-91.
- [36] Chambers Lance, *Practical handbook of genetic algorithms*, CRC Press, Boca Raton, FL, USA, 1995.
- [37] Melanie Mitchell, *An introduction to genetic algorithms*, MIT Press Cambridge, MA, USA. 1996.

- [38] Y. Bejarano, "Efficient integration of multihop wireless and wired networks with, QOs constraints," IEE/ACM trans. Networks, vol. 12, no. 6, pp 1064-1078, 2004.
- [39] Edsger Wybe Dijkstra, *A discipline of programming*, Prentice Hall, Upper Saddle River, NJ, USA, 1997.
- [40] Bondy, J. A. and Murty, U. S. R. *Graph Theory with Applications*, North Holland, New York, USA, 1976.
- [41] R. Chandra, "A greedy heuristic for the set-covering problem," Math. Oper. Res. vol.4, no.3, pp.233-235, 1979.
- [42] Colin R. Reeves, *Modern heuristic techniques for combinatorial problems*, John Wiley & Sons, Inc., New York, NY, 1993
- [43] Emile Aarts, Jan K. Lenstra, *Local Search in Combinatorial Optimization*, John Wiley & Sons, Inc., New York, NY, 1997
- [44] Fred Glover , Manuel Laguna, *Tabu search, Modern heuristic techniques for combinatorial problems*, John Wiley & Sons, Inc., New York, NY, 1993
- [45] Fred Glover, *Future paths for integer programming and links to artificial intelligence*, Computers and Operations Research, Vol.13 no.5, pp.533-549, May 1986
- [46] Holland, J. H., *Adaptation in natural and artificial systems*, University of Michigan Press. (second edition: MIT Press, 1992).
- [47] K. Lieska, E. Laitinen, J. Lahteenmaki, "Radio Coverage Optimization with Genetic Algorithms," Ninth IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications, Volume 1, 8-11 Sept. 1998 pp. 318-322.
- [48] N. C. Beaulieu, A. Abu-Dayya, P. J. Mclane, "Comparison of methods of computing lognormal sum distributions and outages for digital wireless applications," IEEE Int. Conf. Communications (SUPERCOMM/ICC), 1-5 May 94, vol. 3, pp. 1270-1275.
- [49] M. Gerla, K. Tang, and R. Bagrodia, "TCP performance in wireless multihop networks," in Proc. IEEE Workshop Mobile Comput., Syst. Appl., Feb. 1999, pp 41-50.
- [50] A. Tanenbaum. *Computer Networks*, 3rd edition. Prentice Hall, Englewood, Cliffs, NJ, 1997.
- [51] J.W. Mckown, R.L., "Ray-tracing as a design tool for radio networks," IEEE, Networks Mag., vol .5, pp.21-26, Nov. 1996.
- [52] K.S Schaubach, N.J. Davis, T.S. Rappaport, "A ray-tracing method for predicting path loss and delay spread in microcell environment," IEEE Veh. Tech. Society Conf. Proceedings, Denver, USA, pp.932-935, Mai 1992.
- [53] Harry R. Anderson, "A ray-Tracing Propagation Model for Digital Broadcast Systems in Urban Areas", IEEE Trans. on Broadcasting, vol. 39, no.3, Sept. 1993, pp309-317.
- [54] G.E. Athanasiadou, A.R. Nix, "A Novel 3-D Indoor Ray-Tracing Propagation Model : The Path Generator and Evaluation of Narrow-Band and Wide-Band Pre-dictions," Vehicular Technology, IEEE Transactions on Volume 49, Issue 4, July 2000 Page(s):1152 – 1168.
- [55] M. Moutairou, H. Aniss, G. Y. Delisle, "Underground mines application of wireless Mesh Networks," 13th International Conference on Telecommunications, (ICT), île de Madeira, Portugal, 9-12, May, pp. 587-590.

- [56] T. K. Sarka, Z. Ji, K. Kim, A. Medouri, and M. Salazar-Palma, "A survey of various propagation models for mobile communication," IEEE Antennas and propagation Magazine, vol. 45, No. 3, June 2003.
- [57] M. Moutairou, G.Y. Delisle, H. Aniss, M. Misson, "Coverage efficiency of narrow band wave propagation in mining environments," IEEE TEMC (Electromagnetic Compactibility Society) Transaction, sous presse.
- [58] Moutairou, M., Aniss, H., Delisle, G.Y., Misson, M, "Statistical Analysis of 802.11b wireless link behavior in mining environment," International Conference on Electromagnetics in Advanced Applications (ICEAA 07), Torino, Italy, September 19-22, 2007.
- [59] X. Lagrange, P. Godlewski, S. Tabbane, *Réseaux GSM-DCS*, 3rd Edition Hermes, 1997.
- [60] G. I. Wassi, *Radiolocalisation en milieu confiné non stationnaire*, Mémoire de maîtrise de l'Université Laval, Québec, Canada, 2005.
- [61] Toh, C. -k, Delwar, M; Allen, D. "Evaluating the communication performance of an ad hoc wireless networks," IEEE Transaction on wireless communications', Vol. 1, no. 3, July 2002, page 402-414.
- [62] Iperf. [online]. Available: <http://dast.nlanr.net/Projects/Iperf/>
- [63] A. Tirumala, L. Cottrell, T. Dunigan, "Measuring end-to-end bandwidth with Iperf using Web100," Proc. of Passive and Active Measurement Workshop, 2003, La Jolla, California, USA, April 2003.
- [64] M. Moutairou, G.Y. Delisle, H. Aniss, M. Misson, "Wireless Mesh Networks performance assessment for confined Areas deployment," International Journal of Computer Science and Network Security, vol. 8, no. 8, August 30, 2008, pp. 12-23.
- [65] S. Xu, T. Saadawi, "Does the IEEE 802.11 Mac Protocol Work Well in Multihop Wireless Ad Hoc Networks?," IEEE Communications Magazine, vol 39, June 2001, pp. 130-137.
- [66] Josh Broch, David A. Maltz, David B. Johnson, Yih-Chun Hu, and Jorjeta Jetcheva, "Performance comparison of Multi-hop Wireless Ad Hoc Network Routing Protocols," Proc. ACM/IEEE MobiCom, October 1998, pp. 85-97.
- [67] A. Acharya, S. Ganu, A. Misra, "DCMA: A Label Switching MAC for efficient Packet Forwarding in Multihop Wireless Networks," IEEE Journal on selected areas in communications, Vol. 24, no. 11, November 2006.
- [68] J. Li, C. Blake, D. S. J. De Couto, H. Lee, R. Morris, "Capacity of Ad Hoc Wireless Networks," Proc. MobiCom, Rome, Italy, 2001, pp. 61-69.
- [69] Xia, X.; Liang, Q. "Bottom-up cross-layer optimization for mobile ad hoc networks," Military Communications Conference, 2005. MILCOM2005. IEEE Volume 4, no 2, 17-20 Oct. 2005, pp. 2624 – 2630.
- [70] V. Srivastava, "Cross-Layer Design: A survey and the road ahead," IEEE Communications Magazine, Volume 43, no 12, Dec. 2005, pp. 112 – 119.
- [71] Xinsheng Xia and Qilian Ling "Bottom-up cross-layer optimization for mobile ad hoc networks," Proc. IEEE MILCOM 2005, Vol. 4, October 2005, pp. 2624-2630,.
- [72] Ulrich Lauther, Thomos Winter, Mark Zeigelmann, "Proximity Graph Based Clustering Algorithms For Optimized planning of UMTS Access Network Topologies," 10th edition of ICT, Volume 2, no 23, Tahiti, Papeete, February 24-28, pp. 1329 – 1334.

- [73] C. Sarantinopoulos, D. Karagiannis, K. Peppas, P. Demestichas, E. Tzifa, V. Demesticha, M. Thoelougou, “*Design and control of the interconnecting network of the access segment of mobile communications systems*,” Elsevier, Volume 26, no 6, 15 April 2003 , pp. 489-497.
- [74] Y. Yamao et al, “*Multi-hop Radio Access Cellular Concept for Fourth-Generation Mobile Communications Systems*,” IEEE PIMRC 2002, pp. 59-63.
- [75] R. Chandra, L. Qiu, K. Jain, M. Mahdian, “*Optimizing the placement of internet TaPs in wireless neighborhood networks*,” in: Proceeding of the 12 th IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP’04), Berlin, 2004, pp.271-282.
- [76] V. Kawadia, P. R. Kumar, “A cautionary perspective on cross-layer design,” *Wireless Communications, IEEE*, Vol. 12, no. 1, Feb. 2005, pp. 3-11.
- [77] M. van der Schaar, S.N. Shankar, “*Cross-layer wireless multimedia transmission: challenges principles, and new paradigms*,” *IEEE Wireless Commun.* 12 (4), August 2005, pp. 50–58.
- [78] S. Ghosh, P. Ghosh, K. Basu, S.K. Das, “*GaMa: An Evolutionary Algorithmic Approach for the Design of Mesh-Based Radio Access Networks*,” IEEE Conference on Local computer Networks, (LCN) (LCN’ 05), Sydney, Australia, 15-17 Nov.2005, pp. 374-381.
- [79] A. Raniwala and T.-C. Chuieh, “*Architecture and algorithms for an IEEE 802.11-based multi-channel wireless mesh network*,” In Proc. IEEE Annu. Conf. INFOCOM, 2005, Miami, FL, USA, 13-17 March 2005, pp.2223-2234.
- [80] I. F. Akyildiz, X. Wang, “*Cross-Layer Design in Wireless Mesh*,” *IEEE Trans. Vehicular Technology*, Vol. 57, no.2, pp. 1061-1076, March 2008.
- [81] Moutairou M., Hakem N., Delisle G. Y., Aniss H., “*Underground Mines Planning of Wireless Mesh Networks*,” 2nd International Conference on Wireless Communications in Underground and Confined Areas (ICWCUCA), Val-d’Or, Québec, Canada, August 25-27, 2008, pp. 221-225.
- [82] M. Moutairou, H. Aniss, G.Y. Delisle, N. Hakem, “*Global optimization of multi radio Mesh Access Point location in underground area*,” *JOURNAL OF NETWORKS (JNW)*, Academy Publisher, sous presse.
- [83] Moutairou M., Delisle G. Y., Aniss H., “*Enhanced safety communication in underground mines with an efficient Wireless Mesh Network topology*,” submitted to IEEE HotMESH’09 (First Int. IEEE Workshop on Hot Topics in Mesh Networking) - In conjunction with IEEE WoWMoM 2009, Kos, Greece – June 15, 2009.
- [84] Theodore, S. Rappaport, *Wireless Communications: Principles & Practice*, Prentice Hall, New Jersey, 1996.
- [85] M. Moutairou, H. Aniss, G. Y. Delisle, “*Wireless Mesh Access Point routing for efficient communication in Underground Mine*,” in Proc. IEEE Int. Symp. Antennas Propagat., Albuquerque, NM, Jul. 9-14, 2006, pp. 577- 580.
- [86] N. Shacham and P. J. B. King, “*Architecture and performance of multichannel multihop packet radio networks*,” *IEEE J. select. Areas Commun.*, vol. SAC-5, pp 1013-1025, June 1987’.
- [87] Mohammad Ilyas and Imad Mahcoub, *Handbook of Sensor Networks: Compact Wireless and Wired Sensing Systems*, CRC Press. Boca Raton, London, New-York Washington, D.C, USA, 2004.

ANNEXE A

La fiche ci-dessous présente la fiche signalétique des différents éléments du réseau WMN.

Wireless Access Point 7220 – Technical specifications	Wireless Bridge 7230 – Technical specifications
<p>Wireless AP 7220 Access Link 802.11b/g (2.4 GHz) Radio System</p> <p>Center frequency</p> <ul style="list-style-type: none"> • 2417 MHz to 2457 MHz (i.e., North America) <p>Data rate: 54 Mbps max</p> <ul style="list-style-type: none"> • Supports 1, 2, 5.5, 11 Mbps (IEEE 802.11b) • Supports 6, 9, 12, 18, 24, 36, 48 and 54 Mbps (IEEE 802.11g) • IEEE 802.11b/g standard rates <p>Access antenna options</p> <ul style="list-style-type: none"> • Co-linear whip, 5 dBi nominal antenna, SMA connectors • PIFA integrated antenna, 0 dBi nominal SMA connectors <p>Radiated EIRP</p> <ul style="list-style-type: none"> • +26 dBm typical <p>Receive sensitivity 802.11b (11 Mbps)</p> <ul style="list-style-type: none"> • -95 dBm typical @ 11 Mbps • -96 dBm typical @ 5.5 Mbps • -98 dBm typical @ 2 Mbps • -101 dBm typical @ 1 Mbps <p>Receive sensitivity 802.11g (54 Mbps)</p> <ul style="list-style-type: none"> • -80 dBm typical @ 54 Mbps • -82 dBm typical @ 48 Mbps • -86 dBm typical @ 36 Mbps • -90 dBm typical @ 24 Mbps • -92 dBm typical @ 18 Mbps • -95 dBm typical @ 12 Mbps • -95 dBm typical @ 9 Mbps • -96 dBm typical @ 6 Mbps <p>Wireless AP 7220 Transit Link 802.11a (5 GHz) radio system</p> <p>Center frequency</p> <ul style="list-style-type: none"> • 5740 MHz to 5840 MHz <p>Data rate: 54 Mbps max</p> <ul style="list-style-type: none"> • Supports 6, 9, 12, 18, 24, 36, 48 and 54 Mbps • IEEE 802.11a standard rates <p>Antenna system gain from radio module card inside the unit</p> <ul style="list-style-type: none"> • 8.4 dBi nominal <p>Radiated EIRP</p> <ul style="list-style-type: none"> • +28 dBm typical @ 54 Mbps • +30 dBm typical @ 48 Mbps • +32 dBm typical @ 6-36 Mbps 	<p>Radiated EIRP (802.11a)</p> <ul style="list-style-type: none"> • +28 dBm typical @ 54 Mbps • +30 dBm typical @ 48 Mbps • +32 dBm typical @ 6-36 Mbps <p>Receive sensitivity (<1% packet error rate)</p> <ul style="list-style-type: none"> • -82 dBm typical @ 54 Mbps • -85 dBm typical @ 48 Mbps • -90 dBm typical @ 36 Mbps • -93 dBm typical @ 24 Mbps • -98 dBm typical @ 18 Mbps • -100 dBm typical @ 12 Mbps • -101 dBm typical @ 9 Mbps • -101 dBm typical @ 6 Mbps <p>Environmental specifications</p> <ul style="list-style-type: none"> • Operating temperature range: -40°C min, 50°C max <p>Regulatory</p> <ul style="list-style-type: none"> • Weather rating: NEMA 4, IP56/Category 2 testing • Safety: UL, CSA • Emissions/radio: FCC Class B, Part 15, RSS 210 <p>Hardware specifications</p> <ul style="list-style-type: none"> • Wired network interface: Auto sensing 10/100BaseT Ethernet, 1.5kV surge protection per IEC60950 • Power input nominal: 100V - 240V AC (45Hz - 65Hz) • Power consumption <ul style="list-style-type: none"> - Operating: Indoor or outdoor > 0°C - 8W typical Outdoor < 0°C - 8W - 14W (-40°C) - Startup: Indoor or outdoor > 0°C - 8W typical Outdoor < 0°C - 24W (short duration) 8W - 14W (-40°C) • Dimensions (without mounting brackets or antennas) <ul style="list-style-type: none"> - 265mm (10.5 inches) tall x 200mm (8 inches) diameter • Weight: 2.4 kg (5.3 lbs) • Color: Gray <p>Optional accessories</p> <ul style="list-style-type: none"> • Mounting brackets (right-angle or straight horizontal attachment) • 5m, CAT5 Ethernet indoor/outdoor rated cable for network access point (NAP) operation • Street light photo-electric control power tap 'luminaire' 120/208/240 V • 13dBi, 18dBi and 23dBi TL external antennae
	<p>Radio frequency</p> <ul style="list-style-type: none"> • 4.940 GHz to 4.990 GHz • 5.470 GHz to 5.725 GHz • 5.725 GHz to 5.850 GHz <p>Data rate</p> <ul style="list-style-type: none"> • Up to 48 Mbps, user-configurable <p>Transmit power</p> <ul style="list-style-type: none"> • 4.9 GHz: 10 dBm (max) • 5.4 GHz: 7 dBm (max) • 5.8 GHz: 17 dBm (max) <p>Physical specifications</p> <ul style="list-style-type: none"> • Depth: 2.3 in. (5.8 cm) • Width: 12 in. (30.5 cm) • Height: 12 in. (30.5 cm) • Weight: 3.3 lb. (1.5 kg) <p>Operating environment specifications</p> <ul style="list-style-type: none"> • Outdoor unit and external antenna • Enclosure: all-weather case • Temperature: -31° - 140°F (-35° - 60°C)

ANNEXE B

Cette annexe présente le principe de fonctionnement de l'algorithme proposé pour un déploiement selon l'approche 1. Il est utilisé pour poser aussi bien les APs que les passerelles du réseau.

Algorithm 1:

1. Establish the routing table
2. Define for each node n (the model capacity and interference constraints), the set that contains all links which are adjacent within two hops from node n
3. For $i=1$: number_of_nodes
4. For $j=1$: number_of_nodes
5. source_node $\leftarrow j$,
6. destination_node $\leftarrow i$,
7. $S \leftarrow \text{Routing_table}(\text{source_node}, \text{destination_node})$
8. $T_{\text{source_node}} \leftarrow \text{find_collision_domain}(\text{Traffic_mat}, S, \text{source_node})$
9. $A_{\text{source_node}} \leftarrow \text{aggregated_traffic}(T_{\text{source_node}})$
10. $M \leftarrow M \cup \{A_{\text{source_node}}\}$
11. End_for
12. End_for
13. $E \leftarrow E \cup \{\max(M)\}$

La table de routage peut être établie en utilisant l'algorithme de Dijkstra. Cet algorithme nécessite la connaissance de la table de voisinage du réseau.

(2) Nous recherchons tous les liens qui sont susceptibles de perturber la communication en fonction du trafic généré par chaque nœud du réseau. Pour une position donnée de la passerelle dans le réseau, nous déterminons le domaine de collision au niveau de tous les liens établis dans le réseau. En résumé, pour solutionner le problème posé, nous avons utilisé les fonctions programmées sous MATLAB suivantes:

- La fonction `Routing_table` trouve et donne le chemin le plus court en termes de sauts entre la passerelle du réseau et un nœud quelconque du réseau.

- La fonction `find_collision_domain` évalue le domaine de collision de chaque lien établi dans le réseau.
- La fonction `aggregated_traffic` évalue l'indice d'agrégation du trafic dans le réseau sans fil. Le maximum de l'indice d'agrégation est stocké dans l'ensemble E . La position qui minimise E est considérée comme étant la meilleure position pour le placement de la passerelle dans le réseau.

ANNEXE C

Dans cette annexe nous présentons les contraintes imposées au réseau par l'approche 2.

Pour résoudre le problème tel qu'il est posé par l'approche 2, plusieurs approches existent dans la littérature. Nous présenterons également une description détaillée du 'Competitive greedy' qui est l'algorithme que nous proposons pour la gestion du déploiement dans le milieu.

Supposons que $N=V$ est l'ensemble des nœuds situés dans l'aire de déploiement et que G , l'ensemble des positions de passerelles est inclus dans V . Nous introduisons une variable y_i qui indique si nous pouvons placer une passerelle à la position i . L'appartenance d'un nœud à une passerelle est représenté par la variable $X_{i,j}$ qui prend la valeur 1 si le nœud, est couvert par la passerelle i .

La variable $h_{i,j}$ quant à elle, est utilisée pour désigner le nombre de sauts qui séparent le nœud situé à la position j de la passerelle i .

La variable $Z^k_{i,j}$ est une variable binaire utilisée pour indiquer si la route qui est établie entre deux nœuds i et j , passe par le nœuds k .

R , L et S sont les valeurs maximales des contraintes imposées au réseau. Il en découle la formulation mathématique du problème (équation (1)).

$$\min \sum_{i \in G} y_i$$

Soumis aux contraintes suivantes

$$\begin{aligned}
 (a) \quad & \forall j \in N : \sum_{i,j} = i \\
 (b) \quad & \forall j \in N : i \in G : y_i \geq x_{i,j} \\
 (c) \quad & \forall j \in N : \sum_{i \in G} h_{i,j} \cdot x_{i,j} \leq R \\
 (d) \quad & \forall i \in G, k \in N : \sum_{j \in N} z^k_{i,j} \leq L \\
 (e) \quad & \forall i \in G : \sum_{j \in N} x_{i,j} \leq S \\
 (f) \quad & \forall i \in G : y_i \in \{0,1\} \\
 (g) \quad & \forall j \in N, i \in G : x_{i,j} \in \{0,1\} \\
 (h) \quad & j \in N, k \in N, i \in G : z^k_{i,j} \in \{0,1\}
 \end{aligned} \tag{1}$$

La condition (a) tient compte du fait que chaque nœud doit appartenir à une passerelle unique.

L'inégalité (b) indique si une passerelle est déjà choisie et vérifie si elle couvre déjà au moins un nœud situé dans la région de déploiement délimitée.

L'inégalité (c) assure qu'il existe une route composée de R sauts au maximum entre un nœud candidat dans un cluster et sa passerelle candidate.

Les inégalités (d) et (e) indiquent les contraintes liées au raffinement du cluster. Il s'agit du nombre de relais imposé à chaque nœud de cluster ainsi que la taille du cluster en termes de nombre de nœuds dans le dit cluster respectivement.

Les conditions (f), (g) et (h) indiquent que les variables qui sont impliquées dans la résolution du problème sont binaires.

ANNEXE D

Dans cette annexe nous présentons l'algorithme proposé pour résoudre, le positionnement du WMN selon les contraintes imposées au réseau par l'approche 2.

Les différentes étapes de la mise en œuvre de l'algorithme proposé dit 'Compétitive Greedy' (CG) sont résumées dans les lignes qui suivent :

On définit la configuration du cluster. Pour cela, nous choisissons la taille maximale du cluster (S), le nombre maximum de sauts (R), le nombre de relais (L). Ensuite, nous définissons les dimensions de la zone de déploiement (longueur et largeur). Pour le déploiement des nœuds dans le réseau, nous choisissons (entrer) la portée de chaque nœud, et le taux de recouvrement entre les nœuds voisins. Une fois le nombre n de nœuds à déployer choisi, nous déployons de façon aléatoire les nœuds de sorte qu'ils satisfassent aux critères énumérés plus hauts, sur une surface dont les dimensions sont bien déterminées. On note R , l'ensemble formé par les nœuds déployés dans la surface de déploiement délimitée. Une fois les nœuds déployés sur l'aire de déploiement délimitée, à la ligne 6, nous établissons pour chaque élément (nœud appartenant à l'ensemble R), sa table de voisinage selon le critère énuméré à la deuxième ligne. L'ensemble des voisinages de chaque nœud du réseau est fusionné et peut être matérialisé sous forme matricielle par une table de voisinage $M(t_o)$ de taille $n \times n$.

On initialise ensuite les matrices $A = []$ et $GW = []$ qui sont respectivement les matrices contenant les nœuds voisins gagnants et les passerelles auxquelles sont associées ces derniers.

Tant que la matrice du voisinage n'est pas vide, il faut répéter les lignes 4 à 20. Dans un premier temps, on met en compétition les nœuds restants dans la table de voisinage courante en évaluant leur degré de connectivité (ligne 5 et ligne 15). Le nœud qui a le degré de connectivité le plus élevé est sélectionné (ligne 8) après avoir ordonné les nœuds par ordre décroissant selon leur degré de liberté. En cas d'égalité, le premier de la liste est choisi ou il faut faire un choix de manière aléatoire entre les nœuds qui présentent le même degré de liberté. La matrice GW (ligne 6) contient aussi bien les têtes de clusters principaux (la racine de l'arbre) que les têtes des clusters intermédiaires (pères) dans la formation de l'arbre. Dans le processus de formation de l'arbre, tous les nœuds impliqués

doivent être représentés de manière unique. Tous les nœuds gagnants (le nouveau père et ses fils) à l'étape en cours d'exécution, sont au fur et à mesure retirés ensuite de la table de routage (ligne 18).

Les nœuds gagnants (ligne 16-17) sont généralement ceux qui répondent à tous les critères énumérés et imposés au cluster. La matrice U (ligne 17) contient tous les nœuds voisins du gagnant (nouveau père pour l'étape suivante) et qui répondent aux critères énumérés tant que le raffinement du cluster n'est pas complété. A tout moment, si une des contraintes (critère) est dépassée (n'est pas respectée) par exemple, si le nombre de saut maximum est atteint, on met à jour la matrice A (ligne 23) des points voisins du gagnant précédent et on retourne à la ligne 5.

A la ligne 6, le gagnant courant est sauvegardé dans la matrice GW, et nous passons à la recherche d'une autre tête de cluster dans l'ensemble V. Dans les différents cas où les contraintes ne sont pas encore atteintes, à chaque sous-itération (ligne 12 à 21), nous choisissons le futur père, (tête de cluster intermédiaire) parmi les nœuds stockés dans U, jusqu'à ce qu'une des contraintes liées au raffinement du cluster soient atteintes. Le nombre de têtes de clusters est également le nombre principal d'itération de l'algorithme.

Algorithm1: Competitive greedy algorithm

```

1-routing_table←init_routing_table
2-A← ∅
3-GW← ∅
4-While V ≠ ∅
5-gaining_node←compet_node (V,routing_table)
6-GW← GW U {gaining_node}
7-A← {gaining_node} U A;
8- B ← Recover_adj (gaining_node)
9- U← retain_set_points(B)
10-routing_table←Update_routing_table(U, gaining_node)
11- A←{U} U A;
12- if nHop= R
13- go to step 23,
```

14- else
15-Ordered_nodes←compet_neighbors(A, routing_table)
16-B ← Recover_adj (new_gaining_node)
17- U← retain_set_points(B)
18-routing_table←Update_routing_table(U, gaining_node)
19- A= {U} U A;
20-Return to step 12.
21- end
22-V←potential_nodes_detection(V,A)
23-return to step 7 and set, A←∅.
24-end

ANNEXE E

Dans cette annexe nous présentons l'algorithme proposé pour résoudre, le positionnement du WMN selon les contraintes imposées au réseau par l'approche 3.

L'approche 3 positionne les passerelles en utilisant l'algorithme génétique. La fonction fitness au niveau de l'AG est évaluée après un ensemble de vérifications résumées par la fonction qui suit :

```

1-Table= Routing_table(V)
2- Rs← []
3- for i=1:size of (Gw(t))
    for j=1: size of (Gw(t))

        R1← Set_cover_by(i1,i2)
        R2← Set_cover_by(i1,i2)

Rs←Rs + R1∩R2

    End_for
End_for

4-Fitness=size_of (V)-size_of(V ∩ Rs)

```

La table de routage est établie pour tous les nœuds du réseau conformément à un arbre recouvrant tous les nœuds du réseau. Cet arbre recouvrant permet d'orienter arbitrairement tous les liens du réseau. Ainsi pour chaque paire de nœuds, on évalue, le nombre de saut qui le sépare du couple de passerelles qui lui est associé aléatoirement lors de la recherche de solution (position de passerelles) par l'algorithme génétique. $R1$ est une matrice contenant donc les nœuds associés à la passerelle $i1$ dans un sens de communication, tandis que $R2$ contient donc les nœuds associés à la passerelle $i2$ dans un autre sens de communication. La fonction `Set_cover_by` permet de récupérer les nœuds évalués. L'ensemble des nœuds couverts par la paire de passerelles $i1$ et $i2$ est donc récupéré dans R_s . L'ensemble cardinal minimal des passerelles qui permettent de couvrir tous les nœuds du réseau selon la contrainte liée au nombre de sauts imposés est donc l'ensemble des solutions des positions de déploiement de passerelles dans le réseau.

ANNEXE F

Les articles et conférences extraits de cette thèse sont les suivantes :

ARTICLES DE REVUE

M. Moutairou, G.Y. Delisle, H. Aniss, M. Misson, “Wireless Mesh Networks performance assessment for confined Areas deployment”, *International Journal of Computer Science and Network Security*, vol. 8, no. 8, pp. 12-23, Août 30,2008.

M. Moutairou, G.Y. Delisle, H. Annis, M. Misson 'Coverage Efficiency of Narrow-Band Wave Propagation in Mining Environments', *IEEE TRANSACTIONS ON ELECTROMAGNETIC COMPATIBILITY*, VOL. 51, N0.2, MAY 2009, pp. 391-400.

M. Moutairou, H. Aniss, G.Y. Delisle, N. Hakem, “Global optimization of multi radio Mesh Access Point location in underground area”, *JOURNAL OF NETWORKS (JNW)*, Academy Publisher, **à paraître dans le volume 3**, 2009.

CONFÉRENCES

M. Moutairou, H. Aniss, G. Y. Delisle, “Underground mines application of wireless Mesh Networks,” in *Proc. IEEE Portugal Section 13th International Conference on Telecommunications, (ICT)*, Portugal, 9-12, May, pp. 587-590.

M. Moutairou, H. Aniss, G. Y. Delisle, “Wireless Mesh Access Point routing for efficient communication in Underground Mine,” in *Proc. IEEE Int. Symp. Antennas Propagat.*, Albuquerque, NM, Jul. 9-14, 2006, pp. 577- 580.

Moutairou, M., Aniss, H., Delisle, G.Y., Misson, M, “Statistical Analysis of 802.11b wireless link behavior in mining environment,” *International Conference on Electromagnetics in Advanced Applications (ICEAA 07)*, Torino, Italy, September19-22, 2007.

Moutairou M., Hakem N., Delisle G. Y., Aniss H., “Underground Mines Planning of Wireless Mesh Networks”, 2nd International Conference on Wireless Communications in Underground and Confined Areas (ICWCUCA), Val-d'Or, Québec, Canada, Août 25-27, 2008, pp. 221-225.

Moutairou M., Delisle G. Y., Aniss H., “Enhanced safety communication in underground mines with an efficient Wireless Mesh Network topology ”, **soumis à** The First IEEE WoWMoM Workshop on Hot Topics in Mesh Networking, Kos, Greece – June 15, 2009.

Moutairou, M., Aniss, H., Delisle, G.Y., “Propagation model for underground mines communications involving wireless mesh networks”, **soumis à** International Conference on Electromagnetics in Advanced Applications (ICEAA 09), Torino, Italy, September 14-18, 2009.