

TABLE DES MATIÈRES

	Page
INTRODUCTION	1
CHAPITRE 1 LES TRAVAUX PRÉCÉDENTS, PRINCIPAUX PROBLÈMES ET LES HYPOTHÈSES	9
1.1 Travaux précédents	9
1.2 Les principaux problèmes et les hypothèses	14
1.2.1 Modélisation du niveau de connexion	14
1.2.2 Coexistence avec l'utilisateur primaire	14
1.2.3 La politique de CAC et de routage	16
1.2.4 Adaptation de capacité	16
1.2.5 Contrainte d'interférence co-canal et le problème de réutilisation des canaux	16
1.2.6 Considération de la qualité du canal	17
CHAPITRE 2 CADRE ÉCONOMIQUE	19
2.1 Introduction	19
2.2 Éléments descriptifs du cadre économique	21
CHAPITRE 3 ÉVALUATION DU PRIX CACHÉ PRÉEMPTIF DU NŒUD	25
3.1 Introduction	25
3.2 Estimation de trafic offert au nœud	26
3.2.1 Estimation des taux d'arrivée et de service de l'utilisateur primaire	26
3.2.2 Estimation des taux d'arrivée et de service de l'utilisateur secondaire	27
3.3 Calcul du prix caché préemptif du nœud	28
3.4 Approximation du prix caché moyen du système préemptif	33
CHAPITRE 4 ADAPTATION DE CAPACITÉ SANS RÉUTILISATION DE CANAL ...	37
4.1 Introduction	37
4.2 Condition d'optimalité pour la maximisation du profit du réseau	38
4.3 Algorithme analytique	39
4.4 Algorithme heuristique	41
4.5 Procédure d'adaptation de capacité	42
CHAPITRE 5 ADAPTATION DE CAPACITÉ AVEC RÉUTILISATION DE CANAL ...	45
5.1 Introduction	45
5.2 Condition d'optimalité pour la maximisation du profit du réseau	46
5.3 Adaptation de capacité	50
5.3.1 Algorithme de réutilisation des canaux	50
5.3.2 Procédure d'adaptation de capacité	53
CHAPITRE 6 RÉSULTATS NUMÉRIQUES	57
6.1 Introduction	57

6.2	Égalisation des prix cachés moyens et la minimisation de la valeur moyenne des prix cachés moyens	59
6.3	Convergence	64
6.4	Les taux de rejet	67
6.5	Réutilisation des canaux	68
6.6	Algorithme heuristique versus algorithme analytique	69
CHAPITRE 7 ROUTAGE ET ALLOCATION DES CANAUX SENSIBLE À LA QUALITÉ DU CANAL.....		73
7.1	Introduction.....	73
7.2	Modèle approximatif pour le calcul du prix caché du nœud	74
7.3	Procédure d'adaptation de capacité sans réutilisation de canal	75
7.4	Résultats numériques	77
7.4.1	Réalisation de l'objectif.....	78
7.4.2	Égalisation des prix cachés moyens.....	80
7.4.3	Convergence	82
7.4.4	Les taux de rejet.....	85
CONCLUSION.....		87
RECOMMANDATIONS		89
LISTE DE RÉFÉRENCES BIBLIOGRAPHIQUES.....		91

LISTE DES TABLEAUX

	Page
Tableau 3.1 Paramètres de trafic du nœud.....	34
Tableau 6.1 Paramètres de réseau.....	58
Tableau 6.2 Pourcentage des opérations de prêts utilisées.....	67
Tableau 6.3 Taux moyen de rejet du réseau.....	68
Tableau 6.4 Taux moyen de rejet du réseau (non-réutilisation des canaux).....	71
Tableau 7.1 Les 3 cas d'essais.....	78

LISTE DES FIGURES

		Page
Figure 0.1	Architecture du réseau considéré.....	2
Figure 1.1	Structure des canaux d'un nœud.	15
Figure 2.1	Cadre économique.....	24
Figure 3.1	Processus de Markov préemptif.	29
Figure 3.2	Minimisation de l'erreur d'approximation.	35
Figure 5.1	Opération de prêt et d'emprunt (<i>n à un</i>).	48
Figure 6.1	Topologie de réseau.	57
Figure 6.2	Prix caché moyen du nœud pour le cas de non-réutilisation des canaux.	59
Figure 6.3	Prix caché moyen du nœud pour le cas de réutilisation des canaux.	61
Figure 6.4	Prix caché moyen du nœud pour le cas de réutilisation des canaux	61
Figure 6.5	Moyenne des prix cachés moyens des nœuds pour les cas de non-réutilisation et réutilisation des canaux.....	63
Figure 6.6	Prix caché moyen du nœud, les capacités ne sont pas adaptées après 750ts....	63
Figure 6.7	Prix caché moyen du nœud, les capacités ne sont pas adaptées après 750ts....	64
Figure 6.8	Allocation de capacité pour les nœuds 3,4,8 et 1,2,7	65
Figure 6.9	Occupation des canaux nœud 4 (cas de non-réutilisation des canaux).	66
Figure 6.10	Allocation de capacité pour les nœuds 3,4,8 et 1,2,7	66
Figure 6.11	Occupation des canaux nœud 4 (cas de réutilisation des canaux).....	67
Figure 6.12	Réutilisation des canaux au temps 1550ts avec un ratio de réutilisation de 2.20.....	69
Figure 6.13	Moyenne des prix cachés moyens des nœuds (non-réutilisation des canaux).....	70
Figure 6.14	Taux moyen de rejet du réseau pour les deux algorithmes	70

Figure 7.1	Pourcentage d'utilisation des classes de canaux, sans choix de canal de préférence au moment de routage (Cas 2).	79
Figure 7.2	Pourcentage d'utilisation des classes de canaux, avec le choix de canal de préférence au moment de routage (Cas 2).	79
Figure 7.3	Pourcentage d'utilisation des classes de canaux, sans choix de canal de préférence au moment de routage (Cas 3).	80
Figure 7.4	Prix caché moyen du nœud pour le cas 2.	81
Figure 7.5	Moyenne des prix cachés moyens des nœuds pour les 3 cas testés.	81
Figure 7.6	Prix caché moyen du nœud, les capacités ne sont pas adaptées après 750ts....	82
Figure 7.7	Allocation de capacité pour les nœuds 3,4,8 et 1,2,7(Cas 2).	83
Figure 7.8	Occupation des canaux nœud 4, SUs et PUs (Cas 2).	84
Figure 7.9	Occupation des 3 classes de canaux par les connexions SUs (Cas 2).	84
Figure 7.10	Allocation de capacité pour les nœuds 3,4,8 et 1,2,7(Cas 3).	85
Figure 7.11	Taux moyen de rejet du réseau pour les 3 cas étudiés.	86
Figure 7.12	Taux moyen de rejet du réseau pour les 3 cas étudiés(les capacités ne sont pas adaptées après 750ts).	86

LISTE DES ABRÉVIATIONS, SIGLES ET ACRONYMES

BIP	Binary integer programming
CAC	Connection admission control
CWMNs	Cognitive wireless mesh networks
DiffServ	Differentiated Service
FDMA	Frequency Division Multiple Access
ISP	Internet Service Provider
MAC	Medium Access Control
MDP	Markov Decision Process
MDPD	Markov Decision Process Decomposed
MILP	Mixed-integer linear programming
MINLP	Mixed Integer Nonlinear Programming
MPLS	Multiprotocol Label Switching
OD	Origine-Destination
PU	Primary user
PSA	Path spectrum availability
QoS	Quality of Service (qualité de service)
RL	Reinforcement learning
SLA	Service Level Agreement
SMDP	Semi-Markov Decision Process
SU	Secondary user
TDMA	Time division multiple access

INTRODUCTION

Les nouveaux défis dans la conception des réseaux sans fil réfèrent à une utilisation de la bande passante de manière plus efficace et l'utilisation d'un nouveau paradigme du réseau. La première intention est reliée à une demande croissante de la bande passante et l'insuffisance du spectre disponible.

Le second but réfère à un besoin pour un déploiement flexible et facile, l'adaptation et la configuration automatique aux conditions de l'environnement opératoire. Les réseaux sans fil multi-sauts ont été identifiés comme un paradigme valable de réseau capable d'accomplir les exigences précédentes. L'exemple des réseaux sans fil multi-sauts comprend les réseaux maillés sans fil qui attirent l'attention particulière grâce aux développements récents des standards comme IEEE 802.16 utilisés dans des régions étendues MAN.

L'arrivée de la radio cognitive nous promet une nouvelle gestion dynamique du spectre et une meilleure exploitation de la bande passante disponible, pratiquement à un instant donné, environ 20% du spectre est utilisé. Dans cette perspective, les objets communicants doivent détecter des bandes de fréquences inexploitées et s'adapter aux transmissions des autres pour mieux optimiser l'acheminement de l'information. Il est évident qu'une compréhension profonde du système à radio cognitive et la capacité à optimiser en termes de canaux nécessaires pour la transmission présentent un grand intérêt dans la communauté actuelle spécifiquement dans les régions où la réalisation d'une infrastructure filaire s'avère difficile, voire impossible. Parmi les caractéristiques intéressantes, on peut citer :

- le coût moins élevé;
- la facilité de mise en œuvre (utile pour les services d'urgences);
- suppression du câblage;
- un modèle économique avec la gestion simplifiée;
- une infrastructure robuste: Un des objectifs de déployer les réseaux maillés sans fil est d'assumer la fiabilité devant la défaillance de lien, si un lien est brisé le protocole de

roulage doit sélectionner un autre chemin pour empêcher l'interruption de services, applicable pour remédier à la congestion et effectuer un partage de charges;

- intégration hétérogène via un système filaire ou sans fil, ils doivent être compatibles et interopérables avec d'autres réseaux sans fil;
- la disponibilité limitée du spectre et l'inefficacité dans l'utilisation seront améliorées;
- création d'autres sources de revenus avec le minimum de coût;
- améliore la performance des réseaux de données sans fil via l'augmentation du débit des usagers (augmentation de la bande passante est utile pour les applications multimédias).

Le système considéré est constitué des routeurs de maille sans fil avec la capacité cognitive qui permet d'utiliser le spectre d'usager primaire de manière opportuniste sans affecter les transmissions de l'usager primaire et en même temps éviter l'interférence avec les connexions de l'usager secondaire. Outre les canaux cognitifs, on suppose aussi qu'il pourrait avoir un certain nombre de canaux dédiés disponibles (canaux avec la licence d'accès). Les canaux dédiés sont aussi utilisés pour établir des liens de signalisation fiables entre les nœuds du réseau. Les canaux disponibles cognitifs et dédiés sont dynamiquement alloués aux routeurs via un algorithme de gestion de la bande passante qui prend en compte la distribution du trafic et la disponibilité des canaux.

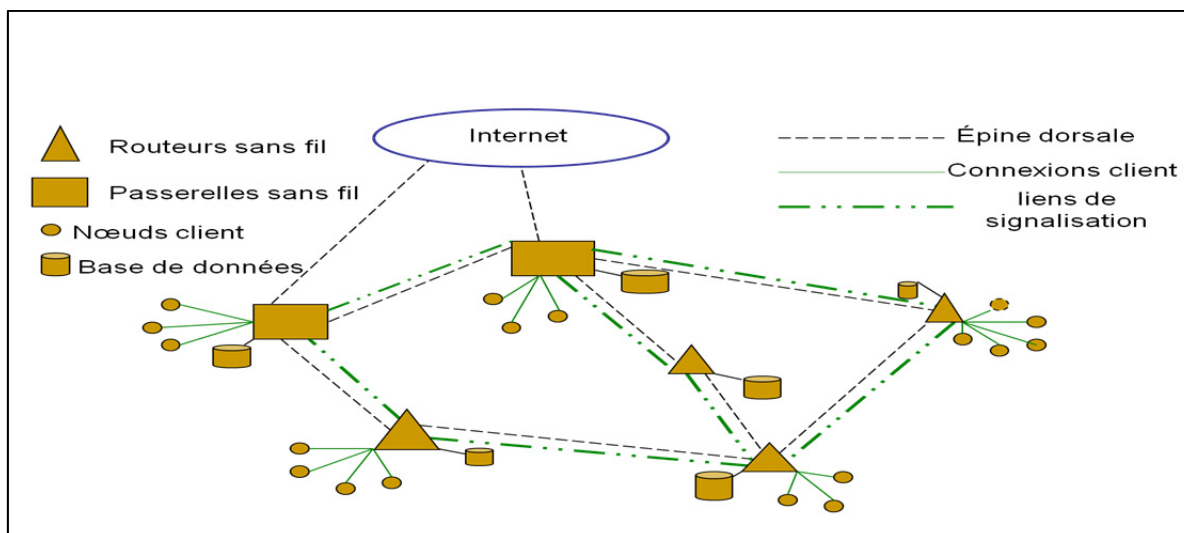


Figure 0.1 Architecture du réseau considéré.

Dans ce projet on suppose que la couche MAC utilise le schéma d'accès TDMA/FDMA afin d'assurer l'ordonnancement et la diversité des canaux. En outre on suppose que des connexions locales entre les clients et les routeurs utilisent des radios et des fréquences séparées. Dans cette architecture illustrée à la Figure 0.1, on suppose aussi que les informations de disponibilité des canaux qui sont nécessaires pendant les processus de routage et d'allocations des canaux sont fournies par l'intermédiaire d'une base de données distribuée alimentée par un protocole de signalisation. La base de données indique si des canaux sont occupés ou libres ainsi que le type d'occupation (l'utilisateur primaire, PU ou secondaire, SU). L'approche proposée considère les demandes de service au niveau de la connexion. Dans ce cas une certaine bande passante effective est allouée à chaque connexion et offre la Qualité de Service (QoS) requise au niveau paquet; le niveau paquet n'est par contre pas modélisé dans ce travail. Si la bande passante requise n'est pas disponible pour une demande de connexion, le contrôle d'admission de connexions (CAC) rejette la demande.

Le but de ce travail est de développer un cadre conjoint du routage et de l'allocation dynamique des canaux qui réalise la maximisation du profit du réseau. Le profit est défini comme une différence entre des récompenses obtenues en offrant des connexions et le coût physique des ressources du réseau. Pour atteindre ce but, on propose une approche dans laquelle les algorithmes d'allocation dynamique des canaux et de CAC et routage sont intégrés, en se basant sur un cadre du processus de décision de Markov. Le concept de base utilisé dans ce cadre est le prix caché qui dépend de l'état du nœud (*state dependent node shadow price*) c'est un coût dynamique de l'acceptation d'une connexion dans un nœud. En conséquence le routage sélectionne un chemin avec le minimum du total des prix cachés de nœuds qui doit être inférieure à la récompense de la connexion, dans le cas contraire la connexion est rejetée.

Il est important de noter que la valeur moyenne du prix caché du nœud correspond à la sensibilité du revenu moyen du nœud au nombre de canaux du nœud. Par conséquent, cette métrique peut être utilisée pour adapter l'allocation des canaux entre les routeurs de maille

sans fil afin de maximiser le profit du réseau. L'optimisation d'utilisation des ressources est en outre améliorée par l'algorithme de réutilisation des canaux qui fait augmenter la capacité totale du réseau tandis que le nombre total de canaux disponibles reste constant dans le réseau considéré. L'algorithme de réutilisation des canaux est intégré dans la procédure d'adaptation de capacité qui est exécutée périodiquement et qui intègre les 3 fonctionnalités suivantes : l'algorithme de réutilisation des canaux, le calcul de la capacité requise pour chaque nœud du réseau et le processus d'assignation des canaux.

Dans le restant de ce chapitre, on décrit le cadre de la conception et ses diverses fonctions qui sont couverts dans ce projet avec les descriptions des chapitres correspondants.

Envergure du projet

- la définition d'un cadre économique basé sur la théorie de décision de Markov qui intègre les fonctions d'adaptation de capacité de nœuds et de routage de connexions des usagers secondaires dans un même modèle conçu pour un environnement des réseaux maillés sans fil avec la radio cognitive;
- aux fins de CAC & routage et l'adaptation de capacité, le projet utilise un modèle de nœud et le concept clé utilisé dans ce modèle économique est le prix caché du nœud;
- les canaux cognitifs sont utilisés de manière opportuniste et l'accès prioritaire de l'utilisateur primaire dans sa bande de fréquence (son canal) est modélisé par la préemption;
- les connexions d'utilisateurs secondaires sont considérées comme homogènes;
- le projet traite la question de la réutilisation des canaux évitant complètement l'interférence co-canal;
- dans cette thèse nous abordons uniquement l'adaptation de capacité à court terme;
- nous supposons aussi qu'il y a toujours un nombre suffisant d'interfaces radio lorsque les canaux sont réaffectés;
- l'objectif final est la maximisation du profit du réseau;
- outre l'aspect quantitatif, un modèle est présenté tenant compte de la qualité du canal dans la définition du modèle de routage de connexions des usagers secondaires et

d'allocation des canaux aux nœuds du réseau. Ce modèle est implémenté pour le mode de fonctionnement sans réutilisation des canaux.

Plan de la thèse

Le CHAPITRE 1 présente un aperçu comparatif sur certains travaux précédents avec le travail présenté dans le cadre de cette thèse qui souligne les approches entreprises, les points communs et parfois avec les faits pertinents. On décrit aussi la différence pour adresser efficacement les problèmes de CAC & routage et d'allocation des canaux dans les réseaux maillés sans fil avec la radio cognitive (CWMNs). Dans ce chapitre on présente les problèmes essentiels à résoudre aux fins de CAC & routage de connexions des usagers secondaires et d'allocation des canaux dans les réseaux CWMNs. Une description précise et claire de chaque problème avec les hypothèses associées sont présentées. Ceux qui correspondent à la modélisation du niveau de la connexion, la coexistence avec les usagers primaires, le CAC et la politique du routage, l'adaptation de capacité de nœuds, les problèmes liés à la réutilisation des canaux et à la contrainte de l'interférence co-canal et aussi le problème lié de prise en considération de la qualité du canal dans le modèle de CAC & routage.

Au CHAPITRE 2 le cadre économique est formulé et il est présenté sous forme d'un diagramme de processus avec des fonctions à exécuter dans différentes échelles de temps. La fonction de CAC & routage correspond à l'échelle de temps d'arrivée de la connexion de l'utilisateur secondaire et l'algorithme de calcul de la métrique de routage est exécuté périodiquement. À base de la métrique de routage, la métrique requise pour l'adaptation de capacité est calculée et utilisée dans la procédure d'adaptation de capacité dans un cycle plus grand que celui qui calcule la métrique de routage. Les éléments de ce diagramme sont bien définis et présentés dans les chapitres subséquents.

Le CHAPITRE 3 présente des algorithmes reliés au calcul du prix caché du nœud dans un système préemptif. Tout d'abord on présente l'estimation des paramètres de trafic du nœud

correspondants aux arrivées de connexions d'utilisateurs secondaires et primaires. Ces paramètres sont par la suite utilisés dans un algorithme récursif qui évalue le prix caché dépendant de l'état du nœud qui constitue la métrique de routage. À la suite du calcul du prix caché dépendant d'état, on décrit le calcul du prix caché moyen du nœud qui représente la métrique d'adaptation de capacité du nœud. Dans ce chapitre on présente aussi une méthode d'approximation pour le calcul du prix caché moyen du nœud.

Au CHAPITRE 4 on présente la procédure d'adaptation de capacité sans réutilisation de canal. On déduit d'abord la condition d'optimalité pour la maximisation du profit du réseau. Cette condition d'optimalité est basée sur la notion du prix caché moyen du nœud qui est bien décrit et formulé dans les chapitres 5 et 9 de (Dziong, 1997) et dans le CHAPITRE 3 de cette thèse on montre son évaluation exacte et approximative pour notre modèle de nœud. En se basant sur cette condition d'optimalité on introduit la procédure d'adaptation de capacité. Pour le calcul des capacités requises de nœuds, deux algorithmes itératifs sont présentés, un qui utilise une approche analytique et l'autre est une heuristique.

Le CHAPITRE 5 considère la procédure d'adaptation de capacité avec réutilisation de canal. On explique en premier lieu l'inférence de la condition d'optimalité pour la maximisation du profit du réseau et en se basant sur cette condition on définit la procédure d'adaptation de capacité. On présente aussi un algorithme adaptatif de réutilisation des canaux qui maximise la réutilisation des canaux dans le réseau considéré. Cet algorithme est intégré dans la procédure d'adaptation de capacité. Le prix caché moyen du nœud joue un rôle essentiel dans les étapes de développement des algorithmes utilisés dans ce chapitre.

Au CHAPITRE 6 on présente des résultats numériques qui vérifient les modèles théoriques. Les modèles étudiés aux CHAPITRES 4 et 5 sont implémentés et les résultats obtenus sont analysés et interprétés, ainsi on mène une étude comparative en se basant sur des critères de performances de réseau. Dans ce chapitre on évalue aussi la performance de l'algorithme heuristique de calcul de capacité en se basant sur la performance de l'algorithme analytique.

Le CHAPITRE 7 présente un modèle d'approximation pour le CAC & routage et l'adaptation de capacité de nœuds dans lequel on considère non seulement l'aspect quantitatif des canaux assignés aux nœuds, mais aussi la qualité des canaux est prise en considération. Dans ce chapitre on présente seulement les résultats pour le mode de fonctionnement sans réutilisation des canaux.

CHAPITRE 1

LES TRAVAUX PRÉCÉDENTS, PRINCIPAUX PROBLÈMES ET LES HYPOTHÈSES

1.1 Travaux précédents

On trouve plusieurs articles qui donnent un aperçu général sur les réseaux maillés sans fil avec la radio cognitive, parmi eux on peut citer (Akyildiz et al., 2006), (Wang et Liu, 2011), (Zhao et Sadler, 2007), (Čabrić et al., 2005) et des publications telles que (Fitzek et Katz, 2007), (Leung et Hossain, 2007), (Zhang, Luo et Hu, 2006). Dans ce qui suit, les travaux précédents reliés à la recherche effectuée sont regroupés en paragraphes selon l'axe de la recherche.

Dans la littérature il y a plusieurs travaux relatifs au routage et à l'assignation des canaux dans les réseaux maillés sans fil et certains d'entre eux traitent de ces questions dans l'environnement cognitif. En ce qui concerne le routage, différentes métriques de routage sont proposées dans la littérature pour les réseaux sans fil multi-sauts, multicanaux incluant hop-count, expected transmission count ETX (Couto et al., 2005), weighted cumulative expected transmission time WCETT (Draves, Padhye et Zill, 2004). La mise en œuvre de ces métriques dans les environnements cognitifs est complexe, alors que le travail présenté dans (Pefkianakis, Wong et Lu, 2008) dépasse les métriques hop-count et ETX et il définit une métrique de routage (PSA) pour l'estimation du spectre disponible du chemin. Cette métrique est basée sur la disponibilité du spectre à un nœud donné en fonction du nombre de blocs de fréquences et de la qualité des blocs de fréquences en fonction de leur bande passante et le taux de perte. Le protocole établit d'abord des chemins candidats utilisant les informations de disponibilité de spectre régulièrement collectées, et associe chaque chemin à une valeur de PSA. Ensuite, les paquets sont livrés de façon opportuniste le long du chemin avec la plus grande valeur du PSA. Comme un canal peut être accédé par de nombreux SUs, les SUs concourent pour accéder au canal en utilisant le canal de contrôle en commun. Dans notre approche il n'y a pas de contention et le canal est utilisé seulement par le nœud qui le détient.

Le travail présenté en (Sampath et al., 2008) propose un protocole de routage avec l'objectif de maximisation du débit qui est réalisable en augmentant la diversité des canaux des liens adjacents afin de réduire l'interférence co-canal. Ces informations quantitatives et qualitatives spectrales de chaque nœud contenues dans le message RREQ sont utilisées dans un algorithme de coloration de graphe pour sélectionner le chemin optimal de routage. Le chemin sélectionné est alors réservé à l'aide de messages RREP. Le concept derrière cet algorithme est intéressant en ce qui concerne la prise en considération de la qualité du canal, mais néanmoins l'interférence entre les SUs persiste alors que dans notre approche l'interférence est complètement supprimée et il assure la condition d'optimalité déduite.

Il existe aussi de nombreux travaux qui proposent des algorithmes heuristiques de routage et d'assignation de canaux par exemple (Wu et al., 2006) et (Guoan, Jinyuan et Zhihua, 2010), mais ces algorithmes heuristiques ne peuvent pas garantir l'optimalité de la solution. Par exemple (Wu et al., 2006) prend en compte le coût de l'interférence des canaux et le facteur de diversité des canaux pour concevoir une métrique de coût du canal de nœud (CCM), mais cette approche ne garantit pas l'absence d'interférence et l'allocation des canaux peut être non optimale, car la métrique CCM est locale, alors que dans notre approche, ces deux limites sont surmontées. L'approche utilisée dans (Guoan, Jinyuan et Zhihua, 2010) également n'offre pas de garantie de l'absence d'interférence co-canal et en général les travaux présentés dans la littérature pour les réseaux maillés sans fil avec la radio cognitive (CWMNs) qui effectuent le routage des paquets ne considèrent pas la caractéristique préemptive de l'utilisateur primaire p. ex. (Guoan, Jinyuan et Zhihua, 2010) et (Dong Heon, Wha Sook et Dong Geun, 2010) tandis que ceci est une particularité importante qui est prise en compte dans notre approche. Pour faire cela nous appliquons une approche de CAC et routage ayant pour objectif la maximisation de récompense basée sur la théorie de décision de Markov qui a été formulée pour les réseaux filaires dans (Dziong, 1997). Dans notre approche on a élargi le concept du prix caché du lien au prix caché du nœud et par la suite on a introduit le mode préemptif de fonctionnement qui reflète la priorité des usagers primaires. Dans le même temps, notre métrique de routage assure l'équilibrage de charge, car le prix caché du nœud

prend en compte le trafic qui lui est offert et le chemin avec le minimum de somme des prix cachés des nœuds est sélectionné pour le routage.

Comme expliqué au paragraphe précédent les algorithmes conjoints de routage et d'assignation des canaux qui sont conçus pour le routage des paquets peuvent être classifiés selon leur connaissance du spectre qui peut être globale ou locale. Notre approche repose sur la connaissance globale des canaux disponibles pour l'ensemble du réseau. Sous cet angle on trouve des algorithmes basés sur le graphe, ceux qui sont basés sur le formalisme mathématique de (MINLP) ou (MILP) et ceux qui sont fondés sur l'aspect coopératif de l'allocation des canaux. Sous l'approche de la connaissance locale du spectre, on y trouve les algorithmes qui sont basés sur l'interférence/puissance, le délai, la qualité du lien, le débit et ceux qui sont fondés sur l'aspect non coopératif pour l'allocation des canaux.

En général l'utilisation de graphe consiste en première étape à la génération d'un graphe logique représentant la topologie physique du réseau et ensuite assigner des poids aux arêtes du graphe. En deuxième étape le calcul d'itinéraire traite généralement avec la définition d'un chemin dans le graphe connectant une paire de source-destination. La même approche en deux phases en création du chemin a été utilisée dans (Xin, Xie et Shen, 2005) et (Xin, Ma et Shen, 2008). Dans ces travaux l'algorithme de routage et d'assignation de canaux est basé sur un modèle de graphe en couches et suppose des interfaces multiples par nœud, et vise à maximiser la connectivité du réseau. Il tente également à diversifier des canaux afin de minimiser l'interférence entre les liens adjacents. L'approche de la solution proposée est centralisée et heuristique et n'assure pas la performance optimale et d'ailleurs dans ces travaux les dynamiques de PUs sont supposées être suffisamment faibles tel que le routage et l'assignation des canaux entre les SUs peuvent être conçus de manière statique.

Concernant le formalisme d'optimisation mathématique qui est utilisé pour le routage et l'assignation des canaux on peut citer les travaux effectués dans (Ma et Tsang, 2008) utilisant la programmation linéaire mixte en nombres entiers (MILP). La fonction objective vise à maximiser le débit utile de la paire source-destination tout en évitant l'interférence co-canal. Les auteurs utilisent directement la formulation pour concevoir le modèle d'assignation de

canaux et de routage pour des réseaux de taille petite et moyenne et font recours à un programme commercial pour la résolution. Idem le travail présenté dans (Dong Heon, Wha Sook et Dong Geun, 2010) réalise le routage des paquets et l'assignation des canaux évitant l'interférence, il applique la méthode de programmation non linéaire mixte en nombres entiers(MINLP) modifiée à un programme linéaire en nombres entiers(ILP) suivi par un procédé heuristique, ce qui la rend difficile à être utilisée dans les opérations conjointes de routage et l'allocation des canaux en temps réel. En revanche notre cadre décentralisé permet l'exécution en temps réel.

Des travaux présentés dans (Zheng et Peng, 2005),(Thoppian et al., 2006) et (Cao et Zheng, 2005) sont fondés sur l'aspect coopératif de l'allocation des canaux. Dans ces méthodes de coopérations, les nœuds considèrent la présence des autres nœuds et leurs informations lors de l'allocation. Chaque nœud partage ses informations avec les nœuds voisins d'un ou deux-sauts ou avec une entité centrale. L'algorithme d'allocation considère ces informations pendant l'attribution des canaux aux nœuds. Dans (Cao et Zheng, 2005) l'algorithme assure le minimum d'allocation des canaux par nœud ainsi il assure l'équité dans la distribution des canaux parmi des nœuds et par la suite en négociant, l'utilisation du spectre disponible est augmentée. Dans notre approche aussi en mode de réutilisation des canaux, on assigne le canal à un nœud donné en considérant les canaux assignés aux nœuds de son voisinage pour éviter l'interférence. Notre allocation est fondée sur la collaboration entre des nœuds pour effectuer des opérations d'emprunts des canaux et aussi pour le calcul des métriques spécifiques de routage et d'allocation des canaux. Des travaux présentés dans (Sankaranarayanan et al., 2005), (Zhao et al., 2007) et (Nie et Comaniciu, 2006) sont fondés sur l'aspect non coopératif pour l'allocation des canaux. Les nœuds accèdent aux bandes de fréquences indépendamment selon à la fois l'observation locale et des statistiques et utilisent des règles prédéterminées, conduisant à minimiser le coût de la signalisation de communication. Il a été constaté que les solutions non coopératives entraînent avec faible utilisation du spectre malgré les gains dus à la faible surcharge.

En ce qui concerne l'adaptation d'allocation des canaux pour la maximisation du profit, les travaux les plus pertinents ont été développés pour les réseaux filaires dédiés de service avec une allocation adaptative en ligne de bande passante : Duan dans (Duan, Zhang et Hou, 2003) et par Tran dans (Tran et Dziong, 2008) et (Tran et Dziong, 2010). Il y a trois différences principales dans notre approche en comparaison avec les travaux de (Tran et Dziong, 2008) et (Tran et Dziong, 2010). Premièrement, nous utilisons le concept du prix caché du nœud au lieu du concept du prix caché du lien utilisé dans (Tran et Dziong, 2008) et (Tran et Dziong, 2010). Deuxièmement, dans notre modèle, les prix cachés des nœuds sont calculés en tenant compte de préemption des usagers primaires. La troisième différence vient du fait que les ressources dans les réseaux sans fil sont limitées et par conséquent dans notre modèle l'adaptation de l'allocation des canaux aux nœuds se fait exclusivement en réallouant (emprunts) des canaux entre les nœuds formant le réseau tandis que dans (Tran et Dziong, 2008) et (Tran et Dziong, 2010) la bande passante nécessaire peut être louée sur demande auprès des fournisseurs de ressources externes (ISPs) par accords de niveau de service (Service Level Agreement – SLA).

En ce qui concerne les algorithmes pour la réutilisation des canaux, les plus pertinents sont des approches développées pour les réseaux sans fil ad hoc par exemple (Chang et al., 2003) et (Wu et Yang, 2007). Dans (Chang et al., 2003) et (Wu et Yang, 2007) l'algorithme est basé sur l'échange de paquets de contrôle (RTS / CTS / RES) à chaque fois qu'un lien de communication est établi. Dans notre approche l'algorithme de réutilisation des canaux est intégré dans la procédure d'adaptation de capacité ce qui est exécutée périodiquement et les canaux sont assignés à différents nœuds en mettant à jour la base de données distribuée.

Les travaux effectués dans (Hou, Shi et Sherali, 2007) et (Hou, Yi et Sherali, 2008) se concentrent essentiellement sur le problème de la conception des techniques efficaces de partage du spectre pour les réseaux multi-sauts avec la radio cognitive. Dans cette optique ils introduisent une solution complexe de (MINLP) avec l'objectif de maximiser le facteur de réutilisation du spectre dans le réseau, ou ce qui revient, à minimiser la consommation de bande passante globale de l'ensemble du réseau. La solution proposée est un NP-difficile et elle nécessite une linéarisation donnant ainsi une solution quasi-optimale et difficile à gérer

en temps réel. Alors que dans notre approche les opérations d'assignation des canaux aux nœuds suivent la condition d'optimalité du gain de réseau et comme il est expliqué précédemment notre cadre de routage et d'allocation des canaux s'exécute en temps réel.

1.2 Les principaux problèmes et les hypothèses

Dans cette section on présente les principaux problèmes adressés dans le cadre de cette thèse et les hypothèses associées qu'on a considérées pour la modélisation et la conception des différents modules de résolution du projet.

1.2.1 Modélisation du niveau de connexion

Nous présumons que le réseau considéré doit supporter le contenu multimédia et les services d'urgences qui exigent une qualité de service(QoS) de bout en bout. Pour faciliter cette tâche, nous appliquons une gestion de bande passante au niveau de connexion où une bande passante effective est allouée à des connexions afin de garantir une qualité de service au niveau paquet (Pechiar, Perera et Simon, 2002) et (Kelly, Zachary et Ziedins, 1996). Ceci est cohérent avec l'approche actuelle dans les réseaux filaires suivant les mêmes principes qui sont les réseaux MPLS(Yu et al., 2005) et (Awduche et Jabbari, 2002) . Par conséquent, dans cette thèse nous ne modélisons que le niveau de la connexion.

1.2.2 Coexistence avec l'utilisateur primaire

La radio cognitive considérée utilise de manière opportuniste les trous du spectre (canaux) qui ne sont pas utilisés actuellement par les utilisateurs primaires, PU, et les évacue quand PU revisite sur cette partie du spectre. Lorsque l'usager primaire apparaît dans sa bande de fréquence, la connexion de l'usager secondaire, SU, utilisant ce canal doit être préemptée, soit supprimée ou déplacée à un autre canal libre. L'aspect prioritaire causant la préemption pour fournir la préférence aux services d'urgences a été analysé dans (Beard, 2005) et le contrôle d'assignation de canal dans un environnement avec la pénurie du spectre a été

présenté dans (Capar et al., 2002). Nous présumons que le déplacement de la connexion à un autre canal libre se fait assez rapidement pour ne pas interrompre la continuité de la connexion et que la mise à jour de base de données est assurée par l'entremise d'un protocole de signalisation (non couvert dans cette thèse). Pour faciliter la présentation, dans la présente thèse, nous assumons que les connexions des usagers secondaires sont homogènes, i.e. qu'elles ont les mêmes besoins en bande passante et en temps moyen de service, cependant ce n'est pas une limitation de l'approche proposée, car elle peut être étendue à des cas hétérogènes. Nous assumons également que le canal de l'utilisateur primaire peut transporter k connexions secondaires ce qui donne $d_p = kd_s$, où, d_p , représente la bande passante du canal de PU et, d_s , est la bande passante utilisée par une connexion SU. En général, chaque nœud peut avoir une structure mixte des canaux cognitifs et canaux dédiés (avec la licence d'accès). Les canaux cognitifs peuvent être utilisés par les deux usagers primaires et secondaires tandis que les canaux dédiés sont utilisés uniquement par les utilisateurs secondaires. La structure des canaux d'un nœud est illustrée à la Figure 1.1.

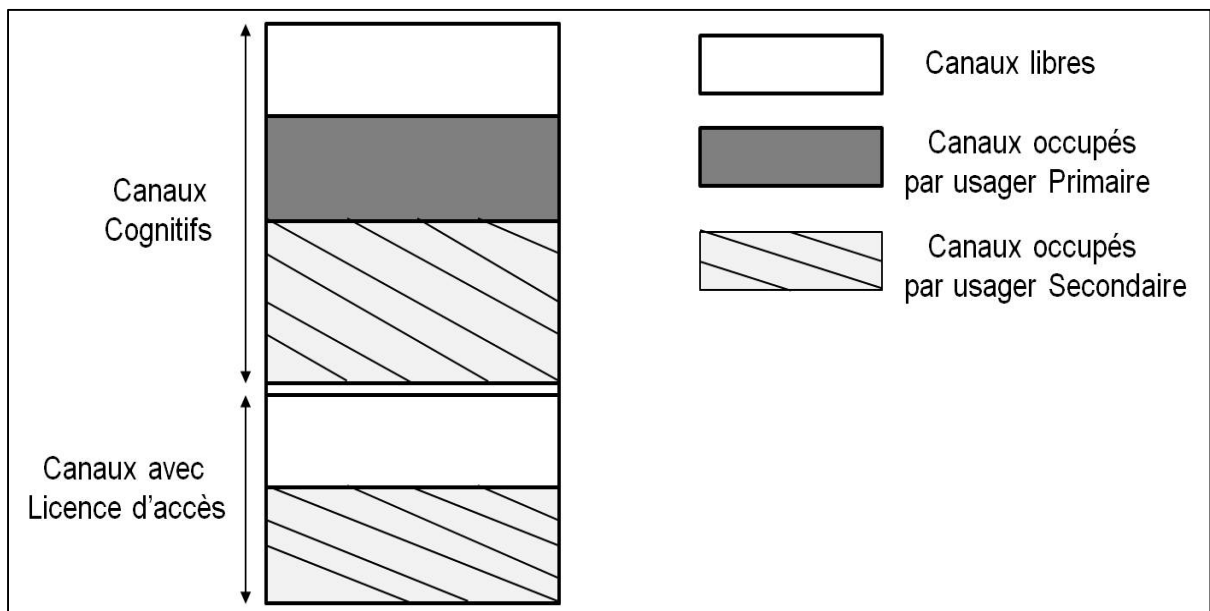


Figure 1.1 Structure des canaux d'un nœud.

1.2.3 La politique de CAC et de routage

Le mécanisme de CAC et de routage doivent fournir un chemin avec la bande passante requise pour chaque demande de connexion. Nous assumons également que le routage doit tenir compte de la variabilité du nombre de canaux due à des arrivées d'utilisateurs primaires ou la défaillance de canal/radio afin d'optimiser l'utilisation de la bande passante. En particulier, l'aspect préemptif de l'usager primaire doit être considéré. Ces objectifs peuvent être atteints par la conception d'une métrique de routage appropriée, comme indiqué au CHAPITRE 3.

1.2.4 Adaptation de capacité

L'allocation fixe de canaux n'est pas efficace en cas de fluctuations temporelles et spatiales de niveau de trafic. Pour faire face à ce problème, on peut considérer deux schémas possibles d'adaptation de l'allocation des canaux : à court terme et à long terme. Dans le schéma d'adaptation à court terme, le nombre total de canaux disponibles dans le réseau est constant et le schéma d'adaptation réalloue les canaux aux différents routeurs sans fil en fonction des besoins. Dans le schéma d'adaptation de capacité de long terme le nombre total de canaux disponibles est ajusté à des changements à long terme dans la demande. Dans cette thèse, nous n'abordons que l'adaptation à court terme ce qui est décrite dans le CHAPITRE 4 et au CHAPITRE 5. Nous présumons également qu'il y a toujours un nombre suffisant d'interfaces radio lorsque les canaux sont réalloués.

1.2.5 Contrainte d'interférence co-canal et le problème de réutilisation des canaux

Les radios voisines opérant sur le même canal causent l'interférence co-canal quand elles émettent simultanément et donc il devrait y avoir suffisamment de distance entre une paire de nœuds qui utilisent le même canal. Dans notre travail, nous présumons que l'interférence co-canal est acceptable lorsque cette distance est au moins trois sauts (*Three hops*). Cette

hypothèse est appliquée dans une réutilisation optimale des canaux qui est décrite au CHAPITRE 5.

1.2.6 Considération de la qualité du canal

Outre les problèmes adressés à la Section 1.2.3 dans cette section, on considère l'aspect qualitatif des canaux assignés aux nœuds. En fait le rapport signal sur bruit peut qualifier la qualité du canal ce qui nous conduit à considérer la possibilité d'avoir différentes classes de qualité de service dans un nœud donné. Le problème alors serait d'incorporer ce constat dans la conception de la nouvelle métrique du routage et de revoir la procédure d'adaptation de capacité en conséquence. Ce problème est traité théoriquement au CHAPITRE 7.

CHAPITRE 2

CADRE ÉCONOMIQUE

2.1 Introduction

Dans la littérature concernant le contexte économique, on trouve des publications qui utilisent notre méthodologie spécialement pour les réseaux filaires. On peut citer les travaux de (Tran et Dziong, 2010) pour le routage dépendant d'état du lien et l'adaptation de capacité dans les réseaux dédiés de service, (Ott et Krishnan, 1985) pour le routage dépendant d'état dans les réseaux téléphoniques et (Ren-Hung, Kurose et Towsley, 1994) dans lequel le routage de MDP dans les réseaux ATM utilisant le concept du chemin virtuel et la réservation des ressources en chemin virtuel comme le mémoire tampon et la bande passante ont été étudiés. Néanmoins il existe peu d'articles dans les réseaux sans fil qui traitent du processus de décision de Markov pour la maximisation du profit, on peut en citer (Usaha et Barria, 2002) dans lequel les auteurs abordent le problème de l'admission d'appel et de sélection de route pour les réseaux orientés connexion avec une topologie variable déterministe, comme les constellations de satellites à orbites basses. Ils utilisent le modèle décomposé (MDPD) pour en déduire le modèle du lien et la métrique associée et le prix caché dépendant d'état. Dans (Yang, Chen et Yan, 2000) les auteurs utilisent le processus de décision de Markov pour offrir un contrôle optimal d'admission d'appel avec la réallocation de la bande passante pour chaque nouvel appel ou l'appel en provenance d'une autre cellule (handoff), mais la capacité de chaque cellule est considérée constante. Un programme linéaire est utilisé pour résoudre le problème de décision optimale en considérant les contraintes de QoS incluant la limite supérieure de blocage des appels en provenance d'autres cellules. Leur cadre multimédia adaptatif cherche, au moins, d'allouer une bande passante de base pour tous les appels. D'autre part, si un appel est terminé ou transféré à une autre cellule, alors certains appels restants dans la cellule pourraient augmenter leurs bandes passantes. Une méthode d'approvisionnement de QoS est présentée dans (Yu, Wong et Leung, 2004) pour le multimédia adaptatif dans les réseaux cellulaires sans fil. Dans (Yu, Wong et Leung, 2004) aussi plusieurs classes de connexions multimédias sont étudiées qui

exigent des bandes passantes différentes et trois contraintes de QoS ont été considérées: la probabilité de blocage due aux transferts intercellulaires, la bande passante moyenne allouée à chaque connexion de multimédia et aussi le schéma d'approvisionnement de QoS doit être équitable pour tous les appels au sein d'une même classe. Ils formulent le problème d'approvisionnement de QoS comme un processus de décision Semi-Markovien (SMDP), mais ils utilisent la méthode d'apprentissage par renforcement (RL) comme une approche alternative pour résoudre SMDP dont le but est d'apprendre à partir d'expériences de façon à optimiser une récompense numérique au cours du temps. Pour la mise en œuvre de l'algorithme RL, et en raison de l'espace d'état important de leur modèle, ils ont utilisé une structure de réseau de neurones appelé perceptron multi couches (MLP) avec une seule couche cachée pour l'approximation des valeurs d'actions d'états dont le calcul est difficile et n'est pas adapté pour apprentissage en temps réel. Dans (Yagan et Chen-Khong, 2005) leur modèle SMDP est similaire à celui de (Yu, Wong et Leung, 2004), mais ils abordent les questions d'approvisionnement de QoS dans les réseaux ad hoc au lieu des réseaux cellulaires. En appliquant RL pour apprendre la politique optimale la plus proche grâce à la décision séquentielle dans le modèle SMDP, ils utilisent une structure d'un réseau de neurones linéaire. Les auteurs considèrent une opération conjointe d'allocation de bande passante et la gestion de mémoire tampon dans un scénario sans fil avec la différenciation de services (DiffServ) en considérant la bande passante, le délai dans la file d'attente de chaque classe et les contraintes de perte de paquets pour chaque classe. Alors que les solutions aux problèmes de routage et l'adaptation de capacités présentées dans cette thèse sont basées sur les conditions d'optimalité et en plus les nœuds du réseau possèdent le nombre requis de canaux avant l'opération de routage grâce à la procédure d'adaptation de capacité. Parmi les travaux cités, seul le travail réalisé dans (Tran et Dziong, 2010) qui possède certains points en commun et aussi des différences qui sont présentés au CHAPITRE 1.

Dans ce chapitre nous présentons un modèle d'adaptation de capacité et de CAC et routage qui est basé sur un cadre économique. Tout d'abord on décrit le réseau étudié et on caractérise les flux qui vont être acheminés à travers ce réseau et ensuite on va introduire la notion de profit du réseau et la récompense moyenne obtenue à partir des connexions

admisses dans ce réseau. Pour atteindre notre objectif qui est la maximisation du profit du réseau, on expose notre méthodologie employée qui est fondée sur un modèle de la décomposition du processus de récompense. En se basant sur le modèle de la décomposition, on définit le mécanisme de décision pour l'admission et le routage de chaque connexion offerte. Le mécanisme de décision est basé sur notre métrique de routage qui est le prix caché dépendant d'état du nœud. Dans la suite de ce chapitre, on montre la relation entre la valeur moyenne du prix caché du nœud et la récompense moyenne du nœud. La valeur moyenne du prix caché du nœud une fois calculée est utilisée comme la métrique tout au long de la procédure d'adaptation de capacité.

2.2 Éléments descriptifs du cadre économique

Dans cette section nous allons décrire le modèle économique en commençant par ces éléments descriptifs et on va exposer les différents processus intervenants. Tout d'abord nous allons introduire la notation appliquée. Notre réseau maillé sans fil cognitif est défini par un ensemble de nœuds $S = \{s_1, s_2, s_3, \dots, s_{|S|}\}$. Une connexion de classe j , $j = 1, 2, \dots, |J|$, de l'utilisateur secondaire se caractérise par sa paire d'origine-destination(OD), sa bande passante requise d_j , le processus de Poisson d'arrivée de connexion avec un taux λ_j , la distribution exponentielle de son temps de service avec la moyenne μ_j^{-1} , son paramètre de récompense r_j , et l'ensemble des différents chemins que peut prendre la connexion est désigné par W_j . Il est présumé que chaque connexion admise apporte au réseau un revenu au taux de $q_j = r_j \cdot \mu_j$. Ensuite le profit moyen du réseau est exprimé comme suit:

$$\bar{P} = \bar{R} - \sum_{s \in S} C_s = \bar{R} - \sum_{s \in S} \sum_{k \in K^s} c_k n_k \quad (2.1)$$

où C_s représente le taux du coût physique des canaux du nœud s , K^s dénote l'ensemble des classes de canaux du nœud s , n_k représente le nombre de canaux dans la classe k , c_k dénote le prix unitaire de la bande passante du canal, et \bar{R} représente la récompense moyenne des connexions admises définie comme:

$$\bar{R}(\pi) = \sum_{j \in J} \bar{\lambda}_j r_j \quad (2.2)$$

où $\bar{\lambda}_j$ désigne le taux d'acceptation de connexions de classe- j . L'objectif est de trouver l'allocation de capacité adaptative et la politique de CAC et routage π qui maximise le profit moyen \bar{P} du réseau. Dans notre étude de cas, la maximisation du profit moyen est équivalente à la maximisation de la récompense moyenne, $\bar{R}(\pi)$, étant donné que le nombre de canaux disponibles est fixé.

Pour réaliser cet objectif, nous proposons une approche basée sur le processus de décision de Markov (MDP) qui est une extension du cadre décrit dans (Dziong, 1997). Dans le cadre de MDP exact, la cardinalité de l'espace d'état et de politique peut être très grande même pour les réseaux de taille modérée. Par conséquent, dans notre approche le processus de Markov du réseau est décomposé en un ensemble de processus de Markov de nœuds, présumés être indépendants, conduits par les processus d'arrivée de connexion de Poisson avec un taux moyen de $\lambda_j^s(\pi)$ où π désigne la politique de CAC et routage. Il implique qu'une connexion établie sur un chemin k constitué de $|S^k|$ nœuds est décomposée en $|S^k|$ connexions de nœuds indépendantes caractérisées par le même temps moyen de service que la connexion originale. Ensuite le processus de récompense du réseau est décomposé en un ensemble de processus de récompense séparés de nœuds en définissant des paramètres de récompense de connexion de nœuds r_j^s avec la condition évidente:

$$r_j = \sum_{s \in S^k} r_j^s(\pi) \quad (2.3)$$

Puis la décision de routage est de sélectionner un chemin qui maximise le gain net de chemin parmi tous les chemins possibles, évidemment la nouvelle connexion est rejetée si aucun chemin ne donne un gain positif. La décision de routage est définie comme suit:

$$g_{max} = \max_{k \in W_j} [r_j - \sum_{s \in S^k} p_j^s(x, \pi)] \quad (2.4)$$

où x est l'état du nœud s qui représente le nombre de connexions SU et le nombre de PUs actifs dans le nœud s et $p_j^s(x, \pi)$ dénote le prix caché dépendant d'état du nœud s qui exprime la perte espérée des revenus futurs de la part des connexions rejetées en raison de l'acceptation de la demande de connexion actuelle. Comme le calcul du prix caché de nœud est effectué à intervalles périodiques fondé sur des estimations de $\lambda_j^s(\pi)$, qui sont basées sur les mesures, l'approche décrite correspond à l'algorithme d'itération de politique que dans des conditions stationnaires converge vers la politique optimale définie par les valeurs de prix caché de nœud. Concernant les modèles de calcul du prix caché, certains modèles itératifs sont présentés dans (Dziong, 1997). Malheureusement, ces modèles ne s'appliquent pas à notre modèle de processus de Markov avec préemption. C'est pourquoi nous avons mis au point un modèle exact et approximatif pour un tel système dont les algorithmes et les détails sont présentés au CHAPITRE 3. En se basant sur (Dziong, 1997) concernant l'allocation de capacité adaptative, il peut être démontré que la sensibilité de la récompense moyenne d'un nœud à sa capacité peut être approximée par le prix caché moyen du nœud d'une classe de connexion avec l'exigence de bande passante unitaire.

$$\bar{p}_s(N_s) = \bar{R}_s(N_s) - \bar{R}_s(N_s - 1) \cong \frac{\partial \bar{R}_s}{\partial N_s} \quad (2.5)$$

où $\bar{p}_s(N_s)$ et $\bar{R}_s(N_s)$ représentent respectivement le prix caché moyen et la récompense moyenne pour le nœud s , avec la capacité N . Sur la base de cette propriété la condition d'optimalité de la maximisation du profit du réseau peut être facilement déduite pour les deux cas i.e. avec et sans réutilisation de canal, présentés aux CHAPITRES 4 et 5 respectivement. Notez que sous l'hypothèse d'un nombre fixe de canaux disponibles dans le réseau, l'adaptation de capacité est réalisée par l'assignation des canaux qui est basé sur le mécanisme de prêt et d'emprunt de canal que dans notre approche est exécutée périodiquement à la fin de chaque intervalle d'échantillonnage. Il est important de souligner que le modèle économique présenté intègre la fonction de CAC et routage avec la procédure d'adaptation de capacité dans le même cadre économique. Cette intégration est réalisée par l'usage commun du concept de prix caché du nœud comme illustré à la Figure 2.1. Évidemment pour la raison de stabilité, la période d'adaptation de capacité est plus longue

que la période d'adaptation de CAC et routage. Par ailleurs il convient de mentionner que ce cadre proposé peut être étendu davantage pour contrôler les taux de rejet de connexions en adaptant périodiquement les paramètres de récompense des connexions. Un tel mécanisme peut être utilisé pour assurer l'équité d'accès. Évidemment, cela devrait être fait dans un cycle qui est plus long que celui d'adaptation de capacité, comme illustré dans la Figure 2.1, bien que ce sujet ne soit pas traité dans cette thèse.

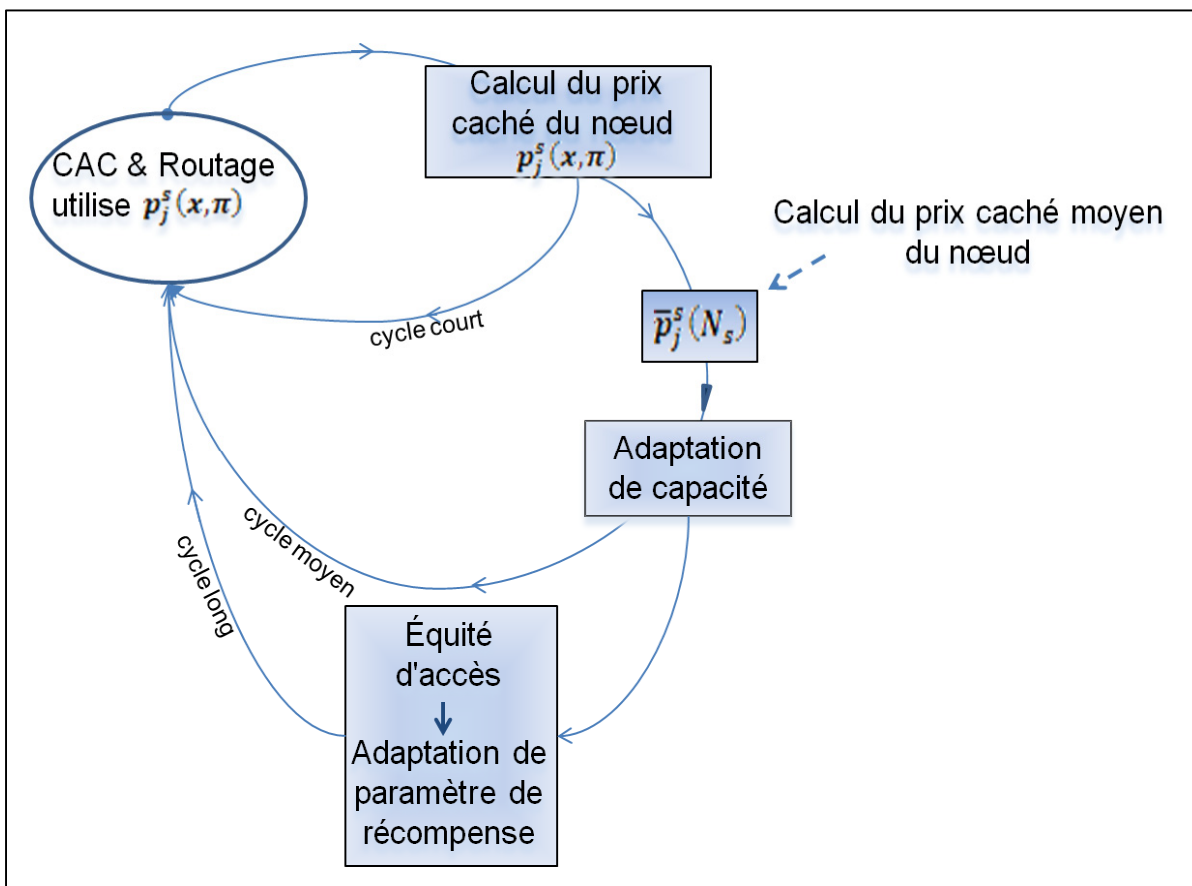


Figure 2.1 Cadre économique.

CHAPITRE 3

ÉVALUATION DU PRIX CACHÉ PRÉEMPTIF DU NŒUD

3.1 Introduction

Au moment de la conception de la métrique de routage on doit tenir compte des aspects reliés à l'environnement cognitif qui est principalement affecté par l'activité de l'utilisateur primaire à savoir : Il faut assurer la stabilité du chemin de routage dans le cas de l'arrivée de PU de façon à conserver autant que possible la continuité de la connexion en cours, d'acheminer la nouvelle connexion multi-sauts vers des nœuds moins chargés de manière à diminuer le taux de rejet, de choisir le chemin de routage plus court qui est plus rentable économiquement pour le réseau et consommera moins de canaux, assurer meilleure performance au moment de choix du chemin de façon d'acheminer la connexion autant que possible par l'intermédiaire des canaux de bonne qualité et le mécanisme de la sélection du chemin doit fonctionner en temps réel. À côté de ceci s'ajoute la disponibilité des canaux ce qui relève de la fonction d'allocation des canaux qui est présentée aux CHAPITRES 4 et 5. Certains travaux ciblent les nouveaux domaines émergents tout en gardant les mêmes approches anciennes utilisées précédemment. De toute évidence, certains ont tenté de présenter des propositions de routage tout en gardant la même philosophie développée dans un réseau maillé sans fil. Néanmoins, quelques techniques de routage pour les réseaux radio cognitifs ont déjà été proposées. Dans (Cheng et al., 2007) les auteurs présentent un routage à la demande et l'assignation des fréquences pour des réseaux de radios cognitives. Ils ont proposé une métrique de routage sur la base de la somme des délais du temps de changement de canal et des délais causés par les files d'attente due à la transmission d'autres nœuds et l'interférence co-canal. Toutefois la proposition ne modélise pas comment l'existence des nœuds primaires actifs peuvent affecter le routage. Dans (Kyasanur et Vaidya, 2004) un protocole de routage pour les environnements multicanaux est proposé. Leur protocole de routage sélectionne les routes à débit élevé et des nouvelles métriques sont présentées comme le temps de changement de canal et le temps de transmission espéré(ETT) sur un canal qui dépend de la qualité du canal. Les auteurs de (Wang et Zheng, 2006) présentent une solution de routage cognitive qui est

proche de celle utilisée dans les réseaux maillés à canaux multiples et le routage proposé dans (Krishnamurthy et al., 2005) ne tient pas compte de la dynamique des activités des usagers primaires ce qui est un aspect fondamental à considérer dans cet environnement. En comparaison dans la conception de la métrique de routage on a pris en considération les aspects associés à l'environnement cognitif tels qu'ils sont expliqués au début de cette section. Dans ce chapitre nous présentons des algorithmes liés aux calculs du prix caché du nœud. En première étape nous exposons d'abord l'estimation des paramètres de trafic du nœud, ces paramètres de trafic correspondent au trafic offert des usagers secondaires et primaires. Ces paramètres sont nécessaires pour le calcul du prix caché préemptif du nœud qui est exposé en deuxième étape dans la continuité de ce chapitre. Suite au calcul du prix caché du nœud qui est dépendant de l'état du nœud, on décrit le calcul du prix caché moyen du nœud. Autre que la méthode exacte, une méthode d'approximative de calcul du prix caché moyen du système préemptif est aussi décrite.

3.2 Estimation de trafic offert au nœud

L'estimation du trafic est basée sur les statistiques mesurées. Dans cette section, nous décrivons les méthodes d'estimation des paramètres de trafic primaire et secondaire. Afin de réduire la complexité dans la suite, les différentes classes de connexion homogènes de SU qui sont acheminées par le biais d'un nœud donné s sont regroupées en une seule classe référencée par l'indice 1 et la classe de PU est désignée par l'indice 2. Par conséquent l'état du nœud est exprimé par le vecteur $x = [x_l]$ contenant deux composantes, où x_1 représente le nombre de connexions SU transportées par le nœud s , et x_2 est le nombre de PUs actifs au nœud s .

3.2.1 Estimation des taux d'arrivée et de service de l'utilisateur primaire

Le taux d'arrivée au nœud de l'utilisateur primaire suit une distribution binomiale qui est dépendant de l'état et exprimé comme suit:

$$\lambda_2^s(x_2) = (N_c - x_2)\lambda_2^c \quad (3.1)$$

où N_c est le nombre de canaux cognitifs alloués au nœud s , x_2 est le nombre de PUs actifs et λ_2^c est le taux d'arrivée d'un PU. Nous pouvons également définir le nombre moyen de canaux du nœud s , occupés par les utilisateurs primaires comme :

$$\bar{\rho}_2^s = N_c * \frac{\frac{1}{\mu_2^s}}{\frac{1}{\lambda_2^c} + \frac{1}{\mu_2^s}} \quad (3.2)$$

En transformant cette équation, nous arrivons à:

$$\lambda_2^c = \left(\frac{\bar{\rho}_2^s \hat{\mu}_2^s}{N_c - \bar{\rho}_2^s} \right) \quad (3.3)$$

Pour chaque intervalle d'échantillonnage, le nombre moyen de canaux du nœud s , occupés par les utilisateurs primaires, $\bar{\rho}_2^s$, est estimé par la moyenne lissage exponentiel. Le temps moyen de service de l'utilisateur primaire, $\frac{1}{\mu_2^s}$, est également estimé par la méthode de lissage exponentiel. Cette valeur estimée est ensuite inversée pour fournir le taux de service d'utilisateur primaire, $\hat{\mu}_2^s$. Ensuite, en utilisant ces estimations dans (3.3), on obtient une estimation du taux d'arrivée par canal de l'utilisateur primaire, λ_2^c .

3.2.2 Estimation des taux d'arrivée et de service de l'utilisateur secondaire

L'estimation du taux d'arrivée, $\lambda_j^s(\pi)$ de la connexion de classe j de l'utilisateur secondaire au nœud s , est basée sur les statistiques mesurées à la fin de chaque intervalle d'échantillonnage. Les paramètres estimés incluent le taux moyen d'arrivée, $\lambda_j(\pi)$ de connexions de classe j et le taux moyen de connexions acceptées, $\bar{\lambda}_j^k$ sur chaque chemin alternatif. Une fois que ces paramètres sont estimés nous utilisons la formule de 'load sharing' pour calculer le taux offert des connexions de classe j au chemin k :

$$\lambda_j^k(\pi) = \lambda_j \frac{\bar{\lambda}_j^k(\pi)}{\sum_{\kappa \in W_j} \bar{\lambda}_j^k(\pi)} \quad (3.4)$$

où W_j est un ensemble de chemins alternatifs. Le taux d'arrivée de la connexion classe j au chemin k , obtenu par l'équation (3.4) permet d'estimer ensuite le taux offert de la connexion classe j au nœud s , en utilisant l'équation suivante:

$$\lambda_j^s(\pi) = \lambda_j^k(\pi) \prod_{o \in S^k \setminus \{s\}} (1 - b_j^o(\pi)) \quad (3.5)$$

où $b_j^o(\pi)$ est la probabilité de rejet de classe j calculée pour le nœud o . L'équation (3.5) peut être résolue de manière itérative via la méthode du point fixe d'Erlang, en utilisant des substitutions des valeurs de blocage de classe. Les itérations s'arrêtent lorsque les blocages de classe ne changent pas. Le temps moyen de service de l'utilisateur secondaire, $\frac{1}{\hat{\mu}_1^s}$, est estimé par la moyenne lissage exponentiel, puis cette valeur est inversée pour fournir le taux de service d'utilisateur secondaire, $\hat{\mu}_1^s$. La valeur estimée du taux d'arrivée au nœud de l'utilisateur primaire et son taux de service avec celles correspondantes à l'utilisateur secondaire sont utilisées dans l'algorithme d'itération de valeur présenté dans la section suivante.

3.3 Calcul du prix caché préemptif du nœud

Comme expliqué dans le CHAPITRE 1 à la Section 1.2.2, pour éviter l'interférence avec l'utilisateur primaire, les utilisateurs secondaires peuvent être préemptés lorsque l'utilisateur primaire devient actif. Cette possibilité est prise en compte dans le diagramme de transition du processus de Markov correspondant illustré à la Figure 3.1 pour un nœud avec 3 canaux cognitifs, où chacun d'eux peut accueillir 2 connexions SU. Dans ce modèle, chaque état est représenté par une paire (i, j) , où i (direction horizontale) est le nombre de connexions d'utilisateur secondaire et j (direction verticale) est le nombre de connexions d'utilisateurs primaires. Dans ce cas la bande passante requise de PU est $d_2 = k * d_1$ avec $k = 2$ et $d_1 = 1$ représentant la bande passante requise de SU. Soit N le nombre total de canaux alloués au

nœud s , donnant la capacité de nœud $\hat{N} = N * k$ unités de bande passante. Pour un nœud ayant une structure mixte des canaux cognitifs et canaux dédiés, Figure 1.1, N représente le nombre total des canaux cognitifs et canaux dédiés i.e. $N = N_c + N_l$. Comme expliqué dans (3.1), N_c est le nombre de canaux cognitifs et N_l représente le nombre des canaux dédiés qui sont alloués au nœud s .

Si la quantité $((i * d_1 + (j + 1) * d_2) - \hat{N})$ est positive alors elle représente le nombre de connexions SUs qui doivent être supprimées dans le cas d'arrivée d'un PU. De telles préemptions sont indiquées par les transitions diagonales dans la Figure 3.1.

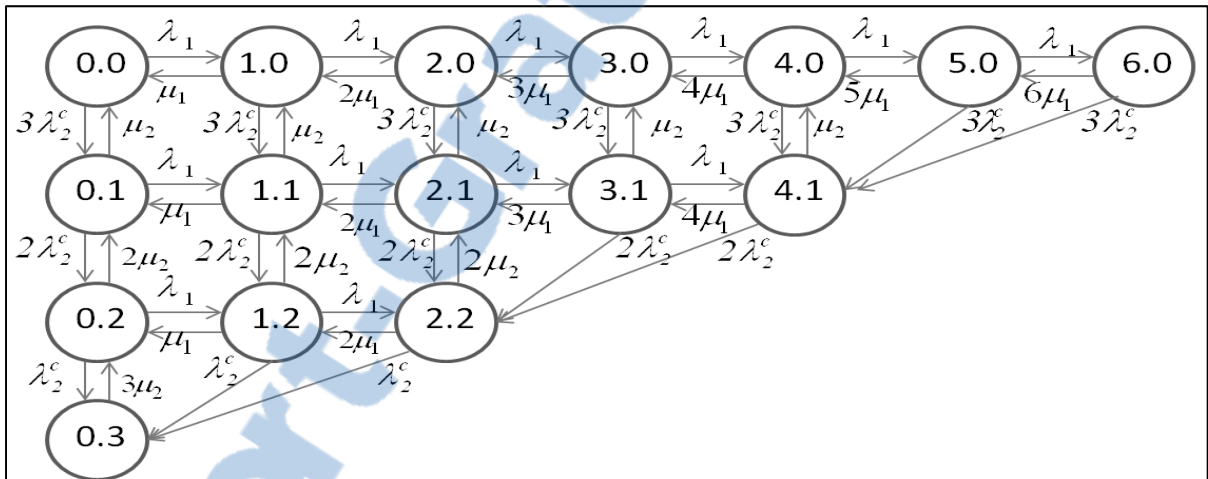


Figure 3.1 Processus de Markov préemptif.

Les probabilités d'état stationnaires pour un système de perte préemptif sont calculées à partir des équations (3.20), représentées plus loin dans cette section. En revanche pour un système de perte non préemptif, les probabilités d'état stationnaires peuvent être obtenues par plusieurs façons. Par exemple, on les calcule en passant par l'équation balance globale dans laquelle pour un état interne (i, j) les flux entrant sont égales aux flux sortant:

$$\begin{aligned} \lambda_2(N_c - (j - 1))p(i, j - 1) + \lambda_1p(i - 1, j) + (j + 1)\mu_2p(i, j + 1) + \\ (i + 1)\mu_1p(i + 1, j) = j\mu_2p(i, j) + i\mu_1p(i, j) + \lambda_2(N_c - j)p(i, j) + \\ \lambda_1p(i, j) \end{aligned} \quad (3.6)$$

Cet ensemble d'équations, complété par les équations aux limites et à la conservation de la probabilité, a une solution unique. Chaque ligne et chaque colonne de notre diagramme d'état est le même que celui d'un système de perte de M/M/m/m. Par conséquent, nous choisissons de deviner la solution à deux dimensions 'forme de produit'.

$$p(i, j) = \frac{1}{i!} \left(\frac{\lambda_1}{\mu_1} \right)^i \frac{1}{j!} \frac{N_c!}{(N_c - j)!} \left(\frac{\lambda_2^c}{\mu_2} \right)^j p(0,0) \quad (3.7)$$

En utilisant la conservation de la probabilité pour évaluer $p(0,0)$, nous avons la solution complète:

$$p(i, j) = \frac{\frac{1}{i!} \left(\frac{\lambda_1}{\mu_1} \right)^i \frac{1}{j!} \frac{N_c!}{(N_c - j)!} \left(\frac{\lambda_2^c}{\mu_2} \right)^j}{\sum_{j=0}^{N_c} \frac{1}{j!} \frac{N_c!}{(N_c - j)!} \left(\frac{\lambda_2^c}{\mu_2} \right)^j \sum_{i=0}^{N-j} \frac{1}{i!} \left(\frac{\lambda_1}{\mu_1} \right)^i} \quad (3.8)$$

Dans ce qui suit, nous présentons une approche pour calculer les prix cachés du nœud pour le modèle préemptif présenté. L'approche est basée sur l'algorithme d'itération de valeur et nous commençons par l'introduction de la notation utilisée dans le développement. Les paramètres de trafic $\lambda_1^s(\pi)$ et $\lambda_2^s(x_2)$ représentent les taux d'arrivées des usagers secondaires et primaires au nœud s , respectivement. $\lambda_1^s(\pi)$ est le regroupement de tous les taux de classes de connexion offerts au nœud s .

$$\lambda_1^s(\pi) = \sum_{j \in J^s} \lambda_j^s(\pi) \quad (3.9)$$

Les taux de départs de l'utilisateur secondaire et celui de l'utilisateur primaire sont représentés par μ_1 et μ_2 respectivement. Les vecteurs δ_l et Δ représentent les changements apportés à l'état x . δ_l , est l -vecteur avec 1 dans la position l et zéro dans l'autre position. Si l'on définit la capacité résiduelle disponible, E , comme :

$$E = \dot{N} - (x_1 d_1 + x_2 d_2) \quad (3.10)$$

alors le vecteur Δ est défini par:

$$\Delta = \left\{ \begin{array}{l} \left[-((x_1 d_1 + (x_2 + 1)d_2) - \dot{N}) \right] \\ \left[\begin{array}{c} 1 \\ 0 \\ 1 \end{array} \right] \end{array} \right. \begin{array}{l} \text{if } E < d_2 \\ \text{if } E \geq d_2 \end{array} \quad (3.11)$$

Le taux de récompense du nœud s , à l'état x est donné par :

$$q(x) = r_1^s \cdot x_1 \cdot \mu_1 \quad (3.12)$$

où r_1^s est le paramètre de récompense agrégée défini comme suit:

$$r_1^s(\pi) = \frac{\sum_{j \in J_i} r_j^s(\pi) \bar{\lambda}_j^s(\pi)}{\sum_{j \in J_i} \bar{\lambda}_j^s(\pi)} \quad (3.13)$$

où $\bar{\lambda}_j^s(\pi)$ désigne le taux moyen de connexions de classe j acceptées sur le nœud s . Étant donné que le processus de récompense agrégé est statistiquement proche du processus original nous présumons que :

$$p_j^s(x, \pi) \cong p_i^s(x, \pi) \quad j \in J_i \quad (3.14)$$

où J_i désigne un ensemble de classes de connexion regroupées en une seule classe ($i = 1$).

En utilisant la notation ci-dessus les équations d'itération de valeur du chapitre 5 (Dziong, 1997) qui sont conçues pour un système de perte non préemptif sont modifiées et redéfinies pour un système de perte préemptif comme suit:

$$\begin{aligned}
V_n^s(x, \pi) = & \left\{ q(x) \cdot \tau + \lambda_1^s(\pi) \tau [V_{n-1}^s(x + \delta_1, \pi) - V_{n-1}^s(x, \pi)] \right. \\
& + \lambda_2^s(x_2) \tau [V_{n-1}^s(x + \Delta, \pi) - V_{n-1}^s(x, \pi)] \\
& + \sum_{l=1}^2 x_l \mu_l \tau [V_{n-1}^s(x - \delta_l, \pi) - V_{n-1}^s(x, \pi)] \\
& \left. + V_{n-1}^s(x, \pi) \right\} \quad x \in X^s
\end{aligned} \tag{3.15}$$

Une fois que l'algorithme d'itération de valeur est convergé, le gain net du nœud s , correspondant à l'acceptation d'une connexion de l'utilisateur secondaire peut être exprimé par :

$$g_1^s(x, \pi) = \lim_{n \rightarrow \infty} [V_n^s(x + \delta_1, \pi) - V_n^s(x, \pi)] \tag{3.16}$$

Ensuite, les prix cachés du nœud sont calculés à partir de :

$$p_1^s(x, \pi) = r_1^s - g_1^s(x, \pi) \tag{3.17}$$

Les valeurs des prix cachés d'états admissibles, obtenues à partir de (3.17) et stockées dans les tables de prix cachés des nœuds correspondants, nous permettent de calculer le net gain du chemin, g_j^k , pour transporter la connexion de classe j sur le chemin k au cours du processus de routage

$$g_j^k(y, \pi) = r_j - \sum_{s \in S^k} p_1^s(x, \pi) \tag{3.18}$$

où $y = \{x^s\}$ désigne l'état du réseau dans le modèle décomposé. Comme indiqué dans le CHAPITRE 2, le prix caché moyen de connexions SU est utilisé pour l'adaptation de capacité du nœud. Ce prix caché moyen, $\bar{p}_1^s(\pi)$, représente la perte espérée du revenu lorsque la capacité du nœud est réduite d'une unité et est défini comme suit:

$$\bar{p}_1^s(\pi) = \sum_{x \in X^s - X_b^s} Q_1(x) p_1^s(x, \pi) \quad (3.19)$$

où $Q_1(x)$ désigne la probabilité que la connexion de classe $i = 1$ est acceptée dans l'état x et X_b^s est un ensemble d'états dans lesquels les connexions de classe 1 sont bloquées (ne peuvent être acceptées). Pour trouver les probabilités $Q_1(x)$, nous avons besoin de calculer d'abord les probabilités d'état dans notre système de perte préemptif à partir de l'ensemble d'équations suivant:

$$\left\{ \begin{array}{l} \Lambda^T \cdot Q^T = 0, \\ \sum_{x \in X^s} Q(x) = 1, \end{array} \right\} \quad (3.20)$$

où Λ est la matrice des taux de transitions et Q est le vecteur de probabilité d'état. Puis les probabilités $Q_1(x)$ sont trouvées en normalisant les probabilités d'état pour exclure les états de blocage:

$$Q_1(x) = Q(x) / \sum_{x \in X^s - X_b^s} Q(x). \quad (3.21)$$

3.4 Approximation du prix caché moyen du système préemptif

Dans cette section, nous présentons une approximation pour le calcul du prix caché moyen du nœud. Comme il est expliqué à la fin de la section ci-dessus, la probabilité d'état est nécessaire pour l'évaluation de la probabilité d'acceptation de connexion de l'état admissible qui à son tour est utilisée pour le calcul de la valeur du prix caché moyen du nœud via l'équation (3.19). Lorsque le nombre d'états est important, le calcul de la probabilité d'état via l'équation (3.20) est très coûteux de point de vue temps de processeur et d'espace mémoire, par conséquent afin de surmonter les limitations mentionnées, nous proposons une méthode approximative pour le calcul du prix caché moyen du système préemptif. Cette approximation est fondée sur l'idée que les prix cachés de SU dans le système préemptif seront similaires aux prix cachés de SU dans le système non préemptif si un certain paramètre de récompense significatif r_2 est assigné aux connexions de PU. Pour trouver

cette valeur, on minimise la somme des carrés des erreurs des prix cachés approximatifs par rapport aux valeurs de r_2 .

$$\min_{\forall r_2} \left\{ \sum_{x \in Z^s} (\hat{p}_n^s(x, \pi) - p_n^s(x, \pi))^2 \right\} = \min_{\forall r_2} \sum_{x \in Z^s} e_x^2 \quad (3.22)$$

où $\hat{p}_n^s(x, \pi)$ et $p_n^s(x, \pi)$ représentent respectivement la valeur approximée et exacte du prix caché dépendant d'état du nœud s , pour la connexion SU, et Z^s est l'ensemble des états où les connexions de SU sont admissibles au nœud s . Pour trouver le minimum de la somme des carrés des erreurs, nous utilisons la méthode de Newton

$$r_2^{n+1} = r_2^n + \Delta r_2^n \quad (3.23)$$

La valeur de Δr_2^n est calculée par :

$$\Delta r_2^n = \frac{-f(r_2^n)(r_2^n - r_2^{n-1})}{f(r_2^n) - f(r_2^{n-1})} \quad (3.24)$$

où $f(r_2^n) = \sum_{x \in Z^s} e_x^2$ représente la somme des carrés des erreurs. Les itérations se terminent lorsque la nouvelle valeur de $f(r_2^n)$ est supérieure à sa valeur précédente, puis la valeur précédente de r_2 est sélectionnée. Pour évaluer la précision de l'approximation proposée, nous utilisons le scénario de la Figure 3.1, où chaque canal peut transporter 2 connexions SU, avec des paramètres donnés dans le Tableau 3.1.

Tableau 3.1 Paramètres de trafic du nœud

Taux d'arrivée de la classe 1 : λ_1	1.8
Taux de service de la classe 1: μ_1	1
Taux d'arrivée au nœud de la classe 2: λ_2	0.18
Taux de service de la classe 2: μ_2	0.2
La capacité du nœud (sous-canaux): \hat{N}	6

Nombre de canaux dédiés	0
Paramètre de récompense de class1: r_1	5
Besoin en bande passante de classe 2: d_2	2

La Figure 3.2 montre la somme des carrés des erreurs en fonction de paramètre de récompense r_2 qui est augmenté par pas de 0,25 à partir de zéro. La figure montre que la valeur de la fonction est augmentée après avoir atteint sa valeur minimale et pour illustrer cette augmentation, la fonction est tracée pour certaines valeurs supérieures à la valeur désirée r_2 . Pour ce scénario, l'algorithme de Newton appliqué donne la valeur optimale de $r_2 = 17.115$ en 6 itérations.

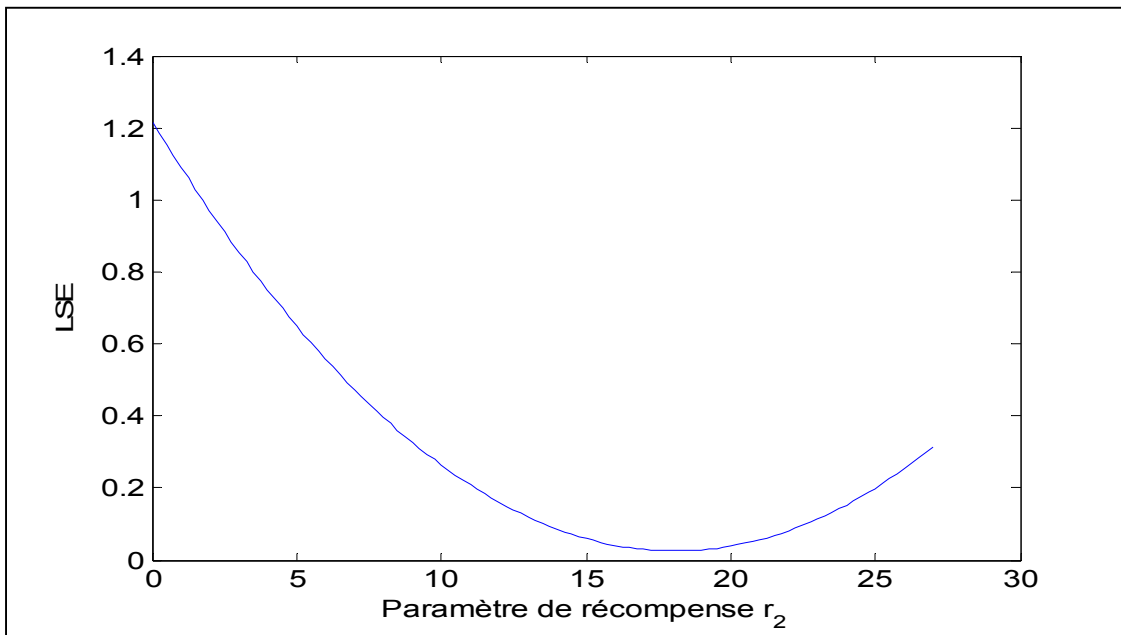


Figure 3.2 Minimisation de l'erreur d'approximation.

Une fois que les valeurs des prix cachés dépendant d'état sont approximées, l'équation (3.19) peut être utilisée pour évaluer la valeur moyenne du prix caché du nœud. La probabilité d'état pour un système de perte non préemptif peut être calculée via l'équation sous forme de produit classique (*product form equation*) et par la suite la probabilité d'acceptation de connexion pour l'état admissible, $Q_1(x)$, utilisée dans l'équation (3.19) peut être facilement évaluée. Le calcul de la probabilité d'état est également nécessaire pour l'évaluation de la

probabilité de rejet de la classe j offerte au nœud ce qui est utilisée dans l'équation (3.5) pour estimer le taux offert $\lambda_j^s(\pi)$, de la classe j au nœud s .

CHAPITRE 4

ADAPTATION DE CAPACITÉ SANS RÉUTILISATION DE CANAL

4.1 Introduction

L'approche d'allocation fixe de canaux n'est pas efficace au changement de niveau du trafic dans le temps, mais elle possède la simplicité en conception et l'implémentation. Dans ce cas la répartition des canaux entre les nœuds du réseau n'est pas optimale et même si l'on attribue plus de canaux aux nœuds recevant plus de trafic, il y aura le gaspillage de capacité. Les travaux dans (Raniwala, Gopalan et Chiueh, 2004),(Marina, Das et Subramanian, 2010),(Skalli et al., 2007) utilisent l'approche d'allocation fixe de canaux. Dans cette approche la réutilisation des canaux est toujours possible, mais elle ne tient pas compte du changement de niveau du trafic. En ce qui concerne l'allocation dynamique des canaux considérant la variabilité de la charge du trafic offerte, on peut citer les travaux effectués dans (Rad et Wong, 2007),(Subramanian et al., 2008),(So et Vaidya, 2004),(Raniwala et Chiueh, 2005). Aucun de ces travaux cités ne tient compte de l'aspect économique du réseau qui constitue l'un des objectifs principaux de l'opérateur du réseau. Comme expliqué au CHAPITRE 1 à la page 13, la maximisation du profit du réseau est très bien présentée dans (Tran et Dziong, 2010) pour les réseaux filaires dédiés de service et on y présente les similitudes et aussi des différences avec notre projet.

Notre objectif principal de l'adaptation d'allocation des canaux est la maximisation du profit dans un réseau maillé sans fil avec la radio cognitive qui est aussi équivalente à la maximisation de la récompense moyenne dans le cas considéré de nombre fixe de canaux. Dans ce chapitre, nous considérons le mode de fonctionnement du réseau dans lequel les canaux ne sont pas réutilisés. Nous déduisons d'abord la condition d'optimalité de maximisation du profit pour le réseau considéré qui est basée sur le mécanisme de prêt et d'emprunt de canal entre les nœuds du réseau. On présente deux solutions pour atteindre la condition d'optimalité dont la première est un algorithme avec fondements analytiques et la deuxième solution est un algorithme heuristique qui utilise la moyenne pondérée des prix

cachés moyens des nœuds. Ces deux algorithmes effectuent les calculs nécessaires pour fournir le vecteur de capacités optimales des nœuds du réseau pour chaque itération. La procédure d'adaptation de capacité est introduite par la suite qui est une procédure itérative et elle peut utiliser l'une ou l'autre des solutions proposées soit analytique ou heuristique suivie par l'assignation des canaux pour réaliser le transfert des canaux dans chaque itération. Cette procédure est exécutée à la fin de chaque intervalle d'échantillonnage.

4.2 Condition d'optimalité pour la maximisation du profit du réseau

Dans le modèle de décomposition, la récompense moyenne du réseau, définie par l'équation (2.2), peut être exprimée comme la somme de la valeur moyenne de récompense de l'ensemble des nœuds formant le réseau i.e.

$$\bar{R} = \sum_{s \in S} \bar{R}_s \quad (4.1)$$

où \bar{R}_s , représente la valeur moyenne de la récompense du nœud s . Dans ce contexte, l'opération d'allocation de canal est effectuée par l'intermédiaire d'un mécanisme de prêt et d'emprunt étant donné que le nombre de canaux disponibles dans le réseau est constant. Nous assumons que chaque nœud donné peut emprunter des canaux de n'importe quel autre nœud pour augmenter sa bande passante. Ensuite, il est évident que pour maximiser le profit du réseau, la dérivée de la récompense moyenne du réseau par rapport à la bande passante du nœud i , doit être égale à zéro, en assumant que la fonction possède la forme concave. Si le nœud i emprunte un canal de nœud j cette condition peut être exprimée comme suit:

$$\frac{\partial \bar{R}}{\partial N_{ij}} = \frac{\partial \sum_{s \in S} \bar{R}_s}{\partial N_{ij}} = \frac{\partial \bar{R}_i}{\partial N_{ij}} + \frac{\partial \bar{R}_j}{\partial N_{ij}} + \sum_{o \in S \setminus \{i,j\}} \frac{\partial \bar{R}_o}{\partial N_{ij}} = 0 \quad (4.2)$$

Nous présumons que la sensibilité de la récompense du nœud à la capacité du nœud pour les nœuds qui sont directement concernés par exemple, (i, j) est dominante et, par conséquent,

nous utilisons l'approximation suivante: $\frac{\partial \bar{R}_o}{\partial N_{ij}} = 0$. Par conséquent la condition (4.2) peut être approximée par :

$$\frac{\partial \bar{R}}{\partial N_{ij}} \cong \frac{\partial \bar{R}_i}{\partial N_i} - \frac{\partial \bar{R}_j}{\partial N_j} = 0 \quad (4.3)$$

Selon l'équation (2.5), nous savons que la sensibilité de la récompense moyenne du nœud à sa capacité peut être approximée par le prix caché moyen du nœud d'une classe de connexion avec la bande passante requise d'une unité. Par conséquent, nous avons

$$\frac{\partial \bar{R}}{\partial N_{ij}} \cong \bar{p}_i(N_i) - \bar{p}_j(N_j) = 0 \quad (4.4)$$

Par conséquent la condition d'optimalité correspond à l'égalisation de tous les prix cachés moyens des nœuds :

$$\bar{p}_1(N_1) = \bar{p}_2(N_2) = \bar{p}_3(N_3) \dots = \bar{p}_S(N_S) \quad (4.5)$$

Comme le nombre de canaux disponibles dans le réseau est supposé être constant, cette condition d'optimalité peut être réalisée par l'intermédiaire de prêts et d'emprunts périodiques des canaux entre les nœuds du réseau. Dans ce qui suit, nous présentons deux méthodes pour arriver à la condition d'optimalité, l'une est basée sur une approche analytique et l'autre est une méthode heuristique.

4.3 Algorithme analytique

On désigne par x_s^n la capacité du nœud s à l'itération n et par $p_s(x_s^n)$ son prix caché moyen pour la même itération. La dérivée du prix caché moyen du nœud s par rapport à sa capacité à l'itération n est approximée par:

$$p'_s(x_s^n) \cong \frac{(p_s(x_s^n) - p_s(x_s^{n-1}))}{(x_s^n - x_s^{n-1})} \quad (4.6)$$

Ensuite pour un réseau formé par $|S|$ nœuds, nous avons un ensemble de $|S|$ équations non linéaires à résoudre,

$$\left\{ \begin{array}{l} p_s(x_s^{n+1}) - p_j(x_j^{n+1}) = 0 \quad \forall j \in S, j \neq s \\ \sum_{s \in S} \delta_s = 0 \end{array} \right\} \quad (4.7)$$

où δ_s , représente la variation de la valeur de capacité du nœud s .

En remplaçant chaque fonction dans l'équation (4.7) avec sa série de Taylor et en ne conservant que les termes linéaires, nous arrivons à:

$$\left\{ \begin{array}{l} p_s(x_s^n) + \delta_s p'_s(x_s^n) - p_j(x_j^n) - \delta_j p'_j(x_j^n) = 0 \quad \forall j \in S, j \neq s \\ \sum_{s \in S} \delta_s = 0 \end{array} \right\} \quad (4.8)$$

Et en réarrangeant les termes de ces équations, on obtient:

$$\left\{ \begin{array}{l} \delta_s p'_s(x_s^n) - \delta_j p'_j(x_j^n) = p_j(x_j^n) - p_s(x_s^n) \quad \forall j \in S, j \neq s \\ \sum_{s \in S} \delta_s = 0 \end{array} \right\} \quad (4.9)$$

La forme matricielle de l'ensemble des équations ci-dessus est représentée par:

$$J\delta = v \quad (4.10)$$

où J , est une matrice Jacobienne, et v est un vecteur de différence des prix cachés moyens.

Alors la solution de cette équation matricielle peut-être exprimée par:

$$\delta = J^{-1}v \quad (4.11)$$

Par conséquent en commençant par la capacité initiale x_s^0 , nous pouvons atteindre la capacité optimale souhaitée itérativement à partir de

$$x_s^{n+1} = x_s^n + \alpha^n \cdot \delta_s^n \quad \forall s \in S \quad (4.12)$$

où α , est un facteur d'amortissement utilisé pour éviter des oscillations et d'accélérer la convergence vers la racine. Le facteur d'amortissement est en fonction de l'oscillation mesurée par la moyenne, m , de la valeur absolue de delta vecteur δ .

Si cette moyenne est élevée, $m \geq 1$, le facteur d'amortissement est inversement proportionnel à la moyenne, m , sinon il est égal à 1.

$$\left\{ \begin{array}{ll} \alpha^n = \frac{1}{m} & m \geq 1 \\ \alpha^n = 1 & m < 1 \end{array} \right\} \text{ avec } m = \frac{1}{|S|} \sum_{s \in S} |\delta_s^n| \quad (4.13)$$

4.4 Algorithme heuristique

Le concept derrière l'algorithme heuristique est que le nœud avec la plus petite valeur de prix caché moyen prête un canal au nœud avec la plus grande valeur de prix caché moyen. Puis ces deux nœuds sont exclus de l'essai dans l'itération en cours et la même opération est effectuée pour les autres nœuds. Les étapes suivantes décrivent l'algorithme heuristique correspondant:

1. Calculer la moyenne pondérée de tous les prix cachés moyens des nœuds :

$$\bar{p} = \frac{\sum_{s \in S} \bar{p}_s(N_s) \bar{\lambda}_1^s}{\sum_{s \in S} \bar{\lambda}_1^s} \quad (4.14)$$

où $\bar{\lambda}_1^s = \sum_{j \in J^s} \bar{\lambda}_j^s$, est l'agrégation des taux admis des connexions d'utilisateurs secondaires au nœud s ;

2. Construire liste L_1 qui contient les valeurs des prix cachés moyens des nœuds nouvellement calculées, $\bar{p}_s(N_s)$, triées dans l'ordre croissant;
3. Parcourir la liste L_1 en commençant par le premier élément et effectuer le test suivant:

$$if (max \bar{p}(N) > \bar{p} \ \& \ \bar{p}_s(N_s) < \bar{p}) \quad (4.15)$$

où $max \bar{p}(N)$ représente la valeur maximum des prix cachés moyens des nœuds dans L_1 alors le nœud s devient prêteur et le nœud avec la valeur maximale du prix caché moyen devient emprunteur. La capacité du nœud prêteur est réduite d'une unité (un canal) tandis que celle de l'emprunteur est augmentée de la même quantité et puis la valeur $max \bar{p}(N)$ est retirée de la liste. Le test est répété pour l'élément suivant dans L_1 jusqu'à ce que la liste L_1 soit parcourue.

4.5 Procédure d'adaptation de capacité

Le calcul des capacités requises des nœuds et l'assignation des canaux sont effectués par l'exécution des étapes suivantes:

1. Estimer les nouveaux prix cachés moyens des nœuds $\bar{p}_s(N_s)$, $\forall s \in S$ en fonction des prix cachés des nœuds de l'algorithme de CAC et le routage;
2. Arrêter l'algorithme lorsque l'erreur relative est égale ou inférieure au seuil:

$$\frac{max \bar{p}(N) - min \bar{p}(N)}{max \bar{p}(N)} \leq \eta \quad (4.16)$$

où $max \bar{p}(N)$ et $min \bar{p}(N)$ représentent respectivement la valeur maximum et minimum de prix caché moyen et η est le seuil spécifié;

3. Utiliser l'algorithme *analytique* ou *heuristique* (décrits dans les Sections 4.3 et 4.4) pour calculer les capacités requises des nœuds. Lors de l'utilisation de l'approche analytique, la nouvelle capacité du nœud obtenue par l'équation (4.12) doit être arrondie à une valeur entière. Comme expliqué précédemment, δ_s représente la

- variation de la valeur de capacité du nœud s comparée à l'itération précédente, puis les nœuds avec $\delta_s < 0$ deviennent prêteurs et avec $\delta_s > 0$ deviennent emprunteurs;
4. Effectuer l'assignation des canaux pour atteindre les nouvelles capacités calculées à partir de l'étape 3 et passer à l'étape 1. Pour transférer un canal à partir du nœud prêteur à un nœud emprunteur, une gestion des canaux est nécessaire. À savoir, si tous les canaux sont occupés par des SUs alors la connexion qui est proche de son temps de service est supprimée afin de fournir un canal au nœud emprunteur, autrement le canal qui est utilisé par un PU est transféré, mais il ne peut pas être utilisé par le nœud emprunteur jusqu'à ce que le canal soit occupé par le PU.

Lorsque la capacité du nœud est ajustée par l'algorithme d'adaptation, cet événement provoque une variation correspondante du trafic transporté par le nœud. Le taux estimé de l'arrivée d'utilisateur secondaire, $\lambda_1^s = \sum_{j \in J^s} \lambda_j^s$, est ensuite utilisé pour recalculer la probabilité de rejet b_j^s des connexions de classe j pour chaque nœud. Cette probabilité de rejet nous permet de recalculer le taux admis de chaque SU classe dans chaque nœud.

$$\bar{\lambda}_j^s = \lambda_j^s (1 - b_j^s) \quad (4.17)$$

Ces valeurs sont utilisées dans l'équation (3.13) pour recalculer le paramètre de récompense agrégée du nœud.

CHAPITRE 5

ADAPTATION DE CAPACITÉ AVEC RÉUTILISATION DE CANAL

5.1 Introduction

La réutilisation des canaux est plus spécifiquement employée dans les réseaux cellulaires néanmoins on trouve des exemples de réutilisation dans les réseaux sans fil ad hoc. Dans les travaux effectués par (Liang et Goldsmith, 2007) au lieu d'appliquer une distance de réutilisation fixe à l'ensemble du système cellulaire, la distance de réutilisation optimale est choisie de façon à ajuster dynamiquement la bande passante de réutilisation pour atteindre le taux maximal pour chaque utilisateur. Dans (Sarkar et Sivarajan, 2002) les auteurs étudient l'interférence co-canal et l'interférence adjacente pour les réseaux cellulaires et proposent une solution approximative pour éviter ces deux types d'interférences. Ils ont obtenu des approximations en utilisant les solutions optimales seulement pour les contraintes de réutilisation co-canal et une approche utilisant la théorie de graphe pour l'interférence adjacente. Dans (Chen, Chong et Yang, 2007) ils ont intégré l'assignation dynamique des canaux avec le partitionnement de réutilisation des canaux pour chaque région avec l'objectif de réduire la distance de réutilisation globale pour augmenter la capacité du système cellulaire. Exemples de réutilisation des canaux pour les réseaux sans fil ad hoc comprennent les travaux réalisés par (Chang et al., 2003) et (Wu et Yang, 2007) considérant les canaux utilisés dans la distance de deux sauts du nœud au moment de l'assignation de canal et ils utilisent des paquets de contrôle à chaque fois qu'un lien de communication est établi. Une solution complexe de (MINLP) avec l'objectif de maximiser le facteur de réutilisation du spectre est proposée pour les réseaux multi-sauts avec la radio cognitive. Donc pour l'implémentation, ils utilisent la linéarisation qui donne une solution quasi-optimale et difficile à gérer en temps réel. La technique utilisée dans ce projet évite complètement l'interférence co-canal et elle est de mise en œuvre simple en temps réel qui est exécutée périodiquement.

L'objectif principal du schéma de réutilisation des canaux est d'augmenter la capacité totale du réseau exprimée comme une somme des capacités des nœuds, $N_T = \sum_{v_s \in S} N_s$, en comparaison avec le nombre total de canaux qui peuvent être disponibles dans le réseau N_u . Par conséquent, nous avons la relation suivante:

$$N_u \leq N_T = \sum_{v_s \in S} N_s \quad (5.1)$$

La contrainte principale dans la réutilisation est l'interférence co-canal qui peut être évitée seulement s'il y a une distance suffisante entre les nœuds qui utilisent le même canal. Nous présumons que le canal ne peut être réutilisé que dans la distance de plus de deux sauts que nous appelons la distance de réutilisation. Dans ce qui suit, nous déduisons d'abord la condition d'optimalité du profit du réseau qui est utilisée plus tard dans la procédure d'adaptation de capacité. On décrit aussi l'algorithme de réutilisation des canaux qui est intégré dans la procédure d'adaptation de capacité qui est le premier module à être exécuté dans cette procédure. L'algorithme de réutilisation des canaux est un algorithme adaptatif qui maximise la réutilisation d'un canal donné dans le réseau. Pour maximiser la réutilisation d'un canal, deux approches sont présentées, l'une est basée sur l'approche de la programmation entière binaire et l'autre est une approche heuristique. Une fois que les canaux sont réutilisés, les modules restants de la procédure d'adaptation de capacité sont exécutés en itérations. L'une des deux solutions au choix déjà présentées au CHAPITRE 4, calcule le vecteur de capacités optimales des nœuds pour chaque itération qui est suivie par le processus d'assignation des canaux. Le processus d'assignation des canaux introduit des nouvelles opérations de prêts et d'emprunts complémentaires à celle présentée au CHAPITRE 4.

5.2 Condition d'optimalité pour la maximisation du profit du réseau

En mode de réutilisation des canaux, on peut essayer d'utiliser l'opération d'emprunt (*direct un à un*) utilisé en 'mode sans réutilisation', mais parfois cette opération n'est pas disponible en raison de l'interférence causée par un autre nœud utilisant le canal considéré qui est à

proximité de l'emprunteur, par conséquent, il peut être impossible d'égaliser les prix cachés moyens des nœuds. Dans une telle situation l'emprunt est toujours possible, mais nécessite l'introduction des opérations de prêts et d'emprunts (*indirect un à un*) et (*n à un*).

L'opération de prêt et d'emprunt *indirect un à un* consiste à utiliser les nœuds intermédiaires, s'il n'y a pas d'interférence co-canal, de telle manière que le nœud prêteur prête un canal au prochain nœud intermédiaire et à son tour le nœud intermédiaire prête un canal différent au suivant jusqu'à ce que le nœud emprunteur est atteint. Pour la facilité de la gestion, un nombre minimum de nœuds intermédiaires est sélectionné.

Dans une opération de prêt et d'emprunt *n à un*, le nœud emprunteur emprunte le même canal de n nœuds. La valeur de n est toujours supérieure à un et inférieure ou égale à θ , i.e. $1 < n \leq \theta$. Avant de définir θ , nous avons besoin de définir la zone d'interférence du nœud emprunteur i . Cette région comprend l'ensemble de tous les nœuds résidant à une distance de deux sauts du nœud i , à savoir $IR_i = \{s \mid s \in S, d(i, s) \leq 2, s \neq i\}$, où $d(i, s)$ est la fonction de distance. Sur la base de cette définition, θ est une limite qui représente l'occurrence maximale d'un canal donné qui peut être assigné aux nœuds du réseau à l'intérieur de la région d'interférence du nœud emprunteur. Elle dépend de la topologie du réseau et de la performance de l'algorithme de réutilisation des canaux qui est présenté plus loin dans ce chapitre. Dans la topologie présentée au CHAPITRE 6, θ , est limitée à trois. Les opérations *deux à un* et *trois à un* sont illustrées à la Figure 5.1, où la limite de la région d'interférence, IR_i , du nœud emprunteur i , est représentée par un cercle. L'ensemble des nœuds $\{j, k, l\} \subset IR_i$ représente les nœuds prêteurs et qui utilisent le même canal x simultanément. On présume que la distance de réutilisation entre les nœuds prêteurs est respectée: $d(s_1, s_2) \geq 3 \quad \forall s_1, s_2 \in \{j, k, l\}, s_1 \neq s_2$ et la distance entre le nœud emprunteur i et chacun des nœuds prêteurs $\{j, k, l\}$ est inférieure à trois sauts à savoir $d(i, s) \leq 2 \quad \forall s \in \{j, k, l\}$. Dans cette situation l'opération d'emprunt *un à un* ne peut être utilisée, par exemple si le nœud i emprunte un canal du nœud j il y aura une interférence co-canal avec les nœuds k ou k et l qui utilisent le même canal. Ceci peut être évitée si le canal est emprunté à k et j (opération *deux à un*) ou k, l et j (opération *trois à un*).

Notons que, dans une opération de n à un chaque nœud prêteur perd un canal tandis que le nœud emprunteur obtient un seul canal ainsi la capacité totale du réseau, N_T , est réduite de $n-1$.

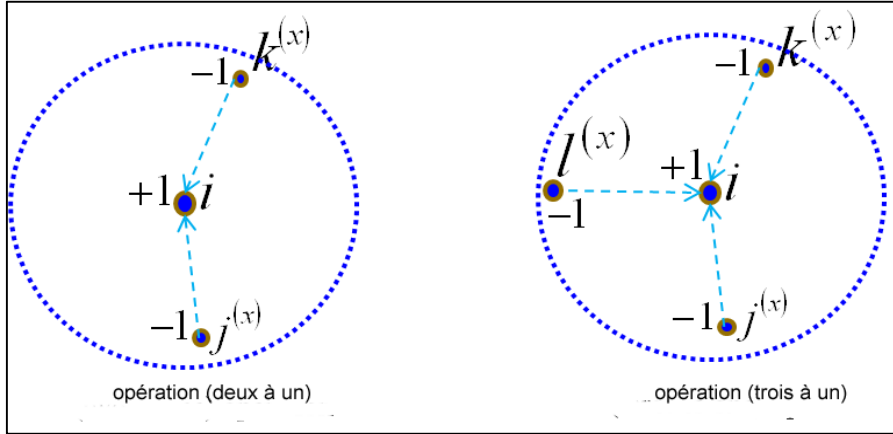


Figure 5.1 Opération de prêt et d'emprunt (n à un).

Le gain moyen d'une connexion pour le nœud s dans le modèle décomposé peut être exprimé par la différence entre le paramètre de récompense moyenne du nœud et son prix caché moyen.

$$\bar{g}_s = (r_1^s - \bar{p}_s(N_s)) \quad (5.2)$$

Par conséquent nous pouvons définir pour le nœud s , le taux de gain moyen, \bar{G}_s , pour toutes les connexions admises comme suit :

$$\bar{G}_s = \bar{\lambda}_1^s (r_1^s - \bar{p}_s(N_s)) = \bar{R}_s - \bar{\lambda}_1^s \bar{p}_s(N_s) \quad (5.3)$$

où $\bar{\lambda}_1^s$, est l'agrégation des taux admis des connexions d'utilisateurs secondaires au nœud s . Le taux de gain moyen du réseau est défini comme suit:

$$\bar{G} = \sum_{s \in S} \bar{G}_s = \sum_{s \in S} \bar{R}_s - \sum_{s \in S} \bar{\lambda}_1^s \bar{p}_s(N_s) \quad (5.4)$$

En divisant deux côtés de l'équation (5.4) par $\sum_{s \in S} \bar{\lambda}_1^s$ et en utilisant l'équation (4.14) nous arrivons à:

$$\frac{\bar{g}}{\sum_{s \in S} \bar{\lambda}_1^s} = \frac{\bar{R}}{\sum_{s \in S} \bar{\lambda}_1^s} - \frac{\sum_{s \in S} \bar{\lambda}_1^s \bar{p}_s(N_s)}{\sum_{s \in S} \bar{\lambda}_1^s} = \frac{\bar{R}}{\sum_{s \in S} \bar{\lambda}_1^s} - \bar{p} \quad (5.5)$$

Selon l'équation (5.5) la minimisation de \bar{p} qui est la moyenne pondérée de tous les prix cachés moyens des nœuds conduit à la maximisation du gain normalisé du réseau. En effet, l'égalisation de tous les prix cachés moyens des nœuds en 'cas de non-réutilisation de canal' provoque également la diminution de \bar{p} . Voyons maintenant décrire comment nous pouvons réduire la valeur de \bar{p} en utilisant l'opération de prêt et d'emprunt *n à un*. Dans ce qui suit Δ représente la variation du prix caché moyen causée par emprunt ou de prêt d'un canal:

$$\begin{cases} \Delta_B = [\bar{p}_B(N_B) - \bar{p}_B(N_B + 1)] > 0 & \text{for Borrower} \\ \Delta_L = [\bar{p}_L(N_L) - \bar{p}_L(N_L - 1)] < 0 & \text{for Lender} \end{cases} \quad (5.6)$$

En général, plusieurs co-canaux peuvent être trouvés dans la zone d'interférence, IR_i , du nœud i , qui peuvent participer dans une opération *deux à un*. Dans notre approche d'une telle opération est réalisée pour les nœuds qui fournissent une réduction maximale positive de la somme des prix cachés :

$$\max\{|\Delta_i| - |\Delta_j + \Delta_k|\} \quad \forall j, k \in IR_i \quad (5.7)$$

Cette sélection de l'opération *deux à un* peut être généralisée pour le cas de *n à un* comme suit:

$$\max\{|\Delta_i| - |\sum_{s \in L} \Delta_s|\} \quad \forall L \subset IR_i \quad (5.8)$$

où L est l'ensemble des nœuds prêteurs participant à une opération de *n à un*. La sélection de l'opération minimisant la somme des prix cachés (5.8) est utilisée par l'algorithme

d'assignation des canaux lors de la procédure d'adaptation de capacité présentée dans la section suivante.

5.3 Adaptation de capacité

Dans cette section nous exposons la procédure d'adaptation de capacité qui est composée de trois modules: l'algorithme de réutilisation des canaux, l'algorithme de calcul des capacités requises pour chaque itération qui soit la solution analytique ou heuristique et l'algorithme d'assignation des canaux. Nous commençons par introduire l'algorithme de réutilisation des canaux qui est un algorithme adaptatif qui est exécuté au début de la procédure d'adaptation de capacité. Par la suite on présente en détail la procédure d'adaptation suivie par la description de l'algorithme d'assignation des canaux.

5.3.1 Algorithme de réutilisation des canaux

Dans l'algorithme de réutilisation des canaux proposé dans notre contexte du modèle économique, nous vérifions d'abord la possibilité de réutilisation de canal pour le nœud avec la valeur maximale du prix caché moyen du nœud et puis on essaie de maximiser la réutilisation de canal qui est notre objectif. Ce processus est répété pour les autres nœuds dans l'ordre décroissant des valeurs de prix cachés. Dans ce qui suit, nous présentons deux algorithmes. Le premier est basé sur la programmation binaire entière, BIP. Le second est une méthode heuristique.

Algorithme utilisant l'approche BIP:

1. Calculer toutes les valeurs des prix cachés moyens des nœuds et de calculer leur valeur moyenne pondérée, \bar{p} , en utilisant l'équation(4.14). Ensuite, construire deux listes d'indices de nœuds L_1 et L_2 . La première liste, L_1 , contient les indices des nœuds avec des prix cachés moyens plus petits que la moyenne du réseau: $\forall s \in S, \bar{p}_s(N_s) < \bar{p}$, triés dans l'ordre croissant des valeurs de prix cachés moyens; La deuxième liste, L_2 , contient les indices des nœuds restants qui sont triés dans l'ordre décroissant des valeurs de prix cachés moyens;

2. Sortir de l'algorithme si tous les nœuds de la liste, L_1 , ont déjà offert des canaux à la réutilisation;
3. Sélectionner le premier nœud de L_1 dont ses canaux n'ont pas encore été pris en considération pour la réutilisation de canaux. Ensuite, ajoutez tous ses canaux à une liste de canaux, V ;
4. Afin de maximiser la réutilisation des canaux exécuter le code BIP décrit ci-dessous, puis passer à l'étape 1.

Le code BIP suivant: Maximise la fonction objective définie comme suit:

$$\max \sum_{ch \in V} C^T x^{(ch)} \quad (5.9)$$

sous contraintes :

$$\sum_{\forall o \in S, d(s,o) \leq 2} x_o \leq 1 \quad \forall s \in L_2 \quad (5.10)$$

$$x_s = 0 \quad \forall s \in IR_{s_0}, \forall s_0 \quad (5.11)$$

où x désigne un vecteur-colonne avec la même longueur que L_2 . En particulier chacune des composantes de x est une variable indicatrice désignant un nœud dans L_2 avec le même indice, qui est 1 lorsque le canal, ch , est réutilisé par le nœud correspondant, 0 sinon.

C , désigne un vecteur-colonne avec 1 dans toutes les positions. IR_{s_0} , fait référence à la région d'interférence du nœud s_0 i.e. $IR_{s_0} = \{s \mid s \in S, d(s_0, s) \leq 2, s \neq s_0\}$, où s_0 est le nœud qui utilise déjà le canal, ch , avant l'exécution de l'algorithme de réutilisation des canaux et $d(s_0, s)$ est une fonction de distance. La contrainte (5.10) limite la réutilisation de canal à la valeur maximale de 1 pour le nœud s et des nœuds de sa région d'interférence, et la contrainte (5.11) fixe les variables indicatrices à zéro, ce qui correspond aux nœuds résidant dans la région d'interférence du nœud s_0 . Cette contrainte est créée dynamiquement par le code pour chaque canal à être réutilisé.

Algorithme heuristique:

L'algorithme heuristique utilise les mêmes trois premières étapes que l'algorithme BIP alors les étapes suivantes sont exécutées:

4. Pour chaque canal, $ch \in V$, exécuter les étapes 5 et 6 pour réutiliser le canal autant que possible. Une fois que tous les canaux en, V , sont vérifiés puis passer à l'étape 1;
5. Vérifier le premier nœud dans L_2 où le canal, ch , peut être réutilisé. Chercher d'autres nœuds dans L_2 pour vérifier la possibilité de réutilisation de canal pour maximiser la réutilisation des canaux. Enregistrer la configuration possible de réutilisation de canal ainsi obtenue. Répéter le même processus pour le nœud suivant dans la liste L_2 pour obtenir une nouvelle configuration, jusqu'à ce que la liste L_2 soit parcourue. Pour implémenter la possibilité de réutilisation pour un canal donné, ch ,: utilisez deux boucles imbriquées dans lesquelles la boucle extérieure parcourt tous les indices des nœuds dans la liste, L_2 , en commençant par le premier élément au dernier afin de vérifier la possibilité de réutilisation de canal. Pour maximiser la réutilisation de canal, la boucle interne vérifie les autres nœuds dans L_2 , sauf pour l'indice du nœud courant de la boucle externe. Pour chaque canal, ch , utiliser une matrice d'essai, M , dans laquelle chaque ligne correspond à l'indice courant de boucle externe et enregistre des indices de nœuds possibles pour la réutilisation du canal lors d'une itération de la boucle externe qui comprend également des nœuds vérifiés par la boucle interne. Le dernier élément de chaque ligne de la matrice est un compteur qui compte ces nœuds pour la ligne courante;
 - 5.1. Initialisation: assigner $k = 0, l = 0$;
 - 5.2. Pour chaque nœud $s \in L_2$, faire

$$H_s \leftarrow \emptyset$$

$$H_s \leftarrow H_s \cup_{\forall o \in S, d(s,o) \leq 2} \{c \mid o^{(c)}\}$$
 où l'ensemble H_s , recueille tous les indices des canaux utilisés par le nœud s et les nœuds dans sa région d'interférence, IR_s . L'ensemble $\{c \mid o^{(c)}\}$, représente tous les canaux utilisés par le nœud o . Si le canal, ch , n'est pas un élément de H_s , alors ajouter le nœud s à la matrice, M ;

$$\text{Si } ch \notin H_s \begin{cases} k \leftarrow k + 1 \\ l \leftarrow l + 1 \\ M(l, k) \leftarrow s \end{cases}$$

5.3. Pour chaque nœud $j \in L_2, j \neq s$, faire

$$H_j \leftarrow \emptyset$$

$$H_j \leftarrow H_j \cup_{\forall o \in S, d(j,o) \leq 2} \{c \mid o^{(c)}\}$$

où l'ensemble H_j , recueille tous les indices des canaux utilisés par le nœud j et les nœuds dans sa région d'interférence, IR_j . Si le canal, ch , n'est pas un élément de H_j alors ajouter le nœud j à la matrice, M ;

$$\text{Si } ch \notin H_j \begin{cases} k \leftarrow k + 1 \\ M(l, k) \leftarrow j \end{cases}$$

L'étape 5.2 représente la boucle externe et la boucle interne est représentée par l'étape 5.3.

6. De l'ensemble des configurations de réutilisation obtenues à l'étape 5, sélectionner la configuration avec le maximum de réutilisation. S'il y a plusieurs configurations avec le même maximum de réutilisation alors, choisir parmi eux la configuration avec le prix caché moyen le plus élevé du nœud emprunteur ce qui revient à prendre la ligne de la matrice, M , avec la valeur de compteur maximum. Ensuite, mettre à jour la base de données avec la configuration sélectionnée.

5.3.2 Procédure d'adaptation de capacité

Dans ce qui suit, nous présentons l'adaptation des capacités qui est une procédure itérative. Une fois que l'algorithme de réutilisation des canaux est exécuté à la première étape, à chaque itération les capacités optimales sont calculées en utilisant l'un des algorithmes présentés au CHAPITRE 4, suivi de l'exécution de l'algorithme d'assignation des canaux.

1. Exécuter l'algorithme de réutilisation des canaux;
2. Construire la liste, L_3 , de nouveaux prix cachés moyens des nœuds, $\bar{p}_s(N_s), \forall s \in S$, triés dans l'ordre croissant et calculer nouveau, \bar{p} ;
3. Arrêter l'algorithme lorsque la déviation relative de l'égalisation des prix cachés est plus petite ou égale au seuil spécifié, η ;

$$\frac{\max \bar{p}(N) - \bar{p}}{\max \bar{p}(N)} \leq \eta \quad (5.12)$$

4. Exécuter l'un des algorithmes, soit *analytique* ou *heuristique* du CHAPITRE 4 qui sont conçus seulement pour l'adaptation des capacités utilisant l'opération d'emprunt (*direct un à un*). Les capacités qui en résultent sont utilisées comme 'vecteur de référence' dans l'étape suivante;
5. Exécuter l'algorithme d'assignation des canaux décrit ci-dessous, puis passer à l'étape 2.

Algorithme d'assignation des canaux:

Cet algorithme utilise les itérations limitées par, θ , qui est définie à la Section 5.2. Dans notre topologie du réseau illustrée à la Figure 6.1, θ , est de trois. L'indice d'itération, n , indique l'opération de prêt et d'emprunt appropriée à exécuter, qui utilise le même nombre de nœuds prêteurs que la valeur d'indice d'itération. Chaque type d'opération utilise la matrice appropriée, T_n , référencée par l'indice d'itération, n , donc nous avons θ types de matrices. Ces matrices collectent les indices de tous les canaux et ceux des nœuds correspondants qui utilisent ces canaux et qui sont situés à l'intérieur de distance de deux sauts à partir du nœud emprunteur. Si $n > 1$ la matrice, T_n , contient tous les indices des canaux lorsque chacun d'eux est utilisé par les n nœuds simultanément, mais T_1 correspond aux canaux où chacun d'entre eux n'est utilisé que par un seul nœud. S'il y a des canaux utilisés seulement par les nœuds en dehors de la zone d'interférence du nœud emprunteur alors leurs indices des canaux et ceux des nœuds correspondants sont également recueillis dans la matrice T_1 .

- 5.1. Initialiser $n \leftarrow 1$;
- 5.2. Effectuer l'opération de prêt et d'emprunt appropriée pour transférer les canaux aux nœuds emprunteurs:
 - Si $n = 1$
 - identifier les nœuds prêteurs et emprunteurs en utilisant le changement de valeur de la capacité, δ_s , comme expliqué dans la Section 4.5. δ_s est calculé pour chaque nœud dans l'étape 4;
 - pour chaque nœud emprunteur, construire la matrice T_1 ;

- effectuer l'opération d'assignation des canaux en utilisant le mécanisme d'emprunt (*direct un à un*) appliqué à l'allocation de canaux issue de la base de données qui contient déjà des informations de canaux affectés. Pour ce faire, sélectionner les nœuds prêteurs qui peuvent être trouvés dans T_1 , et de les utiliser dans cette opération *directe un à un* pour prêter les canaux au nœud emprunteur. Chaque opération d'emprunt effectuée, respecte la valeur de δ_s des nœuds impliqués et pour chaque transfert de canal, la base de données est mise à jour;
- comparer le vecteur de capacités des nœuds qui en résulte avec le *vecteur de référence* calculé à l'étape 4, si ces deux vecteurs sont les mêmes alors retourner à la procédure d'adaptation de capacité à l'étape 2. (L'égalité de ces deux vecteurs indique que nous avons atteint les capacités optimales par l'assignation des canaux);
- effectuer l'opération d'assignation des canaux en utilisant le mécanisme d'emprunt (*indirect un à un*) appliqué à l'allocation de canaux issue de la base de données. Chaque nœud intermédiaire est un emprunteur et prêteur en même temps. Donc similaire au cas précédent, construire la matrice T_1 pour chaque nœud emprunteur intermédiaire et d'effectuer les mêmes opérations pour transférer le canal. Une fois que tous les nœuds emprunteurs sont vérifiés pour pouvoir utiliser cette opération indirecte, alors comparer le vecteur de capacités des nœuds qui en résulte avec le *vecteur de référence*, si ces deux vecteurs sont les mêmes alors retourner à la procédure d'adaptation de capacité à l'étape 2;

Fin si

Si $n > 1$

- construire la matrice T_n pour chaque nœud emprunteur;
- effectuer l'opération d'assignation des canaux en utilisant l'opération de prêt (*n à un*) appliquée à l'allocation de canaux de l'itération $n - 1$, et mettre à jour la base de données. Une fois que l'opération d'assignation est appliquée à tous les nœuds emprunteurs, alors comparer le vecteur de capacités des nœuds qui en résulte avec le *vecteur de référence*, si ces deux vecteurs sont les mêmes alors retourner à la procédure d'adaptation de capacité à l'étape 2;

Fin si

- 5.3. Assigner $n \leftarrow n + 1$; Si $n > \theta$ terminer l'algorithme d'assignation des canaux; sinon passer à l'étape 5.2.

Notez que pour transférer un canal acceptable à partir d'un nœud prêteur à un nœud emprunteur, une gestion de canal est nécessaire. En effet, si le canal acceptable est occupé par une connexion, la connexion doit être déplacée vers un canal libre, sinon la connexion est supprimée. Lorsque le canal acceptable est utilisé par un PU, il peut être transféré, mais il ne peut pas être utilisé par le nœud emprunteur jusqu'à ce que le canal soit occupé par PU.

CHAPITRE 6

RÉSULTATS NUMÉRIQUES

6.1 Introduction

Nous analysons les performances des algorithmes proposés en utilisant un scénario de réseau avec 18 nœuds et la topologie illustrée à la Figure 6.1. Les paramètres principaux de réseau sont présentés dans le Tableau 6.1 . Il y a 140 canaux cognitifs disponibles, qui sont initialement répartis entre les nœuds du réseau de telle sorte que 14 nœuds obtiennent la capacité de 8 canaux et les 4 autres nœuds obtiennent la capacité de 7 canaux. Ici nous ne considérons pas les canaux dédiés (avec la licence d'accès) car le cas uniquement avec les canaux cognitifs présente plus de défis pour les algorithmes proposés. Chaque canal est sujet à l'arrivée de l'utilisateur primaire et nous présumons que chaque connexion de l'utilisateur secondaire occupe un canal donc $d_p = d_s$.

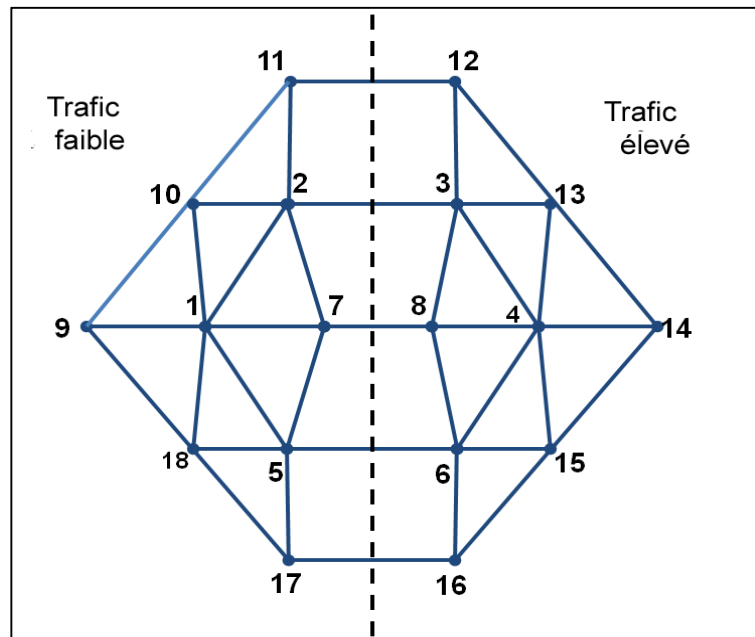


Figure 6.1 Topologie de réseau.

Tableau 6.1 Paramètres de réseau

Nombre de canaux disponibles	140
Nombre de classes offertes	306
Trafic de SU, connexion mono saut, λ	{0.6,1.8}
Trafic de SU, connexion multi saut, λ	0.15
Nombre de chemins alternatifs	[1 – 5]
Paramètre de récompense, R_j	[5 – 25]
Temps moyen de service de SU, μ_1^{-1}	1
Temps moyen de service de PU, μ_2^{-1}	5
Besoin en bande passante de SU, d_1	1
Besoin en bande passante de PU, d_2 ,	1
Durée de Simulation T	1550

L'occupation des canaux par l'utilisateur primaire, PU, suit une distribution binomiale avec la probabilité de période occupée de 0.2, et le temps moyen de service de $\mu_2^{-1}=5$ qui est 5 fois plus grand que le temps moyen de service de l'utilisateur secondaire, les mêmes hypothèses sont utilisées dans (Ghasemi et Sousa, 2007) et (Zhao et al., 2007) . Il y a 306 classes de connexion directionnelle SU, chacune caractérisée par sa paire O-D unique, et chaque classe a au plus 5 chemins alternatifs. Le trafic de SU est divisé en deux niveaux. Un faible niveau de trafic est offert à une moitié du réseau tandis que l'autre moitié reçoit un niveau élevé de trafic. Les deux moitiés sont présentées dans la Figure 6.1 où la ligne verticale en pointillés sépare ces deux régions. Les niveaux de trafic sont inversés graduellement pour les deux moitiés au cours de 50 unités de temps commençant à 750 tandis que la simulation dure 1550 unités de temps. Deux cas de fonctionnement du réseau sont pris en considération. Dans le premier cas, les canaux ne sont pas réutilisés tandis que le second cas emploie la réutilisation des canaux. Le modèle de simulation événementielle exécute l'algorithme de CAC et de routage et le procédé d'adaptation périodique de capacité proposés dans cette thèse. Les mesures des paramètres sont effectuées à la fin de chaque intervalle d'échantillonnage de 5 unités de temps qui contient 50 échantillons. Ensuite, les prix cachés dépendant d'état des nœuds sont calculés en utilisant l'algorithme d'itération de valeur et ces valeurs sont utilisées

pour le processus de routage, tandis que leurs moyennes sont utilisées pour l'adaptation des capacités et des opérations de réutilisation de canaux.

6.2 Égalisation des prix cachés moyens et la minimisation de la valeur moyenne des prix cachés moyens

La condition d'optimalité (4.5) pour l'adaptation de capacité dans le mode de non-réutilisation des canaux nécessite l'égalisation de tous les prix cachés moyens des nœuds. Dans la Figure 6.2, nous présentons les prix cachés moyens pour les nœuds 1,2, 3,4, 7,8 dans le cas de non-réutilisation des canaux. Les nœuds 3, 4, 8 reçoivent un trafic élevé jusqu'au temps 750 et les nœuds 1, 2, 7 reçoivent un trafic faible au cours de la même période de temps. Après le temps 750, le niveau de trafic est inversé graduellement pour les deux groupes, comme expliqué auparavant. Notez que les valeurs des prix cachés moyens se suivent de près bien qu'ils ne soient pas égalés exactement en raison de la valeur entière de capacité de nœud et de la variation stochastique du trafic.

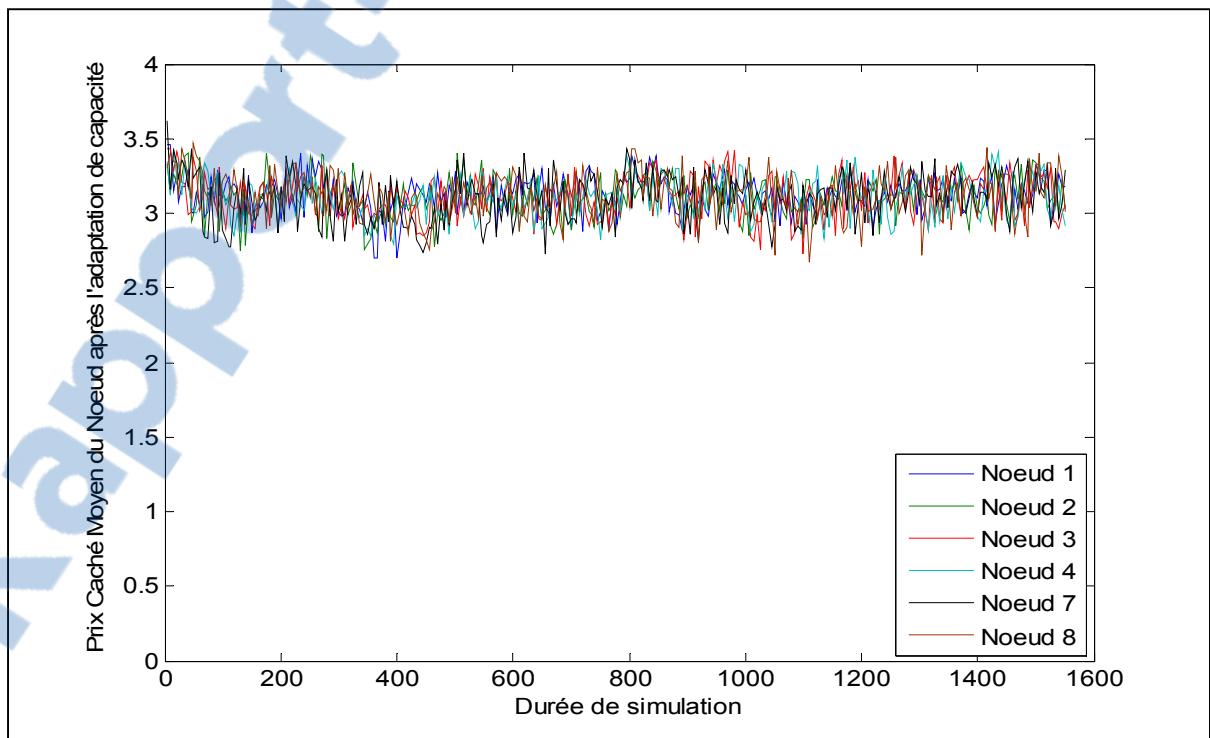


Figure 6.2 Prix caché moyen du nœud pour le cas de non-réutilisation des canaux.

La Figure 6.3 montre les prix cachés moyens des nœuds pour le cas de la réutilisation des canaux dans lequel nous minimisons la valeur moyenne des prix cachés moyens des nœuds selon la condition (5.8). Les prix cachés moyens sont présentés pour les mêmes nœuds sélectionnés, mais ils sont nettement plus bas que dans le cas de non-réutilisation des canaux. Nous remarquons qu'aussi la plupart des prix cachés suivent de près l'un de l'autre, mais certains d'entre eux ont des valeurs faibles pour une courte période de temps. Ces chutes aléatoires des prix cachés moyens correspondent aux nœuds prêteurs comme le montre la Figure 6.3. Les nœuds prêteurs et emprunteurs échangent leurs rôles dans la deuxième période. Ces nœuds participent aux différentes opérations de prêts, comme expliqué dans la Section 5.2 et perdent des canaux; en particulier chaque opération de prêt (n à un) réduit N_T par $n-1$. Par conséquent, leurs prix cachés moyens de nœuds augmentent et dépassent \bar{p} . Dans cette situation après certains temps avec quelques modifications de configuration, l'opportunité de réutilisation des canaux en ces nœuds est facilitée. Ces nœuds reçoivent le trafic faible donc avec quelques canaux additionnels leurs prix cachés moyens tombent à des valeurs faibles et plus tard encore, ils perdent des canaux, cet événement peut être produit à plusieurs reprises. Nous pouvons atténuer ces réductions si les calculs de la nouvelle valeur de, \bar{p} , et de nouveaux prix cachés moyens de nœuds sont effectués après l'essai d'un groupe de canaux pour la réutilisation. Il améliore l'équité dans la distribution des canaux entre les nœuds et cette atténuation est illustrée à la Figure 6.4, dans laquelle le nombre de canaux dans un groupe est égal à 1/8ème de capacité du nœud. Alors que dans le code BIP ou l'algorithme heuristique que nous avons présentés à la Section 5.3.1 ces calculs sont effectués une fois que tous les canaux d'un nœud sont testés pour la réutilisation. En revanche, la performance du modèle de réutilisation dans la Figure 6.4 est dégradée, le taux de rejet est en hausse de 20% par rapport au résultat de cas de réutilisation des canaux avec l'adaptation dans la période 2, présenté dans le Tableau 6.3.

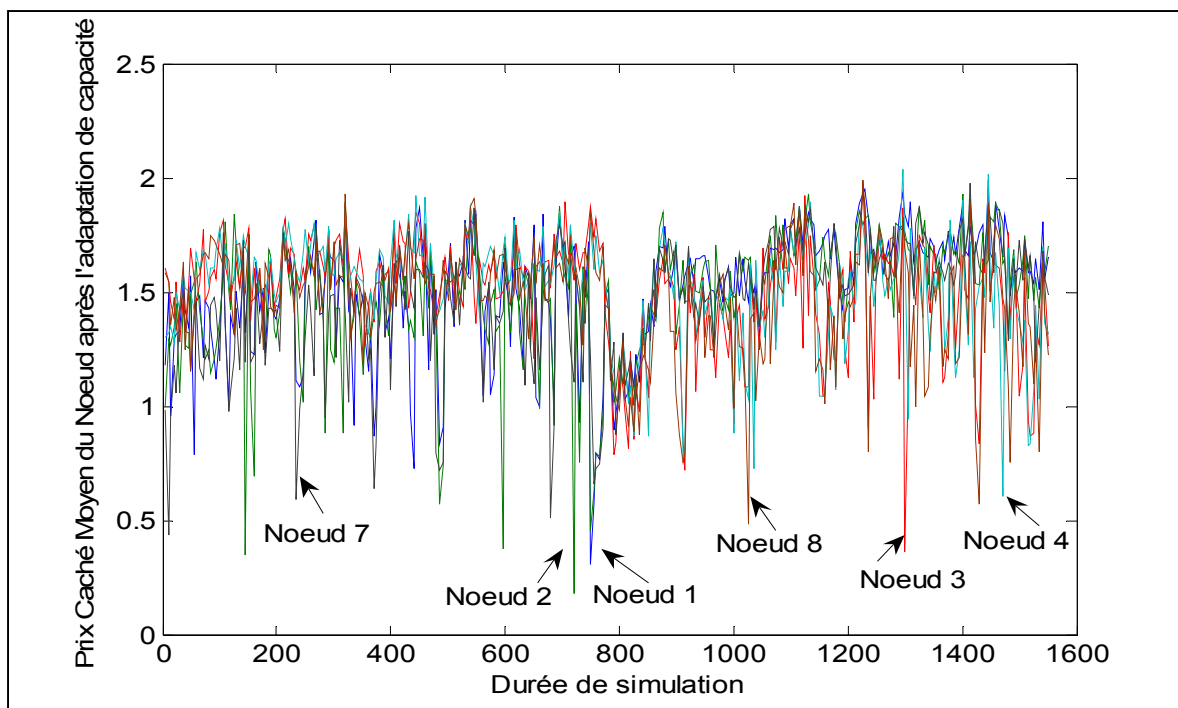


Figure 6.3 Prix caché moyen du nœud pour le cas de réutilisation des canaux.

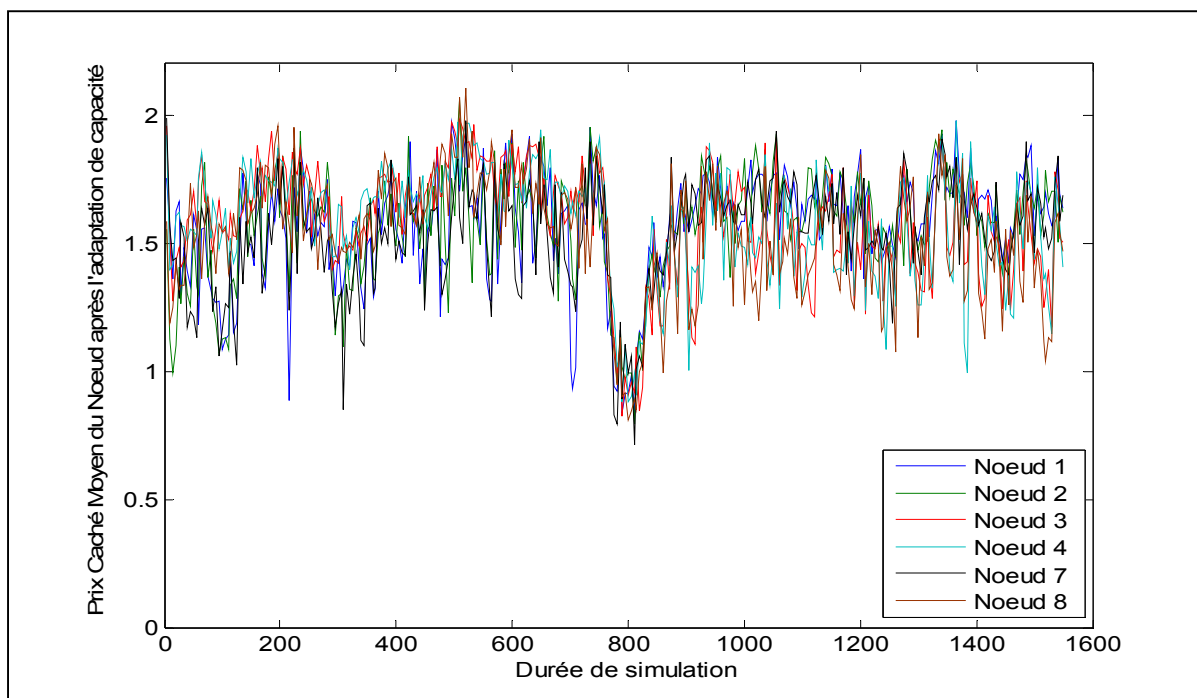


Figure 6.4 Prix caché moyen du nœud pour le cas de réutilisation des canaux (avec atténuation des chutes).

Dans la Figure 6.5, nous comparons la valeur de \bar{p} pour les deux cas. Noter que la valeur de \bar{p} pour le cas de réutilisation est diminuée au cours de la période de transition du niveau de trafic à partir de temps de 750 à 800. Lorsque le changement des niveaux de trafics survient, les anciens nœuds emprunteurs deviennent de nouveaux prêteurs et les anciens nœuds prêteurs deviennent de nouveaux emprunteurs. Étant donné que les nœuds emprunteurs peuvent obtenir des canaux via les opérations de prêts (*n à un*) et pour chaque opération, n-1 occurrence du même canal est perdue, donc nous pouvons trouver l'unique occurrence d'un canal qui est utilisé seulement par un nœud emprunteur. Ceci peut être facilement vérifié à la Figure 6.12. À la suite de l'algorithme de réutilisation appliqué, l'une ou deux autres occurrences d'un canal sur ces nouveaux nœuds prêteurs sont offertes pour être réutilisées sur des nouveaux nœuds emprunteurs ce qui augmente l'occurrence d'un canal à trois qui à son tour conduit à une augmentation de N_T . Ceci provoque la diminution de \bar{p} au cours de cette période de transition. Plus tard, quand l'accroissement du trafic estimé atteint le niveau désiré à environ 875, certains nœuds emprunteurs obtiennent leur nombre requis de canaux à l'aide de l'opération (*n à un*) ce qui conduit à la diminution de N_T , donc \bar{p} augmente et atteint son niveau normal. Les Figure 6.6 et Figure 6.7 montrent les prix cachés moyens pour les nœuds sélectionnés dans les deux cas, mais avec l'adaptation de capacité effectuée seulement jusqu'au temps 750 ainsi dans la deuxième période de simulation, les capacités ne sont pas optimisées. Dans cette situation, l'écart entre les prix cachés moyens devient très grand à partir du temps 750. Nous remarquons que la valeur du prix caché moyen des nœuds qui reçoivent le trafic élevé après le temps 750 est augmentée en raison d'un manque de capacité requise ce qui conduit à une augmentation du taux moyen de rejet dans la période 2 pour les deux cas, comme il est indiqué plus loin à la Section 6.4 . Notez que l'algorithme de CAC rejette les demandes de connexion lorsque la bande passante n'est pas disponible ou si la connexion n'est pas profitable. D'autre part la valeur du prix caché moyen des nœuds qui reçoivent un faible trafic après le temps 750 comme 3, 4, 8 est très basse en raison de la capacité supplémentaire.

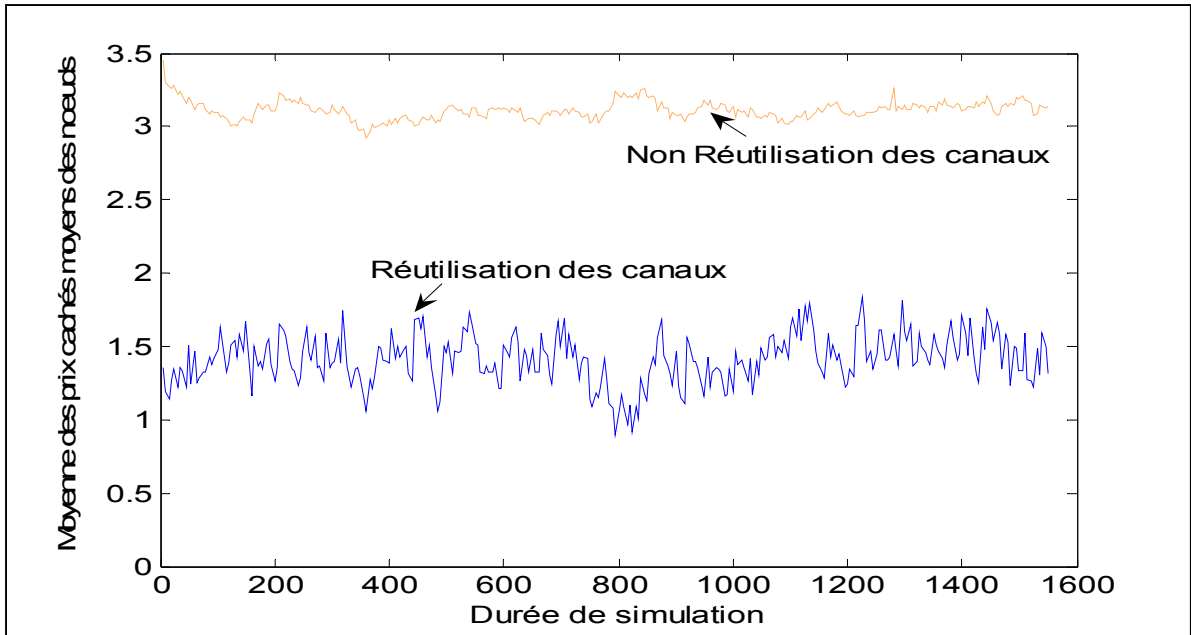


Figure 6.5 Moyenne des prix cachés moyens des nœuds pour les cas de non-réutilisation et réutilisation des canaux.

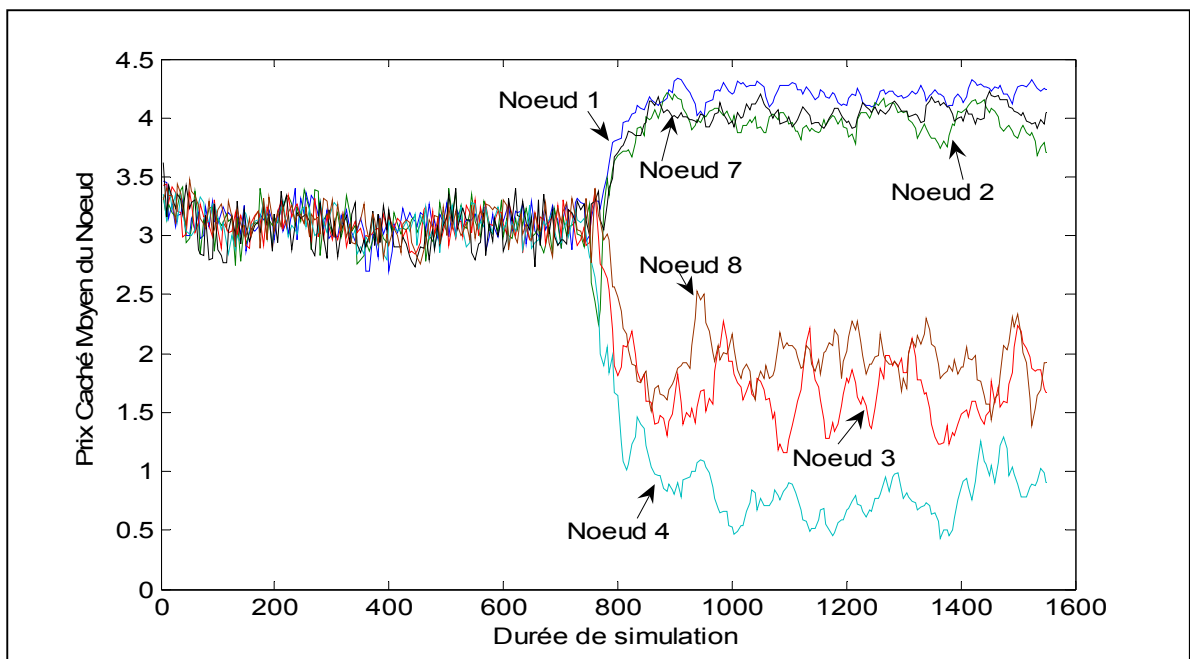


Figure 6.6 Prix caché moyen du nœud, les capacités ne sont pas adaptées après 750ts (cas de non-réutilisation des canaux).

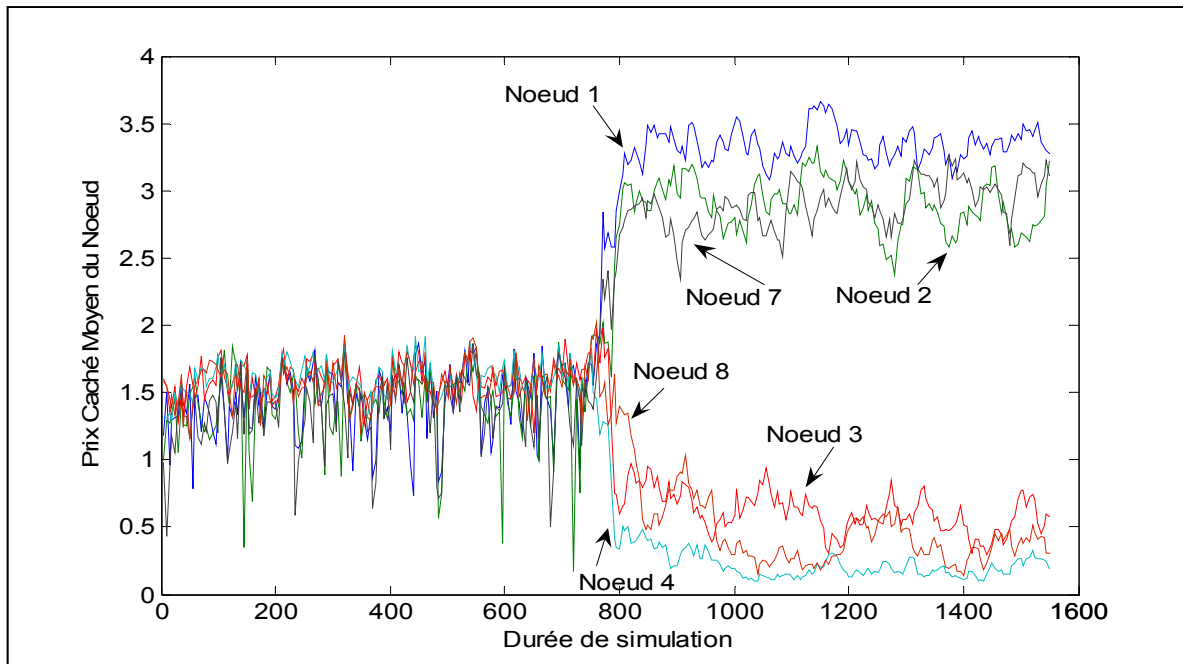


Figure 6.7 Prix caché moyen du nœud, les capacités ne sont pas adaptées après 750ts (cas de réutilisation des canaux).

6.3 Convergence

La Figure 6.8 montre la trajectoire d'allocation des capacités dans le cas de non-réutilisation des canaux pour les nœuds sélectionnés (1,2, 3,4, 7,8). La figure indique que le système converge de la capacité initiale allouée à un état relativement stable dans vingt-deux intervalles d'échantillonnage (110 unités de temps). Après la période de convergence, les fluctuations d'allocation des capacités sont dues à la variation stochastique des arrivées de PU et SU jusqu'au temps 750, où les niveaux de trafics sont inversés graduellement pendant 50 unités de temps. Le système converge à nouveau à un état relativement stable en trente-huit intervalles de temps d'échantillonnage à 940. Les trajectoires d'état plus détaillées pour le nœud 4 sont représentées sur la Figure 6.9. Ici, nous avons les trajectoires de nombre de canaux alloués au nœud, occupés par des PUs, SUs, et la somme d'occupation de PU et SU. La Figure 6.10 montre la trajectoire d'allocation des capacités dans le cas de réutilisation des canaux pour les mêmes nœuds sélectionnés. La figure indique des caractéristiques de convergence similaires au cas de non-réutilisation des canaux. L'augmentation temporaire de la capacité de certains nœuds dans le cas de réutilisation des canaux correspond à la baisse

des prix cachés moyens des nœuds de la Figure 6.3 qui est expliquée dans la section précédent. La Figure 6.11 montre l'occupation des canaux du nœud 4 par PUs , SUs, et la somme de ces deux types d'occupation en cas de réutilisation. Le Tableau 6.2 fournit le pourcentage des opérations de prêts et d'emprunts des canaux utilisées dans cette simulation. Nous remarquons que l'opération (*direct un à un*) de prêt et d'emprunt de canal constitue la majorité des opérations utilisées pour fournir des canaux aux nœuds emprunteurs, mais même des opérations (*trois à un*) sont utilisées.

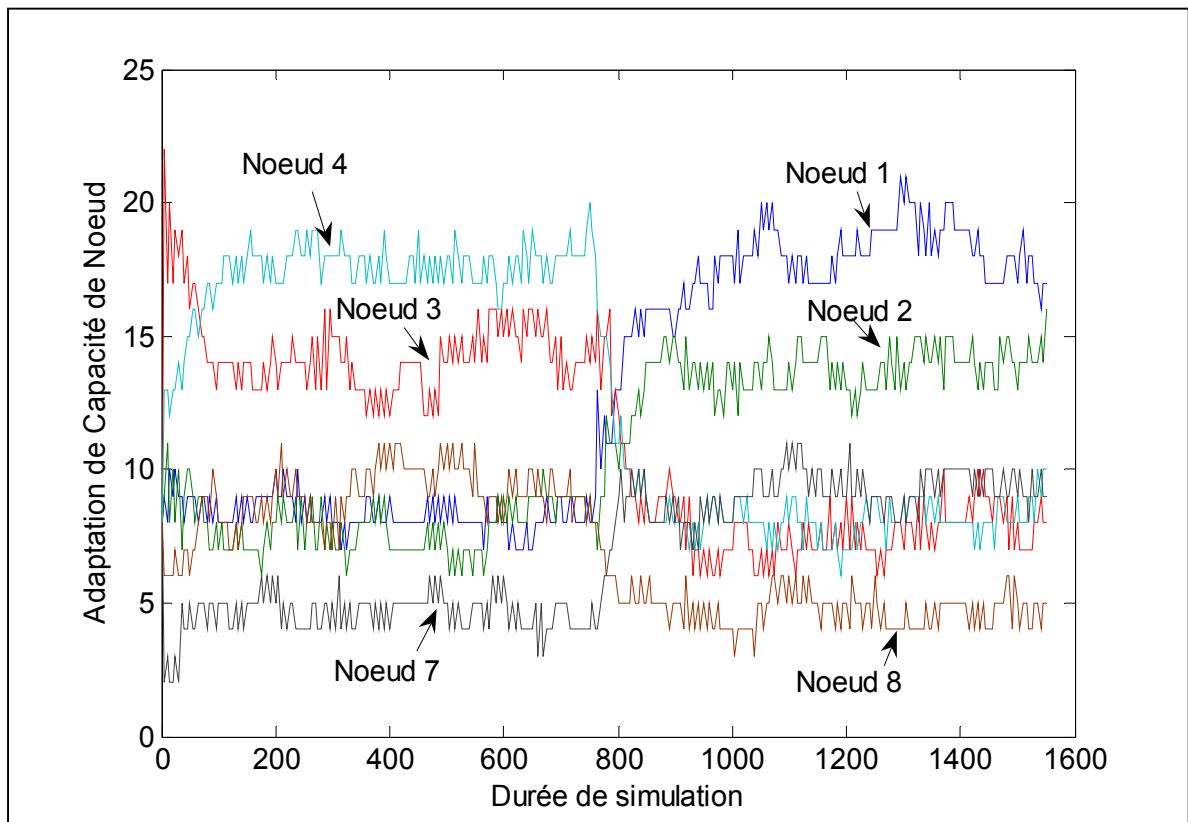


Figure 6.8 Allocation de capacité pour les nœuds 3,4,8 et 1,2,7 (cas de non-réutilisation des canaux).

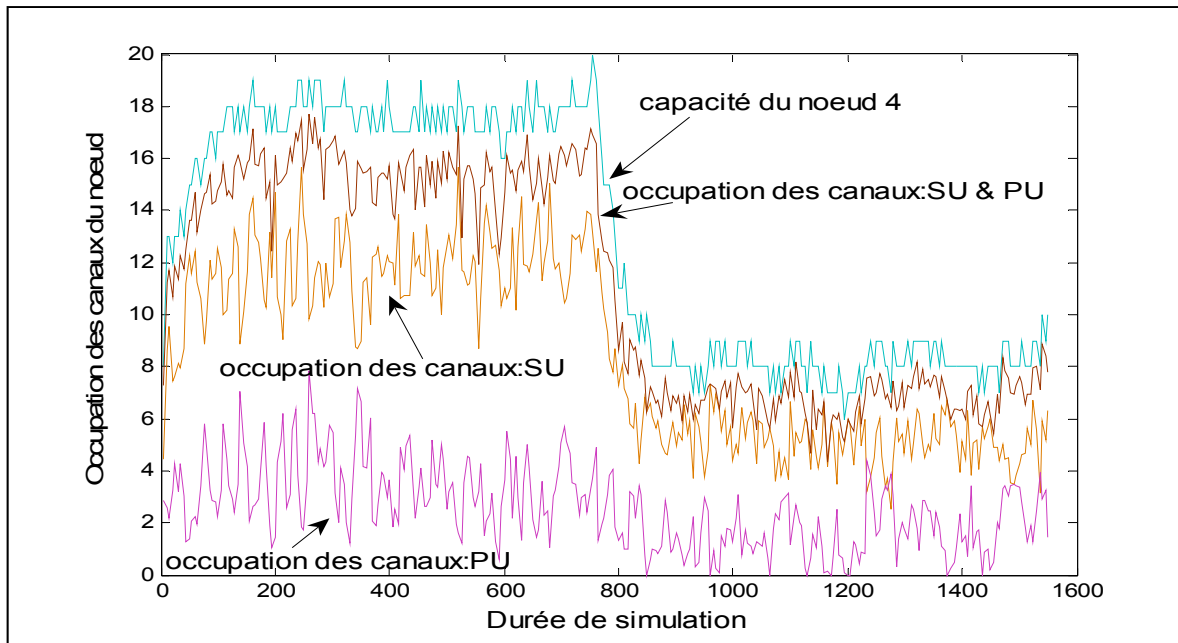


Figure 6.9 Occupation des canaux nœud 4 (cas de non-réutilisation des canaux).

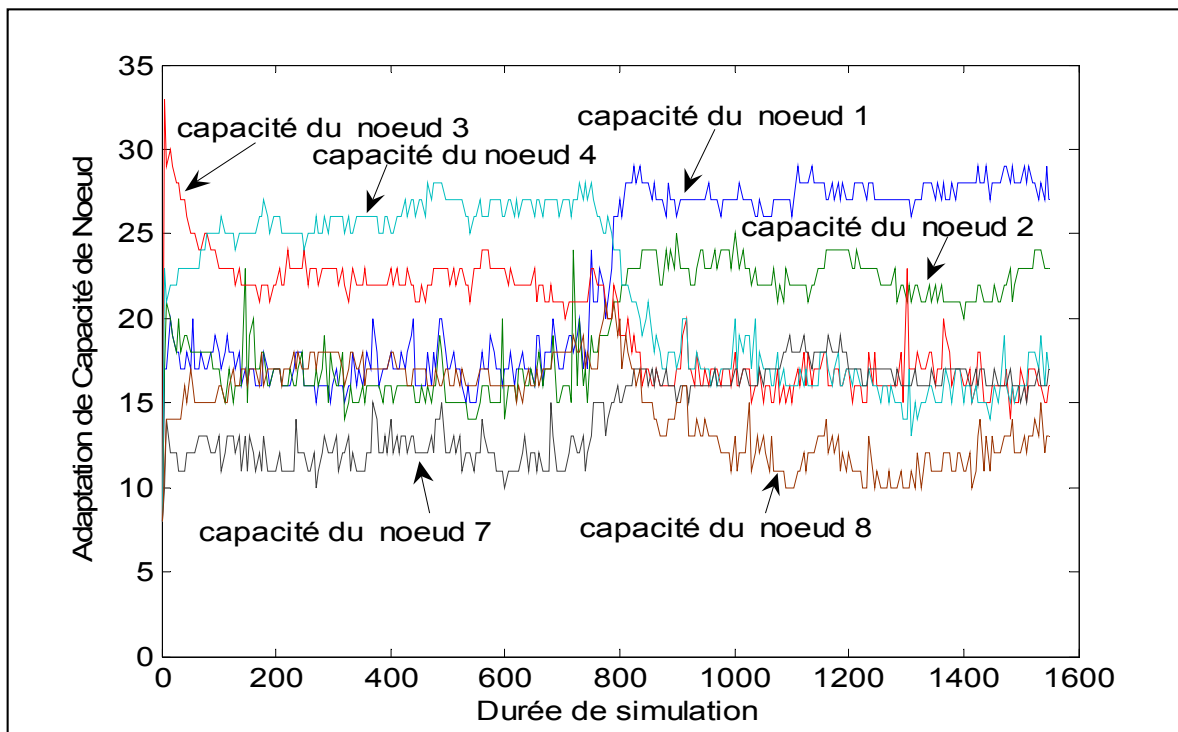


Figure 6.10 Allocation de capacité pour les nœuds 3,4,8 et 1,2,7 (cas de réutilisation des canaux).

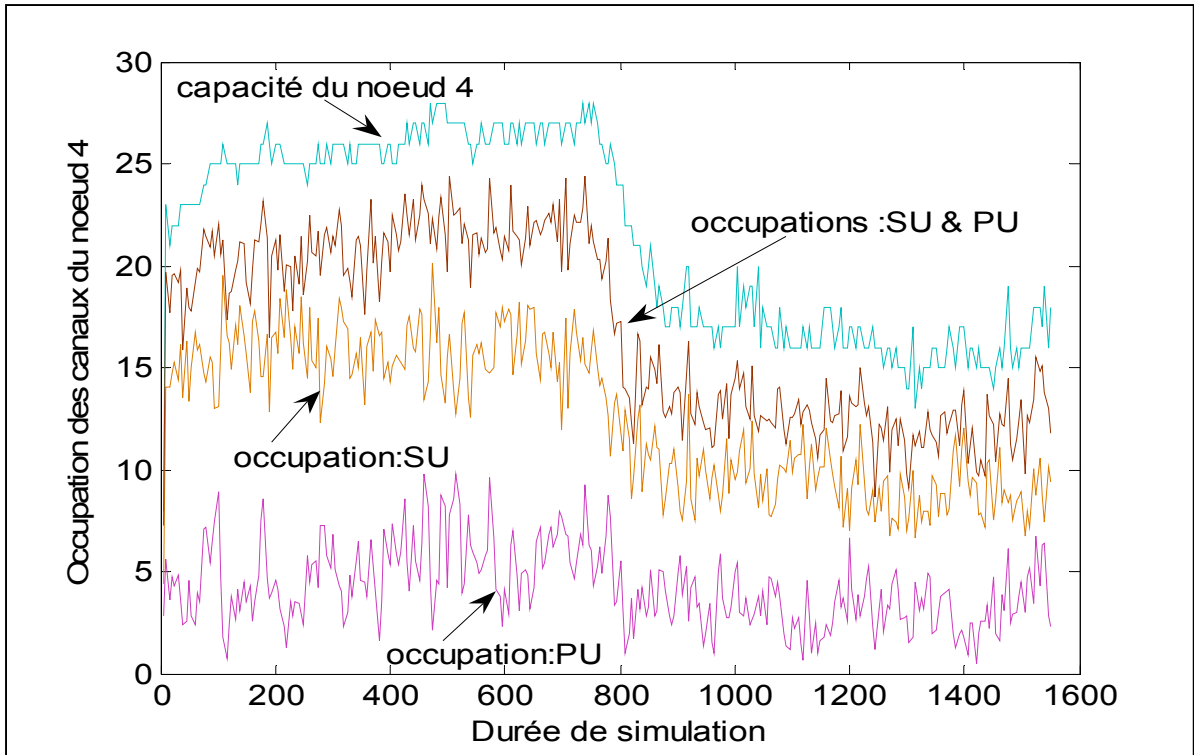


Figure 6.11 Occupation des canaux nœud 4 (cas de réutilisation des canaux).

Tableau 6.2 Pourcentage des opérations de prêts utilisées

Direct un à un	76.3
Indirect un à un	3.72
Deux à un	17.37
Trois à un	2.61

6.4 Les taux de rejet

Les taux moyens de rejet du réseau B_T sont donnés dans le Tableau 6.3 pour les deux cas de non-réutilisation et de réutilisation des canaux et les valeurs sont indiquées pour les deux options avec et sans adaptation de capacité dans la période 2. Les taux de rejet sont présentés pour les deux périodes. La première période commence à partir du temps 5 à 750ts, et la seconde période commence à partir de 755 jusqu'à la fin de la simulation. La troisième colonne présente les taux de rejet pour la durée totale de simulation. Notez que le taux moyen

de rejet global du réseau pour le mode de réutilisation des canaux avec le cas d'adaptation de capacité dans la période 2 est diminué d'environ 81% par rapport au même cas, en mode de non-réutilisation des canaux.

Tableau 6.3 Taux moyen de rejet du réseau

	Période 1	Période 2	Totale
Période2 avec l'adaptation, cas de non-réutilisation des canaux	0.4036	0.4068	0.4053
Période2 sans adaptation, cas de non-réutilisation des canaux	0.4036	0.5123	0.4604
Période2 avec l'adaptation, cas de réutilisation des canaux	0.0775	0.0742	0.0757
Période2 sans adaptation, cas de réutilisation des canaux	0.0775	0.1835	0.1325

6.5 Réutilisation des canaux

Nous définissons le ratio de réutilisation des canaux du réseau comme le rapport de la valeur moyenne de la capacité totale du réseau, \bar{N}_T , au nombre total de canaux disponibles, N_u . Dans le scénario testé, la moyenne de réutilisation des canaux du réseau était de $2.14=299/140$. La Figure 6.12 montre la réutilisation des canaux à la fin du temps de simulation où la capacité totale du réseau, \bar{N}_T , est 308 ce qui représente le taux de réutilisation de 2.20. L'axe vertical représente les indices de nœuds tandis que l'axe horizontal représente les indices de 140 canaux disponibles. Dans la topologie du réseau considérée (Figure 6.1) le même canal peut être utilisé au maximum par trois nœuds. Ceci est illustré dans la Figure 6.12, où chaque ligne verticale représente un canal et chaque cercle sur la ligne verticale représente le nœud qui utilise ce canal. Pour la clarté de la présentation seulement tous les quatre canaux sont montrés à la Figure 6.12.

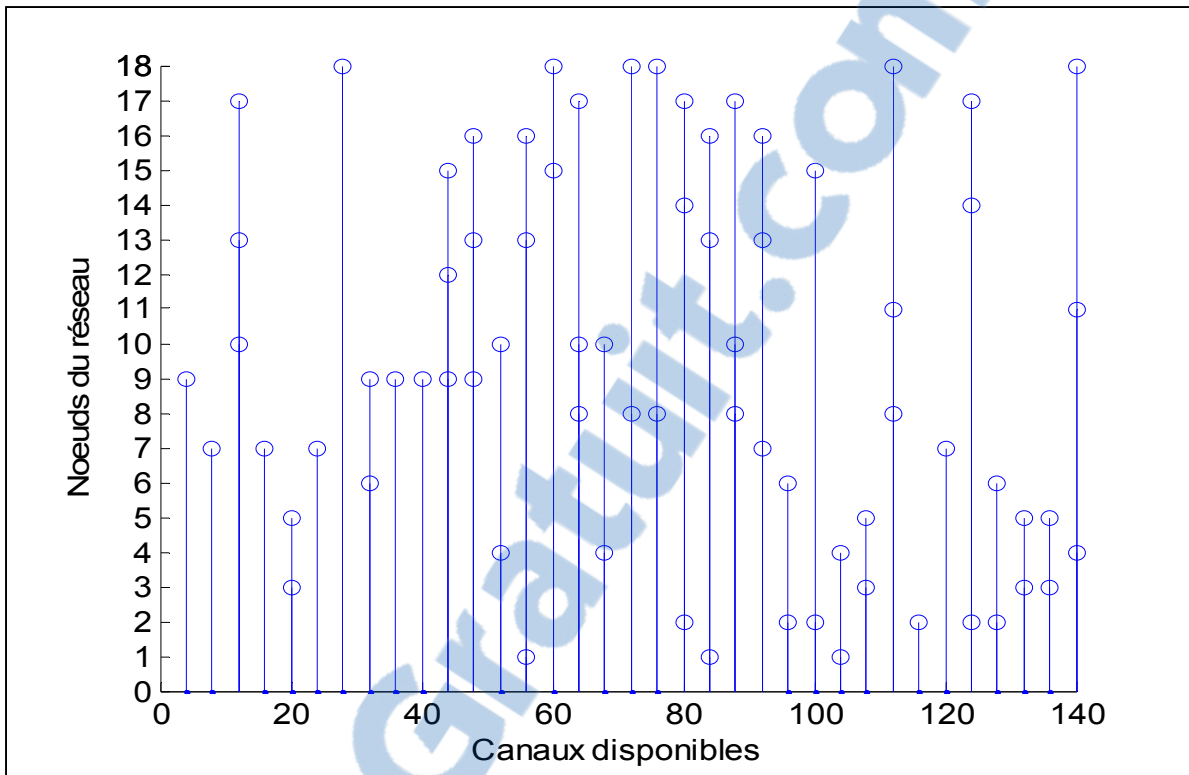


Figure 6.12 Réutilisation des canaux au temps 1550ts avec un ratio de réutilisation de 2.20.

6.6 Algorithme heuristique versus algorithme analytique

Pour comparer la performance des algorithmes heuristique et analytique (voir CHAPITRE 4) nous utilisons la moyenne des prix cachés moyens des nœuds et le taux moyen de rejet du réseau. Les résultats dans les Figure 6.13 et Figure 6.14 présentent presque la même performance pour les deux algorithmes. En outre, les taux moyens de rejet du réseau sur la simulation entière sont donnés dans le Tableau 6.4.

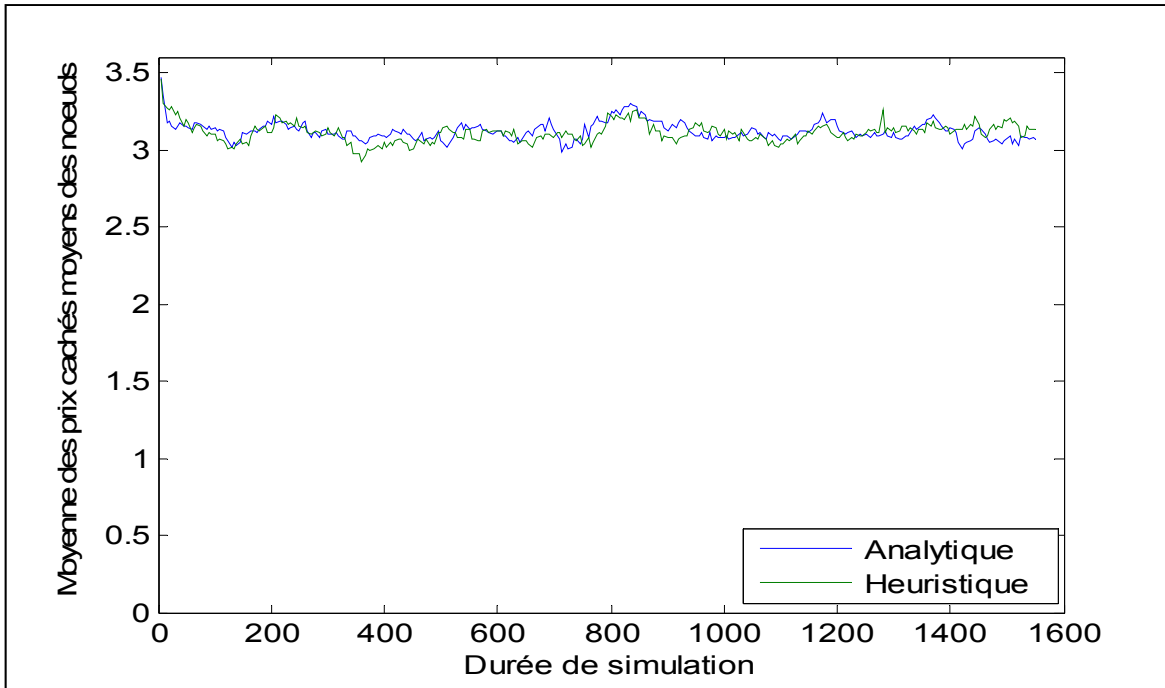


Figure 6.13 Moyenne des prix cachés moyens des nœuds (non-réutilisation des canaux).

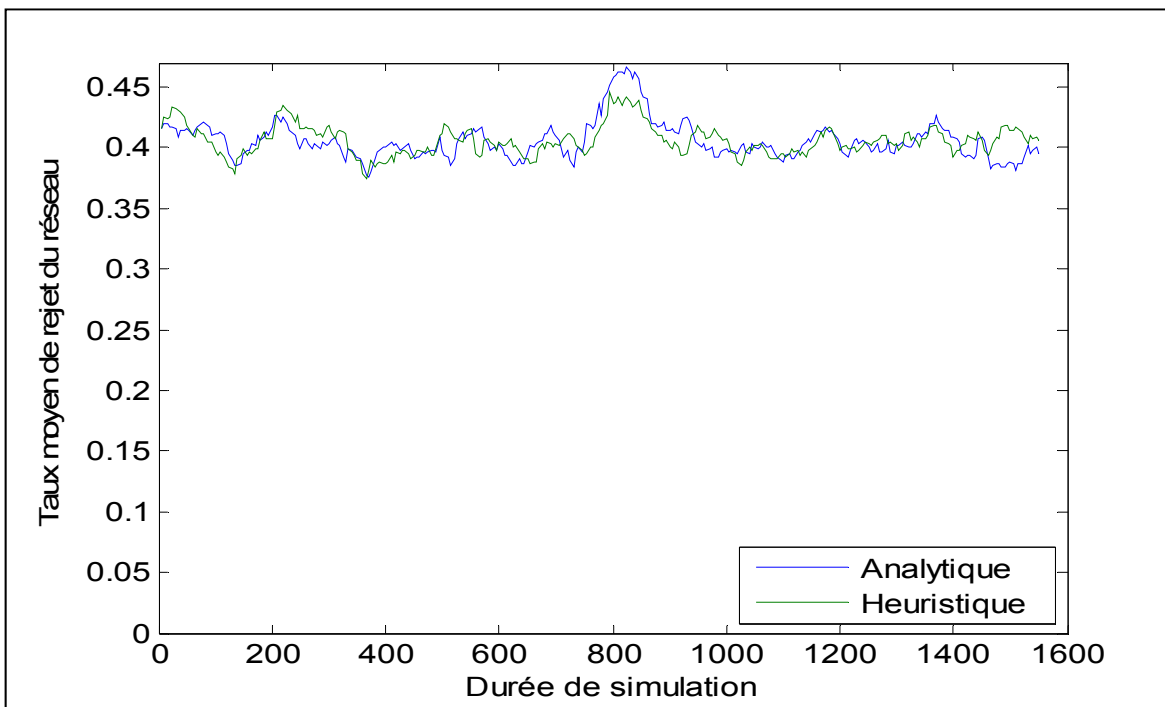


Figure 6.14 Taux moyen de rejet du réseau pour les deux algorithmes (non-réutilisation des canaux).

Tableau 6.4 Taux moyen de rejet du réseau (non-réutilisation des canaux)

	Taux moyen de rejet du réseau sur la période entière de la simulation
Algorithme analytique	0.4049
Algorithme heuristique	0.4053

CHAPITRE 7

ROUTAGE ET ALLOCATION DES CANAUX SENSIBLE À LA QUALITÉ DU CANAL

7.1 Introduction

Concernant le routage avec la qualité de service dans les réseaux sans fil multi-sauts, on peut citer les travaux effectués dans (Han et al., 2011) où l'algorithme proposé tient compte de la restriction à la sélection de chemin qui est causée par la capacité de canal et l'interférence résultant de contention intra-flux. Les auteurs de (He et Zhou, 2008) présentent une méthode d'investigation conjointe de la bande passante et le délai pour l'exigence de QoS dans un réseau radio cognitive, où le chemin qui présente un maximum de ratio de bande passante à son délai est choisi pour le chemin de routage. Les auteurs de (Pefkianakis, Wong et Lu, 2008) définissent une métrique de routage PSA qui est basée sur la disponibilité du spectre à un nœud donné en fonction du nombre de blocs de fréquences et de la qualité des blocs de fréquences en fonction de leur bande passante et le taux de perte. Dans (Abdrabou et Zhuang, 2006) le nœud source envoie un paquet de demande de route pour découvrir un itinéraire qui satisfait aux exigences de qualité de service. Le paquet est envoyé dans la direction estimée à destination tant que les exigences de qualité de service sont remplies. Si les exigences de qualité de service ne sont pas respectées, un paquet de défaillance de route est envoyé au nœud de source pour commencer une autre découverte de route avec QoS requise.

On a tenu compte des facteurs cités à la Section 3.1 pour la conception de la métrique de routage pour pouvoir acheminer les connexions des usagers secondaires dans un environnement cognitif. Ce qui nous motive pour le travail présenté dans ce chapitre est de pouvoir offrir un meilleur service de connexion aux usagers secondaires. Pour cela nous tenons compte des qualités des canaux qui sont assignés aux nœuds du réseau de façon à acheminer la connexion à travers un chemin muni de canaux de meilleure qualité. Donc, l'objectif est d'augmenter le pourcentage d'utilisation de meilleurs canaux dans le réseau et, dans notre approche, cet objectif est réalisé en donnant un coût plus élevé aux canaux avec

moindre QoS. La qualité d'un canal est mesurée en se basant sur le rapport signal sur bruit, et on suppose qu'il y a 3 classes de qualité de canal à savoir: bonne, moyenne, mauvaise.

7.2 Modèle approximatif pour le calcul du prix caché du nœud

Comme il existe différentes classes de canaux dans chaque nœud, chaque état, x , du nœud dans le diagramme de processus de Markov dans le modèle décomposé représente le nombre de connexions SUs transportées par chaque classe de canaux et le nombre de PUs actifs au nœud. Ceci nous conduit à un diagramme multidimensionnel qui est difficile à mettre en pratique à cause de la cardinalité considérable des états et la complexité du traitement créant ainsi des contraintes portant sur la disponibilité des ressources requises (mémoires, processeurs). Pour pallier les contraintes décrites, on propose un modèle approximatif pour le calcul du prix caché dépendant d'état du nœud. Dans ce modèle, la dimensionnalité du diagramme de processus de Markov est réduite à deux. Comme il y a 3 classes de canaux, trois matrices de 2D (deux dimensions) contenant des prix cachés dépendant d'état, $p_j^s(x_l, \pi)$, sont calculées pour chaque nœud du réseau. Où x_l dénote l'état du nœud s dans le diagramme de processus de Markov 2D qui représente le nombre de connexions SU et le nombre de PUs actifs dans le nœud s . Chaque, matrice l , est conçue pour la classe l et dans laquelle les prix cachés sont calculés en supposant que tous les canaux au nœud s sont de la même classe l . À l'arrivée d'une demande de connexion, la nouvelle valeur du prix caché dépendant d'état du nœud est calculée en se basant sur la moyenne pondérée des prix cachés dépendant d'état provenant de ces matrices. Alors le poids associé de chaque classe l est le nombre de connexions SUs transportées par les canaux du nœud s appartenant à cette classe. La moyenne pondérée est plus précise dans ce cas, car on se base exactement sur le nombre de connexions transportées par chaque classe de canaux, si par exemple toutes les connexions au nœud sont transportées par une seule classe de canaux, la moyenne pondérée est équivalente au modèle exact. Cette nouvelle valeur du prix caché dépendant d'état du nœud, $\hat{p}_j^s(x, \pi)$, est exprimée comme suit:

$$\dot{p}_j^s(x, \pi) = \frac{\sum_{l \in L^s} p_j^s(x_l, \pi) m_l^s}{\sum_{l \in L^s} m_l^s} \quad (7.1)$$

où, L^s , représente l'ensemble des classes de canaux du nœud s et m_l^s est le nombre de connexions SUs transportées par les canaux de classe l à l'état x . La quantité m_l^s est obtenue à partir de la base de données. La nouvelle valeur du prix caché dépendant d'état est utilisée dans la formule ci-dessous pour le choix du chemin de routage.

$$g_{max} = \max_{k \in W_j} [r_j - \sum_{s \in S^k} \dot{p}_j^s(x, \pi)] \quad (7.2)$$

où W_j dénote l'ensemble de chemins alternatifs et r_j est le paramètre de récompense de la connexion classe j . À l'issue de l'équation (7.2) le chemin avec le gain maximum positif sera choisi pour le chemin de routage. Notez qu'on utilise l'algorithme d'itération de valeur (3.15) de CHAPITRE 3 pour calculer les prix cachés $p_j^s(x_l, \pi)$ pour chaque état où une connexion est admissible. Le taux de récompense du nœud s , à l'état x_l (3.12) est modifié par un ajout d'un taux de coût comme suit:

$$q(x_l) = (r_1^s - \gamma_l) \cdot x_1 \cdot \mu_1 \quad (7.3)$$

où $q(x_l)$ est le taux de récompense à l'état x_l pour la classe l et γ_l est le coût associé. Le nombre de connexions de SUs à l'état x_l est représenté par x_1 et μ_1 est le taux de service de SUs. Pour les 3 classes de canaux considérées à savoir : bonne, moyenne, mauvaise, les coûts associés sont définis comme suit : $\gamma_1 < \gamma_2 < \gamma_3$ et le coût associé à la classe de canaux de bonne qualité, γ_1 , est nul.

7.3 Procédure d'adaptation de capacité sans réutilisation de canal

La condition d'optimalité (4.5), qui est l'égalisation de tous les prix cachés moyens des nœuds, est toujours valable et par conséquent on peut atteindre cette condition d'optimalité en effectuant des opérations de prêt et d'emprunt (*direct un à un*). Le calcul des capacités

requis des nœuds et l'assignation des canaux sont effectués par l'exécution des étapes suivantes:

1. Estimer les nouveaux prix cachés moyens de tous les nœuds, $\bar{p}_s(N_s) \forall s \in S$. Le prix caché moyen du nœud s est obtenu par la moyenne pondérée des prix cachés moyens de 3 classes de canaux du nœud s . $\bar{p}_s(N_s)$ est calculé comme suit :

$$\bar{p}_s(N_s) = \frac{\sum_{l \in L^s} \bar{p}_s^l(N_s) n_s^l}{\sum_{l \in L^s} n_s^l} = \frac{\sum_{l \in L^s} \bar{p}_s^l(N_s) n_s^l}{N_s} \quad (7.4)$$

où, $\bar{p}_s^l(N_s)$, est le prix caché moyen du nœud s si le nœud s n'aurait possédé que les canaux de classe l , et n_s^l est le nombre des canaux de classe l qui sont assignés au nœud s , cette quantité est obtenue à partir de la base de données;

2. Arrêter l'algorithme lorsque l'erreur relative est égale ou inférieure au seuil:

$$\frac{\max \hat{p}(N) - \min \hat{p}(N)}{\max \hat{p}(N)} \leq \eta \quad (7.5)$$

où $\max \hat{p}(N)$ et $\min \hat{p}(N)$ représentent respectivement la valeur maximum et minimum de prix caché moyen et η est le seuil spécifié;

3. Utiliser l'algorithme *analytique* ou *heuristique* (décrits dans les Sections 4.3 et 4.4) pour calculer les capacités requises des nœuds. Lors de l'utilisation de l'approche analytique, la nouvelle capacité du nœud obtenue par l'équation (4.12) doit être arrondie à une valeur entière. Si l'on utilise l'algorithme *heuristique* l'équation (4.14) est changée comme suit:

$$\bar{p} = \frac{\sum_{s \in S} \bar{p}_s(N_s) \bar{\lambda}_1^s}{\sum_{s \in S} \bar{\lambda}_1^s} \quad (7.6)$$

où \bar{p} est le prix caché moyen du réseau.

Comme expliqué à la Section 4.3, la valeur de δ_s représente la variation de la valeur de capacité du nœud s comparée à l'itération précédente, puis les nœuds avec $\delta_s < 0$ deviennent prêteurs et avec $\delta_s > 0$ deviennent emprunteurs;

4. Effectuer l'assignation des canaux pour atteindre les nouvelles capacités calculées à partir de l'étape 3 et passer à l'étape 1. Pour transférer un canal à partir du nœud prêteur à un nœud emprunteur, une gestion des canaux est nécessaire. Si tous les canaux sont occupés par des SUs alors la connexion qui est proche de son temps de service est supprimée afin de fournir un canal au nœud emprunteur, autrement un canal qui est utilisé par un PU est transféré, mais il ne peut pas être utilisé par le nœud emprunteur jusqu'à ce que le canal soit occupé par le PU.

7.4 Résultats numériques

Nous analysons la performance des algorithmes de CAC et de routage et l'adaptation de capacité proposés dans ce chapitre en utilisant le même scénario du réseau avec les mêmes critères que la Section 6.1. La topologie est illustrée à la Figure 6.1 et on note que le trafic de SU est divisé en deux niveaux. Un faible niveau de trafic est offert à une moitié du réseau tandis que l'autre moitié reçoit un niveau élevé de trafic. Les deux moitiés sont présentées dans la Figure 6.1 où la ligne verticale en pointillés sépare ces deux régions. Les niveaux de trafic sont graduellement inversés pour les deux moitiés au cours de 50 unités de temps commençant à 750. La différence se situe dans la considération de 3 classes de qualité de canaux et le mode de fonctionnement du réseau qui est sans réutilisation de canal et pour lequel 3 cas sont comparés entre eux-mêmes. Donc les 140 canaux cognitifs initialement disponibles sont distribués entre les nœuds du réseau, 14 nœuds obtiennent la capacité de 8 canaux et les 4 autres nœuds obtiennent la capacité de 7 canaux.

Le Tableau 7.1 identifie les 3 cas utilisés pendant les essais. Les coûts associés aux classes de canaux: bonne, moyenne, mauvaise sont respectivement (0, 0.75, 1.5). Le premier cas a été présenté au CHAPITRE 6 dans lequel il y a une seule classe de canaux (de bonne qualité) sans considération du coût.

Tableau 7.1 Les 3 cas d'essais

	Le nombre de canaux de classe 1	Le nombre de canaux de classe 2	Le nombre de canaux de classe 3
Cas 1	140	0	0
Cas 2	47	46	47
Cas 3	36	52	52

7.4.1 Réalisation de l'objectif

Dans cette section on met en évidence la réalisation de l'objectif poursuivi dans ce chapitre en illustrant le pourcentage d'utilisation des classes de canaux dans le réseau considéré. La Figure 7.1 montre le pourcentage d'utilisation des canaux dans le cas 2 où les canaux de classe 1 sont utilisés plus que les autres classes. Dans cet essai, une fois que le chemin de routage a été sélectionné par l'équation (7.2), on alloue le premier canal libre selon la base de données dans chaque nœud du chemin pour pouvoir acheminer la connexion. Le pourcentage d'utilisation des canaux de classe 1 est augmenté pour le cas 2, à la Figure 7.2 où on choisit de préférence d'allouer meilleur canal disponible pour chaque nœud du chemin sélectionné à l'issue de l'équation (7.2). La Figure 7.3 montre le pourcentage d'utilisation des classes de canaux pour le cas 3, sans choix du canal de préférence au moment du routage. Les résultats obtenus indiquent bien le bon fonctionnement de notre algorithme de routage et d'allocation des canaux présentés dans ce chapitre.

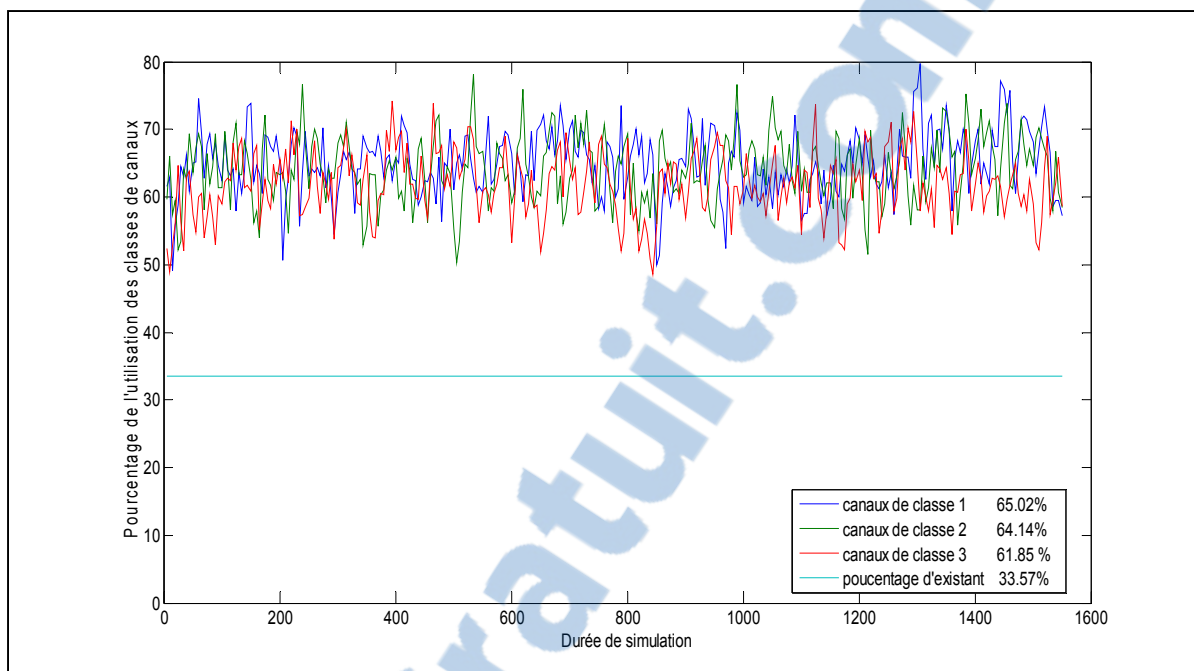


Figure 7.1 Pourcentage d'utilisation des classes de canaux, sans choix de canal de préférence au moment de routage (Cas 2).

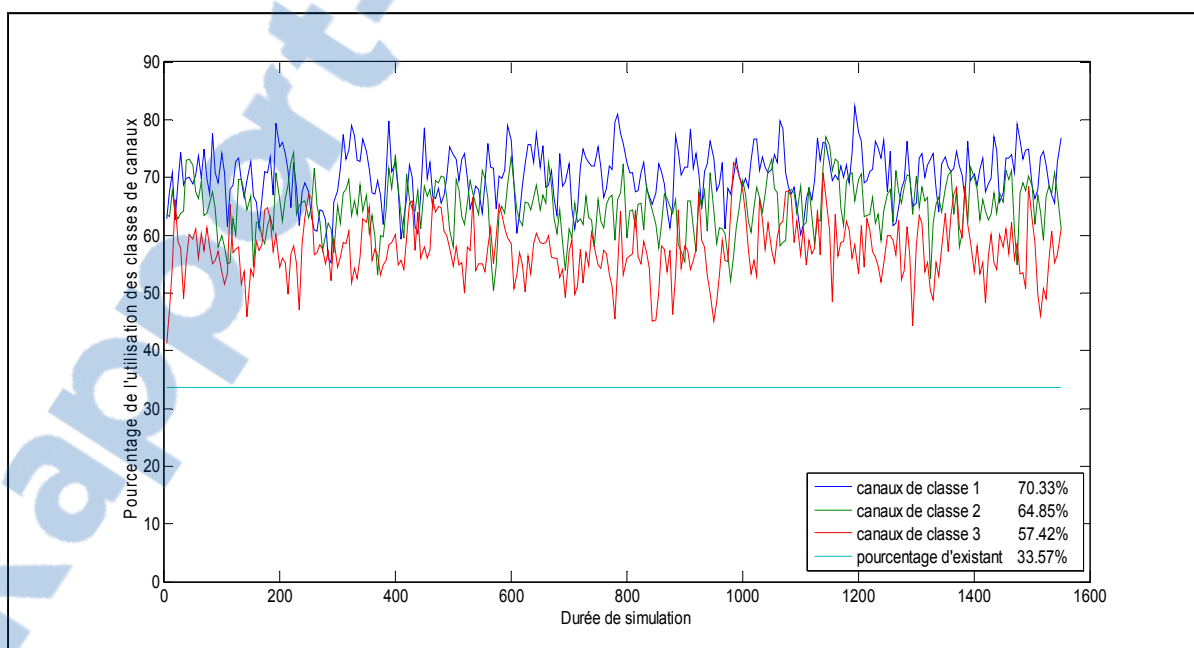


Figure 7.2 Pourcentage d'utilisation des classes de canaux, avec le choix de canal de préférence au moment de routage (Cas 2).

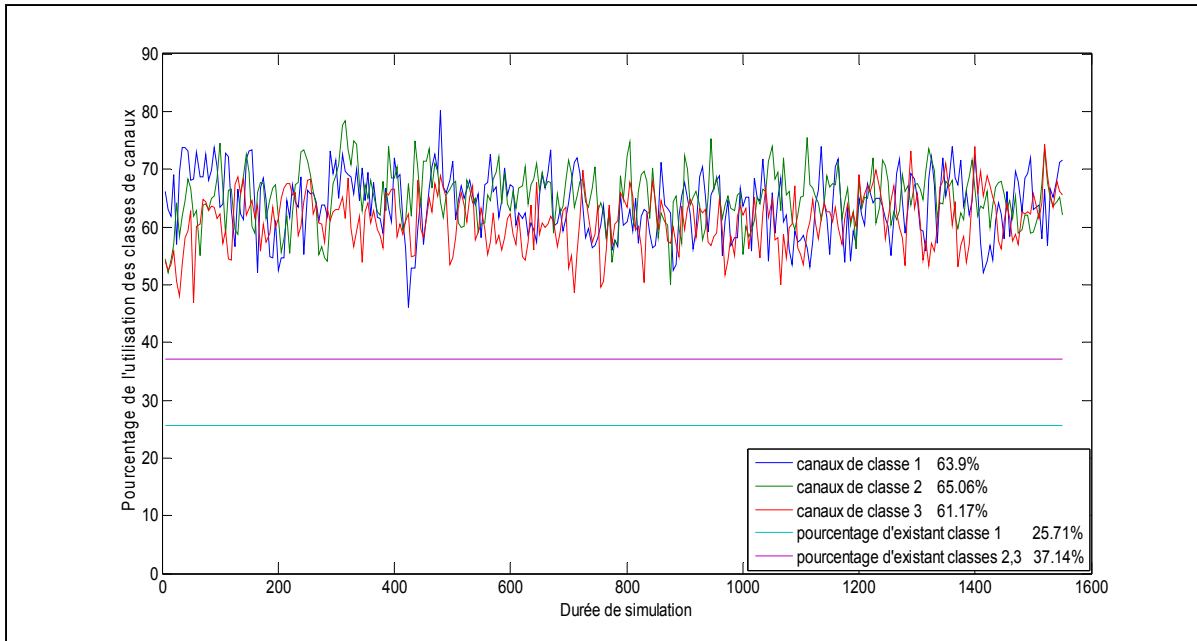


Figure 7.3 Pourcentage d'utilisation des classes de canaux, sans choix de canal de préférence au moment de routage (Cas 3).

7.4.2 Égalisation des prix cachés moyens

La condition d'optimalité (4.5) pour l'adaptation de capacité dans le mode de non-réutilisation des canaux est l'égalisation de tous les prix cachés moyens des nœuds. Dans la Figure 7.4, nous présentons les prix cachés moyens pour les nœuds 1,2, 3,4, 7,8 pour l'essai de cas 2. Les nœuds 3, 4, 8 reçoivent un trafic élevé jusqu'au temps 750 et les nœuds 1, 2, 7 reçoivent un trafic faible au cours de la même période de temps. Après le temps 750, le niveau de trafic est inversé graduellement pour les deux groupes. Dans la Figure 7.5 nous comparons la valeur de \bar{p} pour les 3 cas étudiés, on remarque au fur et à mesure que le nombre de canaux de bonnes qualités est diminué la valeur de \bar{p} est augmentée. Ceci est dû au fait que dans le calcul du taux de récompense, l'équation (7.3) elle-même utilisée dans le calcul du prix caché dépendant de l'état du nœud, le coût associé à la classe de canaux de bonne qualité étant nul. L'introduction d'un coût dans le taux de récompense fait augmenter la valeur du prix caché dépendant de l'état, par conséquent la valeur de \bar{p} augmente.

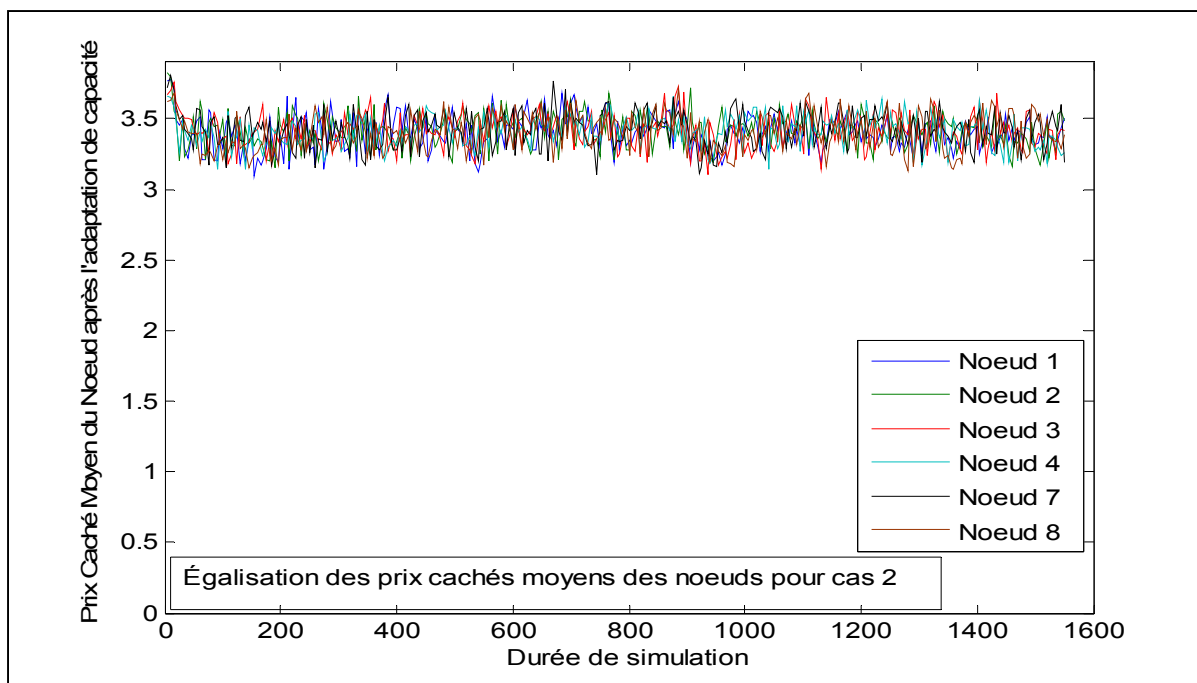


Figure 7.4 Prix caché moyen du nœud pour le cas 2.

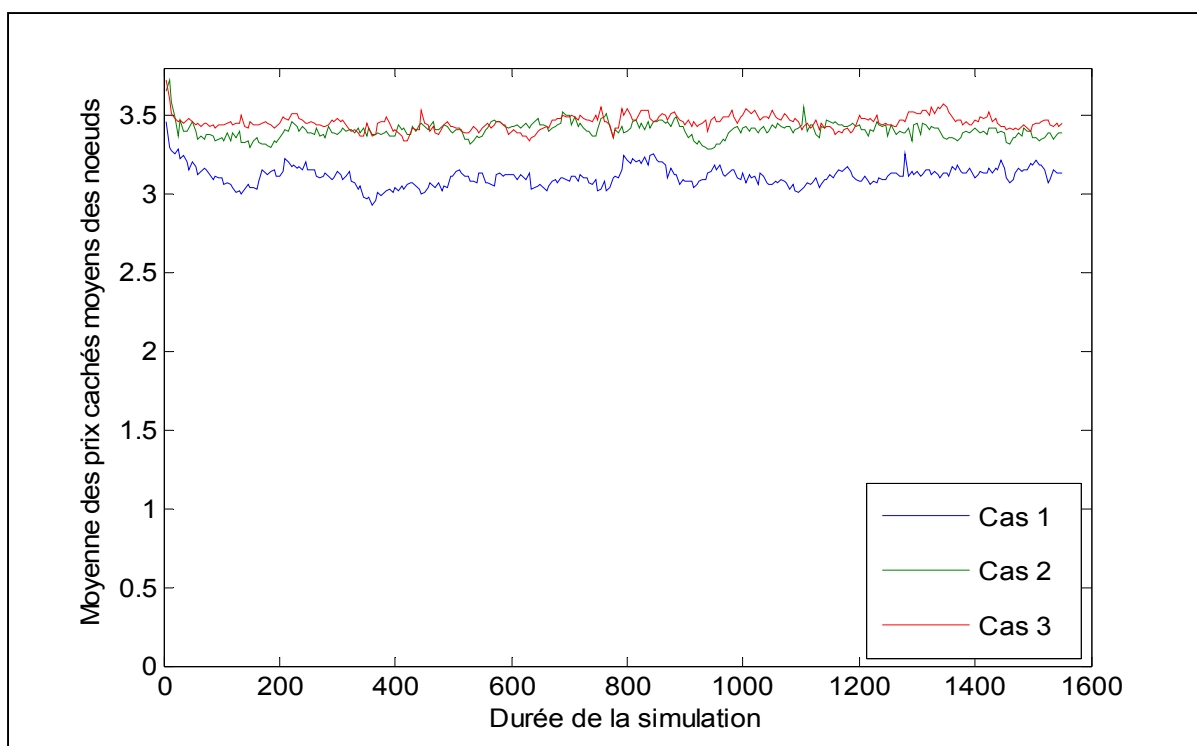


Figure 7.5 Moyenne des prix cachés moyens des nœuds pour les 3 cas testés.

Un exemple de non-adaptation des canaux pendant la deuxième période de simulation commençant par le temps 750ts est illustré à la Figure 7.6 où, il existe un écart important entre les prix cachés moyens des nœuds ce qui causera l'augmentation du taux moyen de rejet des connexions de SU, telle qu'elle est présentée à la Section 7.4.4

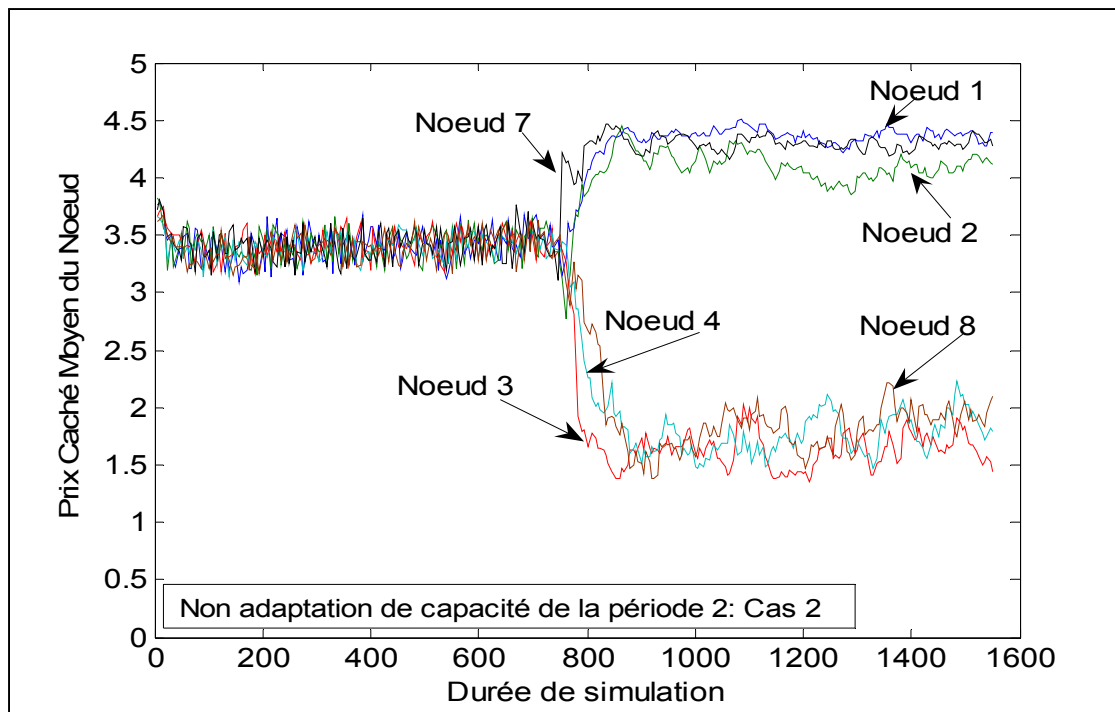


Figure 7.6 Prix caché moyen du nœud, les capacités ne sont pas adaptées après 750ts.

7.4.3 Convergence

La trajectoire d'allocation des capacités pour le cas 1 est illustrée à la Figure 6.8 et son comportement est expliqué à la Section 6.3. En ce qui concerne l'essai effectué pour le cas 2, la Figure 7.7 montre la trajectoire d'allocation des capacités pour les nœuds sélectionnés (1,2, 3,4, 7,8). La figure indique que le système converge de la capacité initiale allouée à un état relativement stable dans quarante intervalles d'échantillonnage (200 unités de temps). Au temps 750 les niveaux de trafics sont inversés graduellement pendant 50 unités de temps. Le système converge à nouveau à un état relativement stable en trente-deux intervalles de temps

d'échantillonnage à 910. Dans la Figure 7.7, certaines fluctuations des capacités, par exemple le nœud 8 en deuxième période de l'intervalle (800-1000), sont dues aux transferts des canaux de mauvaise qualité aux nœuds. Pour diminuer le prix caché moyen d'un nœud afin de réaliser l'égalisation des prix cachés, il faudra transférer plusieurs canaux de mauvaise qualité, par conséquent la capacité du nœud augmente, mais les prix cachés moyens sont égalisés selon la Figure 7.4. Par la suite la capacité du nœud est équilibrée en perdant les mauvais canaux excédentaires contre l'obtention de quelque peu canaux de bonne ou moyenne qualité. Les trajectoires d'état plus détaillées pour le nœud 4 sont représentées sur la Figure 7.8. Ici, nous avons les trajectoires de nombre de canaux alloués au nœud, occupés par des PUs, SUs, et la somme d'occupation de PU et SU. À la Figure 7.9, on montre l'occupation des 3 classes de canaux par les connexions d'utilisateurs secondaires. À la Figure 7.10, on montre les allocations des capacités pour les mêmes nœuds sélectionnés de l'essai effectué dans le cas 3. La figure montre que le système converge de la capacité initiale allouée à un état relativement stable dans quarante intervalles au temps 200 dans la première période et dans trente-huit intervalles au temps 940 dans la deuxième période. On se rend compte qu'autant la qualité des canaux pour un cas donné, se dégrade la convergence des capacités des nœuds vers un état stable devient tardive.

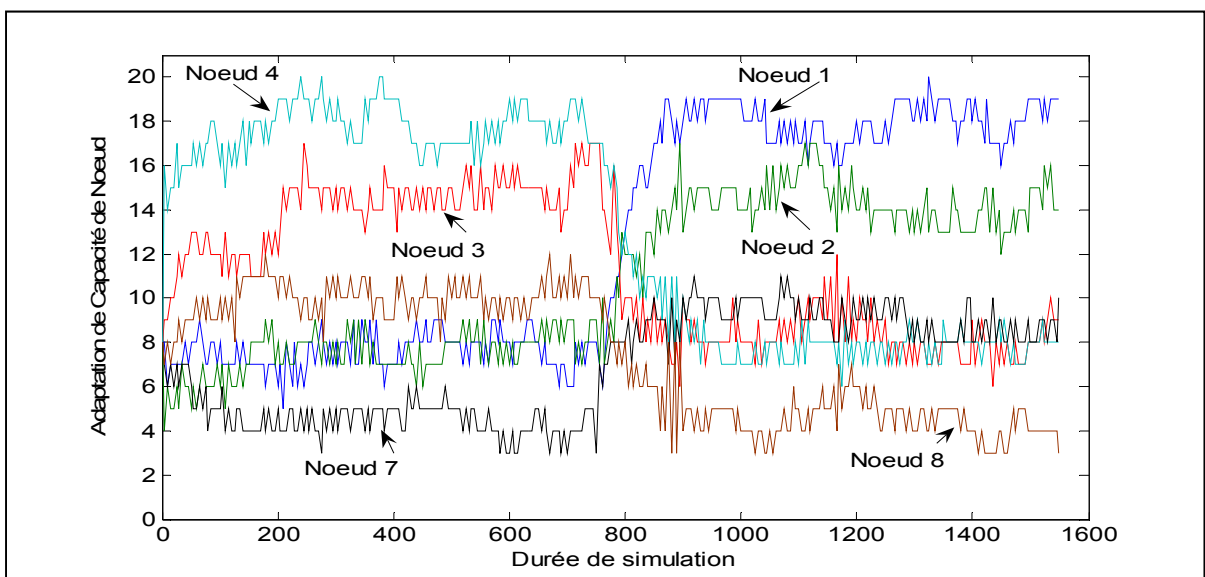


Figure 7.7 Allocation de capacité pour les nœuds 3,4,8 et 1,2,7(Cas 2).

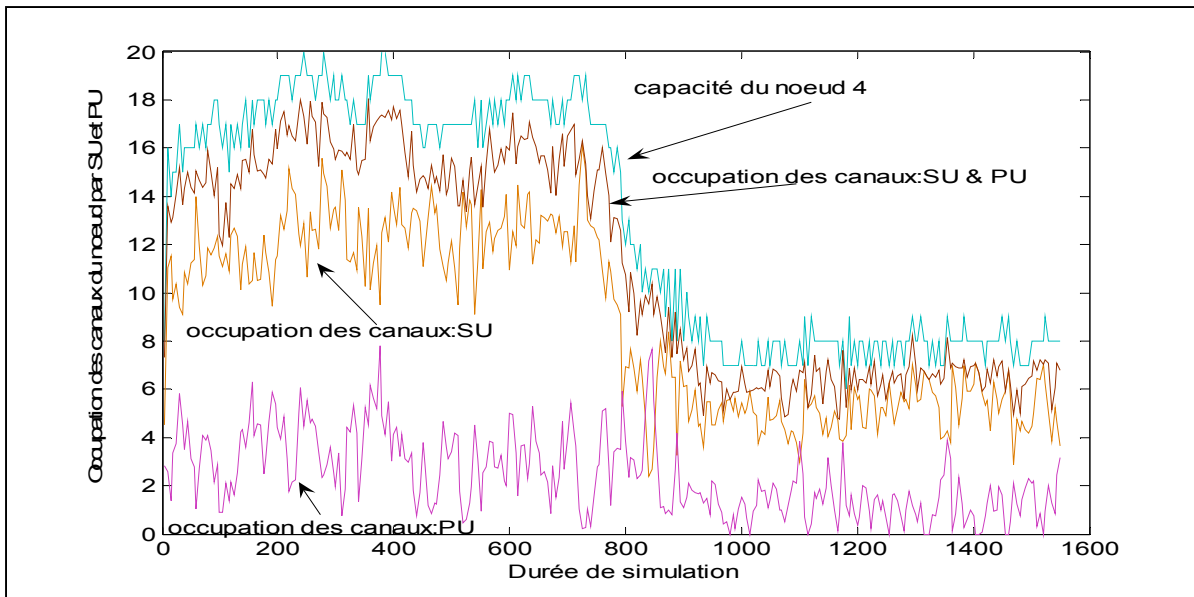


Figure 7.8 Occupation des canaux nœud 4, SUs et PUs (Cas 2).

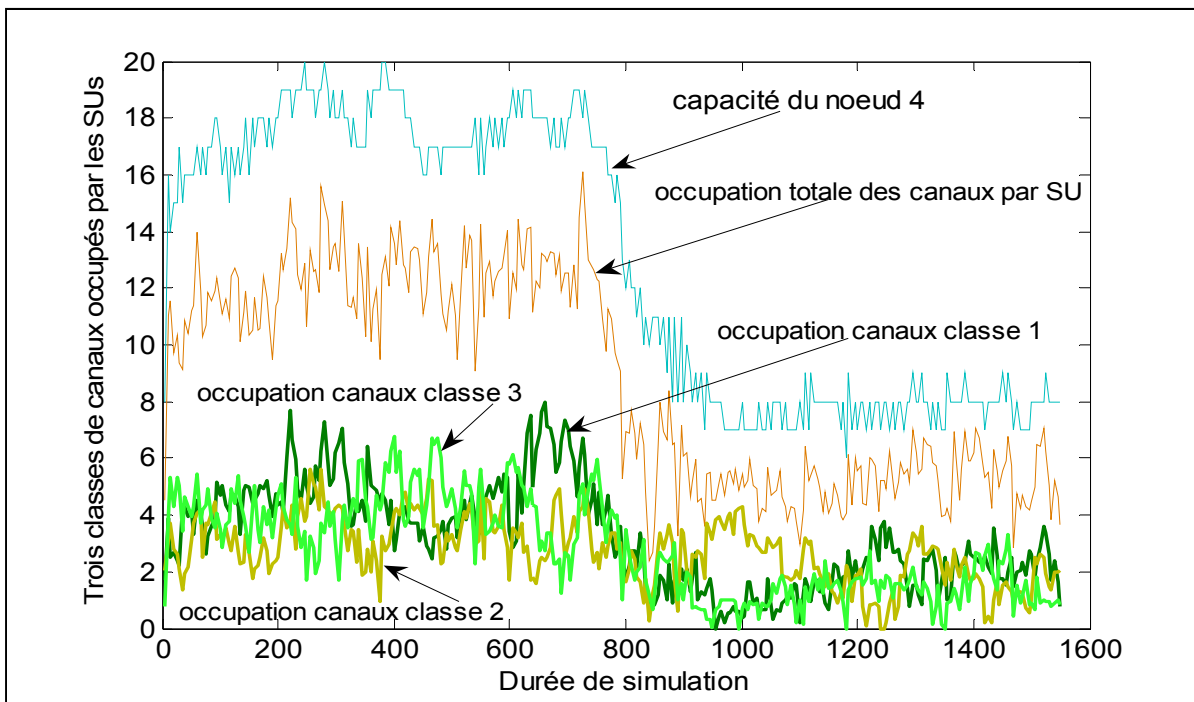


Figure 7.9 Occupation des 3 classes de canaux par les connexions SUs (Cas 2).

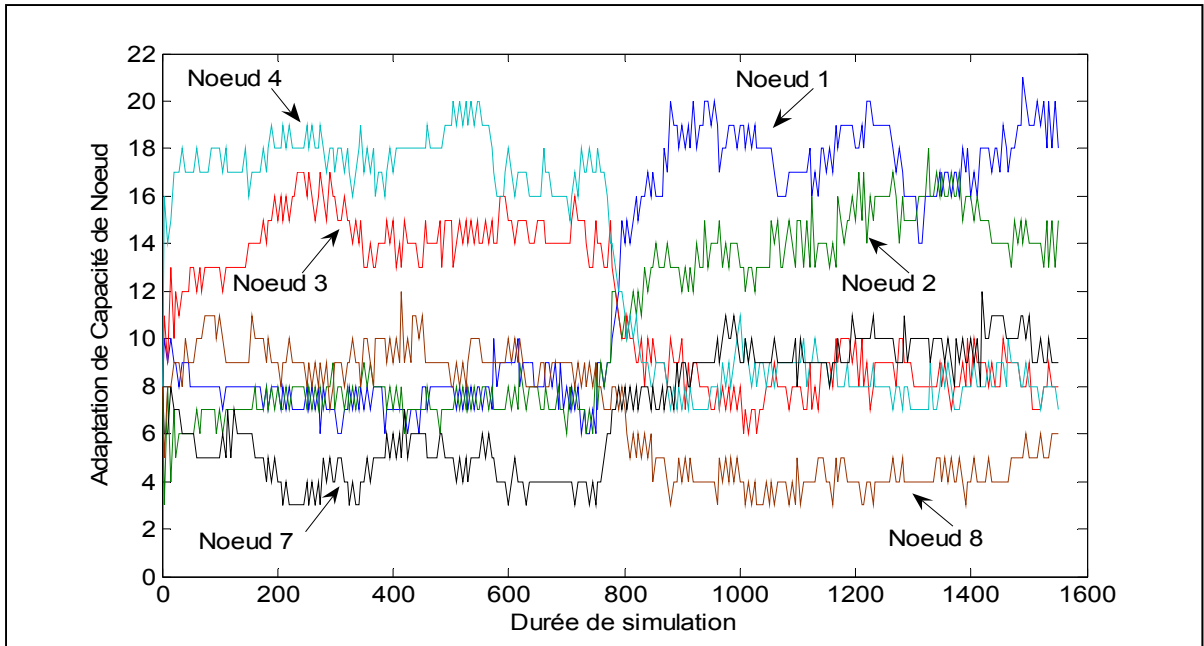


Figure 7.10 Allocation de capacité pour les nœuds 3,4,8 et 1,2,7(Cas 3).

7.4.4 Les taux de rejet

La Figure 7.11 illustre le taux moyen de rejet du réseau, B_T , pour les 3 cas étudiés durant toute la durée de la simulation. on remarque que, B_T , est augmenté de 4.79% et de 5.7% respectivement pour les cas 2 et 3 en comparant avec le cas 1 présenté au Tableau 6.4. Cette augmentation est due à l'introduction du coût γ_l dans le calcul du prix caché dépendant d'état du nœud, $p_j^s(x, \pi)$, qui est la métrique du routage sensible à la qualité de canal conformément à la Section 7.2. Selon l'équation (7.2) la nouvelle connexion est rejetée si aucun chemin ne donne un gain positif. Dans la Figure 7.12, on montre l'accroissement du taux moyen de rejet pour la deuxième période, si pendant cette période l'adaptation de capacité n'a pas eu lieu.

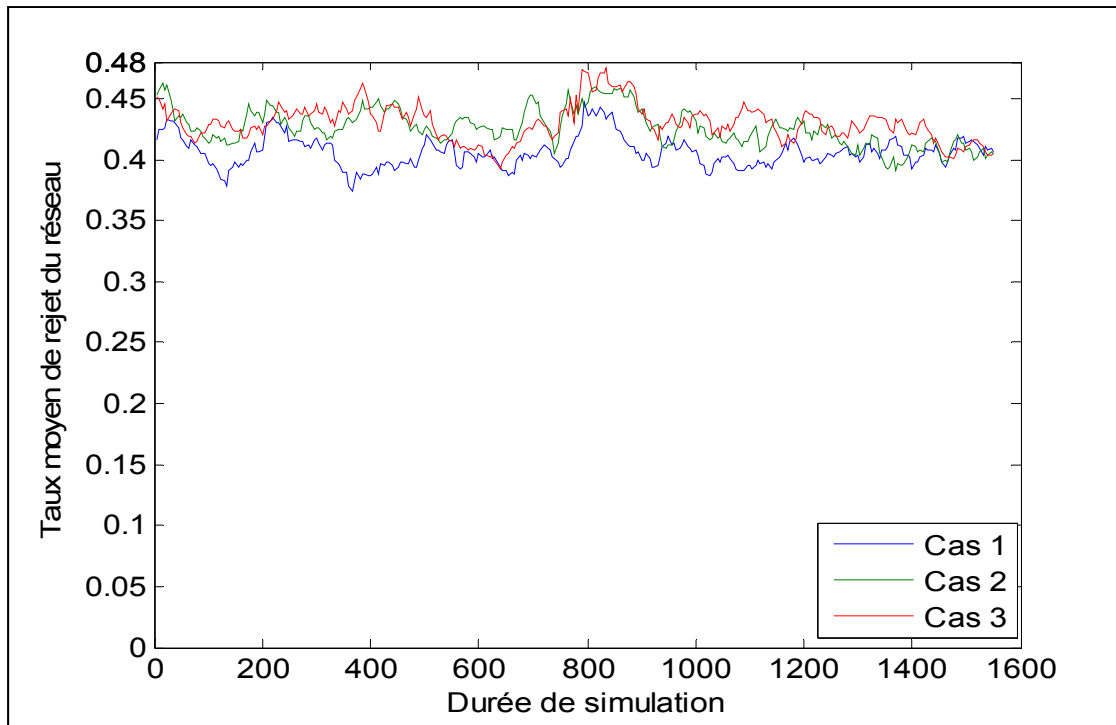


Figure 7.11 Taux moyen de rejet du réseau pour les 3 cas étudiés.

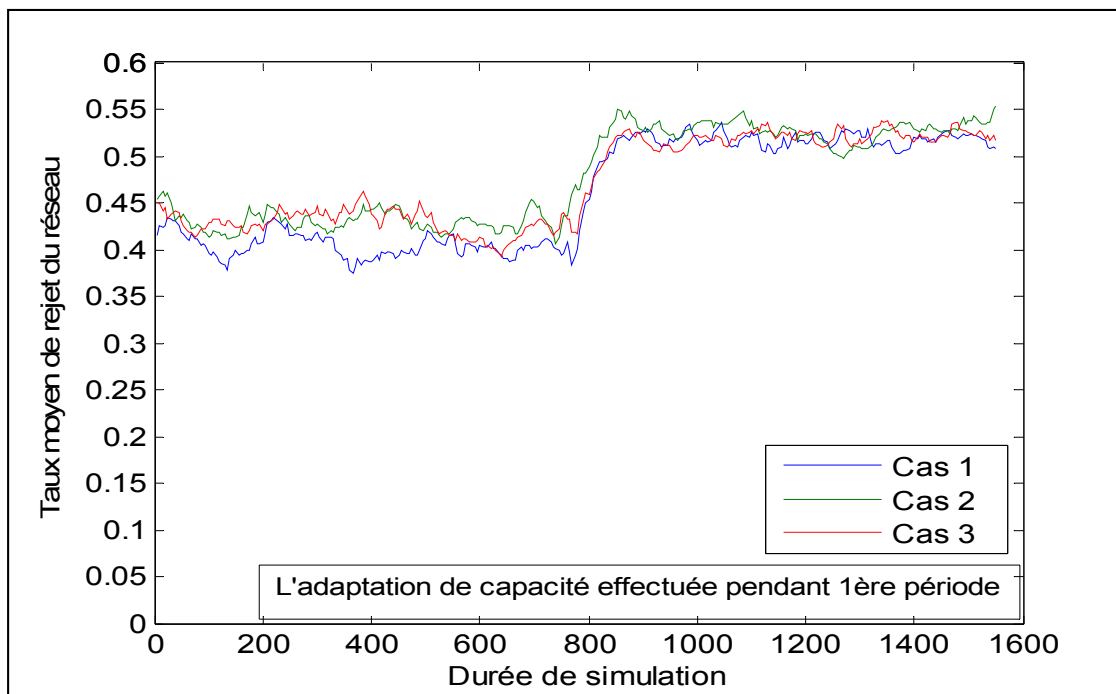


Figure 7.12 Taux moyen de rejet du réseau pour les 3 cas étudiés (les capacités ne sont pas adaptées après 750ts).

CONCLUSION

Dans cette thèse, nous avons proposé un cadre économique qui intègre le contrôle d'admission des connexions et de routage conjointement avec d'allocation des canaux dans les réseaux maillés sans fil avec la radio cognitive. Cette intégration est réalisée grâce à l'utilisation du nouveau concept du prix caché du nœud fondé sur le processus de décision de Markov décomposé et qui tient compte de la préemption des utilisateurs secondaires par des utilisateurs primaires. Par ailleurs la modélisation au niveau de la connexion nous permet d'assurer la qualité de service de bout en bout nécessaire pour supporter le contenu multimédia et les services d'urgences. Celle-ci est réalisée par une gestion de bande passante effective au niveau de la connexion afin de garantir une qualité de service au niveau de paquet.

Le cadre économique nous permet de dériver les conditions de maximisation du profit pour les deux cas de 'non-réutilisation de canaux' et 'réutilisation de canaux'. En utilisant ces conditions d'optimalité, nous proposons la procédure d'adaptation de capacité pour chaque cas basée sur la stratégie de prêt et d'emprunt de canal entre les nœuds. Les résultats des simulations montrent que le système converge vers un état stable dans un délai de temps raisonnable. Deux algorithmes sont proposés pour calculer les capacités des nœuds du réseau et la performance de l'algorithme heuristique moins complexe est pratiquement la même que celle de l'algorithme analytique. Il est important de souligner que le modèle décomposé qui est proposé dans cette thèse nous permet un déploiement distribué des algorithmes de routage et d'allocation des canaux. La mise en œuvre de l'approche présentée peut être réalisée de plusieurs façons. En ce qui concerne le calcul des prix cachés et leurs moyennes, il est important que ces deux paramètres puissent être calculés localement dans les nœuds respectifs, basés sur des mesures locales de distribution du trafic. L'algorithme de CAC et le routage pourrait utiliser un serveur centralisé pour calculer des itinéraires optimaux mais une mise en œuvre décentralisée (parmi les nœuds) semble être la mieux adaptée même si elle nécessite la distribution des métriques à tous les nœuds de sorte que chaque nœud puisse calculer les itinéraires optimaux lorsque cela est nécessaire. Telle approche décentralisée est

analogue à l'implémentation de l'algorithme du routage OSPF dans les systèmes autonomes d'Internet qui est décentralisé bien qu'il utilise l'algorithme de Dijkstra qui a besoin de connaître des états de tous les liens du réseau. De même, l'allocation de capacité adaptative peut être réalisée de manière centralisée ou décentralisée selon que l'opérateur du réseau veut avoir une base de données centralisée sur un serveur ou une base de données décentralisée avec une image complète à chaque nœud. Dans le cas de l'implémentation décentralisée la synchronisation des bases de données devient impérative et que leurs mises à jour doit être effectuées simultanément. Chacune de ces solutions a ses avantages et ses inconvénients liés à la fiabilité, le trafic de signalisation et des problèmes de synchronisation des bases de données. Dans cette thèse, ces questions ne sont pas abordées.

On a implémenté un modèle d'approximation de calcul des prix cachés afin de pouvoir offrir un meilleur service de connexion aux usagers secondaires dans le mode de non-réutilisation des canaux. Pour cela nous tenons compte des qualités des canaux qui sont assignés aux nœuds du réseau de façon à acheminer la connexion à travers un chemin muni de canaux de meilleure qualité. Les canaux de mauvaise qualité se voient assigner un coût, ceci devient plus élevé quand la qualité du canal se dégrade davantage. Les résultats de simulation confirment la validité de ce modèle qui est utile pour les applications sensibles à la qualité du canal.

Le projet peut être étendu pour considérer l'aspect qualitatif de canal pour le mode de fonctionnement avec la réutilisation des canaux afin de mieux modéliser l'environnement cognitif pour les opérations conjointes de routage et l'allocation des canaux.

Autre aspect à étudier serait de routage des connexions hétérogènes avec différents besoins en bande passante et temps de service moyen dans le même environnement cognitif vu la nécessité d'acheminer les trafics avec des contraintes de qualité de service différentes.

RECOMMANDATIONS

La procédure d'adaptation de capacité utilisée dans le mode de fonctionnement avec la réutilisation des canaux emploie certaines classes d'opérations de prêt et d'emprunt dans lesquelles certains nœuds prêteurs perdent un ou deux canaux au cours de chaque opération de prêt dans la topologie utilisée.

Une solution envisageable serait d'appeler le module de réutilisation des canaux de nouveau à l'intérieur du cycle d'itération d'adaptation de capacité de sorte qu'on puisse combler les canaux perdus au cours de l'exécution de la procédure d'adaptation de capacité. Cela va améliorer davantage la performance obtenue en diminuant encore le taux de rejet et le prix caché moyen du réseau.

LISTE DE RÉFÉRENCES BIBLIOGRAPHIQUES

- Abdrabou, A., et W. Zhuang. 2006. « A position-based QoS routing scheme for UWB mobile ad hoc networks ». *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 24, n° 4, p. 850-856.
- Akyildiz, I.F., W.Y. Lee, M.C. Vuran et S. Mohanty. 2006. « NeXt generation/dynamic spectrum access/cognitive radio wireless networks: a survey ». *Computer Networks*, vol. 50, n° 13, p. 2127-2159.
- Awduche, Daniel O., et Bijan Jabbari. 2002. « Internet traffic engineering using multi-protocol label switching (MPLS) ». *Computer Networks*, vol. 40, n° 1, p. 111-129.
- Beard, C. 2005. « Preemptive and delay-based mechanisms to provide preference to emergency traffic ». *Computer Networks*, vol. 47, n° 6, p. 801-824.
- Čabrić, D., S.M. Mishra, D. Willkomm, R. Brodersen et A. Wolisz. 2005. « A cognitive radio approach for usage of virtual unlicensed spectrum ». In Citeseer.
- Cao, L., et H. Zheng. 2005. « Distributed spectrum allocation via local bargaining ». In *Proc. IEEE SECON*. Vol. 5, p. 119-127.
- Capar, F., I. Martoyo, T. Weiss et F. Jondral. 2002. « Comparison of bandwidth utilization for controlled and uncontrolled channel assignment in a spectrum pooling system ». In *Vehicular Technology Conference, 2002. VTC Spring 2002. IEEE 55th*. Vol. 3, p. 1069-1073. IEEE.
- Chang, C.Y., P.C. Huang, C.T. Chang et C. Yuh-Shyan. 2003. « Dynamic channel assignment and reassignment for exploiting channel reuse opportunities in ad hoc wireless networks ». *IEICE transactions on communications*, vol. 86, n° 4, p. 1234-1246.
- Chen, S.L., P.H.J. Chong et M. Yang. 2007. « Dynamic channel assignment with flexible reuse partitioning in cellular systems ». *Wireless Personal Communications*, vol. 42, n° 2, p. 161-183.
- Cheng, G., W. Liu, Y. Li et W. Cheng. 2007. « Joint on-demand routing and spectrum assignment in cognitive radio networks ». In *Communications, 2007. ICC'07. IEEE International Conference on*. p. 6499-6503. IEEE.
- Couto, D.S.J.D., D. Aguayo, J. Bicket et R. Morris. 2005. « A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing ». *Wireless Networks*, vol. 11, n° 4, p. 419-434.

- Dong Heon, Lee, Jeon Wha Sook et Jeong Dong Geun. 2010. « Joint Channel Assignment and Routing in Cognitive Radio-based Wireless Mesh Networks ». In *2010 IEEE Vehicular Technology Conference (VTC 2010-Spring), 16-19 May 2010*. (Piscataway, NJ, USA), p. 5 pp. Coll. « Proceedings 2010 IEEE 71st Vehicular Technology Conference (VTC 2010-Spring) »: IEEE.
< <http://dx.doi.org/10.1109/VETECS.2010.5494065> >.
- Draves, R., J. Padhye et B. Zill. 2004. « Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks ». In., p. 114-128. ACM.
- Duan, Z., Z.L. Zhang et Y.T. Hou. 2003. « Service overlay networks: SLAs, QoS, and bandwidth provisioning ». *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, vol. 11, n° 6, p. 870-883.
- Dziong, Z. 1997. *ATM Network resource management*. McGraw-Hill, Inc.
- Fitzek, F.H.P., et M.D. Katz. 2007. *Cognitive wireless networks: concepts, methodologies and visions inspiring the age of enlightenment of wireless communications*. Springer Publishing Company, Incorporated.
- Ghasemi, Amir, et Elvino S. Sousa. 2007. « Optimization of Spectrum Sensing for Opportunistic Spectrum Access in Cognitive Radio Networks ». In *Consumer Communications and Networking Conference, 2007. CCNC 2007. 4th IEEE*. (Jan. 2007), p. 1022-1026.
- Guoan, Zhang, Gu Jinyuan et Bao Zhihua. 2010. « Distributed joint routing and channel allocation algorithm in cognitive wireless mesh networks ». In *2010 3rd IEEE International Conference on Broadband Network & Multimedia Technology (IC-BNMT 2010), 26-28 Oct. 2010*. (Piscataway, NJ, USA), p. 432-7. Coll. « Proceedings 2010 3rd IEEE International Conference on Broadband Network Multimedia Technology (IC-BNMT 2010) »: IEEE.
< <http://dx.doi.org/10.1109/ICBNMT.2010.5705127> >.
- Han, Q., M. Huang, T. Wang, S. Shang et L. Zeng. 2011. « QoS Routing Algorithm for Cognitive Radio Based on Channel Capacity and Interference ». *International Journal of Digital Content Technology and its Applications*, vol. 5, n° 2, p. 267-274.
- He, Q., et H. Zhou. 2008. « Research on the routing algorithm based on qos requirement for cognitive radio networks ». In *Computer Science and Software Engineering, 2008 International Conference on*. Vol. 4, p. 1114-1117. IEEE.
- Hou, Y. T., Shi Yi et H. D. Sherali. 2008. « Spectrum Sharing for Multi-Hop Networking with Cognitive Radios ». *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 26, n° 1, p. 146-155.

- Hou, Y.T., Y. Shi et H.D. Sherali. 2007. « Optimal spectrum sharing for multi-hop software defined radio networks ». In *INFOCOM 2007. 26th IEEE International Conference on Computer Communications. IEEE*. p. 1-9. IEEE.
- Kelly, F.P., S Zachary et I Ziedins. 1996. *Stochastic networks : Theory and Applications, ser. Royal Statistical Society Lecture Note Series*, 71. Springer.
- Krishnamurthy, S., M. Thoppian, S. Venkatesan et R. Prakash. 2005. « Control channel based MAC-layer configuration, routing and situation awareness for cognitive radio networks ». In *Military Communications Conference, 2005. MILCOM 2005. IEEE*. p. 455-460. IEEE.
- Kyasanur, P., et N.H. Vaidya. 2004. « Routing in multi-channel multi-interface ad hoc wireless networks ». *University of Illinois at Urbana-Champaign, Tech. Rep.*
- Leung, K.K., et E. Hossain. 2007. *Wireless Mesh Networks: Architectures, Protocols, Services and Applications*. Springer.
- Liang, Y., et A. Goldsmith. 2007. « Adaptive channel reuse in cellular systems ». In *Communications, 2007. ICC'07. IEEE International Conference on*. p. 857-862. IEEE.
- Ma, M., et D.H.K. Tsang. 2008. « Joint spectrum sharing and fair routing in cognitive radio networks ». In *Consumer Communications and Networking Conference, 2008. CCNC 2008. 5th IEEE*. p. 978-982. IEEE.
- Marina, M.K., S.R. Das et A.P. Subramanian. 2010. « A topology control approach for utilizing multiple channels in multi-radio wireless mesh networks ». *Computer Networks*, vol. 54, n° 2, p. 241-256.
- Nie, N., et C. Comaniciu. 2006. « Adaptive channel allocation spectrum etiquette for cognitive radio networks ». *Mobile Networks and Applications*, vol. 11, n° 6, p. 779-797.
- Ott, TJ, et KR Krishnan. 1985. « State dependent routing of telephone traffic and the use of separable routing schemes ». *Proc. of ITC-11, Kyoto, Japan*.
- Pechiar, J., G. Perera et M. Simon. 2002. « Effective bandwidth estimation and testing for Markov sources ». *Performance Evaluation*, vol. 48, n° 1, p. 157-175.
- Pefkianakis, I., S.H.Y. Wong et S. Lu. 2008. « SAMER: spectrum aware mesh routing in cognitive radio networks ». In *New Frontiers in Dynamic Spectrum Access Networks, 2008. DySPAN 2008. 3rd IEEE Symposium on*. p. 1-5. IEEE.

- Rad, A.H.M., et V.W.S. Wong. 2007. « Joint channel allocation, interface assignment and mac design for multi-channel wireless mesh networks ». In *INFOCOM 2007. 26th IEEE International Conference on Computer Communications. IEEE*. p. 1469-1477. IEEE.
- Raniwala, A., et T. Chiueh. 2005. « Architecture and algorithms for an IEEE 802.11-based multi-channel wireless mesh network ». In *INFOCOM 2005. 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE*. Vol. 3, p. 2223-2234. IEEE.
- Raniwala, A., K. Gopalan et T. Chiueh. 2004. « Centralized channel assignment and routing algorithms for multi-channel wireless mesh networks ». *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review*, vol. 8, n° 2, p. 50-65.
- Ren-Hung, Hwang, J. F. Kurose et D. Towsley. 1994. « MDP routing in ATM networks using virtual path concept ». In *INFOCOM '94. Networking for Global Communications., 13th Proceedings IEEE*. (12-16 Jun 1994), p. 1509-1517 vol.3.
- Sampath, A., L. Yang, L. Cao, H. Zheng et B.Y. Zhao. 2008. « High throughput spectrum-aware routing for cognitive radio networks ». *Proc. of IEEE Crowncom*.
- Sankaranarayanan, S., P. Papadimitratos, A. Mishra et S. Hershey. 2005. « A bandwidth sharing approach to improve licensed spectrum utilization ». In *New Frontiers in Dynamic Spectrum Access Networks, 2005. DySPAN 2005. 2005 First IEEE International Symposium on*. p. 279-288. IEEE.
- Sarkar, S., et K. N. Sivarajan. 2002. « Channel assignment algorithms satisfying cochannel and adjacent channel reuse constraints in cellular mobile networks ». *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, vol. 51, n° 5, p. 954-967.
- Skalli, H., S. Ghosh, S.K. Das, L. Lenzini et M. Conti. 2007. « Channel assignment strategies for multiradio wireless mesh networks: issues and solutions ». *Communications Magazine, IEEE*, vol. 45, n° 11, p. 86-95.
- So, J., et N.H. Vaidya. 2004. « Multi-channel mac for ad hoc networks: handling multi-channel hidden terminals using a single transceiver ». In *Proceedings of the 5th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*. p. 222-233. ACM.
- Subramanian, A.P., H. Gupta, S.R. Das et J. Cao. 2008. « Minimum interference channel assignment in multiradio wireless mesh networks ». *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, vol. 7, n° 12, p. 1459-1473.
- Thoppian, M., S. Venkatesan, R. Prakash et R. Chandrasekaran. 2006. « MAC-layer scheduling in cognitive radio based multi-hop wireless networks ». In *Proceedings of*

the 2006 International Symposium on on World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks. p. 191-202. IEEE Computer Society.

- Tran, C., et Z. Dziong. 2008. « Resource adaptation for continuous profit optimization in overlay and virtual networks ». In., p. 131-138. IEEE.
- Tran, C., et Z. Dziong. 2010. « Service overlay network capacity adaptation for profit maximization ». *Network and Service Management, IEEE Transactions on*, vol. 7, n° 2, p. 72-82.
- Usaha, W., et J. Barria. 2002. « Markov decision theory framework for resource allocation in LEO satellite constellations ». In *Communications, IEE Proceedings-*. Vol. 149, p. 270-276. IET.
- Wang, B., et K.J.R. Liu. 2011. « Advances in cognitive radio networks: A survey ». *Selected Topics in Signal Processing, IEEE Journal of*, vol. 5, n° 1, p. 5-23.
- Wang, Q., et H. Zheng. 2006. « Route and spectrum selection in dynamic spectrum networks ». In *IEEE Consumer Communications and Networking Conference (CNCC)*.
- Wu, H., F. Yang, K. Tan, J. Chen, Q. Zhang et Z. Zhang. 2006. « Distributed channel assignment and routing in multiradio multichannel multihop wireless networks ». *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 24, n° 11, p. 1972-1983.
- Wu, S.L., et J.Y. Yang. 2007. « A novel channel assignment scheme for improving channel reuse efficiency in multi-channel ad hoc wireless networks ». *Computer communications*, vol. 30, n° 17, p. 3416-3424.
- Xin, C., L. Ma et C.C. Shen. 2008. « A path-centric channel assignment framework for cognitive radio wireless networks ». *Mobile Networks and Applications*, vol. 13, n° 5, p. 463-476.
- Xin, C., B. Xie et C.C. Shen. 2005. « A novel layered graph model for topology formation and routing in dynamic spectrum access networks ». In *New Frontiers in Dynamic Spectrum Access Networks, 2005. DySPAN 2005. 2005 First IEEE International Symposium on*. p. 308-317. IEEE.
- Yagan, D., et Tham Chen-Khong. 2005. « Adaptive QoS provisioning in wireless ad hoc networks: a semi-MDP approach ». In *Wireless Communications and Networking Conference, 2005 IEEE*. (13-17 March 2005) Vol. 4, p. 2238-2244 Vol. 4.
- Yang, Xiao, C. L. P. Chen et Wang Yan. 2000. « An optimal distributed call admission control for adaptive multimedia in wireless/mobile networks ». In *Modeling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunication Systems, 2000. Proceedings. 8th International Symposium on*. (2000), p. 477-482.

- Yu, Cheng, R. Farha, A. Tizghadam, Kim Myung Sup, M. Hashemi, A. Leon-Garcia et J. W. K. Hong. 2005. « Virtual network approach to scalable IP service deployment and efficient resource management ». *Communications Magazine, IEEE*, vol. 43, n° 10, p. 76-84.
- Yu, F., V.W.S. Wong et V.C.M. Leung. 2004. « A new QoS provisioning method for adaptive multimedia in cellular wireless networks ». In *INFOCOM 2004. Twenty-third Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*. Vol. 3, p. 2130-2141. IEEE.
- Zhang, Y., J. Luo et H. Hu. 2006. *Wireless mesh networking: architectures, protocols and standards*. Auerbach Publications.
- Zhao, Q., et B.M. Sadler. 2007. « A survey of dynamic spectrum access ». *Signal Processing Magazine, IEEE*, vol. 24, n° 3, p. 79-89.
- Zhao, Q., L. Tong, A. Swami et Y. Chen. 2007. « Decentralized cognitive MAC for opportunistic spectrum access in ad hoc networks: A POMDP framework ». *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 25, n° 3, p. 589-600.
- Zheng, H., et C. Peng. 2005. « Collaboration and fairness in opportunistic spectrum access ». In *Communications, 2005. ICC 2005. 2005 IEEE International Conference on*. Vol. 5, p. 3132-3136. IEEE.