

Minimisation de la puissance émise dans les réseaux ad hoc mobile utilisant l'ARQ hybride de Type-I sur canal de Rice

Xavier LETURC^{1,2}, Christophe LE MARTRET¹, Philippe CIBLAT²

¹Thales Communications & Security
4 Avenue des Louvresses, 92230 Gennevilliers, France

²Télécom ParisTech & Université Paris-Saclay
46 Rue Barrault, 75013 Paris, France

{xavier.leturc,christophe.le_martret}@thalesgroup.com,
philippe.ciblat@telecom-paristech.fr

Résumé – Nous traitons le problème d'allocation conjointe d'énergie et de bande de fréquence dans les réseaux ad hoc mobile utilisant le mécanisme de l'ARQ hybride de type I afin de minimiser la puissance totale émise. Nous considérons que les émetteurs ne connaissent que la statistique du canal. L'originalité de notre approche réside dans le fait que nous considérons que le canal suit une loi de Rice. Nos simulations montrent une économie importante d'énergie lorsque ce canal est considéré.

Abstract – We address the problem of joint energy and bandwidth allocation in mobile ad hoc network based on type I HARQ, when the objective is to minimize the total transmit power. We consider that only statistical channel state information is available to perform the allocation. The novelty of the paper comes from the consideration of the Rician channel in the allocation process. Simulations exhibit a substantial energy saving when considering the Rician channel.

1 Introduction

Les protocoles ARQ hybride (HARQ) consistent en la combinaison d'un mécanisme de retransmission avec un code correcteur d'erreur. Ces protocoles permettent d'améliorer la fiabilité des communications non filaires sur des canaux variants dans le temps. Dans cet article, nous développons un algorithme d'allocation de ressource en terme d'énergie et de bande passante visant à minimiser la puissance totale émise pour les réseaux ad hoc mobile utilisant les HARQ de type I, sous des contraintes de qualité de service. En particulier, nous considérons que seules des informations statistiques concernant le canal de propagation sont disponibles pour effectuer l'allocation, et nous considérons également l'utilisation de schémas de modulation et de codage (SMC) pratiques. L'originalité de notre approche provient du fait que nous considérons explicitement le canal de Rice dans le processus d'allocation.

À notre connaissance, seules [1] et [2] traitent de la minimisation de la puissance émise pour les HARQ basée sur des informations statistiques du canal en contexte multi utilisateurs et en considérant des SMC pratiques. Ces deux travaux effectuent l'allocation de ressource sur canal de Rayleigh.

Ainsi, il apparaît qu'il n'existe aucun travail traitant de la minimisation de la puissance émise pour les HARQ en contexte multi utilisateur sur canal de Rice lorsque seules des informations statistiques du canal sont disponibles. Dans cet article, nous proposons de résoudre ce problème. Pour cela, nous pro-

posons une approximation du taux d'erreur paquet (TEP) sur canal de Rice, puis nous posons le problème de la minimisation de la puissance émise sous des contraintes de débit utile (goodput) et de puissance maximale. Enfin, nous trouvons la solution optimale de ce problème.

L'article est organisé de la façon suivante : le modèle du système de communications considéré est présenté en Section 2. L'approximation de la probabilité d'erreur sur canal de Rice est développée en Section 3 tandis que le problème de la minimisation de la puissance émise est posé et résolu en Section 4. Les résultats numériques sont discutés en Section 5, et une conclusion est donnée en Section 6.

2 Modèle du système

Nous nous intéressons à un réseau ad hoc clusterisé, et en particulier notre objectif est l'allocation des ressources physiques entre les différents utilisateurs d'un même cluster. Les L liens du cluster partagent une bande de fréquence B en N_c sous porteuses, en utilisant l'OFDMA comme technique de multiplexage fréquentielle. Dans chaque cluster, un noeud est élu afin de réaliser l'allocation de ressource de manière centralisée. Ce noeud collecte les informations statistiques relatives aux canaux des différents liens, et alloue les ressources physiques.

Nous supposons que chaque lien peut être modélisé comme un canal à trajet multiples, constant sur la durée d'un symbole

OFDMA, et variant indépendamment d'un symbole à l'autre, ce qui correspond à un système utilisant une technique de saut de fréquence en conjonction avec un entrelaceur. Nous définissons la réponse impulsionnelle du canal sur le lien ℓ durant le symbole OFDMA j par $\mathbf{h}_\ell(j) = [h_\ell(j, 0), \dots, h_\ell(j, M-1)]^T$, avec $(\cdot)^T$ l'opérateur transposition, et $\mathbf{h}_\ell(j) \sim \mathcal{CN}(\boldsymbol{\mu}, \Sigma_\ell)$, où $\mathcal{CN}(\boldsymbol{\mu}, \Sigma_\ell)$ est la loi normale complexe multivariée de vecteur-moyenne $\boldsymbol{\mu}_\ell := [\mu_\ell, 0, \dots, 0]^T$ et de matrice de covariance $\Sigma_\ell := \text{diag}_{M \times M}(\zeta_{\ell,0}^2, \dots, \zeta_{\ell,M-1}^2)$. L'originalité de notre approche provient de la considération de la possible existence d'une ligne de vue directe entre l'émetteur et le récepteur, i.e. μ_ℓ peut être non nulle, ce qui différencie notre approche de [1].

Le signal reçu sur la sous porteuse n du lien ℓ au symbole OFDMA j peut s'écrire

$$Y_\ell(j, n) = \sqrt{PL_\ell} H_\ell(j, n) X_\ell(j, n) + Z_\ell(j, n), \quad (1)$$

où PL_ℓ est un coefficient déterministe de perte de puissance qui est fonction de la distance émetteur/récepteur, $\mathbf{H}_\ell(j) := [H_\ell(j, 0), \dots, H_\ell(j, N_c - 1)]^T$ correspond à la transformée de Fourier discrète de $\mathbf{h}_\ell(j)$, $X_\ell(j, n)$ est le symbole transmis sur la sous-porteuse n du symbole OFDMA j et $Z_\ell(j, n) \sim \mathcal{CN}(0, N_0 B/N_c)$, avec N_0 la densité spectrale de puissance du bruit. Nous avons $H_\ell(j, n) \sim \mathcal{CN}(\mu_{F,\ell,n}, \zeta_\ell^2)$ où $\zeta_\ell^2 := \text{Tr}(\Sigma_\ell)$ et $\mu_{F,\ell,n} := \mu_\ell e^{-j2\pi n/N_c}$. Ainsi, $|H_\ell(j, n)|$ suit une loi de Rice de paramètres $\Omega_\ell := |\mu_\ell|^2 + \zeta_\ell^2$ et $K_\ell := |\mu_\ell|^2/\zeta_\ell^2$.

Le gain moyen du canal sur le lien ℓ est alors défini par

$$G_\ell := \frac{PL_\ell \mathbb{E}[|H_\ell(i, n)|^2]}{N_0} = \frac{PL_\ell \Omega_\ell}{N_0}. \quad (2)$$

Nous posons, sans perte de généralité, $\Omega_\ell = 1$ pour tout ℓ .

Comme expliqué précédemment, le nœud qui effectue l'allocation de ressource ne dispose que de la statistique du canal de chaque lien, i.e., le gain moyen et le paramètre K_ℓ . La puissance allouée sur chaque porteuse est identique, et est donnée par $P_\ell := \mathbb{E}[|X_\ell(j, n)|^2]$. De plus, si nous définissons n_ℓ comme le nombre de porteuses attribuées au lien ℓ , l'énergie consommée par ce lien pour envoyer un symbole OFDMA est alors donnée par $\gamma_\ell E_\ell/B$, où $\gamma_\ell := n_\ell/N_c$ est la proportion de bande attribuée au lien ℓ , et $E_\ell := N_c P_\ell/B$.

Nous pouvons alors définir le rapport signal à bruit (RSB) moyen du lien ℓ par

$$\overline{\text{snr}}_\ell := G_\ell E_\ell. \quad (3)$$

Nous supposons en outre que chaque lien utilise un protocole HARQ de type I, et que la voie de retour est parfaite.

3 Probabilité d'erreur paquet sur canal de Rice

L'une des principales difficultés liée à l'étude des HARQ avec des SMC pratiques provient de l'absence de forme analytique simple pour prédire leur probabilité d'erreur sur un canal avec évanouissement rapide. Dans ce contexte, nous pouvons citer [3] où une approximation du TEP est proposée pour le cas

où le canal est constant sur la durée d'un paquet d'information et plat en fréquence. Dans [4], les auteurs utilisent le concept de SNR effectif pour prédire le TEP ; cependant, cette technique requiert une connaissance (parfaite ou non) de la réponse impulsionnelle du canal. Les auteurs de [1] proposent d'utiliser une borne supérieure du TEP pour effectuer leur allocation basée sur une connaissance statistique du canal, dans le cas d'un canal de Rayleigh.

Afin d'approximer le TEP sur un canal de Rice, nous nous basons sur une approche proposée dans [5], où les auteurs remarquent que le TEP en sortie du décodeur de Viterbi évolue approximativement de façon linéaire avec le taux d'erreur bit (TEB) dans le domaine logarithmique. Cette remarque permet d'approximer le TEP q_ℓ par \tilde{q}_ℓ , qui s'écrit

$$\tilde{q}_\ell(\overline{\text{snr}}_\ell) = (\text{TEB}_\ell(\overline{\text{snr}}_\ell))^{a_\ell} e^{b_\ell}, \quad (4)$$

où TEB_ℓ est le TEB non codé du lien ℓ sur le canal de Rice de paramètre K_ℓ , $\overline{\text{snr}}_\ell$ est défini en (3) et a_ℓ et b_ℓ sont des paramètres dépendants de la longueur du paquet, du code convolutif ainsi que du paramètre K_ℓ de Rice. Ces coefficients peuvent être obtenus numériquement par la méthode des moindres carrés.

Pour utiliser (4), il est nécessaire d'avoir une expression du TEB non codé sur le canal de Rice. Ce TEB est donné par

$$\text{TEB}_\ell(\overline{\text{snr}}_\ell) = \mathbb{E}_{\text{snr}_\ell}[\text{TEB}_{\ell,\text{CG}}(\text{snr}_\ell)], \quad (5)$$

où $\text{snr}_\ell := |h_\ell|^2 \overline{\text{snr}}_\ell$ est le RSB instantané sur une sous porteuse, $\mathbb{E}_{\text{snr}_\ell}[\cdot]$ représente l'espérance mathématiques prise sur les valeurs possibles de snr_ℓ , et $\text{TEB}_{\ell,\text{CG}}$ est le TEB non codé du lien ℓ sur le canal gaussien, qui peut être approximé par

$$\text{TEB}_{\ell,\text{CG}}(\text{snr}_\ell) \approx \psi_\ell Q(\sqrt{\beta_\ell \text{snr}_\ell}), \quad (6)$$

avec ψ_ℓ et β_ℓ des paramètres dépendants de la modulation [6], et $Q(\cdot)$ la fonction Q.

Une expression exacte du TEB peut être obtenue, mais n'est pas pratique à utiliser analytiquement puisqu'elle s'exprime sous la forme d'une intégrale. Aussi, afin d'obtenir une expression plus simple à manipuler du $\text{TEB}_{\ell,\text{CG}}$, nous proposons d'approximer la fonction Q par une somme d'exponentielle, comme suggéré dans [7], ce qui s'écrit

$$Q(x) \approx \sum_{i=1}^{i_{\max}} \delta_i e^{-\theta_i x^2}, \quad (7)$$

où δ_i et θ_i sont des coefficients obtenus par la méthode des moindres carrés, et i_{\max} est le nombre de termes dans la somme. Dans cet article, nous utiliserons les coefficients proposés dans [7], avec notamment $i_{\max} = 4$. En combinant (5), (6) et (7), nous obtenons

$$\text{TEB}_\ell(\overline{\text{snr}}_\ell) \approx \psi_\ell \sum_{i=1}^4 \delta_i \frac{e^{-A_{\ell,i}}}{1 + \theta_i \beta_\ell \overline{\text{snr}}_\ell \zeta_\ell^2}. \quad (8)$$

où $A_{\ell,i} := \theta_i \beta_\ell \overline{\text{snr}}_\ell |\mu_\ell|^2 / (1 + \theta_i \beta_\ell \overline{\text{snr}}_\ell \zeta_\ell^2)$. La validité de l'approximation obtenue est vérifiée avec succès en Section 5.

4 Minimisation de la puissance émise

Dans cette section, nous allons résoudre le problème de la minimisation de la puissance totale émise sous des contraintes minimales de qualité de service. En particulier, nous considérons une contrainte de puissance maximale par nœud, qui se formule ainsi

$$\gamma_\ell E_\ell \leq Q_{Max,\ell}, \forall \ell \quad (9)$$

et une contrainte de *goodput* minimale, qui s'écrit de façon approchée

$$\gamma_\ell \nu_\ell (1 - \tilde{q}_\ell(G_\ell E_\ell)) \geq \eta_\ell^{(0)}, \forall \ell \quad (10)$$

où $\nu_\ell := R_\ell m_\ell$ avec R_ℓ le taux du code utilisé sur le lien ℓ , et m_ℓ l'ordre de la modulation utilisée. Le problème de la minimisation de la puissance émise sous les contraintes de qualité de service considérées s'écrit alors

Problème 1

$$\min_{\mathbf{E}, \gamma} \sum_{\ell=1}^L \gamma_\ell E_\ell \quad (11)$$

$$s.t. \quad (9), (10) \quad (12)$$

$$\sum_{\ell=1}^L \gamma_\ell \leq 1, \quad (13)$$

$$\gamma_\ell > 0, E_\ell > 0, \quad \forall \ell, \quad (14)$$

où $\mathbf{E} := [E_1, \dots, E_L]$ et $\gamma := [\gamma_1, \dots, \gamma_L]$.

Le Problème 1 n'est pas convexe puisque ni la fonction-objectif (11) ni la contrainte de puissance maximale (9) ne sont convexes. Pour contourner cette difficulté, nous effectuons le changement de variables $Q_\ell := \gamma_\ell E_\ell$, et le Problème 1 peut se ré-écrire sous la forme équivalente suivante

Problème 2

$$\min_{\mathbf{Q}, \gamma} \sum_{\ell=1}^L Q_\ell \quad (15)$$

$$s.t. \quad Q_\ell \leq Q_{Max,\ell}, \quad \forall \ell, \quad (16)$$

$$\gamma_\ell \nu_\ell (1 - \tilde{q}_\ell(G_\ell Q_\ell / \gamma_\ell)) \geq \eta_\ell^{(0)}, \quad \forall \ell, \quad (17)$$

$$\sum_{\ell=1}^L \gamma_\ell \leq 1, \quad (18)$$

$$\gamma_\ell > 0, Q_\ell > 0, \quad \forall \ell, \quad (19)$$

où $\mathbf{Q} := [Q_1, \dots, Q_L]$

Nous pouvons alors montrer que le Problème 2 consiste en la minimisation d'une fonction convexe sur un ensemble convexe. Pour étudier la faisabilité du Problème 2 (et donc du Problème 1), comme effectué dans [2], nous définissons

$$\mathcal{H}_\ell(x) := \nu_\ell x \left(1 - \tilde{q}_\ell \left(\frac{G_\ell Q_{Max,\ell}}{x} \right) \right) - \eta_\ell^{(0)}. \quad (20)$$

De plus, nous posons $\gamma_\ell^{(0)}$ le plus petit zéro de \mathcal{H}_ℓ sur $(0, 1)$. Alors, une condition nécessaire et suffisante pour que le Problème 1 soit faisable est que l'inégalité suivante soit vérifiée

$$\sum_{\ell=1}^L \gamma_\ell^{(0)} \leq 1. \quad (21)$$

En outre, l'inégalité (21) implique que la condition de Slater est vérifiée, et donc que le saut de dualité est nul. Comme le Problème 2 est convexe, nous savons que les conditions de Karush–Kuhn–Tucker sont nécessaires et suffisantes pour trouver la solution optimale de ce problème [8]. Pour exhiber cette solution optimale, nous définissons les fonctions $\mathcal{F}_\ell(x) := -(1 - q_\ell(x)/q'_\ell(x) - x)$ et $\mathcal{G}_\ell(x) := \eta_\ell^{(0)}/(\nu_\ell(1 - \mathcal{F}_\ell^{(-1)}(xG_\ell)))$. Nous partitionnons également les liens en deux ensembles disjoints I_λ et \bar{I}_λ , où λ est un réel positif, et où I_λ est l'ensemble des liens tel que $\lambda > \mathcal{F}_\ell(G_\ell Q_{Max,\ell}/\gamma_\ell^{(0)})$ et où \bar{I}_λ correspond à l'ensemble des liens n'appartenant pas à I_λ . Finalement, nous définissons

$$\Gamma(\lambda) := \sum_{\ell \in I_\lambda} \gamma_\ell^{(0)} + \sum_{\ell \in \bar{I}_\lambda} \mathcal{G}_\ell(\lambda) \quad (22)$$

Avec ces notations, nous pouvons prouver que la solution optimale du Problème 2 est donnée par le théorème suivant :

Théorème 1 *Si $\Gamma(0) < 1$, la solution optimale est donnée par $\gamma_l^* = \mathcal{G}_l(0)$ et $Q_l^* = \gamma_l/G_l \mathcal{F}_l^{-1}(0)$ pour tout l .*

Autrement, la solution optimale est donnée par $\gamma_l^ = \mathcal{G}_l(\lambda^*)$ et $Q_l^* = \gamma_l^*/G_l \mathcal{F}_l^{-1}(\lambda^*)$ pour les liens dans \bar{I}_{λ^*} et pour les autres liens $\gamma_l^* = \gamma_\ell^{(0)}$ et $Q_l^* = Q_{Max,\ell}$, où λ^* est l'unique solution de $\Gamma(\lambda^*) = 1$ sur \mathbb{R}^{++} .*

Le problème se résout donc par une simple recherche monodimensionnelle de la valeur optimale de λ .

5 Résultats numériques

Dans cette section, nous examinons d'abord la précision de l'approximation du TEP proposée en Section 3. Pour ce faire, nous avons implémenté le code convolutif de polynômes générateurs [171, 133]₈, et nous avons étudié les performances de ce code sur le canal de Rice pour différentes valeurs du paramètre K_ℓ et une modulation QPSK. En Fig. 1, il est possible d'observer que l'approximation de la Section 3 permet de bien approximer la probabilité d'erreur paquet sur le canal de Rice, ce qui justifie l'emploi de cette approximation dans notre algorithme d'allocation de ressources.

Nous étudions maintenant les résultats produits par l'algorithme d'allocation de ressources de la Section 4. Pour évaluer cet algorithme, nous avons considéré un réseau constitué de 8 liens. La distance émetteur/récepteur du lien ℓ , D_ℓ , est choisie aléatoirement suivant une loi uniforme dans [50 m, 1 km]. On pose $B = 5$ MHz, $N_0 = -170$ dBm/Hz et la longueur des paquets $L_\ell = 128$. La contrainte de puissance maximale est fixée à 28 dBm et la contrainte de *goodput* est la même pour chaque

lien, donnée par $G_p/(BL)$, où G_p est la somme des *goodputs* visées. La fréquence porteuse est $f_c = 2400$ MHz et nous prenons $PL_\ell = (4\pi f_c/c)^{-2} D_\ell^{-3}$ où c est la vitesse de la lumière dans le vide. Chaque point est obtenu à l'aide de 100 simulations de Monte Carlo. Nous utilisons le même SMC que pour la Fig. 1.

Trois scénarios sont considérés : dans le premier, tous les liens expérimentent un canal de Rayleigh tandis que dans le deuxième, deux des L liens expérimentent un canal de Rice de paramètre $K_\ell = 10$. Dans le troisième scénario, tous les liens expérimentent un canal de Rice de paramètre $K_\ell = 10$. On peut voir sur la Fig. 2 que considérer le canal de Rice permet une importante économie d'énergie : par exemple, pour $G_p = 3200$ kbps, il est possible d'économiser 0.4 dBm (i.e. 10%) lorsque deux liens sont des canaux de Rice (scenario 2) par rapport au scenario 1, et lorsque tous les liens sont des canaux de Rice (i.e. scenario 3), une économie d'énergie de 1.9 dBm (i.e. 35%) est effectuée par rapport au scenario 1. L'explication provient du fait que la probabilité d'erreur est en général plus faible sur le canal de Rice et, comme l'algorithme d'allocation de ressource sature la contrainte minimale de débit, allouer les ressources en supposant que le canal est de Rayleigh sur un canal de Rice résultera en une allocation trop gourmande en énergie (la contrainte de débit sera alors vérifiée largement et donc non saturée).

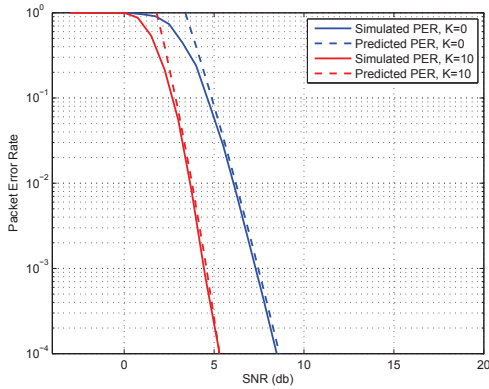


FIGURE 1 – TEP obtenus par simulation et via l'approximation, modulation QPSK.

6 Conclusion

Dans cet article, nous avons étudié l'allocation de ressources pour les HARQ de Type I dans les réseaux ad hoc sur canal de Rice. Pour ce faire, nous avons dans un premier temps proposé une approximation de la probabilité d'erreur paquet sur le canal de Rice. Ensuite, nous avons proposé un algorithme permettant de minimiser la puissance d'émission. Pour finir, nous avons étudié les résultats de notre algorithme par simulation. Il apparait clairement que le fait de tenir compte explicitement

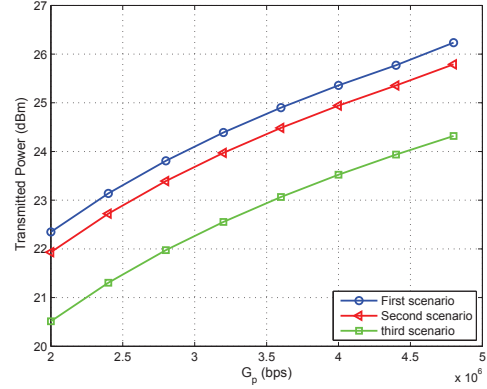


FIGURE 2 – Puissance transmise pour différentes valeurs de K_ℓ

du facteur de Rice dans l'allocation de ressource permet une réduction significative de la puissance d'émission, ce qui peut se révéler particulièrement intéressant dans les réseaux ad hoc, où les ressources en terme de batterie sont le plus souvent limitées.

Références

- [1] S. Marcille, P. Ciblat, and C. J. Le Martret, "Resource allocation for type-I HARQ based wireless ad hoc networks," *IEEE Wireless Communications Letters*, vol. 1, no. 6, pp. 597–600, Dec. 2012.
- [2] N. Ksairi, P. Ciblat, and C. J. Le Martret, "Near-optimal resource allocation for type-II HARQ based OFDMA networks under rate and power constraints," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 13, no. 10, pp. 5621–5634, Oct. 2014.
- [3] P. Ferrand, J.-M. Gorce, and C. Goursaud, "Approximations of the packet error rate under quasi-static fading in direct and relayed links," *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking*, vol. 2015, no. 1, p. 12, 2015.
- [4] I. Stupia, V. Lottici, F. Giannetti, and L. Vandendorpe, "Link resource adaptation for multiantenna bit-interleaved coded multicarrier systems," *IEEE Transactions on Signal Processing*, vol. 60, no. 7, pp. 3644–3656, Jul. 2012.
- [5] F. Peng, J. Zhang, and W. E. Ryan, "Adaptive modulation and coding for IEEE 802.11n," in *2007 IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, Mar. 2007, pp. 656–661.
- [6] A. Goldsmith, *Wireless communications*. Cambridge university press, 2005.
- [7] C. Y. Lou and B. Daneshrad, "PER prediction for convolutionally coded mimo ofdm systems - an analytical approach," in *MILCOM 2012 - 2012 IEEE Military Communications Conference*, Oct. 2012, pp. 1–6.
- [8] S. Boyd and L. Vandenberghe, *Convex optimization*. Cambridge university press, 2004.