

# Coexistence de Protocoles à Retransmissions Incrémentales pour un Canal Cognitif

Romain TAJAN, Charly POUILLIAT, Inbar FIJALKOW

ETIS - ENSEA/Université Cergy-Pontoise/CNRS 6, avenue du Ponceau F-95000 Cergy-Pontoise CEDEX FRANCE  
romain.tajan@ensea.fr, charly.poulliat@ensea.fr, inbar.fijalkow@ensea.fr

**Résumé** – Dans cet article, nous considérons la coexistence d’un utilisateur primaire et d’un utilisateur secondaire implémentant tous deux des systèmes à Retransmissions Incrémentales (IR) sur un canal cognitif. Nous proposons une généralisation du protocole d’émission secondaire présentée dans [1] à des protocoles IR possédant des tailles de blocs variables et un nombre de retransmissions supérieur à 2. Enfin, nous donnons des expressions semi-analytiques des débits, débits moyens et probabilités de coupures pour le primaire et secondaire en l’absence de connaissance non-causale sur le lien cognitif.

**Abstract** – In this paper, we consider the coexistence of a secondary user system with a primary user system in a cognitive channel when both primary and secondary pairs use an Incremental Redundancy Hybrid Automatic Repeat reQuest. We give a more general protocol than [1] allowing more than 2 retransmission and different block sizes. In this context, we derive the analysis of outage probability, throughput and expected throughput for both primary and secondary.

## 1 Introduction

Le canal cognitif [2] est un canal dans lequel une paire émetteur/récepteur secondaire (notés respectivement  $T_2/D_2$ ) tente d’accéder à un canal licencié à une paire émetteur/récepteur primaire (notés respectivement  $T_1/D_1$ ). Afin de pouvoir accéder au canal, le secondaire doit limiter l’interférence qu’il génère sur le primaire tout en essayant de conserver un débit non-nul. Nous considérerons ici le cas d’une coexistence unilatérale puisque seul le secondaire s’adapte à l’existence du primaire, ce dernier ignorant de la présence du secondaire. Suivant la connaissance que possède le secondaire et suivant si il la possède sur  $T_2$  ou sur  $D_2$ , différentes techniques peuvent être envisagées.

Si la connaissance du secondaire consiste en la connaissance de l’ensemble des mots de code primaire et du mot envoyé par  $T_1$  à  $D_2$ , l’utilisateur secondaire peut réaliser une annulation parfaite de l’interférence que crée  $T_1$  sur son signal reçu. Si cette même connaissance est disponible à  $T_2$ , celui-ci peut réaliser le pré-codage de son paquet afin de limiter sa propre interférence sur le signal primaire. [2] donne la région de capacité obtenue par l’utilisation d’un pré-codage, en fonction de la part de puissance que  $T_2$  utilise pour le pré-codage.

Dans cet article, nous proposons une généralisation du protocole proposé dans [1] pour des retransmissions incrémentales (IR) avec blocs de taille variables et nombre de retransmission supérieur à 2 et calculons ses performances. Les performances observées sont la probabilité de coupure, le débit long terme (throughput) et le débit moyen (expected throughput).

## 2 Coopération de deux IR

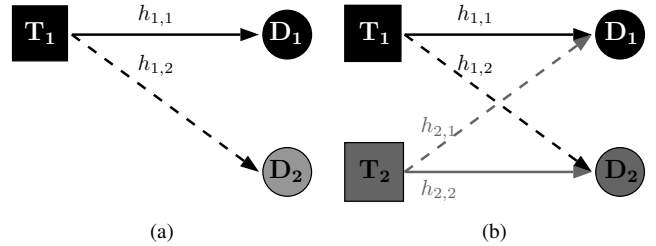


FIG. 1 – Deux phases du protocole présenté dans [1]

Dans [1], les auteurs considèrent le cas d’un primaire utilisant un IR simple consistant en une retransmission unique d’un paquet de même taille. Lors de la première transmission, seul  $T_1$  avec un débit de  $R_{1,1}$  b/s/Hz. Les deux récepteurs  $D_1$  et  $D_2$  tentent de décoder le paquet envoyé. Cette phase est représentée dans la figure 1(a). Dans le cas où  $D_1$  réussit à décoder le paquet envoyé, il émet un bit ACK (acquiescement positif) sur le canal de retour et  $T_1$  transmet un nouveau paquet. Si  $D_1$  ne parvient pas à décoder, le récepteur envoie un bit NACK (acquiescement négatif) et  $T_1$  envoie le second bloc permettant à  $R_1$  de concaténer les deux blocs envoyés en un bloc de débit  $R_{1,1}/2$  b/s/Hz. Dans le même temps, si  $D_2$  est parvenu à décoder correctement le premier bloc, il envoie une autorisation d’émettre à  $T_2$  qui envoie un paquet d’information secondaire de la même taille que le paquet primaire avec un débit de  $R_{2,1}$  b/s/Hz. Le récepteur secondaire pourra alors parfaitement annuler les interférences liées à  $T_1$  grâce au paquet qu’il a décodé. Cette phase est représentée par la figure 1(b).

Pour le secondaire, aucun protocole IR ne peut être considéré car seule une retransmission est possible au primaire

Le canal entre une paire émetteur-récepteur  $(T_i, D_j)$  pendant la transmission simultanée de deux paquets  $\mathbf{x}_1$  et  $\mathbf{x}_2$  est modélisé par un canal de Rayleigh. Les messages reçus au niveau de  $D_1$  et  $D_2$  sont donnés dans l'équation (1).

$$\begin{cases} \mathbf{y}_1 &= h_{11}\mathbf{x}_1 + h_{21}\mathbf{x}_2 + \mathbf{z}_1, \\ \mathbf{y}_2 &= h_{12}\mathbf{x}_1 + h_{22}\mathbf{x}_2 + \mathbf{z}_2, \end{cases} \quad (1)$$

Dans cette équation  $\mathbf{z}_1$  et  $\mathbf{z}_2$  sont des bruits blancs indépendants, complexes Gaussiens circulaires, considérés centrés et réduits, les gains  $h_{ij}$  sont des variables aléatoires telles que  $|h_{ij}|^2$  suit une loi exponentielle de paramètre  $\lambda_{ij}$ . Lorsque  $T_2$  n'émet aucun signal, l'équation (1) est inchangée en posant  $h_{21} = h_{22} = 0$ .

Nous proposons une généralisation du protocole [1] utilisant un scénario opérationnel plus réaliste. Pour ce faire nous considérons un protocole IR primaire tel que le premier paquet de durée  $B_1 T_{bloc}$  s et de débit  $R_{1,1}$  b/s/Hz. En cas d'erreurs, les paquets suivants sont de durée  $T_{bloc}$ . Le nombre maximum de blocs que peut émettre  $T_1$  est noté  $N_1$ . Pour le protocole secondaire, une fois le paquet primaire décodé, l'utilisateur secondaire émet son propre paquet utilisant un IR avec des paquets de durée  $T_{bloc}$  s au débit initial  $R_{2,1}$  b/s/Hz.

### 3 Performances

Nous présentons dans ce papier les probabilités de coupure (outage probability), les débits (throughput) et débits moyens (expected throughput) pour les utilisateurs primaires et secondaires. Nous supposons que les émetteurs (primaires ou secondaires) possèdent un nombre infini de paquet d'informations à transmettre, que les mécanismes de détection des erreur sont parfaits, que la synchronisation entre les paires primaire et secondaire est parfaite et que les canaux de retours sont instantanés et sans erreur.

#### 3.1 Notations

Dans toute cette partie, nous considérons que la paire primaire utilise un protocole décrit dans la partie 2 avec  $N_1$  blocs au maximum, son premier paquet est de composé de  $B_1$  blocs et est de rendement  $R_{1,1}$ . La paire secondaire utilise son protocole défini dans la partie 2 avec  $N_2$  blocs au maximum et un rendement du premier bloc de  $R_{2,1}$ . L'ensemble des variables et notations utilisées sont illustrées dans la figure 2 pour un protocole primaire avec  $B_1 = 2$  blocs,  $N_1 = 5$  blocs et  $N_2 = 2$  blocs.

Introduisons maintenant trois variables aléatoires  $T_1$ ,  $\mathcal{J}$  et  $\mathcal{K}$  qui représentent l'état du système composé des deux IRs.  $T_1$  est une variable aléatoire qui représente le nombre de blocs nécessaires à  $D_1$  pour décodé correctement son propre paquet en considérant que son protocole a  $N_1 = \infty$ .  $\mathcal{J}$  est une variable aléatoire qui représente le nombre de blocs primaires

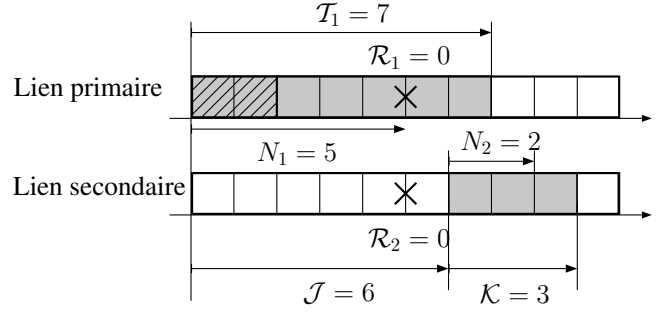


FIG. 2 – Représentation des variables aléatoires  $\mathcal{J}$ ,  $\mathcal{K}$  et  $T_1$

nécessaires pour que  $D_2$  puisse décodé correctement le paquet primaire en considérant que  $N_1 = \infty$ .  $\mathcal{K}$  est une variable aléatoire qui représente le nombre de blocs secondaires nécessaires afin que  $D_2$  décode correctement son propre paquet avec  $N_2 = \infty$ .

$T_1$ ,  $\mathcal{J}$  et  $\mathcal{K}$  étant des variables aléatoires discrètes, nous pouvons donner leur densité de probabilités en calculant  $\mathbb{P}\{\mathcal{J} = j\}$ ,  $\mathbb{P}\{\mathcal{K} = k\}$  et  $\mathbb{P}\{T_1 = t_1\}$ . Ces trois variables aléatoires étant entières, elles vérifient les équations données par

$$\begin{cases} \mathbb{P}\{\mathcal{J} = j\} = \mathbb{P}\{\mathcal{J} \leq j\} - \mathbb{P}\{\mathcal{J} \leq j - 1\} \\ \mathbb{P}\{\mathcal{K} = k\} = \mathbb{P}\{\mathcal{K} \leq k\} - \mathbb{P}\{\mathcal{K} \leq k - 1\} \\ \mathbb{P}\{T_1 = t_1\} = \mathbb{P}\{T_1 \leq t_1\} - \mathbb{P}\{T_1 \leq t_1 - 1\} \end{cases} \quad (2)$$

D'après la définition de  $\mathcal{J}$ , calculer  $\mathbb{P}\{\mathcal{J} \leq j\}$  revient à calculer la probabilité que  $D_2$  décode le paquet primaire au  $j^e$  bloc. Cette probabilité est donnée par :

$$\mathbb{P}\{\mathcal{J} \leq j\} = \begin{cases} 0 \quad \forall j < B_1, \\ \mathbb{P}\left\{\frac{j}{B_1}C(\gamma_{12}) \geq R_{1,1}\right\} \quad \forall j \geq B_1, \end{cases} \quad (3)$$

où  $C$  est la capacité du canal entre  $T_1$  et  $D_2$  et  $\gamma_{12}$  est le rapport signal sur bruit de ce même canal.

Calculer la probabilité  $\mathbb{P}\{\mathcal{K} \leq k\}$  revient à calculer la probabilité que  $D_2$  ait décodé son propre paquet au  $k^e$  bloc. Cette probabilité est donnée par :

$$\mathbb{P}\{\mathcal{K} \leq k\} = \begin{cases} \mathbb{P}\{kC(\gamma_{22}) \geq R_{2,1}\}, \quad \forall k \geq 1, \\ 0, \quad \text{sinon.} \end{cases} \quad (4)$$

La probabilité  $\mathbb{P}\{T_1 \leq t_1\}$  est la probabilité que  $D_1$  ait décodé son propre paquet au  $t_1^e$  bloc. Le calcul de cette probabilité est effectué en prenant en compte le secondaire en utilisant la loi de probabilités totales avec  $\mathcal{J}$  et  $\mathcal{K}$ . Conditionner sur  $\mathcal{J}$  et  $\mathcal{K}$  revient à fixer le comportement du secondaire, ce qui donne :

$$\mathbb{P}\{T_1 \leq t_1 | \mathcal{J} = j, \mathcal{K} = k\} = \begin{cases} f(t_1, 0), & \text{si } t_1 \leq j, \\ f(t_1, k), & \text{si } t_1 > j + k, \\ f(t_1, t_1 - j), & \text{sinon,} \end{cases} \quad (5)$$

où  $f(t_1, k)$  est calculé à partir de [3] par :

$$f(t_1, k) = \begin{cases} 0, & \text{si } t_1 < B_1, \\ \mathbb{P}\left\{\frac{t_1 - k}{B_1}C(g_{11}) + \frac{k}{B_1}C(\gamma_{1,2}) \geq R_{1,1}\right\} \end{cases} \quad (6)$$

Le calcul final de  $\mathbb{P}\{\mathcal{T}_1 \leq t_1\}$  est donné par :

$$\begin{aligned} \mathbb{P}\{\mathcal{T}_1 \leq t_1\} &= f(t_1, 0)\mathbb{P}\{\mathcal{J} \geq t_1\} \dots \\ &+ \sum_{k=1}^{N_2-1} f(t_1, k)\mathbb{P}\{\mathcal{K} = k, \mathcal{J} \leq t_1 - 1 - k\} \dots \\ &+ f(t_1, N_2)\mathbb{P}\{\mathcal{K} \geq N_2, \mathcal{J} \leq t_1 - 1 - N_2\} \dots \\ &+ \sum_{j=t_1-N_2}^{t_1-1} f(t_1, t_1 - j)\mathbb{P}\{\mathcal{K} \geq t_1 - j, \mathcal{J} = j\}. \end{aligned} \quad (7)$$

### 3.2 Probabilité de coupure

Nous introduisons un évènement appelé **coupure** qui est défini comme suit : à la fin du protocole de transmission d'un paquet, le récepteur (primaire ou secondaire) ne parvient toujours pas à décoder correctement le paquet d'information. Un évènement de coupure pour le protocole primaire (resp. pour le secondaire) est noté  $\{O_1\}$  (resp.  $\{O_2\}$ ).

Pour le protocole primaire, l'évènement  $\{O_1\}$  est défini comme suit : "D<sub>1</sub> n'arrive pas à décoder correctement le paquet en N<sub>1</sub> blocs". La probabilité de l'évènement  $\{O_1\}$  est donnée par :

$$\mathbb{P}\{O_1\} = \mathbb{P}\{\mathcal{T}_1 > N_1\} = 1 - \mathbb{P}\{\mathcal{T}_1 \leq N_1\} \quad (8)$$

Dans le cas du protocole secondaire, nous considérons qu'à chaque génération d'un paquet primaire, E<sub>2</sub> génère lui aussi un paquet qu'il souhaite transmettre pendant la durée du protocole primaire.  $\{O_2\}$  est défini comme suit : "R<sub>2</sub> n'arrive pas à décoder correctement son paquet avant la fin du protocole primaire". La probabilité de l'évènement  $\{O_2\}$  est donnée par :

$$\mathbb{P}\{O_2\} = 1 - \mathbb{P}\{\mathcal{T}_1 \geq \mathcal{J} + \mathcal{K}, \mathcal{J} + \mathcal{K} \leq N_1, \mathcal{K} \leq N_2\} \quad (9)$$

### 3.3 Débit moyen

Certains auteurs comme [1] privilégient comme mesure de performance le débit moyen ("expected throughput"). Notons  $\mathcal{D}_i$  la variable aléatoire représentant le débit instantané du lien  $i$  pour une réalisation des coefficients de Rayleigh. Le **débit moyen** est défini comme l'espérance de  $\mathcal{D}_i$  sur les différentes réalisations des coefficients des coefficients du canal à interférence équivalent :

$$\bar{r}_i = \mathbb{E}_{\mathbf{h}}\{\mathcal{D}_i(\mathbf{h})\}, \quad (10)$$

où  $\mathbf{h} = (h_{11}, h_{21}, h_{12}, h_{22})$ . La variable aléatoire  $\mathcal{D}_i$  est définie de la façon suivante :  $\mathcal{D}_i = 0$  si le paquet n'est pas bien reçu,  $\mathcal{D}_i = R_{i,j}$  si le paquet est reçu en exactement  $j$  transmissions. On peut donc réécrire  $\bar{r}_i$  sous la forme suivante :

$$\bar{r}_i = \sum_j R_{i,j}\mathbb{P}\{\mathcal{D}_i = R_{i,j}\} \quad (11)$$

Pour le *protocole primaire*, la probabilité  $\mathbb{P}\{\mathcal{D}_1 = R_{1,j}\}$  est la probabilité que D<sub>1</sub> reçoive correctement son propre paquet

en exactement  $j$  retransmissions ce qui est aussi la probabilité que D<sub>1</sub> reçoive correctement son propre paquet en exactement  $B_1 + j - 1$  blocs. Nous avons donc l'égalité suivante :  $\mathbb{P}\{\mathcal{D}_i = R_{i,j}\} = \mathbb{P}\{\mathcal{T}_i = R_{i,j}\}$  ce qui donne :

$$\bar{r}_1 = \sum_{t_1=B_1}^{N_1} R_{1,t_1-B_1+1}\mathbb{P}\{\mathcal{T}_1 = t_1\} \quad (12)$$

Pour le *protocole secondaire*, on considèrera qu'un paquet non émis par T<sub>2</sub> est un paquet tel que  $\mathcal{D}_i = 0$ . Nous avons aussi que pour tous les  $k$  entre 1 et N<sub>2</sub>,  $R_{2,k} = \frac{R_{2,1}}{k}$ . De plus, l'évènement "recevoir à D<sub>2</sub> un paquet de T<sub>2</sub> en exactement  $k$  blocs (du protocole secondaire)" est équivalent à : "le paquet secondaire est décodé par D<sub>2</sub> en  $k$  blocs ( $\{\mathcal{K} = k\}$ ) ET D<sub>2</sub> peut décoder le paquet primaire avant D<sub>1</sub> ( $\{\mathcal{T}_1 \geq \mathcal{J}\}$ ) ET la transmission du paquet secondaire est terminée avant la fin du protocole primaire ( $\{\mathcal{T}_1 \geq \mathcal{J} + \mathcal{K}\}$ )".

$$\bar{r}_2 = \sum_{k=1}^{N_2} \frac{R_{2,1}}{k}\mathbb{P}\{\mathcal{K} = k, \mathcal{T}_1 \geq \mathcal{J} + \mathcal{K}, \mathcal{J} + \mathcal{K} \leq N_1\} \quad (13)$$

### 3.4 Débit long terme

Dans notre étude nous considérons également le **débit long terme**, une autre figure de mérite que le débit moyen. *Le débit long terme est le nombre moyen (dans le temps) de bits d'information correctement reçus par seconde et par Hertz*. En notant  $k_i(t)$  le nombre de bits d'informations de T<sub>i</sub> correctement décodé par D<sub>i</sub> nous pouvons écrire cette définition comme :

$$\eta_i = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{k_i(t)}{t} \quad (14)$$

Le calcul de  $\eta_i$  est effectué en utilisant la théorie du renouvellement et des récompenses (cf. [4], [5] et [6]). L'évènement récurrent pour le lien  $i$   $\mathcal{E}_i$  est ici défini comme : "l'émetteur  $i$  a arrêté la transmission du paquet courant". Nous définissons ensuite la récompense  $\mathcal{R}_i$  qui est une variable aléatoire valant  $k_i$  b/Hz si le paquet courant est correctement décodé à D<sub>i</sub> est vaut 0 b/Hz sinon. En introduisant la variable aléatoire  $\mathcal{X}_i$  qui est le temps écoulé entre deux renouvellements successifs, on a :

$$\eta_i = \frac{\mathbb{E}\{\mathcal{R}_i\}}{\mathbb{E}\{\mathcal{X}_i\}} \quad (15)$$

Pour le *protocole primaire*, en utilisant la définitions des variables aléatoires  $\mathcal{R}_1$  et  $\mathcal{X}_1$  nous obtenons

$$\mathbb{E}\{\mathcal{R}_1\} = k_1(1 - \mathbb{P}\{O_1\}), \quad (16)$$

$$\begin{aligned} \mathbb{E}\{\mathcal{X}_1\} &= T_{\text{bloc}} \sum_{x_1=B_1}^{N_1} x_1\mathbb{P}\{\mathcal{X}_1 = x_1\} \\ &= T_{\text{bloc}} \sum_{t_1=B_1}^{N_1-1} t_1\mathbb{P}\{\mathcal{T}_1 = t_1\} + N_1\mathbb{P}\{\mathcal{T}_1 \geq N_1\} \end{aligned} \quad (17)$$

où  $T_{bloc}$  est la durée d'un bloc du protocole primaire. En combinant les équations (16) et (17) et en rappelant que  $R_{1,1} = \frac{k_1}{B_1 T_{bloc}}$ , on obtient

$$\eta_1 = \frac{B_1 R_{1,1} (1 - \mathbb{P}\{O_1\})}{\sum_{t_1=B_1}^{N_1-1} t_1 \mathbb{P}\{\mathcal{T}_1 = t_1\} + N_1 \mathbb{P}\{\mathcal{T}_1 \geq N_1\}}. \quad (18)$$

Dans le cas du *protocole secondaire*, nous considérons que  $T_2$  génère un paquet au début du protocole primaire. Ainsi, si  $T_2$  ne parvient pas à commencer la transmission de son propre paquet,  $\mathcal{E}_2$  a lieu à la fin de la transmission du paquet primaire en cours (dans ce cas  $\mathcal{E}_2 = \mathcal{E}_1$ ). Si  $T_2$  parvient à commencer la transmission de son propre paquet,  $\mathcal{E}_2$  a lieu à la fin de la transmission du paquet secondaire en cours. Tout ceci pris en compte et avec les définitions de  $\mathcal{R}_2$  et  $\mathcal{X}_2$ , nous avons les deux résultats suivants :

$$\mathbb{E}\{\mathcal{R}_2\} = k_2(1 - \mathbb{P}\{O_2\}), \quad (19)$$

$$\mathbb{E}\{\mathcal{X}_2\} = \mathbb{E}\{\mathcal{X}_1\} \quad (20)$$

ce qui donne l'expression suivante pour le débit long terme du secondaire (en utilisant que  $R_{2,1} = \frac{k_1}{T_{bloc}}$ ) :

$$\eta_2 = \frac{R_{2,1} (1 - \mathbb{P}\{O_2\})}{\sum_{t_1=B_1}^{N_1-1} t_1 \mathbb{P}\{\mathcal{T}_1 = t_1\} + N_1 \mathbb{P}\{\mathcal{T}_1 \geq N_1\}}. \quad (21)$$

## 4 Simulations

Les résultats présentés sont réalisés avec une puissance primaire de  $P_1 = 12dB$ , une puissance secondaire de  $P_2 = 10dB$ , tous les  $\lambda_{ij}$  égaux à 1 et pour des débits primaires et secondaires allant de 0 à 20 bits par accès de canal. Le primaire utilise un protocole IR avec  $B_1 = 2$  et  $N_1 = 6$  tandis que le secondaire utilise un IR avec  $N_2 = 3$ . La figure 3 représente  $\eta_1$  lorsque le primaire est seul,  $\eta_1$  lorsque le primaire est présent et  $\eta_2$ , en fonction de  $R_{2,1}$  pour un  $R_{1,1}$  donné. Ces courbes nous permettent de tracer  $\eta_2$ , en fonction de  $\eta_1$  pour un  $R_{1,1}$  donné. La figure 4(a) est la région des débits  $(\eta_1, \eta_2)$  atteignables au primaire et secondaire pour chaque couple  $(R_{1,1}, R_{2,1})$ . Nous avons aussi tracé, le lieu des points tels que, pour un  $R_{1,1}$  donné, le secondaire choisi  $R_{2,1}$  afin de maximiser  $\eta_2$ .

La figure 4(b) représente une région similaire si on considère que  $D_2$  possède une connaissance *a-priori* du message envoyé et par conséquent peut réaliser en permanence une annulation d'interférence sans apprentissage.

## 5 Conclusion

En conclusion, nous proposons dans cet article une généralisation du protocole développé dans [1] pour laquelle nous faisons une analyse des performances en terme de probabilité de coupure et de débit. Nous proposons des résultats en utilisant une représentation de la région des débits.

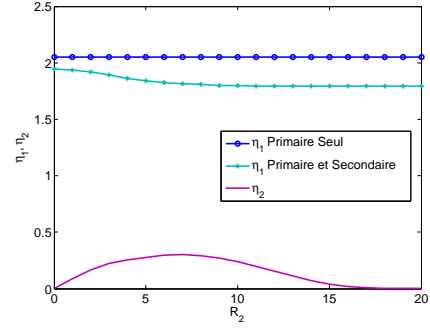
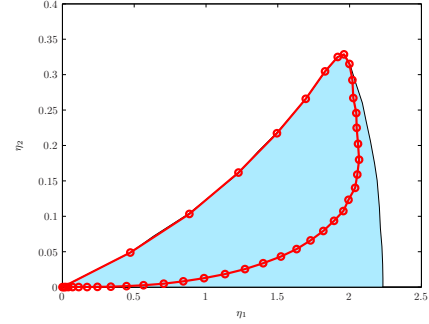
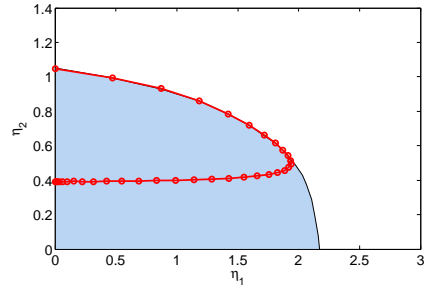


FIG. 3 –  $\eta_1$  et  $\eta_2$  en fonction de  $R_{1,2}$



(a) Sans connaissance non-causale



(b) Avec connaissance non-causale

FIG. 4 – Région des débits long terme

## Références

- [1] R. A. Tannious and A. Nosratinia. Cognitive radio protocols based on exploiting Hybrid-ARQ retransmissions. *IEEE Tr. on Wireless Comm.*, 9(9):2833–2841, Sept. 2010.
- [2] P. Mitran N. Devroye and V. Tarokh. Achievable rates in cognitive radio channels. *IEEE Tr. on IT*, 52(2), 2006.
- [3] Jung-Fu Cheng. Coding performance of Hybrid-ARQ schemes. *IEEE Tr. on Comm.*, 54(6):1017–1029, June 2006.
- [4] M. Zorzi and R. R. Rao. On the use of renewal theory in the analysis of ARQ protocols. *IEEE Tr. on Comm.*, 44(9):1077–1081, Sept. 1996.
- [5] G. Caire and D. Tuninetti. The throughput of Hybrid-ARQ protocols for the gaussian collision channel. *IEEE Tr. on IT*, 47(5):1971–1988, July 2001.
- [6] S. Sesia, G. Caire, and G. Vivier. Incremental redundancy hybrid ARQ schemes based on low-density parity-check codes. *IEEE Tr. on Comm.*, 2004.