

# Gestion des ressources du réseau mobile IEEE 802.16e WiMAX

## Sommaire

---

<b>5.1</b>	<b>Introduction</b>	<b>119</b>
<b>5.2</b>	<b>Analyse du système IEEE 802.16e dans le cas discret</b>	<b>121</b>
5.2.1	Description du système	121
5.2.2	Mécanisme de contrôle d'admission	123
5.2.3	Modèle	124
5.2.4	Allocation de ressources et Matrice de transition	126
5.2.5	Métriques des performances	129
5.2.6	Exemples numériques	131
<b>5.3</b>	<b>Analyse du système IEEE 802.16e dans le cas continu</b>	<b>137</b>
5.3.1	Description du système	137
5.3.2	Mécanismes de contrôle d'admission	137
5.3.3	Modèle	139
5.3.4	Comportement des utilisateurs mobiles	141
5.3.5	Analyse du système avec le premier mécanisme	143
5.3.6	Analyse du système avec le deuxième mécanisme	145
5.3.7	Evaluation des performances	147
5.3.8	Applications numériques	148
<b>5.4</b>	<b>Conclusion</b>	<b>154</b>

---

## 5.1 Introduction

Dans ce chapitre nous nous intéressons à la gestion de ressources du réseau de quatrième génération (WiMAX, dit réseau de la 4G) basé sur le standard IEEE 802.16e. Un des objectifs fondateurs du WiMAX Forum est la recherche de l'interopérabilité : elle est obtenue par les voies de la normalisation et de la certification, et est un des enjeux majeurs du WiMAX. C'est un enjeu d'autant plus important que WiMAX est défini pour

une large bande de fréquences, de 2 à 66 GHz, dans laquelle on trouve des technologies existantes, comme le Wi-Fi, qui autorise des débits, des portées et des usages très variés. Cette multiplicité des bandes de fréquences visées, des débits, portées et usages possibles, est d'ailleurs le principal écueil qu'affronte le consommateur final. Le réseau de la 4G vise à obtenir la convergence des réseaux existants comme le Wi-Fi, UMTS, etc. Les services offerts par le WiMAX sont classés selon les paramètres définissant la qualité de service associée à une connexion. Quatre classes de services sont proposées dans le standard : le service à acceptation non-sollicitée (UGS), le service temps réel (rtPS), service de transfert de données (nrtPS) et le trafic interactif (BE). Deux grandes classes de service ont été considérées durant ce travail : temps réel (RT), correspondant aux classes UGS ou rtPS, et non temps réel ou *best effort* (NRT), correspondant aux classes nrtPS et BE. Ainsi, nous considérons le cas où les codes de partitionnement alloués aux requêtes de connexion sont distribués entre les classes d'appels. Nous considérons également dans notre étude une seule cellule WiMAX/IEEE802.16 décomposée en  $r$  régions concentriques et chacune d'elles utilise une modulation adaptative (AMC) différente, comme recommandé dans (IEEE Std 802.16e, 2005).

Le premier objectif de ce chapitre est d'utiliser les résultats de ces auteurs pour proposer un contrôle d'admission au niveau de la couche MAC IEEE802.16e. Ainsi, l'objectif du mécanisme de contrôle d'admission devra éviter aux trafics de faible priorité une famine des ressources. En nous basant sur le processus généralisé des requêtes de connexions, nous développons un nouveau mécanisme d'allocation de ressources pour les appels temps réel. Ce mécanisme se base sur la position des mobiles dans la surface couverte par la station de base. La position est obtenue en fonction de la valeur instantanée de la condition radio du mobile, dite le SNR. Dans ce mécanisme, tous les appels temps réel dans le système ont un débit binaire constant, et leur durée de transmission ne dépend ni du nombre de connexions dans le système, ni des ressources consommées mais dépend uniquement du comportement de l'utilisateur. En contre partie, la durée des appels non temps réel dépend dynamiquement des ressources qui leur sont assignées et de la position dans la cellule. Ensuite, en utilisant un modèle de chaîne de Markov en temps discret (Discrete Time Markov Chain, DTMC), nous proposons un modèle probabiliste basé sur un mécanisme de priorité multiclassés en considérant le processus d'arrivée par rafale défini dans (Peyre et al., 2008).

Le deuxième objectif de ce chapitre est de modéliser la cellule IEEE802.16e en cas continue en considérant le comportement des utilisateurs mobiles. Deux stratégies de contrôle d'admission ont été proposées et quantifiées en nous basant sur le modèle de mobilité *Random Waypoint* (RWP). Ce modèle nous permet de calculer de manière réaliste les taux de migration d'appels entre les régions de la cellule, comme indiqué par (Hyytiä et Virtamo, 2007). La première stratégie vise à garantir la même qualité de service aux appels temps réel et aux appels non temps réel. Elle limite le nombre d'appels de ces classes dans le système, minimise les probabilités de blocages et de pertes en réservant des ressources pour les appels en mobilité. La deuxième stratégie quant à elle, garde la même qualité de service des appels temps réel et introduit un partage équitable des ressources pour ceux non temps réel. Deux quantités de ressources sont réservées, l'une aux appels migrant de type temps réel, et l'autre comme une quantité

de ressources minimale pour les appels non temps réel. Aussi, ces derniers peuvent utiliser dynamiquement les ressources non utilisées par les appels temps réel. Notre analyse est basée sur la modélisation du système par une chaîne de Markov à temps continu (CMTC) pour évaluer les performances du système, en termes de probabilité de blocage et de perte, de débit et temps de séjour.

## 5.2 Analyse du système IEEE 802.16e dans le cas discret

### 5.2.1 Description du système

Nous considérons dans ce travail une seule cellule IEEE802.16e décomposée en plusieurs régions concentriques de rayons  $R_i$  et de surfaces  $S_i$  ( $i = 1, \dots, r$ ) (voir la figure 5.1). Nous nous intéressons au lien descendant où le sens de la communication s'opère de la station de base vers le mobile. Les mobiles sont uniformément répartis sur la surface couverte par la cellule et nous supposons qu'il n'y a pas de mobilité inter et/ou intra cellulaire. La population des mobiles se répartie selon la surface de couverture des régions. Chaque région est caractérisée par une modulation choisie en fonction de la valeur du SNR reçue par la station de base d'un mobile dans cette région pour la transmission de ces données. Durant notre étude, nous considérons le cas saturé correspondant où le buffer de transmission n'est jamais vide et que les mobiles tentent toujours de transmettre des paquets selon le processus *backoff* du standard IEEE 802.16e (voir la figure 5.2). En effet, le standard IEEE802.16e offre la possibilité d'obtenir des ressources en faisant plusieurs tentatives d'envoi de requête. En premier lieu le mobile venant d'émettre une requête (*ranging request*) avec une probabilité  $\beta$  et un code CDMA aléatoire (entre 0 et 256) laisse le temps à la station de base de traiter et de formuler sa réponse. Ce temps d'attente est borné par un compte à rebours intitulé  $t_3$  dans le standard. Avec une probabilité  $1 - \gamma$ , le mobile reçoit une réponse positive de la station de base. Au delà de son temps d'attente maximal  $t_r$ , le mobile considère que sa demande est rentrée en collision avec d'autres sur le canal de contention. Il est par ailleurs possible que la demande soit correctement arrivée à la station de base, mais que celle-ci n'a pas été retenue par le module de traitement des requêtes. Dès lors que le mobile ne reçoit pas de réponse, il engage alors un algorithme incrémental exponentiel de *backoff*. En d'autres termes, le mobile définit une fenêtre de temps pour ensuite attendre durant un temps aléatoire et uniformément réparti sur cette fenêtre. A expiration de ce temps, le mobile engage l'émission d'une nouvelle requête. A chaque échec consécutif, le mobile multiplie la fenêtre de temps du *backoff*. En outre, le standard définit un nombre maximal d'essai au bout duquel la demande de connexion est abandonnée. Dès lors qu'une tentative de connexion est satisfaite, la fenêtre de temps est réinitialisée, ainsi que le décompte des retransmissions autorisées.

Les mobiles gèrent deux classes de trafics : temps réel (RT), qui correspond aux services de la classe UGS où rtPS, et non temps réel (NRT), qui regroupe les services de la classe nrtPS où BE. Notons que le standard IEEE 802.16e définit une connexion basée sur la technique de transmission des données. Alors, pour chaque nouvelle transmis-

sion le mobile essaie une requête et en conséquent, un seul mobile peut être chargé le système avec plusieurs appels. Dans ce travail, nous utilisons la méthode des requêtes de signalisation (ranging) originalement proposée par les auteurs (Peyre et al., 2008).

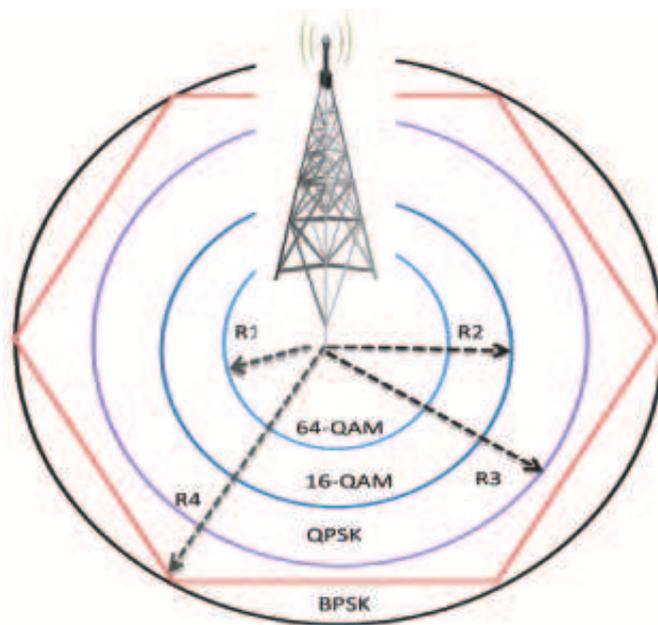


FIGURE 5.1 – La cellule IEEE802.16e sectorisée en plusieurs régions avec AMC.

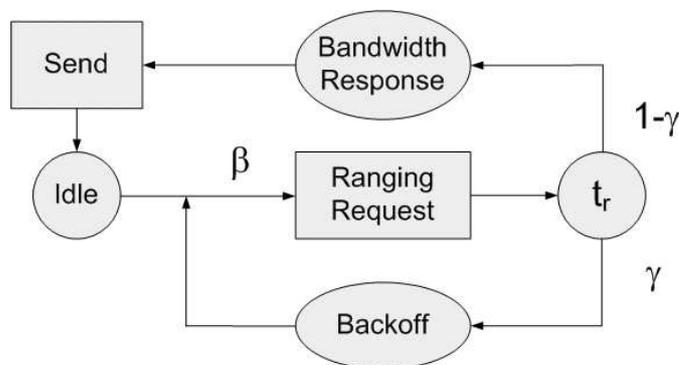


FIGURE 5.2 – Processus de connexion de backoff IEEE802.16e.

Nous considérons que la classification des codes est basée sur la requête de la bande passante, et les codes de partitionnement sont partitionnés entre les connexions des deux classes : temps réel et non temps réel. A partir du nombre de codes total CDMA, nous distinguons une sous plage de codes dédiés pour les appels temps réel et une autre sous plage partagée par les deux classes. Comme dans (Peyre et al., 2008), les arrivées des connexions temps réel et non temps réel sont dépendants et peuvent être approximer par la multiplication de deux distributions gaussiennes. En effet, La figure 5.3 présente la distribution jointe des arrivées des requêtes de connexions temps réel et non temps réel obtenues pour 50 utilisateurs exploitant 8 codes. Ces codes sont parti-

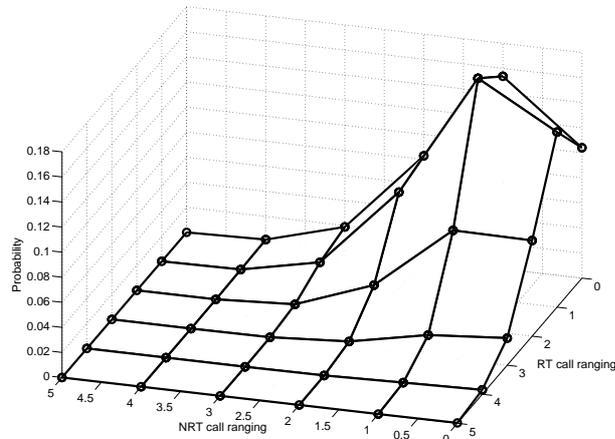


FIGURE 5.3 – Distribution des arrivées des requêtes temps réel et non temps réel, (Peyre et al., 2008).

tionnés à raison de 4 codes assignés pour les connexions temps réel et 4 autres codes partagés entre les trafics temps réel et non temps réel. Les autres paramètres suivent le standard IEEE802.16e (IEEE Std 802.16e, 2005).

### 5.2.2 Mécanisme de contrôle d'admission

Dans ce paragraphe nous décrivons un contrôle d'admission des requêtes arrivant au système en slots. Nous considérons un modèle à temps discret où la trame MAC est constituée d'un ensemble de slots. Les trafics temps réel sont caractérisés par un même débit binaire. En conséquence, ces appels reçoivent un nombre de porteuses correspondant à l'efficacité de leurs modulations (bit par symbole), et ainsi en fonction de leurs régions respectives. Le système peut alors accepter des communications temps réel jusqu'à débordement des ressources radio disponibles. Aussi, ces appels sont soumis à la possibilité de blocage par le système. De plus, le système a la particularité de recevoir plusieurs requêtes de ressources durant un seul temps système. Dans le cas où le système ne peut pas satisfaire toutes ces demandes à la fois, le mécanisme de contrôle d'admission acceptera un certain nombre d'entre elles en favorisant celles demandant le moins de ressources. Par conséquent, ce seront celles issues des régions les plus intérieures à la cellule qui seront satisfaites. Pour clore avec la gestion de ces trafics, nous rappelons que le temps de séjour de ce type de trafic est indépendant des ressources qu'il consomme, mais qu'il dépend uniquement du comportement de son utilisateur. Par contre, les trafics non temps réel n'ont aucune exigence en fonction de la bande passante. le CAC allouera ici un nombre de porteuses identique à chacun de ces trafics. Aussi, les trafics non temps réel gèrent la variation dynamique de leurs ressources allouées, et donc utilisent les ressources laissées disponibles par les appels temps réel déjà en cours sur la base d'un processus de partage équitable (PS) (Benameur et al., 2001).

Ainsi, le débit final d'un trafic non temps réel dépend à la fois de sa position dans la surface couverte par la station de base (c'est à dire sa région et donc sa modulation), des ressources laissées par les appels temps réel et du nombre total des appels non temps réel dans le système. Notons ici qu'afin d'éviter toute famine de ressource pour les appels non temps réel, nous intégrons dans le CAC un nombre fixe et minimum de porteuses dédiées uniquement aux appels non temps réel. Nous voulons pouvoir ainsi observer le comportement et performances de ce système en fonction de cette quantité réservée. En conséquent, les trafics non temps réel ne pourront jamais être bloqués à l'entrée du système. Enfin, les trafics temps réel restent longtemps dans le système durant un certain nombre de slots, en fonction des ressources consommées : plus le trafic non temps réel disposera de plus de sous porteuses, plus vite le trafic se terminera.

### 5.2.3 Modèle

**Calcul théorique du débit :** Nous supposons que les  $n$  mobiles sont uniformément répartis sur la surface de la couverture de la cellule. Alors le nombre  $n_i$  de mobiles qui se trouvent dans la région  $i$  est fonction de sa surface et de la population totale de la cellule. Soient  $r_i$  le rayon de celle-ci avec  $r_0 = 0$  et  $R$  le rayon de la cellule. Le nombre de mobiles dans la région  $i$  ( $i = 1, \dots, r$ ) est donc donné par la relation

$$n_i = n \frac{r_i^2 - r_{i-1}^2}{R^2}$$

A partir des relations définies dans (Tarhini et Chahed, 2007a), nous calculons le débit physique. Nous signalons que le débit ( $R^{RT}$ ) d'un appel RT est fixé par les informations contenues dans la requête de demande de la bande passante à l'origine de cet appel. Nous considérons que tous les appels RT demandent au système même débit physique. Le nombre de sous porteuses assigné pour un appel RT dans la région  $i$  est alors donné en fonction de son débit demandé  $R^{RT}$ , comme suit

$$L_i^{RT} = \frac{R^{RT}}{K \times B \times E_i \times (1 - BLER_i)}, \quad (5.1)$$

où  $K$  est le nombre de fréquences assignées à chaque sous porteuses de transmission de données,  $B$  le débit en symbole (nombre de symbole par seconde),  $E_i$  l'efficacité de modulation (en nombre de bit par symbole),  $BLER_i$  correspond au taux d'erreur bloc ( $BLER_i$ ) d'une région  $i$ . Soit  $R_i^{NRT}$  le débit physique instantané atteint par les appels non temps réel dans la région  $i$ . Ce débit est calculé en fonction de la bande passante disponible aux appels non temps réel et la modulation utilisée dans la région  $i$  et donné par la relation

$$R_i^{NRT} = L_i^{NRT} \times K \times B \times E_i \times (1 - BLER_i). \quad (5.2)$$

où  $L_i^{NRT}$  est le nombre de porteuses assignées à un appel de classe NRT qui se trouve dans la région  $i$ .

**Lois des arrivées et des départs des connexions :** Dans cette partie, nous définissons les lois des arrivées et des départs des connexions qui se produisent dans le système. Dans le but de déterminer la capacité du système, et les performances de notre nouveau algorithme de CAC, nous commençons tout d'abord par caractériser les requêtes de ces appels. Les requêtes de types RT où NRT proviennent de chacun des  $r$  région de la cellule. Soit  $Z^k$  une variable aléatoire représentant le nombre des appels venant de la classe  $k$ ,  $k = \{RT, NRT\}$ . Les arrivées des requêtes de signalisation de types RT et NRT sont dépendantes et peuvent approximer par la multiplication de deux distributions gaussiens. Le nombre maximum des appels RT (respectivement NRT) est fonction du nombre de codes associés à ce type de trafic. Notons que le nombre total d'arrivées ne doit pas être dépasser le nombre total de code. Nous avons dans notre cas de partitionnement des codes  $Z^{RT} + Z^{NRT} \leq N_{RT}$  où  $N_{RT}$  est le nombre total de codes d'appels RT,  $Z^{RT}$  représente les codes utilisés par RT et  $Z^{NRT}$  représente ceux utilisés par NRT. Maintenant, nous supposons que toutes les requêtes des arrivées dans le système sont sans fil d'attente. Nous notons aussi par  $Z$  le processus d'arrivée :  $Z = (RT_1, \dots, RT_r, NRT_1, \dots, NRT_r)$  où  $RT_i$  (respectivement  $NRT_i$ ) correspond au nombre d'arrivée des appels RT (respectivement NRT) dans la région  $i$ . Nous associons la probabilité suivante au processus  $Z$

$$\begin{aligned} P_z(a_1, \dots, a_r, b_1, \dots, b_r) &= P(RT_1 = a_1, \dots, RT_r = a_r, NRT_1 = b_1, \dots, NRT_r = b_r), \\ &= \frac{\prod_{i=1}^r \binom{n_i}{a_i} \binom{n_i - a_i}{b_i}}{\binom{n}{a} \binom{n - a}{b}} P(Z^{RT} = a, Z^{NRT} = b), \end{aligned}$$

$$\text{avec } a = \sum_{i=1}^r a_i \quad \text{et} \quad b = \sum_{i=1}^r b_i.$$

Désormais, nous désirons déterminer le processus de départ des appels du système suite à la terminaison de leurs services. Nous calculons ainsi les probabilité de départ des appels de classe  $k$  dans une région  $i$ . Sachant que la durée des appels RT ne dépend pas des ressources consommées. Les appels RT demeure dans le système durant un temps exponentiellement distribué de moyenne  $\mu^{RT}$ . Cette moyenne ne varie pas au cour du temps ni en fonction de la charge globale du système.

Par contre, la durée des appels NRT dépend des ressources consommées. Aussi, le service est exponentiellement distribué de moyenne  $\mu_i^{NRT}$ . Mais notons que cette moyenne change dynamiquement avec la charge du système. A chaque temps système, le nombre de service en cours évolue, ainsi que les ressources laissées libres par les appels RT. Signalons aussi que la moyenne  $\mu_i^{NRT}$  dépend uniquement des ressources attribuées à chaque appel NRT en début de temps système. Cette moyenne n'est pas sujette aux libérations de ressources faites par les appels se terminant durant tout le temps système observé. En effet, le standard IEEE802.16e renseigne les mobiles de leurs ressources alloués uniquement en début de trame MAC via la carte de la sous trame du lien descendant DL-MAP. Aussi, les mobiles sont incapables de prendre connaissance des libérations de ressources éventuelles ayant lieu durant l'espace de temps d'une trame MAC

avant de recevoir les «MAP» de la trame suivante. Par conséquent, nous considérons que la bande passante disponible en début de trame MAC ne change pas durant tout l'espace de temps de cette trame.

Ainsi, le temps moyen de séjour d'un appel NRT dans la région  $k$  est fonction de la taille moyenne des paquets de données  $E(Pay)$  à transmettre et du débit de cet appel  $R_i^{NRT}$ . Ce temps étant définis comme suis :

$$\frac{1}{\mu_i^{NRT}} = \frac{E(Pay)}{R_i^{NRT}}.$$

Dès lors nous pouvons déterminer le nombre moyen de fin de service durant une trame MAC. Soit  $n_i^k$  le nombre des appels dans le système pour la classe  $k$  et la région  $i$ . Soit,  $T$  la durée d'une trame MAC. Le nombre de fin de service  $\lambda_i^k$  pour la classe  $k$  et dans la région  $i$  est alors donné par :

$$\lambda_i^{RT} = n_i^{RT} \mu^{RT} T \quad \text{et} \quad \lambda_i^{NRT} = n_i^{NRT} \mu_i^{NRT} T. \quad (5.3)$$

Enfin, nous déterminons ici la distribution de ces fins de service en supposant qu'elles suivent une distribution de Poisson. Soit  $S_i^k$  le nombre de service terminé durant un temps système dans la région  $i$ . Soit  $D_i^k$  désigne le nombre des appels, de classe  $k$  dans la région  $i$ , terminant leur services durant la trame MAC. La distribution des fins des appels intervenant durant une trame MAC, est calculée comme suit :

$$P_d(x) = P(D_i^k = x) = \frac{P(S_i^k = x)}{\sum_{j=0}^{m_i^k} P(S_i^k = j)},$$

où

$$P(S_i^k = x) = \begin{cases} \frac{(n_i^{RT} \mu^{RT} T)^x}{x!} e^{-n_i^{RT} \mu^{RT} T}, & \text{si } k = RT, \\ \frac{(n_i^{NRT} \mu_i^{NRT} T)^x}{x!} e^{-n_i^{NRT} \mu_i^{NRT} T}, & \text{si } k = NRT. \end{cases}$$

#### 5.2.4 Allocation de ressources et Matrice de transition

Le système gère deux classes de service sur  $r$  régions. Aussi, nous représentons un état du système en un vecteur  $\vec{n}$ . Ce vecteur est composé des appels en cours dans le système pour les deux classes pour chacune des  $r$  régions. Soit  $n_i^k$  le nombre des appels résidant dans le système pour la classe  $k$  et dans la région  $i$  ( $i = 1, \dots, r$ ). Soient deux vecteurs représentant des appels RT et NRT du système respectivement  $\vec{n}^{RT}$  et  $\vec{n}^{NRT} \in \mathbb{N}^{2r}$ . Le vecteur  $\vec{n}$  est défini de la manière suivante :

$$\begin{aligned} \vec{n} &= (\vec{n}^{RT}, \vec{n}^{NRT}), \\ \vec{n} &= (n_1^{RT}, \dots, n_r^{RT}, n_1^{NRT}, \dots, n_r^{NRT}). \end{aligned}$$

Notons par  $L$  la bande passante totale du système et  $L_{min}^{NRT}$  la bande passante minimale réservée aux appels non temps réel. Les appels temps réel quant à eux, ils auront un accès prioritaire à la bande passante laissée après la partie minimale réservée :

$$L^{RT} = L - L_{min}^{NRT}.$$

Les appels RT sont assignés un certain nombre de sous-porteuses par région  $L_i^{RT}$  pris parmi  $L^{RT}$ . Tandis que, les appels NRT se partage la bande passante restante  $L^{NRT}$  équitablement selon le modèle défini dans (Benameur et al., 2001). Les relations suivantes montrent ce partage :

$$\begin{aligned} L_i^{NRT}(\vec{n}^{RT}, \vec{n}_i^{NRT}) &= \frac{L^{NRT}(\vec{n}^{RT})}{\sum_{i=1}^r n_i^{NRT}}, \\ L^{NRT}(\vec{n}^{RT}) &= L - \sum_{i=1}^r n_i^{RT} L_i^{RT}, \\ \sum_{i=1}^r n_i^{RT} L_i^{RT} &\leq L^{RT}. \end{aligned}$$

L'espace d'états  $E$  du système s'obtient en considérant tous les états possibles pour lesquels les appels RT ne dépassent pas la capacité totale du système  $L^{RT}$  :

$$E = \{ \vec{n} \in \mathbb{N}^{2r} \mid \sum_{i=1}^r n_i^{RT} L_i^{RT} \leq L^{RT} \}. \quad (5.4)$$

Maintenant, nous introduisons le vecteur  $\vec{n}'$  en tant qu'état du système au début de la trame  $t + 1$ . Cet état est le résultat de l'ensemble des transitions des arrivées et départs ayant eu lieu durant tout l'espace de temps de la trame  $t$ . L'état  $\vec{n}'$  est un état possible c'est-à-dire qu'il appartient à l'espace  $E$  et défini par :

$$\vec{n}' = (n_1'^{RT}, \dots, n_r'^{RT}, n_1'^{NRT}, \dots, n_r'^{NRT}) \quad .$$

En considérant toutes les transitions possibles entre les états de l'espace  $E$ . Autrement dit, les probabilités de transitions du système sont calculées entre les états  $\vec{n}$  et  $\vec{n}'$ .

Soit  $x = (x_1^{RT}, \dots, x_r^{RT}, x_1^{NRT}, \dots, x_r^{NRT})$  le vecteur représentant l'évolution entre les vecteurs  $\vec{n}$  et  $\vec{n}'$ . Elle correspond au résultats de l'ensemble des arrivées et des départs intervenant durant le temps de la trame MAC  $t$ . Suivant ces définitions, nous notons les transitions d'état de la manière suivante :

$$P(\vec{n}, \vec{n}') = P(\vec{n}' = \vec{n} + x).$$

Notons que le système peut évoluer à partir de toutes les départs des appels de la classe  $k$  dans la région  $i$ . Ainsi, les arrivées de toutes les appels qui se trouvent dans la région  $i$ ,  $x_i^k \in [-n_i^k, n_i]$ . Les probabilités de transition sont calculées en considérant toutes les transitions possibles pour chaque trafic et région. Néanmoins remarquons ici que ces évolutions dépendent des ressources disponibles pour les appels  $L^{RT}$ . En effet, le système accepte un nombre fini d'appel temps réel défini au travers l'espace

d'états défini par la relation (5.4). Selon les principes de notre mécanisme de contrôle d'admission, le système acceptera prioritairement les appels RT qui demandent moins de ressources en fonction de sous porteuse, c'est-à-dire, le système accepte les appels de la région la plus proche de la station de base. Par contre, les appels non temps réel où NRT sont acceptés tout le temps et indépendamment des appels RT en cours dans le système. L'étude nécessite alors d'introduire les cas où l'occupation en ressource des appels RT atteint les limites du système. Ce cas traite du blocage où le rejet d'un appel entrant alors que toutes les requêtes envoyées durant la trame MAC n'ont pas encore été traitées : Soit  $i^*$  ( $i^* = 1, \dots, r$ ), la première région où au moins une requête est bloquée faute de ressources disponibles à sa satisfaction.

$$i^* = \min \left( i \mid L^{RT} - \sum_{j=1}^r (n_j^{RT} - d_j^{RT}) L_j^{RT} - \sum_{j=1}^i a_j L_j^{RT} < 0 \right),$$

$$i = 1, \dots, r. \quad (5.5)$$

En conséquence, nous définissons les comportements de transition propre à ce cas en distinguant les deux cas d'études :

1. Les arrivées des appels temps réel dans le slot ne sont jamais atteindre la limite de la capacité. Donc, logiquement les états ne rejettent aucun appel de type RT. Soit,  $\vec{n}'$  un vecteur des appels est la différence entre les arrivées et les départs qui se produisent dans la région sans perte. Par contre, les appels NRT sont toujours acceptés, car ils adaptent leur bande passante occupée afin qu'un nouvel appel NRT soit accepter. Pour ce scénario, la probabilité de transition entre les états  $\vec{n}$  et  $\vec{n}'$  :

$$P(\vec{n}, \vec{n}') = \sum_{\substack{a_1=l_1 \\ \vdots \\ a_r=l_r}}^{c_1, \dots, c_r} \sum_{\substack{b_1=m_1 \\ \vdots \\ b_r=m_r}}^{e_1, \dots, e_r} P_z(a_1, \dots, a_r, b_1, \dots, b_r) D,$$

où

$$D = \prod_{i=1}^r P_d(a_i - x_i^{RT}) P_d(b_i - x_i^{NRT}),$$

$$l_i = \max(0, x_i^{RT}), \quad m_i = \max(0, x_i^{NRT}),$$

$$c_i = n_i^{RT} + x_i^{RT}, \quad \text{et} \quad e_i = n_i^{NRT} + x_i^{NRT}.$$

2. Les arrivées et les départs des appels RT définissent une région frontière, notée,  $i^*$  tel que ( $1 \leq i^* \leq r$ ). Tous les appels venant de la région  $i$  pour  $i = 1, \dots, i^* - 1$  sont acceptés. Par contre ceux qui viennent de la région  $i^*$  sont acceptés uniquement jusqu'à la limite  $x_{i^*}^{RT}$ . Ensuite les appels venants des régions  $j = i^* + 1, \dots, r$  sont bloqués. Par conséquent, les probabilités de transitions sont obtenu en calculant tous les cas possibles de départ, d'arrivée et de migration durant une trame MAC. Pour cela nous définissons la fonction de Dirac  $\delta$  par

$$\delta(X) = \begin{cases} 1, & \text{si } X \text{ est vrai;} \\ 0, & \text{si } X \text{ est faux.} \end{cases}$$

$$P(\vec{n}, \vec{n}') = \sum_{a_1=l_1}^{c_1, \dots, c_r} \sum_{b_1=m_1}^{e_1, \dots, e_r} \sum_{d_1=0}^{n_1^{RT}, \dots, n_r^{RT}} A \times D,$$

$$\begin{array}{ccc} \vdots & \vdots & \vdots \\ a_r=l_r & b_r=m_r & d_r=0 \end{array}$$

où

$$A = P_z(a_1, \dots, a_r, b_1, \dots, b_r),$$

$$D = \delta_1 \delta_2 \delta_3 \prod_{i=1}^r P_d(d_i) P_d(b_i - x_i^{NRT}),$$

$$\delta_1 = \prod_{j=1}^{i^*-1} \delta(n_j^{RT} + a_j - d_j = n_j'^{RT}),$$

$$\delta_2 = \delta(-x_{i^*}^{RT} \leq d_{i^*} < a_{i^*}^{RT} - x_{i^*}^{RT}),$$

$$\delta_3 = \prod_{j=i^*+1}^r \delta(d_j = x_j^{RT}),$$

où

$$l_i = \max(0, x_i^{RT}), \quad m_i = \max(0, x_i^{NRT}),$$

$$c_i = n_i^{RT} + x_i^{RT}, \quad \text{et} \quad e_i = n_i^{NRT} + x_i^{NRT}.$$

En nous basant sur toutes ces observations, nous pouvons procéder à la réalisation de la matrice de transition  $P$  du système :

$$\mathbf{P} = \left( P(\vec{n}, \vec{n}') \right), \text{ pour } (\vec{n}, \vec{n}') \in E \times E.$$

Maintenant, le vecteur de distribution stationnaire de probabilité d'états d'équilibre  $\vec{\Pi}$ , est donné en résolvant le système d'équations indépendantes linéaires suivant :

$$\vec{\Pi} = \{ \pi(\vec{n}) | \vec{n} \in E \}, \quad \text{avec} \quad \begin{cases} \vec{\Pi} \mathbf{P} = \vec{\Pi}, \\ \sum_{\vec{n} \in E} \pi(\vec{n}) = 1. \end{cases}$$

### 5.2.5 Métriques des performances

**Débit total des appels non temps réel :** Puisque les appels RT ont un débit fixé par les utilisateurs, nous intéressons par le calcul que du débit total moyen des appels NRT qui peut le système les accordés en fonction de leurs positions. D'où ce débit total moyen noté par  $R_{NRT}^{tot}$  est donné à l'équilibre du système par :

$$E(R_{NRT}^{tot}) = \sum_{\vec{n} \in E} \pi(\vec{n}) \sum_{i=1}^r n_i^{NRT} R_i^{NRT}.$$

**Probabilité de blocage des appels temps réel :** Un nouvel appel de type RT est bloqué par le système dans la région  $j$  faute de ressources disponibles lors du traitement de la requête demandant la bande passante nécessaire. La probabilité de blocage dans la région  $j$  notée par  $P_B^j$  est obtenue en calculant les différentes évolutions possible d'état du système aboutissant à ces blocages :

$$P_B^j = \sum_{\vec{n} \in E} \pi(\vec{n}) \sum_{a_1=0}^{c_1, \dots, c_r} \sum_{b_1=0}^{e_1, \dots, e_r} \sum_{d_1=0}^{n_1^{RT}, \dots, n_r^{RT}} A \times D \times p_{i^*}^j, \quad (5.6)$$

$$\begin{array}{ccc} \vdots & \vdots & \vdots \\ a_r=0 & b_r=0 & d_r=0 \end{array}$$

avec  $c_i = \min(n_i, N_{RT})$ ,  $e_i = \min(n_i, N_{NRT})$  et

$$A = P_z(a_1, \dots, a_r, b_1, \dots, b_r),$$

$$D = \prod_{i=1}^r P_d(d_i) P_d(b_i - x_i^{NRT}),$$

La probabilité  $p_{i^*}^j$  désigne qu'au moins un appel RT arrivant à la région  $j$  soit bloqué par le système, pour un  $i^*$  donné. Cette probabilité est de la forme

$$p_{i^*}^j = \begin{cases} 0, & \text{si } j < i^*; \\ 1, & \text{si } j > i^*; \\ 1 - \frac{\bar{a}_j}{a_j}, & \text{si } j = i^*, \end{cases}$$

où pour  $i = 1, \dots, r$ ,  $\bar{a}_j$  désigne le nombre maximum des appels RT que peut accepter le système dans la région frontière et défini par

$$\bar{a}_j = \max \left( a_i L_i^{RT} - \sum_{k=1}^r (n_k^{RT} - d_k^{RT}) L_k^{RT} - \sum_{l=1}^{i^*-1} a_l L_l^{RT} - a_i L_i^{RT} > 0 \right).$$

**Temps moyen de séjour des appels non temps réel :** Nous rappelons que les appels temps réel ont des ressources dédiées dont lesquelles reçoivent un débit constant, ce qui montre que certains appels seront bloqués par le système. Alors que les appels non temps réel ne sont pas bloqués par le système, ils se partagent les ressources laissées disponibles par les autres types des appels. Or le temps de séjour des appels non temps réel dépend directement des ressources du système auxquelles ils auront accès. Le temps moyen prévu de transfert des appels non temps réel dans la région  $i$  est donné selon le résultat de Little :

$$T_i^{NRT} = \frac{E(NRT_i)}{\Lambda_i^{NRT}} = \frac{\sum_{\vec{n} \in E} \pi(\vec{n}) n_i^{NRT}}{\sum_{j=0}^{\min(n_i, N_{NRT})} j P(NRT_i = j)},$$

$$P(NRT_i = j) = \sum_{a_1=0}^{c_1, \dots, c_r} \sum_{b_1=0}^{e_1, \dots, e_r} P_{z_m}(a_1, \dots, a_r, b_1, \dots, b_r),$$

$$\begin{matrix} \vdots \\ a_r=0 \\ \vdots \\ b_r=0 \end{matrix}$$

pour  $l = 1, \dots, r$ .  $c_l = \min(n_l, N_{RT})$  et  $e_l = \min(n_l, N_{NRT})$  avec  $b_i = j$  et  $e_i = j$ .

### 5.2.6 Exemples numériques

Considérons une cellule OFDMA avec un espace FFT dont la dimension est 1024 sous-porteuses. La cellule devrait être décomposée en deux régions avec les deux types de modulation AMC : 64-QAM 3/4 ( $E_2=3 \text{ bits/symbole}$ ) et QPSK 1/2 ( $E_1=1 \text{ bits/symbole}$ ) respectivement. Fixons le taux d'erreur par bloque  $BLER$  à zéro, la capacité maximale du système est de  $L = 5$ , la bande passante par appel RT dans les régions 1 et 2 respectivement est de  $L_1^{RT} = 1$  et de  $L_2^{RT} = 3$ . Ainsi que le nombre de fréquences est de  $K = 48$ , la vitesse de modulation en baud est de  $B = 2666 \text{ symboles/s}$  et la quantité moyenne à transmettre par les appels NRT est de  $E(\text{Pay}) = 500 \text{ kbits}$  (Tarhini et Chahed, 2007b). Le débit des appels temps réel est de  $R^{RT} = 384 \text{ kbps}$ , la durée de la trame MAC est de  $T = 0.001 \text{ ms}$  et la durée de service moyenne des appels RT est  $1/\mu_{RT} = 120 \text{ s}$ .

**Impact de la durée des appels temps réel :** Puisque le nouveau mécanisme de CAC proposé dans ce travail concerne que les appels temps réel, nous analysons l'influence de leurs durée de service sur les performances du système. En effet, la figure 5.4 représente le débit moyen des appels non temps réel en fonction de la bande passante réservée à ce type des appels. Les résultats correspondent à deux durées de service des appels temps réel : une rapide ( $1/\mu_{RT} = 1$ ) et l'autre lente ( $1/\mu_{RT} = 100$ ). Ces résultats montrent que le débit moyen est le même dans les deux cas. Dans les figures 5.5 et 5.6, nous observons que les variations de durée de service des appels temps réel n'ont pas d'influence notable sur les performances du système en fonction de la probabilité de blocage des appels RT et le temps de séjour des appels NRT quelque soit la position des mobiles dans la cellule ou bien quelque soit le type de modulation utilisée par la technique AMC.

**Impact des codes de partitionnement :** Dans ce paragraphe, nous essayons de voir l'impact du facteur de partitionnement des codes CDMA sur les performances du système. Certes, la figure 5.7 présente le débit moyen des appels non temps réel en fonction de la bande passante alloués, pour différents profils de partitionnement des codes CDMA. La première remarque est que le débit augmente linéairement par accroissement de la bande passante minimale allouée ( $L_{min}^{NRT}$ ). La seconde remarque est que l'utilisation du partitionnement des code entraîne une augmentation du débit. Quand on augmente les codes de partitionnement pour les appels NRT, leur débit moyen augmente aussi, ce qui donne aux appels NRT plus de priorités. Dans ce cas, les collisions entre les requêtes des appels RT augmentent et pour les réduire, nous diminuons les

codes disponibles aux requêtes non temps réel. Par conséquent, nous augmentons l'occupation du système par les appels temps réel à cause de la réduction de ces codes.

Ensuite, la figure 5.9 représente le temps moyen de transfert de données des appels non temps réel dans les deux régions et pour différents profils de partitionnement. Comme prévu par notre analyse théorique, lorsque la bande passante minimale dédiée aux appels NRT augmente, le temps moyen de séjour de ces appels diminue fortement. D'après cette figure, nous pouvons déterminer aisément la valeur seuil de la capacité minimale où le gain obtenu par des valeurs supérieures est négligeable (temps de séjour devient négligeable). Par ailleurs, nous observons que l'utilisation du partitionnement des codes mène à diminution des performances de temps de séjour. Donc, le temps moyen de séjour des appels NRT augmente largement sur toutes les régions de la cellule.

Enfin, la figure 5.8 montre la probabilité de blocage des appels RT sur toutes les régions de la cellule pour différents profils de partitionnement. Nous observons ici que la probabilité de blocage des appels RT qui se trouvent proche de la station de base (région 1) est moins sensible à la bande passante minimale réservée aux appels NRT. Néanmoins, cette probabilité dans la région 2 où les appels RT sont loin de la station de base reste élevée pendant la variation de la capacité minimale. Cela est due au fait que notre CAC accepte en première priorité les appels RT arrivant dans les régions intérieures (les régions proches de la station de base où les appels consomment moins de ressources). Ainsi, cette figure montre aussi le fort impact négatif du partitionnement des codes CDMA sur la probabilité de blocage des appels RT. En conséquence, notre analyse pourrait être utilisée par un fournisseur de service dans le IEEE802.16e WiMAX pour qu'il détermine son propre seuil de bande passante minimale à allouer aux trafics NRT.

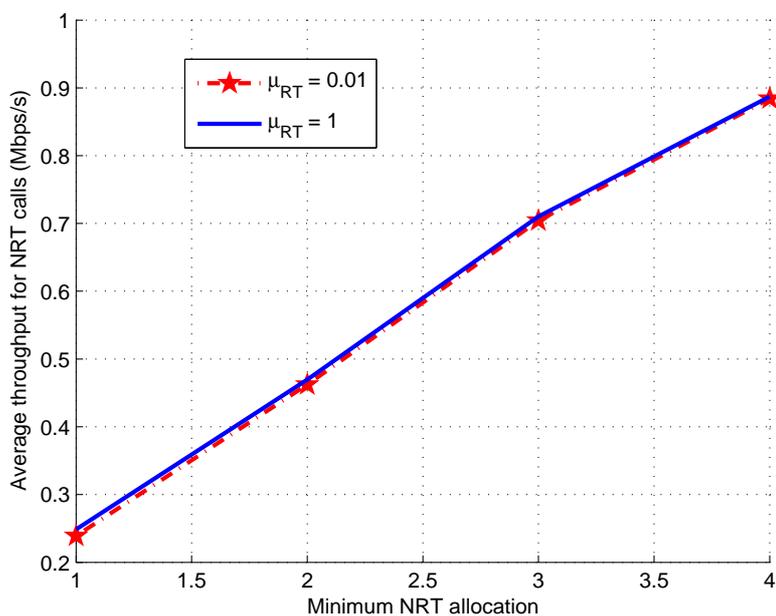


FIGURE 5.4 – Débit total moyen des appels NRT en fonction du seuil minimal de la capacité réservée aux appels NRT pour différentes durée de service des appels RT.

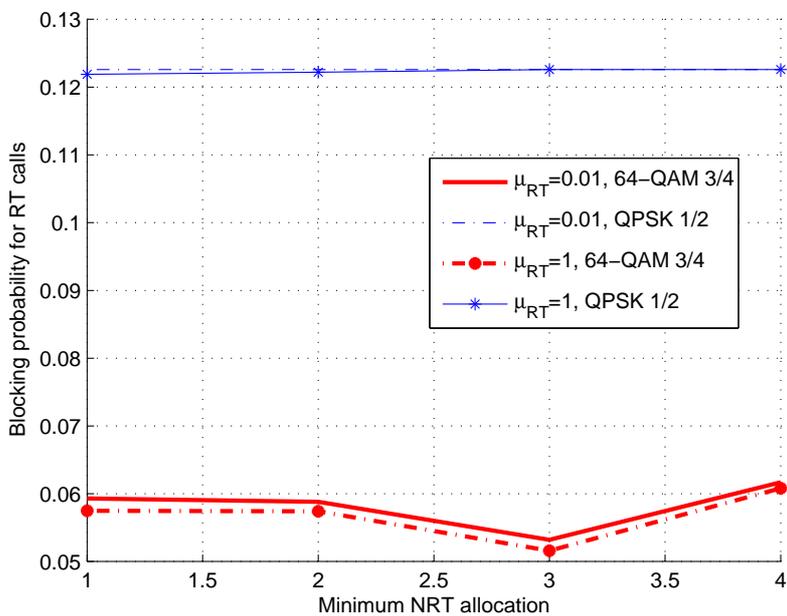


FIGURE 5.5 – Probabilité de blocage des appels RT en fonction du seuil minimal de la capacité réservée aux appels NRT pour différentes durée de service des appels RT.

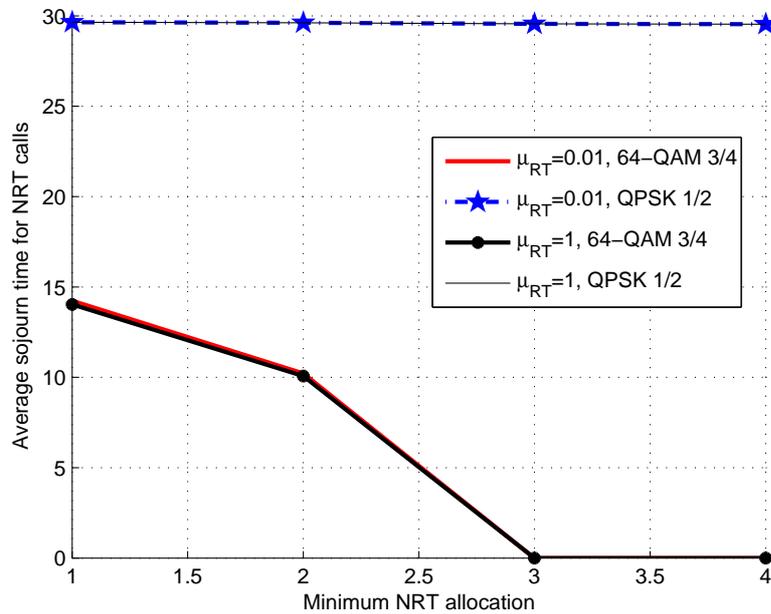


FIGURE 5.6 – Temps de séjour moyen des appels NRT en fonction du seuil minimal de la capacité réservée aux appels NRT pour différentes durée de service des appels RT.

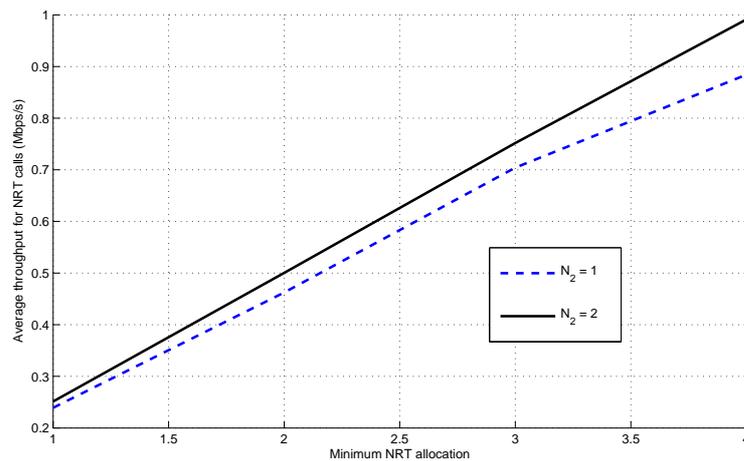


FIGURE 5.7 – Débit total moyen des appels NRT en fonction du seuil minimal de la capacité réservée aux appels NRT pour différents codes de partitionnement.

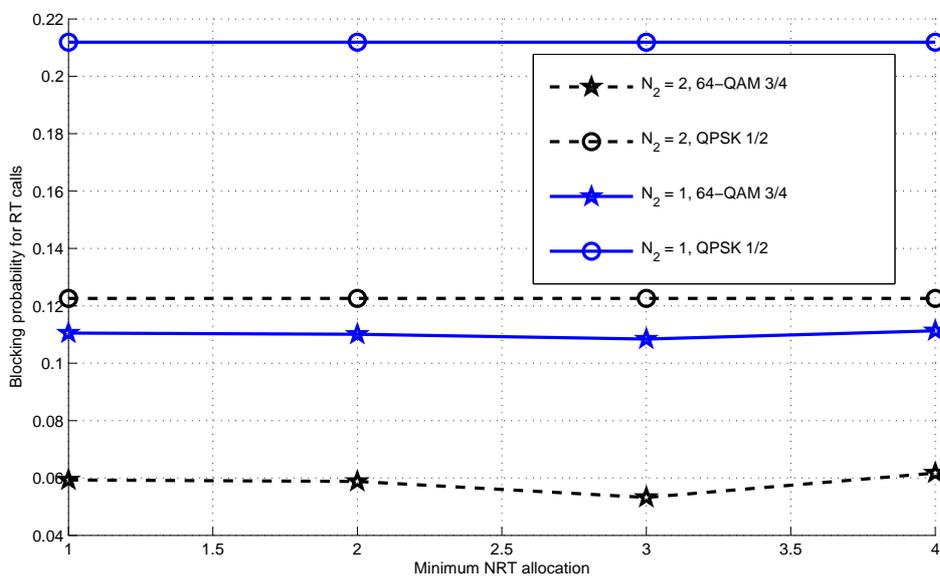


FIGURE 5.8 – Probabilité de blocage des appels RT en fonction du seuil minimal de la capacité réservée aux appels NRT pour différents codes de partitionnement.

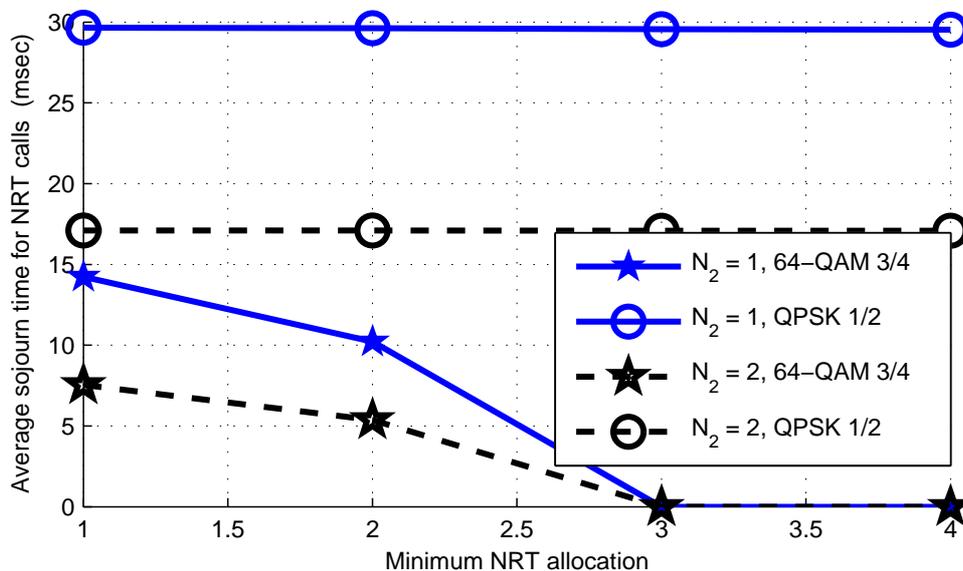


FIGURE 5.9 – Temps de séjour moyen des appels NRT en fonction du seuil minimal de la capacité réservée aux appels NRT pour différents codes de partitionnement.



## 5.3 Analyse du système IEEE 802.16e dans le cas continu

### 5.3.1 Description du système

Dans le cas discret précédent, nous avons proposé un modèle d'une cellule IEEE802.16e composée de plusieurs régions utilisant des modulations différentes. Ce modèle est basé sur un mécanisme de contrôle d'admission qui ne considère pas l'aspect mobilité des utilisateurs entre les régions. Ce qui nous a amené à proposer d'autres types de contrôle d'admission intégrant la mobilité des utilisateurs dans un système IEEE802.16e à temps continu. Egalement, la cellule est composée de  $r$  régions concentriques avec  $r$  modulations différentes. Nous considérons que les mobiles sont uniformément distribués sur l'ensemble de la cellule. Ces mobiles engagent des appels de type temps réel ou *best effort* (non temps réel). Les appels temps réel (RT) correspondant aux trafics de type UGS et rtPS, et les appels *best effort* (BE) quant à eux, correspondant aux trafics nrtPS et BE. En suite, nous modélisons le système par une chaîne de Markov à temps continu (CMTC) de dimensions  $2r$ . Le mécanisme de la modulation adaptative et codage (AMC) affecte une efficacité de modulation à un utilisateur selon la valeur de son SNIR.

Nous introduisons un modèle de mobilité qui s'appelle *Random Waypoint* (RWP) et qui permet de modéliser la marche aléatoire des utilisateurs dans une zone géographique convexe. Ce modèle est très célèbre en réseau ad-hoc ([Bettstetter et al., 2004](#)) et il est introduit récemment par Hyytiä et al. ([Hyytiä et Virtamo, 2007](#)) dans les réseaux cellulaires. Ce qui nous motive à le généraliser à une cellule IEEE802.16e décomposée en des régions concentriques pour déterminer les taux de migration /arrivées des appels dans chaque région de la cellule, ce qui modélise la mobilité intracellulaire. En plus, nous obtenons également les taux de *handover*.

### 5.3.2 Mécanismes de contrôle d'admission

Dans la figure 5.10, nous décrivons le premier mécanisme de contrôle d'admission pour un nouvel appel de classe- $c$ .

Dans ce mécanisme, les appels reçoivent un même débit binaire selon le type de leurs classes. En conséquent, le système assigne un nombre de sous porteuses en fonction de la localisation de l'appel. L'appel est bloqué, lorsque l'allocation devient impossible due au manque de ressource. Si l'appel ne se termine pas son service dans sa première région, alors il a besoin de se déplacer vers une autre région selon la direction de sa mobilité. Cette migration implique un changement de la modulation, et ainsi, un besoin de bande passante. Les ressources disponibles du système pourraient ne pas être suffisant pour accepter une augmentation de la bande passante. Dans ce cas, la migration d'appel est perdue. La figure 5.11 quant à elle, représente notre dernier mécanisme de contrôle d'admission uniquement pour un nouvel appel de type temps réel.

Dans ce dernier mécanisme, les appels RT sont caractérisés par un même débit binaire. Ainsi, un appel de type RT reçoit un nombre de sous porteuses en fonction de son

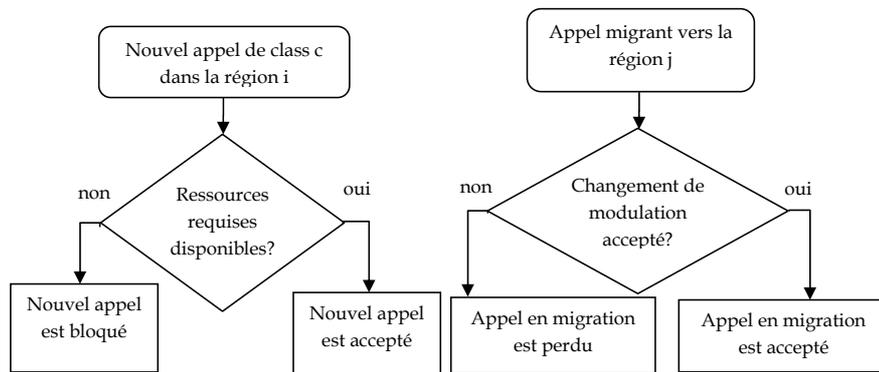


FIGURE 5.10 – Mécanisme 1 : Stratégie de contrôle d’admission d’une cellule IEEE802.16e.

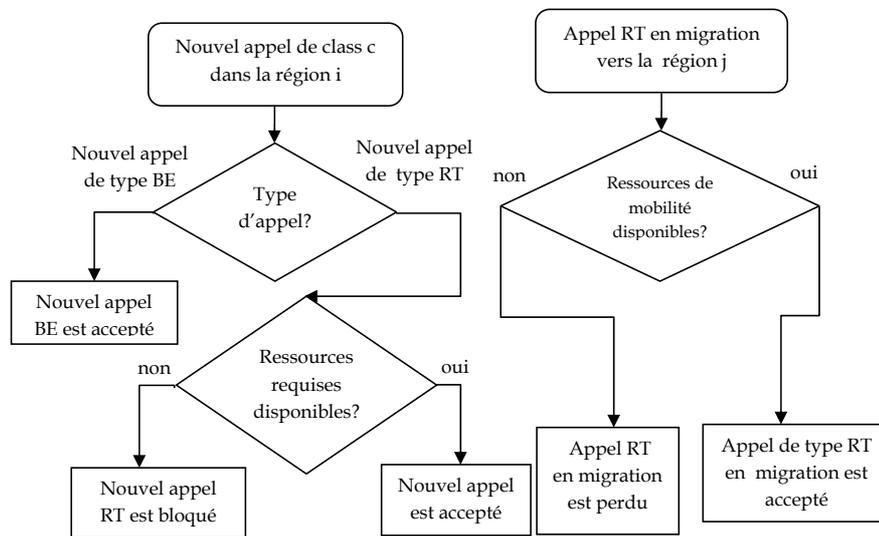


FIGURE 5.11 – Mécanisme 2 : Stratégie de contrôle d’admission d’appel temps réel d’une cellule IEEE802.16e.

efficacité de modulation et de la région ciblée. Le système accepte les appels RT jusqu’à le dépassement de la capacité. Ainsi, ils pourraient être bloqués par le système. Par contre, les appels de type BE reçoivent un même nombre de sous porteuses. Étant donné que les appels BE tolèrent la réduction de débit, ils utiliseront les sous porteuses laissées par les appels RT en cours de manière équitable selon *Processor Sharing* (PS) (Benameur et al., 2001). Aussi, le débit d’un appel BE dépend de sa région (c’est-à-dire la modulation), mais aussi du nombre d’appels BE en cours. Grâce à cette politique de gestion des ressources pour les appels BE, le système ne va jamais bloquer un appel de ce type.

Enfin, la durée d’appels RT est indépendante des ressources consommées, et donc, le temps qui va rester un appel RT dans le système dépend uniquement du comportement de l’utilisateur. Inversement, les appels BE demeurent dans le système en fonction de

la consommation des ressources, et donc, plus le nombre de sous porteuses augmente, plus vite l'appel BE termine son service.

En outre, nos mécanismes du CAC cherchent à réduire la probabilité de perte : la probabilité qu'un appel en cours de communication soit rejeté à cause de sa mobilité qu'elle change la région. Comme expliqué ci-dessus, l'appel consomme la bande passante en fonction de la modulation utilisée. Par la migration à une région loin, un appel peut exiger une bande passante additionnelle. Ainsi, cet appel pourrait subir une perte due au manque de ressources disponibles. Pour empêcher cette perte, nos mécanismes du CAC introduisent une partie de la bande passante réservée aux appels en situation de mobilité. Cette réservation vise à satisfaire au besoin des ressources additionnelles exigées en cas de migration vers les régions où la modulation est plus élevée.

### 5.3.3 Modèle

**Débit instantané et sectorisation de cellule IEEE802.16e :** Nous considérons durant notre analyse et sans perte de la généralité, la modulation adaptative et du codage (AMC) avec uniquement le *pathloss*. En fonction de ce dernier, la cellule IEEE802.16e OFDMA est décomposée en des  $r$  concentriques régions. Chaque région correspondant à une certaine intervalle de valeurs de SNR, et donc, à une AMC, comme montré dans la figure 5.12 et le tableau 5.1. Soient  $R_i$  ( $i = 1, \dots, r$ ) le rayon de la région  $i$  et  $S_i$  représente la surface correspondante. Dans l'environnement OFDMA, le nombre total  $N$  de porteuses est divisé en  $L$  sous porteuses ou groupe contenant chacun  $k$  fréquences, tel que  $k = N/L$ . Dans notre étude, également, nous considérons le système multi-services IEEE802.16e WiMAX avec deux types de trafics temps réel (RT) et best-effort (BE). En plus, nous définissons le débit binaire instantané ou taux de transmission sur l'interface radio  $d_c^i$  pour un appel de class- $c$  situé dans la région  $i$  comme suit :

$$d_c^i = L_c^i \times k \times B \times e_i, \quad (5.7)$$

où  $k$  est le nombre de fréquences assignées à chaque sous porteuses de transmission de données,  $B$  le débit en symbole (nombre de symbole par seconde),  $e_i$  l'efficacité de modulation (en nombre de bit par symbole) et  $L_c^i$  est le nombre de porteuses assignées pour l'appel de classe- $c$  dans la région  $i$ . Le débit binaire ci-dessus peut être dégradé par les erreurs du canal dû à la collision, l'effet d'ombre, etc, comme défini dans (Tarhini et Chahed, 2007b),

$$R_c^i = d_c^i \times (1 - BLER_i), \quad (5.8)$$

où  $BLER_i$  correspond au taux d'erreur bloc (BLER) d'une région  $i$ . Les modulations et les codages utilisés dans une cellule IEEE802.16e en fonction de la valeur du SNR d'un utilisateur sont résumés dans le tableau 5.1. Les valeurs du SNR dans ce tableau sont données pour un BLER inférieur à  $10^{-6}$  dépendent du type de modulation comme indiqué par le standard (IEEE Std 802.16-2001, 2002). Et ainsi, nous avons  $\gamma_1 = 24.4$  dB,  $\gamma_2 = 18.2$  dB,  $\gamma_3 = 9.4$  dB,  $\gamma_4 = 6.4$  dB et  $\gamma_0 = \infty$ .

Modulation	Taux de codage	Valeur du SNR (dB)	Surface (%)
64-QAM	3/4	$[\gamma_1, \gamma_0)$	1.74
16-QAM	3/4	$[\gamma_2, \gamma_1)$	5.14
QPSK	1/2	$[\gamma_3, \gamma_2)$	20.75
BPSK	1/2	$[\gamma_4, \gamma_3)$	39.4

TABLE 5.1 – AMC selon IEEE802.16e.

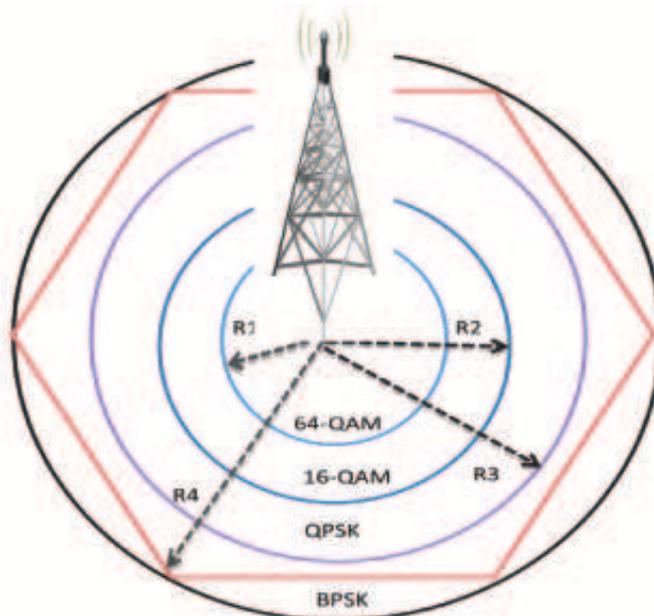


FIGURE 5.12 – La cellule OFDMA IEEE802.16e séctorisée.

**Transitions et état d'équilibre :** Nous nous basons sur la technique de la chaîne de Markov à temps continue (CTMC) dans notre modèle. Les différents taux de transition dans l'espace d'états réalisables définis dans les prochaines sections, sont provoqués par un des événements suivants : un nouvel appel de classe- $c$  arrivant dans la région  $i$  ; migration d'un appel en cours de communication dans la région  $i$  vers la région  $j$  ; fin de service d'un appel de classe- $c$  dans la région  $i$ . Les appels débutent et prennent fin indépendamment. En plus, nous prenons en considération durant notre analyse les hypothèses :

1. Le processus d'arrivée de nouveaux appels de classe- $c$  dans la région  $i$  suit la loi de Poisson de paramètre  $\lambda_{c,i}^0$  ;
2. Le temps de service d'un appel de classe- $c$  dans la région  $i$  est exponentiellement distribué avec un moyen  $1/\mu_c$  ;
3. Le temps moyen de pause ou de séjour d'un appel de classe- $c$  dans la région  $i$  est exponentiellement distribué avec un moyen  $1/\Gamma_c^i$  ;
4. Le taux d'arrivée moyen d'appel de classe- $c$  migrant de la région  $i$  vers la région  $j$  est  $\lambda_c^{i,j}$ .

Soit  $n_c^i(t)$  le nombre d'appels de classe- $c$  à l'instant  $t$  dans la région  $i$ . Nous définissons l'état du système à l'instant  $t$  par :  $\vec{n}(t) \triangleq (n_{RT}^1(t), \dots, n_{RT}^r(t), n_{BE}^1(t), \dots, n_{BE}^r(t))$ . Ensuite, nous modélisons le processus  $\{\vec{n}(t), t > 0\}$  par une chaîne de Markov qui correspond au processus quasi de naissance et de mort. La distribution d'états d'équilibre du système est unique et nous avons :

$$\vec{n} = (n_{RT}^1, \dots, n_{RT}^r, n_{BE}^1, \dots, n_{BE}^r).$$

### 5.3.4 Comportement des utilisateurs mobiles

Dans cette partie nous introduisons le modèle de mobilité *Random Waypoint* (RWP) afin de calculer les taux réels de migration. Dans le modèle RWP un noeud se déplace dans un domaine convexe noté  $\Omega \subset \mathbb{R}^2$  le long d'un segment de ligne droite entre un point (*waypoint*) et un autre. Notons ce point par  $P_i$  et sont uniformément distribués dans le domaine  $\Omega$  tel que  $P_i \sim U(\Omega)$ . La transition d'un point  $P_{i-1}$  vers  $P_i$  est désignée comme le  $i^{eme}$  leg, et la vitesse du noeud sur le  $i^{eme}$  leg est une variable notée  $v_i$  ;  $v_i \sim v$ . En particulier, dans le modèle RWP les variables aléatoires  $v_i$  et  $P_i$  sont indépendants, ainsi  $v_i$  sont uniformément distribués. En respectant ces notations du modèle RWP, le processus pour un noeud est défini comme une séquence infinie des triples (Bettstetter et al., 2004),

$$\{(P_0, P_1, v_1), (P_1, P_2, v_2), \dots\}.$$

Nous considérons le domaine convexe  $\Omega$  durant notre étude comme un disque et leg comme un chemin entre deux points dans ce disque. Aussi, le mobile ou l'utilisateur correspond au noeud dans RWP. Or, le processus RWP est à temps réversible *time reversible*. Ceci signifie que les taux d'arrivée à travers n'importe quelle ligne segment ou une frontière sont égaux dans toutes les directions. Alors, le taux moyen des appels qui se déplacent de la région  $i$  vers la région  $j$  par unité de temps est égale celui des appels migrants de la région  $j$  vers la région  $i$  par unité de temps, c'est à dire,  $\lambda_c^{i,j} = \lambda_c^{j,i}$ . Ceci est prouvé par la théorie des chaînes de Markov dans (). Notre objectif dans cette partie est de calculer les taux de migration  $\lambda_c^{i,j}$ . La vitesse de l'utilisateur ou du mobile est supposée uniformément distribution entre  $v_{min}$  ( $v_{min} > 0$ ) et  $v_{max}$ . La fonction de densité de probabilité  $f_v(v)$  est donnée par

$$f_v(v) = \begin{cases} \frac{1}{v_{max} - v_{min}}, & \text{si } v \in [v_{min}, v_{max}]; \\ 0, & \text{sinon.} \end{cases}$$

Soit  $T_i$  le temps de transition sur le  $i^{eme}$  leg (chemin) et il est défini par  $T_i = \frac{l_i}{v_i}$ , où  $l_i = |P_i - P_{i-1}|$ . Les variables  $l_i$  et  $v_i$  sont indépendants et le temps moyen entre un point et un autre sur le même chemin est donné par :

$$E[T] = \bar{l} \int_v \frac{1}{v} f_v(v) dv = \bar{l} \frac{\ln(v_{max}/v_{min})}{v_{max} - v_{min}} = \bar{l}.E[1/v]. \quad (5.9)$$

Notre objectif est de calculer le taux d'arrivée dans la cellule de rayon  $R_{i-1}$ . Nous considérons ici la surface  $A_i$  de la cellule de rayon  $R_i$  comme un disque convexe dans lequel les utilisateurs se déplacent selon le modèle de mobilité RWP. Nous suivons les mêmes définitions des deux distances  $a_1$  et  $a_2$  introduites dans (Hyytiä et Virtamo, 2007). La distance  $a_1 = a_1(R_{i-1}, \phi)$  indique la distance entre le point  $R_{i-1} = \|(0, R_{i-1})\| \in A_i$  et la frontière du disque  $A_i$  dans la direction de l'angle  $\phi$  (angle antihoraire entre la tangente au point  $R_{i-1} = \|(0, R_{i-1})\| \in A_i$  et  $a_1$ ). La distance  $a_2 = a_1(R_{i-1}, \phi + \pi)$  représente la distance dans le sens opposé de  $a_1$  (voir la figure 5.13). Notons par  $\psi(R_{i-1}, \phi)$  le spécifique flux au point  $R_{i-1}$  dans la direction  $\phi$  et donné par

$$\psi(R_{i-1}, \phi) = \frac{1}{2C_v} \cdot a_1 a_2 (a_1 + a_2), \quad (5.10)$$

où  $C_v = \bar{l} A_i^2 \cdot E[1/v]$ . Nous signalons que la surface du disque de rayon  $R_i$  est  $A_i = \pi R_i^2$  et la longueur moyen d'un chemin dans ce disque est

$$\bar{l} = \frac{1}{A_i} \int_0^\pi a_1 a_2 (a_1 + a_2) d\phi. \quad (5.11)$$

Le modèle de mobilité RWP appliqué dans le contexte des réseaux cellulaires sans fil par (Hyytiä et Virtamo, 2007), donne le taux d'arrivée d'un utilisateur mobile dans la région  $i - 1$  sur tout le contour du disque de rayon  $R_{i-1}$ ,

$$\lambda(R_{i-1}) = 2\pi R_{i-1} \int_0^\pi \sin(\phi) \psi(R_{i-1}, \phi) d\phi. \quad (5.12)$$

A partir de la figure 5.12, nous déduisons les distances  $a_1$  et  $a_2$

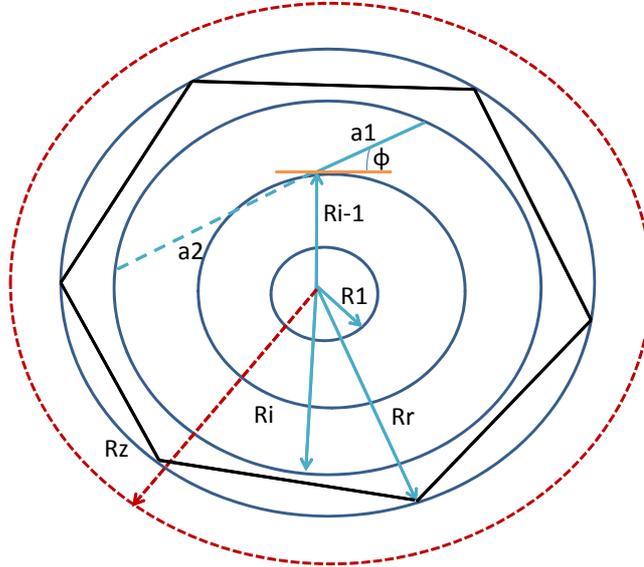


FIGURE 5.13 – Le domaine convexe du processus RWP de rayon  $R_z = 2R_r - R_{r-1}$ .

$$a_1(R_{i-1}, \phi) = \sqrt{R_i^2 - R_{i-1}^2 \cos^2(\phi)} - R_{i-1} \sin(\phi),$$

$$a_2(R_{i-1}, \phi) = \sqrt{R_i^2 - R_{i-1}^2 \cos^2(\phi)} + R_{i-1} \cos(\phi).$$

Puisque les comportements de mobilité des utilisateurs sont indépendants, le taux total de migration ou d'entrer dans la région  $j$  ( $j = i \pm 1$ ) à partir de la région  $i$  ( $i = 1, \dots, r$ ) de classe- $c$  est

$$\lambda_c^{i,j} = \lambda(R_j).n_c^i. \quad (5.13)$$

Enfin, le taux d'arrivée d'appels venant d'autres cellules voisines (*handover*) est donné par

$$\lambda_c^{ho} = \lambda_c^{r+1,r} = \lambda(R_r).n_c^r. \quad (5.14)$$

Après avoir trouver les taux effectifs de migration d'appels, nous calculons le temps moyen de séjour d'un mobile ou d'un utilisateur dans la région  $i$  qui demande un appel de classe- $c$ . L'existence de ce mobile dans la région  $i$  peut être qu'il vient de se connecter pour la première fois avec un taux d'arrivée  $\lambda_{c,i}^0$  ou bien il vient de la région voisine  $j$  avec un taux d'arrivée  $\lambda_c^{j,i}$  ( $i = j \pm 1$ ). Alors le temps de séjour moyen est donné dans (Hyttiä et Virtamo, 2007) par la relation

$$\Gamma_c^i = \frac{p_c^i}{\lambda_c^{i+1,i} + \lambda_c^{i-1,i} + \lambda_{c,i}^0}, \quad \text{avec } \lambda_c^{0,1} = 0, \quad (5.15)$$

où  $p_c^i$  est la probabilité de trouver un appel de classe- $c$  dans la région  $i$ , donnée par

$$p_c^i = P(n_c^i(t) \geq 1) = \sum_{\vec{n}, n_c^i \geq 1} \pi_k(\vec{n}). \quad (5.16)$$

où  $\pi_k$  est la probabilité d'état d'équilibre qui va être calculer, premièrement dans le cas du premier CAC ( $k = 1$ ) et deuxièmement dans le cas du deuxième CAC ( $k = 2$ ).

### 5.3.5 Analyse du système avec le premier mécanisme

**Calcul de la bande passante occupée et l'espace d'états :** Dans cette partie tous les appels acceptés par le système vont recevoir un même débit binaire partout dans la cellule. le mécanisme de contrôle d'admission décrit dans la figure 5.10, assure ce type de la qualité de service en fonction de la mobilité inter et intra cellulaire. Le système assigne via l'équation (5.8) à chaque appel de classe- $c$  la quantité

$$L_c^i = \frac{R_c}{k \times B \times e_i \times (1 - BLER_i)}. \quad (5.17)$$

La durée d'un appel temps réel est déterminée en fonction du comportement de l'utilisateur indépendamment des ressources consommées. Alors que celle d'un appel *best effort* est donnée en fonction de la quantité moyenne en bits à transmettre ( $E(Pay)$  (Downey, 2001)) par l'utilisateur et les ressources assignées, comme suit

$$\frac{1}{\mu_{BE}} = \frac{E(Pay)}{R_{BE}}.$$

Notre première stratégie de CAC favorise les appels en mobilité sur ceux qui tentent de se connecter la première fois dans le système. Pour cela, notons par  $L_m$  la capacité réservée strictement aux appels qui vont être déplacer à cause de la mobilité des utilisateurs.

Aussi, soit  $L_0$  la capacité restante pour tous les appels et donnée par  $L_0 = L - L_m$ . La bande passante occupée à l'état  $\vec{n}$  est notée par  $B_1(\vec{n})$  et définie par la relation

$$B_1(\vec{n}) \triangleq \sum_{i=1}^r \{n_{RT}^i L_{RT}^i + n_{BE}^i L_{BE}^i\}. \quad (5.18)$$

Nous définissons l'espace d'états possibles de toutes les configurations possibles de nombre d'appels dans le système par la relation

$$\mathbb{E} = \{\vec{n} \in \mathbb{N}^{2r} \mid \sum_{i=1}^r \{n_{RT}^i L_{RT}^i + n_{BE}^i L_{BE}^i\} \leq L\}. \quad (5.19)$$

**Distribution stationnaire :** Nous rappelons qu'un appel de la classe- $c$  dans la région  $i$  de la cellule peut être venir de l'extérieur du système où à partir des régions voisines sous l'effet de la mobilité. Donc, pour un état  $\vec{n}$  possible, le taux total d'arrivée d'appels de classe- $c$  dans la région  $i$  est

$$\lambda_c^i(\vec{n}) = \begin{cases} \lambda_{c,i}^0 + \lambda_c^{i-1,i} + \lambda_c^{i+1,i}, & \text{si } B_1(\vec{n}) < L_0; \\ \lambda_c^{i-1,i} + \lambda_c^{i+1,i}, & \text{si } L_0 \leq B_1(\vec{n}) < L. \end{cases} \quad (5.20)$$

Puisque nous avons deux classes de service RT et BE, ainsi chaque appel de chacune de ces classes demande dans la région  $i$  une quantité de sous porteuses différente  $L_c^i$ , alors le système considère  $2r$  classes différentes. En effet, nous avons  $2r$   $L_c^i$  valeurs différentes et donc par application du théorème multiclass de BCMP (Chao et al., 2001) avec la possibilité de changement de classe (de modulation AMC), nous trouvons la distribution stationnaire du système suivant

$$\pi_1(\vec{n}) = \frac{1}{G} \prod_{i=1}^r \frac{(\rho_{RT}^i)^{n_{RT}^i}}{n_{RT}^i!} \frac{(\rho_{BE}^i)^{n_{BE}^i}}{n_{BE}^i!}, \quad (5.21)$$

où  $\rho_c^i = \frac{\lambda_c^i(\vec{n})}{\Gamma_c^i + \mu_c}$ ,  $\vec{n} \in \mathbb{E}$  et  $G$  est la constante de normalisation donnée par

$$G = \sum_{\vec{n} \in \mathbb{E}} \prod_{i=1}^r \frac{(\rho_{RT}^i)^{n_{RT}^i}}{n_{RT}^i!} \frac{(\rho_{BE}^i)^{n_{BE}^i}}{n_{BE}^i!}.$$

Nous remarquons que cette probabilité dépend de la valeur moyenne du temps de séjour de l'utilisateur demandant le service de classe- $c$ . Ce temps quant à lui, est en fonction de la probabilité d'avoir un appel de cette classe dans la région  $i$  et elle même dépend au temps moyen de séjour de l'utilisateur  $\Gamma_c^i$  dont lequel il dépend de la probabilité  $p_c^i$  dans l'équation (5.16). Alors encore cette dernière est en fonction de la distribution stationnaire et vice versa. Par conséquent, pour résoudre ce problème nous utilisons le théorème du point fixe. L'algorithme suivant nous permet de trouver la solution.

---

**Algorithm 4** : Convergence des probabilités
 

---

- 1: Initialiser la probabilité dans l'équation (5.15) :  $p_{c,old}^i = p_c^i = 0.1$ .
  - 2: Calculer le temps moyen de séjour dans (5.15).
  - 3: Trouver la distribution de probabilités  $\pi_1(\vec{n})$  via l'équation (5.21).
  - 4: Dédire la nouvelle valeur de la probabilité (5.16), notée par  $p_{c,new}^i$ .
  - 5: Vérifier la convergence de probabilité entre l'ancien et la nouvelle valeur, c'est à dire si  $|p_{c,new}^i - p_{c,old}^i| < \zeta$ , où  $\zeta$  est un nombre très petit et strictement positive, alors la nouvelle probabilité est utilisée dans le calcul des performance du système. Sinon, passer à l'étape 2 avec la nouvelle valeur comme valeur initiale. Les itérations sont poursuivies jusqu'à atteindre la convergence des probabilités.
- 

### 5.3.6 Analyse du système avec le deuxième mécanisme

**Taux binaires par classe et espace d'états :** Dans cette partie, nous analysons le système avec le mécanisme du contrôle d'admission décrit dans la figure 5.11. Nous considérons que l'opérateur réserve une capacité minimale pour les appels BE ainsi une portion de sous porteuses aux appels RT demandant la migration due à la mobilité. Notons respectivement ces capacités réservées par  $L_{BE}$  et  $L_{RT}^m$ . La capacité restante aux appels RT est notée par  $L_{RT}$  dont la forme est

$$L_{RT} = L - L_{BE} - L_{RT}^m. \quad (5.22)$$

Pour l'état  $\vec{n}$  du système, les ressources occupées par les appels temps réel à cet état sont notées par  $B_2(\vec{n})$  et calculées par

$$B_2(\vec{n}) = \sum_{i=1}^r n_{RT}^i L_{RT}^i, \quad (5.23)$$

où

$$L_{RT}^i = \frac{R_{RT}}{k \times B \times e_i \times (1 - BLER_i)}.$$

La qualité de service des appels temps réel est de maintenir un débit constant partout dans la surface couverte par la station de base. Alors qu'un appel de type *best effort* va recevoir un débit instantané dépendant de la région  $i$  où se trouve le mobile noté  $R_{BE}^i$ . La capacité dynamique totale partagée équitablement selon le processus de partage PS entre tous les appels *best effort* notée  $C(\vec{n})$ , est définie par

$$C(\vec{n}) = \begin{cases} L - B_2(\vec{n}) - L_{RT}^m, & \text{si } B_2(\vec{n}) < L_{RT}; \\ L_{BE}, & \text{sinon.} \end{cases} \quad (5.24)$$

Donc le nombre de sous porteuses allouées à un appel de type *best effort* dans la région  $i$  est donné par la relation

$$L_{BE}^i(\vec{n}) = \left\lfloor \frac{C(\vec{n})}{\sum_{i=1}^r n_{BE}^i} \right\rfloor, \quad (5.25)$$

où  $|x|$  représente la partie entière inférieure où égale à  $x$ . Le taux binaire atteint par un mobile dans la région  $i$  est  $R_{BE}^i(\vec{n}) = L_{BE}^i(\vec{n}) \times k \times B \times e_i \times (1 - BLER_i)$ . Par conséquent, la durée moyenne d'un appel *best effort* dans la région  $i$  est en fonction de l'état du système et la quantité moyenne à transmettre

$$\frac{1}{\mu_{BE}^i} = \frac{E(Pay)}{R_{BE}^i(\vec{n})}.$$

Le système accepte sans limite les appels de la classe *best effort* et donc nous définissons l'espace d'états en prenant en compte que les appels temps réel.

$$\mathbb{F} = \{ \vec{n} \in \mathbb{N}^{2r} \mid \sum_{i=1}^r n_{RT}^i L_{RT}^i \leq L_{RT} \}. \quad (5.26)$$

Par la suite nous avons besoin de la fonction indicatrice suivante

$$\delta(X) = \begin{cases} 1, & \text{si } X \text{ est vraie;} \\ 0, & \text{sinon.} \end{cases}$$

**Taux de transition :** Les taux de transition possibles du système à partir de l'état  $\vec{n}$  vers d'autres états sont obtenus comme suit. Soit  $\vec{n}_{i+}^c$  caractérise l'état du système quand un nouvel appel de classe- $c$  est arrivé dans la région  $i$  en notant le taux transition correspondant par  $q(\vec{n}, \vec{n}_{i+}^c)$ . Soit  $\vec{n}_{i-}^c$  l'état déclenché quand un appel de classe- $c$  dans la région  $i$  termine son service ou bien change sa modulation (région) et notons le taux de transition associé par  $q(\vec{n}, \vec{n}_{i-}^c)$ . Soit  $\vec{n}_{ij}^c$  ( $j = i \pm 1$ ) un état correspondant au déplacement d'un appel de classe- $c$  dans la région  $i$  vers la région voisine, et notons le taux de transition par  $q(\vec{n}, \vec{n}_{ij}^c)$ . En conséquent, nous formulons les taux de transition possibles comme suit

$$\begin{aligned} q(\vec{n}, \vec{n}_{i+}^{RT}) &= \delta(B_2(\vec{n}) + L_{RT}^i \leq L_{RT}) \lambda_{RT,i}^0, \\ q(\vec{n}, \vec{n}_{i+}^{BE}) &= \lambda_{BE,i}^0, \\ q(\vec{n}, \vec{n}_{ij}^{RT}) &= \delta(B_2(\vec{n}) + \Delta_{RT}^{ij} \leq L_{RT} + L_{RT}^m) \lambda_{RT}^{ij}, \\ q(\vec{n}, \vec{n}_{ij}^{BE}) &= \lambda_{BE}^{ij}, \\ q(\vec{n}, \vec{n}_{i-}^{RT}) &= n_{RT}^i (\mu_{RT} + \Gamma_{RT}^i), \\ q(\vec{n}, \vec{n}_{i-}^{BE}) &= n_{BE}^i (\mu_{BE}^i(\vec{n}) + \Gamma_{BE}^i), \end{aligned}$$

où  $\Delta_{RT}^{ij} = L_{RT}^i - L_{RT}^j$  et  $\Gamma_c^i$  est calculé en utilisant l'Algorithme 4, en remplaçant la probabilité  $\pi_1$  par  $\pi_2$ . Une fois nous avons défini les transitions possible du système, nous construisons la matrice de transition notée  $\mathbf{Q}$ . Nous avons la relation  $\mathbf{Q} = (q(\vec{n}, \vec{n}'))$  pour tout  $\vec{n} \in \mathbb{F}$  et  $\vec{n}' \in \mathbb{F}$ . Le taux de transition de l'état  $\vec{n}$  à  $\vec{n}'$  est noté par  $q(\vec{n}, \vec{n}')$ . Ce taux devrait être calculé sachant que la somme de tous les termes de chaque ligne dans la matrice  $\mathbf{Q}$  et pour toutes les régions  $i = 1, \dots, r$  et toutes les classes soit nulle.

**Distribution stationnaire dans le cas 2 :** Soient  $\pi_2(\vec{n})$  la probabilité d'état d'équilibre du système à l'état  $\vec{n}$  ( $\vec{n} \in \mathbb{F}$ ) et  $\vec{\pi}$  le vecteur des probabilités d'équilibres de la forme  $\vec{\pi} = \{\pi_2(\vec{n}) \mid \vec{n} \in \mathbb{F}\}$ . Ce vecteur est donné en résolvant le système suivant

$$\vec{\pi} \mathbf{Q} = \vec{0}, \quad (5.27)$$

$$\vec{\pi} \vec{1} = 1. \quad (5.28)$$

où  $\vec{1}$  est un vecteur colonne des unes et  $\vec{0}$  un vecteur ligne des zéros.

### 5.3.7 Evaluation des performances

Après avoir trouver les distributions stationnaires correspondantes aux mécanismes de contrôle d'admission cités avant, nous fournissons dans cette partie des métriques de performance intéressantes : débit total du système, probabilités de blocage et de rejet, et temps de séjour.

**Probabilités de blocage :** La probabilité de blocage d'un appel dans la région  $i$  de la classe- $c$  dans le cas du premier mécanisme, est donnée en considérant tous les états du système qui mènent vers un état bloquant dans la région  $i$ , par

$$B_c^i = \sum_{\vec{n} \in \mathbb{E}_c^i} \pi_1(\vec{n}), \quad i = 1, \dots, r, \quad (5.29)$$

où

$$\mathbb{E}_c^i = \{\vec{n} \in \mathbb{E} \mid B_1(\vec{n}) + L_c^i > L_0\}.$$

La probabilité de blocage d'un appel dans la région  $i$  de la classe temps réel dans le cas du deuxième mécanisme, est donnée par tous les états du système qui mènent vers un état bloquant dans la région  $i$ , par

$$B_{RT}^i = \sum_{\vec{n} \in \mathbb{F}_{RT}^i} \pi_2(\vec{n}), \quad i = 1, \dots, r, \quad (5.30)$$

où

$$\mathbb{F}_{RT}^i = \{\vec{n} \in \mathbb{F} \mid B_2(\vec{n}) + L_{RT}^i > L_{RT}\}.$$

**Probabilités de perte :** Un appel de classe- $c$  en cours de communication dans la région  $i$  part vers la région  $j$  à cause de la mobilité du mobile dans le cas du premier mécanisme, est rejeté par le système par la probabilité suivante

$$D_c^i = \sum_{\vec{n} \in \mathbb{E}_c^{i,j}} \pi_1(\vec{n}), \quad i = 2, \dots, r, \quad (5.31)$$

où

$$\mathbb{E}_c^{i,j} = \{\vec{n} \in \mathbb{E} \mid B_1(\vec{n}) + L_c^j - L_c^i > L\}.$$

Un appel temps réel en cours de communication dans la région  $i$  part vers la région  $j$  à cause de la mobilité du mobile dans le cas du deuxième mécanisme, est rejeté par le système avec la probabilité

$$D_{RT}^i = \sum_{\vec{n} \in \mathbb{F}_{RT}^{i,j}} \pi_2(\vec{n}), \quad i = 2, \dots, r, \quad (5.32)$$

où

$$\mathbb{F}_{RT}^{i,j} = \{ \vec{n} \in \mathbb{F} \mid B_2(\vec{n}) + L_{RT}^j - L_{RT}^i > L_{RT} + L_{RT}^m \}.$$

**Débit total moyen de la cellule :** Dans le cas du premier mécanisme, le débit total moyen du système est calculé en balayant tous les états possibles du système

$$Th_1 = \sum_{\vec{n} \in \mathbb{E}} \pi_1(\vec{n}) \sum_{i=1}^r (n_{RT}^i R_{RT} + n_{BE}^i R_{BE}). \quad (5.33)$$

Ainsi que dans le cas du deuxième mécanisme, le débit total du système est

$$Th_2 = \sum_{\vec{n} \in \mathbb{F}} \pi_2(\vec{n}) \sum_{i=1}^r (n_{RT}^i R_{RT} + n_{BE}^i R_{BE}^i(\vec{n})). \quad (5.34)$$

**Temps de séjour des appels *best effort* :** Le temps moyen de séjour des appels *best effort* est

$$T^{BE} = \frac{\sum_{\vec{n} \in \mathbb{F}} \sum_{i=1}^r n_{BE}^i \pi_2(\vec{n})}{\sum_{i=1}^r \lambda_{BE,i}^0}. \quad (5.35)$$

### 5.3.8 Applications numériques

Dans cette partie, nous fournissons quelques résultats numériques concernant l'impact de nos mécanismes cités auparavant. Durant cette analyse nous considérons les paramètres suivants :

- La cellule OFDMA IEEE802.16e est décomposée en deux régions concentriques ( $r = 2$ ) dont les rayons sont  $R_1 = 300m$  et  $R_2 = 600m$ .
- Les modulations de ces régions sont 16-QAM 3/4 ( $e_1=3$  bits/symbole) et QPSK 1/2 ( $e_2=1$  bit/symbole) (Liu et al., 2005);
- La vitesse de modulation en *baud* est  $B = 2666$  symbole/s;
- le taux d'erreur bloc  $BLER_i = 0$ ;
- le nombre de fréquences est  $K = 48$ ;
- le débit binaire d'appels RT  $R_{RT}$  est de 128 Kbps et celui d'appels BE  $R_{BE}$  est de 384 Kbps (Tarhini et Chahed, 2007b);
- la capacité totale du système  $L$  est de 10 porteuses;
- la durée moyenne d'appel RT est de 120s et la taille moyenne d'un fichier de téléchargement correspond à  $E(Pay) = 5$  Mbits.

Enfin, nous supposons que les mobiles ou les utilisateurs se déplacent selon le processus RWP dans le disque convexe de rayon  $R_z = 900m$ . Ils choisissent aléatoirement des vitesses nouvelles dans chaque *waypoint* à partir d'une distribution uniforme de vitesse dans l'intervalle  $[v_{min}, v_{max}]$ , où  $v_{min} = 3km/h$  (mobilité faible) ou bien  $v_{min} = 20km/h$  (mobilité élevée),  $v_{max} = 90km/h$ .

**Impact du premier mécanisme sur les performances du système :** La figure 5.14 représente la probabilité de blocage pour chaque *burst profile* (modulation). Ces résultats sont exprimés en fonction de la partie des ressources réservées à la mobilité des utilisateurs. Comme prévu durant notre analyse théorique, les probabilités augmentent à mesure que le seuil réservé  $L_m$  augmente et l'efficacité de modulation diminue. D'ailleurs, une différence appréciable existe entre la probabilité de blocage des appels de la classe temps réel et ceux de la classe *best effort*. Ceci est dû à la bande passante demandée par type d'appel, un appel de classe RT dans notre environnement numérique exige plus de ressources qu'un appel BE. Ainsi, quand le seuil  $L_m$  augmente, les probabilités de blocages augmentent du fait de notre mécanisme de CAC, qui donne plus de priorité aux appels migrants que les nouveaux appels. Ainsi la probabilité de blocage dépend principalement de la bande passante et aussi de l'efficacité de modulation d'appel. Nous observons également avec l'augmentation du seuil  $L_m$ , les appels sont plus souvent bloqués quand ils viennent d'une région plus loin de la station de base (QPSK), et ils demandent plus de ressources dans ces régions. En particulier, nous observons sur cette figure les probabilités de blocage pour les deux types d'arrivées : BE-16QAM et RT-QPSK. Les probabilités de blocage sont exactement identiques parce que le produit entre la bande passante et l'efficacité de modulation est le même pour tous les deux appels.

Ensuite, la figure 5.15 montre le débit total de la cellule en fonction du seuil réservé à la mobilité. Sur cette figure deux comportements singuliers doivent être étudiés. La première observation principale traite l'augmentation du débit en raison d'une mobilité plus élevée. Quand le mobile se déplace plus rapidement, il augmente sa probabilité de changement de région (et alors son efficacité de modulation) par unité de temps. Ceci implique également que plus d'appels seront perdus en raison du manque de ressources. En effet, le système va implicitement forcer les appels à employer de meilleures modulations. Cette explication décrit comment une mobilité plus élevée permet d'atteindre un débit important. Notons que cette remarque est confirmée dans le réseau WiMAX (Peyre et El-Azouzi, 2009) ainsi que dans les réseaux ad-hoc (Grossglauser et al., 2002). D'autre part, nous pouvons critiquer dans la figure 5.15, l'impact de la réservation de ressources pour faciliter la mobilité des appels. Pour n'importe quel comportement ou modèle de mobilité, le débit total moyen de la cellule diminue à mesure que la partie réservée augmente. Mais la chute du débit dépend du comportement de mobilité. Certainement, l'introduction des ressources réservées, nous aide de plus en plus à avoir des migrations d'appels dans les régions éloignées de la station de base. Ces appels utilisent plus de sous-canaux pour atteindre le même débit binaire que celui recevant un mobile de la première région. En conséquence, le système atteint un faible débit en donnant la priorité à la gestion de mobilité d'utilisateur.

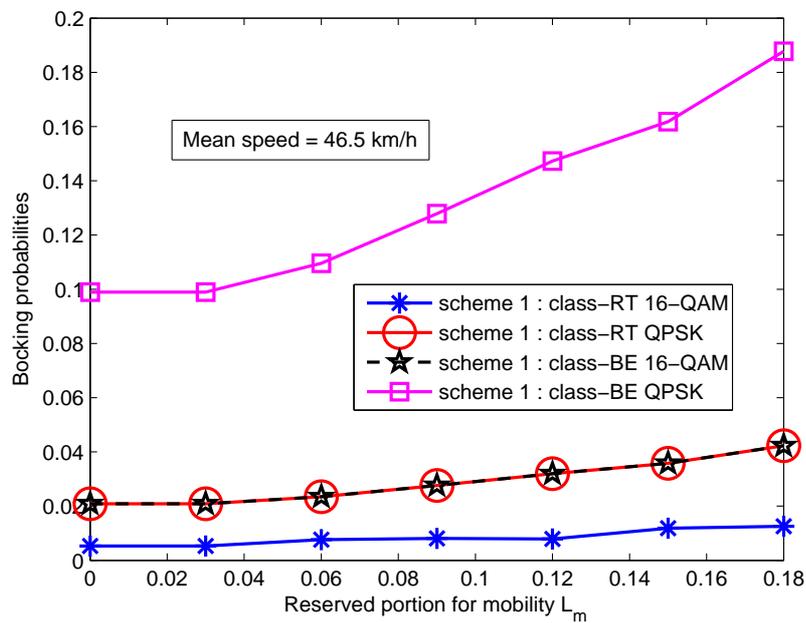


FIGURE 5.14 – Probabilités de blocages en fonction du seuil  $L_m$  et la vitesse moyenne pour  $\lambda_{RT,i}^0 = \lambda_{BE,i}^0 = 0.3$ .

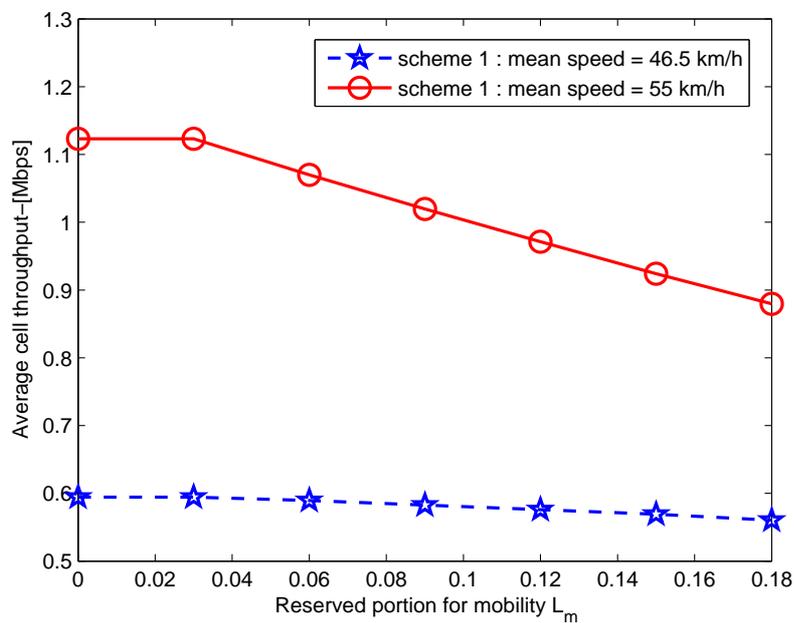


FIGURE 5.15 – Débit total moyen en fonction du seuil  $L_m$  et la vitesse moyenne pour  $\lambda_{RT,i}^0 = \lambda_{BE,i}^0 = 0.3$ .

Par contre plus l'impact de la première stratégie, nous représentons dans la figure 5.16 les probabilités de pertes d'appels en fonction du seuil  $L_m$ . Nous traçons les résultats pour les deux types de trafics migrant de la première région (c'est à dire modulation 16-QAM) vers la région frontalière (c'est à dire de modulation QPSK), et pour deux comportements de mobilité. La figure montre le fort impact de la réservation des ressources sur la gestion de mobilité. Pour ce qui concerne les trafics temps réel, nous observons qu'une mobilité plus élevée cause une augmentation 20 fois supérieures des pertes d'appels. Pour lutter contre cet effet, notre mécanisme de CAC permet la réservation de ressources aux appels en mobilité afin d'avoir une probabilité de perte d'appel inférieure à une valeur désirée. Par exemple, pour une réservation de ressources inférieure à dix pour cent de la capacité totale du système, nous observons une diminution de la probabilité de perte à moins d'un-pour cent. Pour les appels *best effort*, nous constatons exactement le même comportement. Néanmoins, la probabilité de perte des trafics BE demeure plus élevée que celle des appels RT, par ce que les appels BE demandent un débit binaire plus grand que celui des appels RT. Donc, en demandant plus de ressources pour atteindre leur débit, ils subissent plus de perte. Pour ce type de trafic, notre stratégie de CAC permet également de réduire considérablement la probabilité de perte en augmentant la réservation de ressources  $L_m$ .

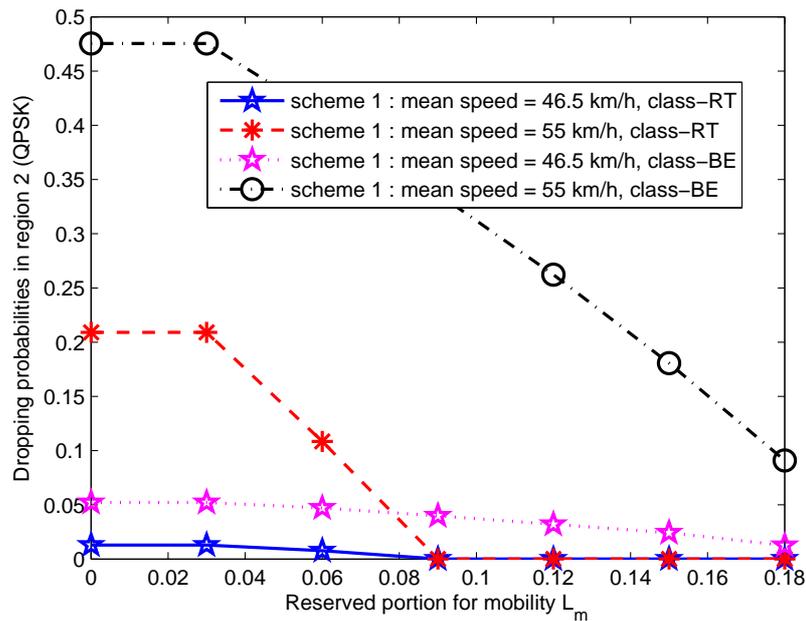
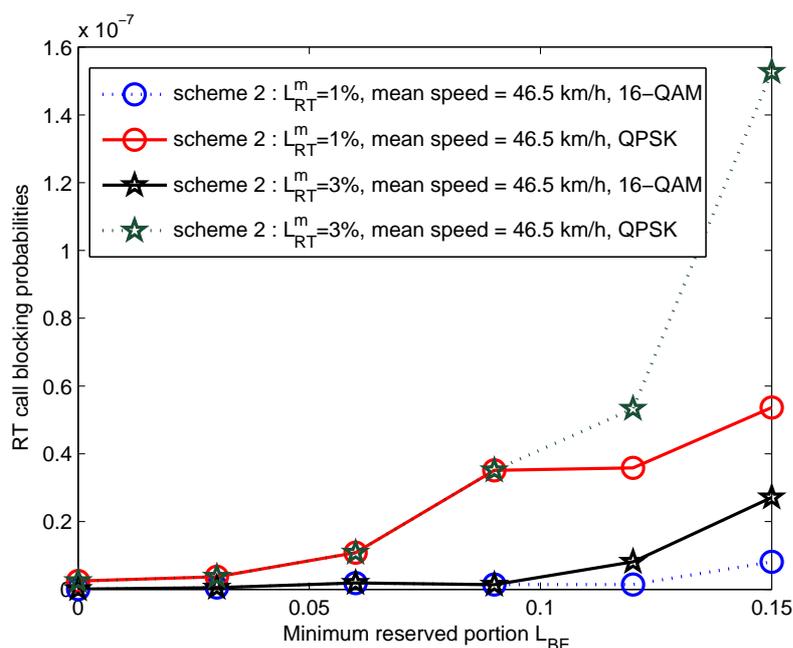


FIGURE 5.16 – Probabilités de perte en fonction du seuil  $L_m$  et la vitesse moyenne pour  $\lambda_{RT,i}^0 = \lambda_{BE,i}^0 = 0.3$ .

**Impact du deuxième mécanisme sur les performances du système :** La figure 5.17 montre les probabilités de blocage pour les trafics temps réel dans les deux régions en fonction de la réservation de ressources pour les appels *best effort*. Nous traçons les

résultats obtenus pour deux profils de réservation de ressource pour la gestion de mobilité d'utilisateur intra cellule. Cette figure montre clairement l'impact de  $L_{BE}$  et  $L_{RT}^m$  sur les probabilités de blocage dans chaque région. Généralement, les probabilités de blocage sont fortement augmentées quand la réservation minimale de ressources aux appels BE augmente. En outre, cet effet devient plus important par l'augmentation de la réservation de ressource de gestion de mobilité. De ce rapport, nous pourrions calculer les gammes de valeurs pour  $L_{BE}$  et  $L_{RT}^m$  qui satisfont un seuil de blocage maximum de probabilité. La figure 5.18 montre les probabilités de perte pour les trafics temps réel



**FIGURE 5.17** – Probabilités de blocages des appels RT en fonction du seuil  $L_{BE}$  et  $L_{RT}^m$  pour  $\lambda_{RT,i}^0 = \lambda_{BE,i}^0 = 0.3$ .

dans la région frontalière en fonction de la réservation minimale de ressources pour les appels *best effort*. Nous traçons les résultats obtenus pour deux profils de réservation de ressource pour la gestion de la mobilité utilisateur. La figure montre comment la réservation de ressources  $L_{RT}^m$  diminue la probabilité de perte via le seuil minimal réservé aux appels BE. Dans cette figure, la probabilité de perte est réduite quand la réservation  $L_{BE}$  est supérieure à dix pour cent. Ainsi nous pouvons déterminer les valeurs possibles pour  $L_{RT}^m$  arrivant à une probabilité de perte d'appels RT maximum désirée.

Enfin, la dernière figure 5.19 présente le débit total de la cellule. Cette figure représente l'impact des différentes réservations de ressources pour la mobilité sur l'augmentation d'appels BE et la facilité de la mobilité des appels. Dans la figure 5.19 nous pouvons apprécier l'important impact de la réservation  $L_{BE}$ . En effet, par la réservation de 15% de la capacité totale pour les appels BE, nous doublons le débit total moyen de la cellule. En plus, l'augmentation de la réservation  $L_{RT}^m$  de mobilité diminue légèrement le débit total. Cette observation mène à constater qu'une petite quantité de sous-canaux

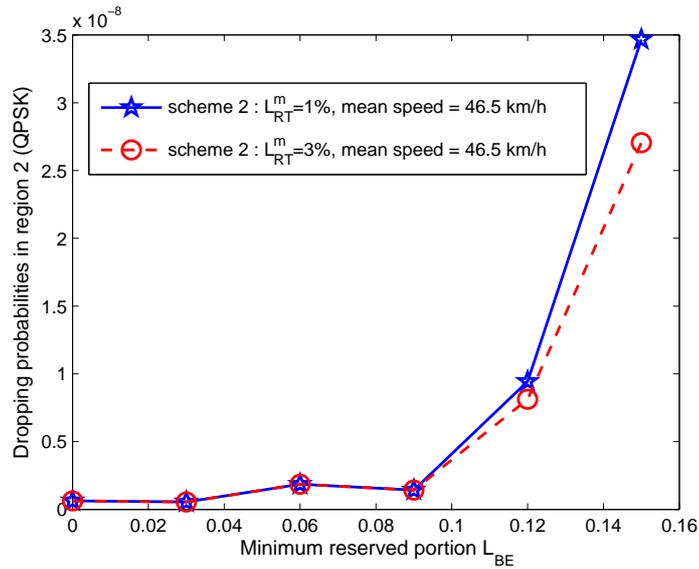


FIGURE 5.18 – Probabilités de perte d’appels RT en fonction du seuil  $L_{BE}$  et  $L_{RT}^m$  pour  $\lambda_{RT,i}^0 = \lambda_{BE,i}^0 = 0.3$ .

réservés pour les appels BE permet d’atteindre un débit très élevé. En fait, en réservant quelques sous-canaux aux appels BE, nous augmentons également les probabilités de blocage et de perte d’appels RT. Par conséquent, ces quantités de ressources libérées par les appels bloqués ou perdus permettent aux appels BE mieux utiliser les ressources.

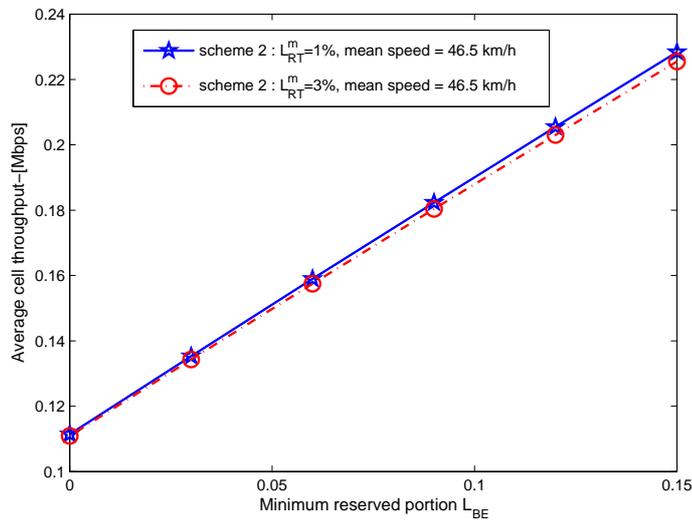


FIGURE 5.19 – Débit total moyen en fonction du seuil  $L_{BE}$  et  $L_{RT}^m$  pour  $\lambda_{RT,i}^0 = \lambda_{BE,i}^0 = 0.3$ .

## 5.4 Conclusion

Dans le cas discret du système IEEE802.16e, nous avons défini un modèle pour une cellule IEEE802.16e. Ce modèle se base sur la décomposition de la cellule en différentes régions de modulation suivant le principe de la technique du codage et modulation adaptative AMC. Nous avons proposé un nouveau mécanisme de contrôle d'admission qui fait une différenciation des les deux principaux types de service, temps réel et non temps réel. Les appels non temps réel ont des ressources minimums à partager équitablement *process sharing* entre eux, ainsi que toute capacité laissée par les appels de la première classe. Ainsi les appels temps réel ont plus de priorité par ce mécanisme en fonction de la gestion de ressources total du système. Ces derniers reçoivent un débit fixe tout le temps durant lequel les mobiles se déplacent dans toute la surface de la cellule. Alors que les appels non temps réel auront un débit qui varie selon la région où se trouve le mobile et la capacité restante par les appels temps réel. Ce mécanisme de contrôle d'admission facilite la gestion des ressources en rejetant un nouvel appel temps réel qui demande des ressources où le système à cet instant détecte qu'il existe une région bloquante intérieure à sa région, sans vérifier s'il y a des ressources libres. En plus de ce mécanisme, nous avons étudié l'impact du principe de partitionnement des codes entre les appels temps réel et non temps réel. Les appels temps réel disposent d'une plus grande plage de codes pour envoyer leurs requêtes de ressources. Aussi, une plage de code est partagée entre les appels de ces deux grandes classes de services.

Dans le cas continu du système IEEE802.16e, nous avons proposé deux mécanismes de contrôle d'admission ou stratégies de gestion de QoS dans le système IEEE802.16e. Le premier définit des débits binaires constants (CBR) pour les deux classes de service, temps réel et *best effort*. Nous avons présenté aussi une réservation de ressource pour faciliter la mobilité des utilisateurs entre les régions de la cellule. Le deuxième mécanisme garde la même qualité de service pour les appels temps réel et remplace celle des *best effort* par un partage équitable de ressources via le processus (PS), et nous avons réservé une bande passante minimale pour les appels *best effort* afin de leurs garantir une QoS minimale et une autre pour les appels temps réel en mobilité intra cellule. D'ailleurs, nous avons défini un modèle plus réaliste de mobilité RWP qui nous a permis de calculer les taux migration des appels de manière explicite. En nous basant sur ces propositions nous modélisons notre système dans les deux stratégies cités ci-dessus avec une chaîne de Markov à temps continue pour trouver la distribution stationnaire du système. Par les résultats numériques nous avons pu voir l'impact de ces deux stratégies sur les performances du système. Le choix de la stratégie dépend directement de la façon dont l'opérateur veut gérer son réseau par rapport à la qualité de service qu'il peut offrir aux ses clients. Comme perspective de ce travail, nous pensons utiliser le modèle de mobilité RWP également dans le cas discret et ainsi considérer le temps de pause (*thinking time*) d'un mobile dans sa région afin de décider du changement de son efficacité de modulation ou bien jusqu'à une autre région.