

Etude au niveau IP d'un protocole ARQ Hybride avec voie de retour imparfaite

Sébastien Marcille, Philippe Ciblat, Christophe Le Martret

▶ **To cite this version:**

Sébastien Marcille, Philippe Ciblat, Christophe Le Martret. Etude au niveau IP d'un protocole ARQ Hybride avec voie de retour imparfaite. XXIIIe colloque GRETSI, Sep 2011, Bordeaux, France. pp.ID33. hal-00644021

HAL Id: hal-00644021
https://hal.science/hal-00644021

Submitted on 23 Nov 2011

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

Etude au niveau IP d'un protocole ARQ Hybride avec voie de retour imparfaite

Sébastien MARCILLE[1,2], Philippe CIBLAT[1], Christophe LE MARTRET[2]

[1]Institut Télécom/Télécom ParisTech ; CNRS UMR LTCI
46 rue Barrault, 75013 Paris, France - Tél : +33 1 45 81 77 28 - Fax : +33 1 45 89 00 20

[2]Thales Communications
160 bd de Valmy, BP 82, F-92704 Colombes Cedex, France - Tél : +33 1 46 13 27 35 - Fax : +33 1 46 13 25 55

{sebastien.marcille,philippe.ciblat}@telecom-paristech.fr,
christophe.le_martret@fr.thalesgroup.com

Résumé – Nous nous intéressons à l'impact d'une voie de retour imparfaite sur les performances des schémas HARQ *Stop and Wait*. Les performances sont calculées pour les métriques usuelles, c'est à dire la probabilité d'erreur paquet, le délai ainsi que l'efficacité. Notre principale contribution est d'analyser l'influence du lien de retour imparfait sur les performances au niveau IP. En particulier, notre analyse permet de considérer une récente stratégie conjointe MAC-IP, et nos résultats fournissent un moyen rapide de dimensionner la voie de retour.

Abstract – We investigate several types of Stop and Wait HARQ schemes under imperfect feedback conditions. Performance are measured through the usual metrics, i.e. the packet error rate, the delay and the efficiency. Our main novelty consists in analyzing the influence of the unreliability over the reverse link at the network level (IP) which gives a better vision of real performance of practical systems. In particular, our analysis enables us to consider a recent cross-layer MAC-IP allocation strategy, and our results provide a way to design the feedback link.

1 Introduction

Les protocoles ARQ (*Automatic Repeat reQuest*) hybrides, aussi appelés HARQ, permettent de fiabiliser le lien entre émetteur et récepteur par la retransmission de paquets ou de redondance supplémentaire si l'information n'a pas été correctement reçue au niveau du récepteur. Une voie de retour est donc nécessaire pour informer l'émetteur de la qualité de l'information reçue. Une hypothèse largement adoptée dans l'étude des schémas HARQ est que cette voie de retour est *parfaite*, c'est-à-dire, instantanée et sans erreur.

Seulement quelques rares études théoriques ont pris en compte une imperfection de la voie de retour. Tout d'abord, sous l'hypothèse d'un nombre infini de retransmissions possibles, le délai de schémas HARQ de type I (ce qui revient fondamentalement à étudier de l'ARQ et non de l'HARQ) est donné dans [1, 2]. Dans ce cas précis, l'obtention de l'efficacité est alors immédiate car elle est inversement proportionnelle au délai. Lorsque le nombre de retransmissions autorisées est fini, une expression analytique de l'efficacité est fournie pour un HARQ de type I dans [3] et pour un HARQ de type II (le *Chase combining*) dans [4]. Tous ces articles cités ont considéré un protocole *Stop and Wait* (SW). L'étude pour un protocole *Selective Repeat* a été conduite dans [5, 6] mais seulement pour l'ARQ et les résultats utilisant les chaines de Markov sont très difficilement exploitables. De plus tous ces papiers travaillent au niveau de la couche d'accès (MAC) où se situe classiquement l'HARQ.

Lorsque le nombre de retransmissions est fini et que la voie de retour est imparfaite, nous nous proposons d'exprimer analytiquement le délai, l'efficacité et le probabilité d'erreur paquet (quand cela sera nécessaire) pour tout type d'HARQ en nous plaçant d'emblée au niveau de la couche supérieure à la couche MAC, dans notre cas la couche IP. Ceci permet d'avoir une meilleure vision des réelles performances d'un système, ainsi que de prendre en compte de nouveaux schémas HARQ [7] optimisant les liaisons entre les couches MAC et IP. A noter que les calculs présentés ici sont une extension de ceux obtenus dans [8, 9] avec une voie de retour parfaite.

2 Modèle du système

Nous considérons une voie de retour introduisant des erreurs, avec un temps de propagation instantanée comme il est souvent supposé pour l'HARQ SW dans la littérature. On suppose également que la voie de retour utilise elle aussi des paquets ou des morceaux de paquets, de telle manière que les *acknowledgment* (ACK)/*negative acknowledgment* (NACK) peuvent être complétés par un code détecteur d'erreur (un CRC par exemple) afin de contrôler l'intégrité du message à l'émetteur.

Ainsi, si le code détecteur est suffisamment puissant pour négliger sa probabilité de non-détection d'erreur, une information de retour détectée comme corrompue obligera l'émetteur

à retransmettre un paquet d'information, c'est à dire à réagir comme si il avait reçu un NACK. Ceci justifie l'hypothèse communément admise consistant à négliger les erreurs transformant les NACK en ACK [1, 4–6], ce qui donne les probabilités d'erreur $\Pr(\text{ACK} \to \text{NACK}) = p_{\text{fb}}$ et $\Pr(\text{NACK} \to \text{ACK}) = 0$ sur la voie de retour.

Nous suivons le modèle de couches suivant : du point de vue de la couche MAC, la couche supérieure (ici IP) délivre un paquet IP fragmenté en N fragments. Ces fragments sont ensuite transformés en paquets MAC par le *Retransmission Manager* et envoyés à la couche inférieure (PHY) qui les transmet sur le canal de propagation. Le processus HARQ est appliqué sur les paquets MAC.

Nous nous intéresserons à la probabilité d'erreur paquet (PEP) IP (Π_I), au délai moyen $\bar{n}_I$ défini comme le nombre moyen de paquets MAC envoyés lorsqu'un paquet IP est correctement transmis et l'efficacité η_I. Lorsque nous aurons besoin de ces mêmes métriques au niveau de la couche MAC (dans ce cas, le paquet IP est à remplacer par un fragment), l'indice I sera remplacé par l'indice F (comme Fragment). Les métriques calculées dans le cadre d'une voie de retour imparfaite seront notées avec un tilde.

3 Performances au niveau IP

Nous nous intéressons à deux types de transmissions HARQ sur la couche IP. La première correspond à la stratégie **classique** qui consiste à allouer le crédit de transmission de l'HARQ au niveau de la couche MAC, ce qui revient à attribuer un crédit de transmission identique P pour chacun des N fragments constituant le paquet IP. Cette stratégie sera notée *Fragment Based Strategy* (FBS). La seconde est une stratégie **conjointe** MAC-IP publiée dans [7] qui consiste à allouer un crédit de transmission C global au paquet IP, autrement dit, chacun des N fragments le constituant bénéficiera d'un crédit de transmission variable selon sa position et l'état du canal. Cette stratégie sera nommée *IP Based Strategy* (IBS). Afin de différencier les deux stratégies, les métriques seront notées avec un exposant F pour FBS, et un exposant I pour IBS.

3.1 Performances de la stratégie classique

Dans le cas d'une stratégie classique FBS, notons en premier lieu que la PEP n'est pas affectée par le caractère imparfait de la voie de retour. En effet, lorsqu'un fragment est décodé sans erreur au récepteur celui-ci est délivré au ré-assembleur de la couche supérieure (IP), et toute réception superflue en cas de perte du message de retour de ce même fragment ne sera pas considérée qu'il soit reçu avec ou sans erreur. Par conséquent, $\tilde{\Pi}_I^F = \Pi_I^F$ comme déjà mentionné dans [4] pour la couche MAC. Notons que l'expression analytique de Π_I est disponible dans [8].

Cependant, les envois superflus de paquets MAC faisant suite à une perte de l'information de retour ont un impact sur le délai et l'efficacité au niveau IP. L'unique cause de l'augmentation du délai provient d'éventuelles corruptions des messages ACK envoyés à l'émetteur lorsqu'un fragment a été correctement décodé. On peut tout de suite remarquer que cela implique que le nombre moyen de paquets MAC envoyés conduisant à un échec pour le fragment reste le même. Ainsi, en suivant un raisonnement similaire à ceux de [8, 9], on peut facilement établir que, sous l'hypothèse que les fragments sont i.i.d.,

$$\tilde{n}_I^F = N\tilde{n}_F \quad \text{et} \quad \tilde{\eta}_I^F = \frac{\rho(1-\Pi_F)^N}{P\Pi_F + (1-\Pi_F)\tilde{n}_F}. \tag{1}$$

où $\tilde{n}_F$ est donc le délai au niveau MAC lorsque la voie de retour est imparfaite. Ainsi, il ne nous reste plus qu'à évaluer analytiquement ce délai $\tilde{n}_F$. De manière similaire à [8, 9], nous pouvons montrer que

$$\tilde{n}_F = \frac{1}{1-\Pi_F} \sum_{i=1}^{P} i \frac{\tilde{p}_1(i)}{(1-p_{\text{fb}})^{\mathbf{1}\{i=P\}}} \tag{2}$$

avec $\tilde{p}_1(i)$ la probabilité de décoder un fragment au bout de i transmissions et d'avoir bien reçu un ACK correspondant au niveau de l'émetteur et avec $\mathbf{1}\{A\}$ l'indicatrice de l'événement A. Nous notons également $p_n(k)$ la probabilité de décoder correctement n fragments en k transmissions de paquets MAC.

Le fragment est correctement décodé en k transmissions, $1 \leq k \leq i$, et le ACK est perdu $i-k$ fois avant d'être reçu avec une probabilité $p_1(k){p_{\text{fb}}}^{i-k}(1-p_{\text{fb}})$, ce qui donne

$$\tilde{p}_1(i) = (1-p_{\text{fb}}) \sum_{k=1}^{i} p_1(k){p_{\text{fb}}}^{i-k}. \tag{3}$$

Liens avec la littérature antérieure :

1. En posant $p_{\text{fb}} = 0$ dans l'Eq. (3), on retrouve bien l'expression du délai de [9].
2. Le délai donné par l'Eq. (2) diffère de celui de [4, Eq. (6)] puisqu'il y est défini comme l'inverse de l'efficacité. De même, le délai que nous obtenons est différent de celui calculé dans [3], au terme $i = P$ près ;
3. Dans le cas de l'HARQ de type I, on a $p_1(i) = (1-\pi_0){\pi_0}^{i-1}$ où $\pi_0 = \Pr(\text{paquet MAC KO})$. De ce fait, nos expressions se simplifient comme suit

$$\tilde{n}_F = \frac{1-\pi_0}{(1-\Pi_F)(p_{\text{fb}}-\pi_0)} \left(P\left({p_{\text{fb}}}^P - {\pi_0}^P\right) + (1-p_{\text{fb}})(p_{\text{fb}} f_{P-1}(p_{\text{fb}}) - \pi_0 f_{P-1}(\pi_0))\right), \tag{4}$$

avec $f_n(x) := \sum_{k=1}^{n} kx^{k-1}$. En considérant un nombre infini de transmission, on a $\lim_{P\to\infty} \tilde{n}_F = 1/(1-\pi_0) + p_{\text{fb}}/(1-p_{\text{fb}})$ correspondant bien aux expression données dans [1, 2].

En résumé, les nouvelles expressions du délai et de l'efficacité au niveau IP dépendent uniquement de celle du délai au niveau MAC (calculé avec un canal imparfait). L'expression proposée du délai au niveau MAC est générale (valable pour tout type d'HARQ et nombre de transmission fini ou infini) et permet de retrouver les différentes expressions de la littérature.

3.2 Performances de la stratégie conjointe

Contrairement au FBS, la PEP pour l'IBS dépend de la qualité de la voie retour. En effet le i-ème fragment i, doté dorénavant d'un crédit de transmission dépendant des $i-1$ fragments précédents, peut ne pas bénéficier de suffisamment de tentatives pour passer en raison des éventuelles pertes de ACK lors de la transmission des fragments précédents. On note $\tilde{p}_n(i)$ la probabilité de décoder n fragments en i tentatives et d'avoir reçu correctement tous les acquittements. Avec un raisonnement similaire à [8], nous trouvons

$$\tilde{\Pi}_I^I = 1 - \sum_{i=N}^{C} \sum_{k=N-1}^{i-1} \tilde{p}_{N-1}(k) p_1(i-k), \tag{5}$$

$$\tilde{n}_I^I = \frac{1}{1-\tilde{\Pi}_I^I} \sum_{i=N}^{C} i \frac{\tilde{p}_N(i)}{(1-p_{\text{fb}})^{\mathbf{1}\{i=C\}}}, \tag{6}$$

$$\tilde{\eta}_I^I = \frac{\rho N (1-\tilde{\Pi}_I^I)}{C\tilde{\Pi}_I^I + (1-\tilde{\Pi}_I^I)\tilde{n}_I^I}. \tag{7}$$

Pour la stratégie IBS, toutes les métriques sont donc déterminées par la connaissance de $p_1(i)$, et de $\tilde{p}_n(i)$ calculée dans la proposition suivante.

Proposition 1. *On a* $\forall n \geq 1$

$$\tilde{p}_n(i) = (1-p_{\text{fb}})^n \sum_{\underline{q} \in Q_{i,n}} \prod_{j=1}^{n} \sum_{k_j=1}^{q_j} p_1(k_j) {p_{\text{fb}}}^{q_j-k_j}, \tag{8}$$

avec $Q_{i,n} = \{\underline{q} \in \mathbb{N}_*^n / \sum_{j=1}^n q_j = i\}$.

Démonstration. Pour $N \leq i \leq C$, nous avons par simple énumération

$$\tilde{p}_N(i) = \sum_{\underline{q} \in Q_{i,N}} \prod_{n=1}^{N} \Pr\left(\text{FRAG } \#n \text{ reçu en } q_n\right).$$

De la même manière qu'en FBS, nous décomposons l'acquittement du n-ème FRAG en q_n transmissions dont k_n envois jusqu'au décodage correct du FRAG puis $q_n - k_n$ envois jusqu'à bonne réception du ACK. Ce qui donne

$$\begin{aligned}&\Pr\left(\text{FRAG } \#n \text{ reçu en } q_n\right)\\ &= \sum_{k_n=1}^{q_n} p_1(k_n) {p_{\text{fb}}}^{q_n-k_n} (1-p_{\text{fb}})^{\mathbf{1}\{n<N\}}.\end{aligned}$$

□

Comme l'ensemble $Q_{i,n}$ devient vite très grand, le terme $\tilde{p}_n(i)$ est difficilement calculable. Nous avons toutefois pu déterminer une expression récursive de ce terme donnée par la proposition qui suit.

Proposition 2. *On a*

$$\tilde{p}_1(i) = (1-p_{\text{fb}}) \sum_{m=1}^{i} p_1(m) {p_{\text{fb}}}^{i-m}, \tag{9}$$

$$\tilde{p}_n(i) = \sum_{j=1}^{i-n+1} \tilde{p}_{n-1}(i-j)\tilde{p}_1(j), \quad \forall n \geq 2. \tag{10}$$

Démonstration. Il suffit de partitionner $Q_{i,n}$ en remarquant que n FRAGs seront reçus en i transmissions si, et seulement si, les $n-1$ FRAGs précédents sont reçus en $i-j$ tentatives, pour $j \in \{1, \ldots, i-n+1\}$. L'initialisation est donnée par la probabilité (9) de recevoir un FRAG lorsque jusqu'à C transmissions sont possibles. □

4 Résultats numériques

Nous illustrons nos résultats dans deux cas de figure : un schéma ARQ (correspond à un HARQ de type I sans codage) ainsi qu'un schéma HARQ de type II (Chase combining), dans les cas FBS et IBS. Les simulations sont réalisées sur un canal à bruit blanc gaussien additif (BBGA), paramétré par le rapport signal à bruit (SNR) en E_s/N_0. Chacun des paquets MAC contient 128 bits d'information. Un code convolutif de rendement 1/2 généré par les polynômes (35,23) est alors utilisé si de l'HARQ est considéré. Une modulation QPSK a été employée pour toutes les simulations.

Sur la figure 1, nous confrontons avec succès l'expression de l'efficacité avec les valeurs obtenues par simulation, lorsque la probabilité d'effacement sur le canal de retour est constante et égale à $p_{\text{fb}} = 10^{-1}$.

Les figures 2, 3 et 4 illustrent quant à elles la perte de performances induite par une voie de retour imparfaite. Cette voie est construite de la manière suivante : les messages de retour sont des paquets de 16 bits (incluant le ACK/NACK, les bits restants peuvent transporter d'autres informations comme le numéro du paquet) complétés par 16 bits de CRC pour la détection d'erreurs. Ces 32 bits peuvent éventuellement être codés par le code convolutif utilisé sur la voie directe, avant d'être transmis en BPSK sur le canal BBGA de même SNR.

La figure 2 montre les délais de l'ARQ et de l'HARQ lorsque le canal de retour est parfait ou non : dans ce dernier cas, les messages de retour peuvent être codés ou pas. On observe que la qualité de la voie de retour (paramétrée par le SNR) a une grande influence sur ces délais, et l'on illustre le gain apporté par l'emploi d'un code correcteur.

Sur la figure 3, l'efficacité de l'HARQ est tracée en FBS ainsi qu'en IBS pour les mêmes conditions de voie de retour que précédemment. Nous y montrons qu'envoyer des messages de retour non protégés dégrade énormément les performances : cela illustre une fois encore la nécessité de coder ces données afin d'atteindre des performances proches du cas idéal. Enfin, nous notons que l'approche IBS est plus sensible aux imperfections de la voie de retour.

Ceci s'explique par la grande sensibilité de la PEP IP en IBS, illustrée en figure 4 pour l'HARQ. L'approche FBS est, comme attendu, insensible aux imperfections du canal de retour, alors que l'IBS est fortement dégradée. Comme cette technique a pour but d'améliorer le PER, il est impératif de coder les messages de retour afin de maintenir le gain espéré en IBS.

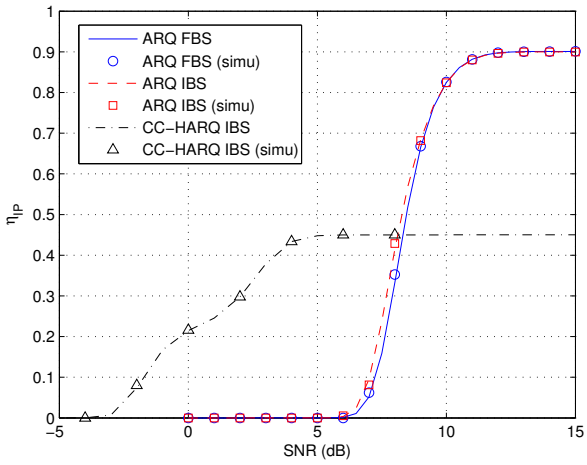


FIG. 1 – Efficacité (IP) théorique vs. empirique en fonction du SNR ($N = 3$, $P = 3$, $C = 9$).

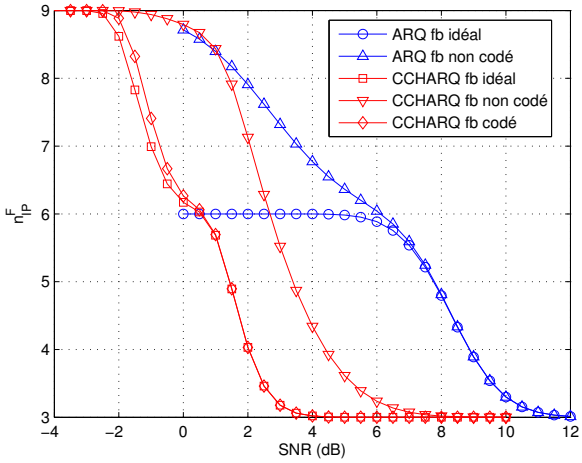


FIG. 2 – Délai (IP) de l'ARQ et de l'HARQ pour différents schémas de retour (FBS, $N = 3$, $P = 3$).

Références

[1] W. El Bahri, H. Boujemâa et M. Siala, "Effects of noisy feedback on the performance of HARQ over multipath block fading channels," *IEEE PIMRC*, 2005.

[2] S. B. Wicker, "Error Control Systems for Digital Communications and Data Storage," *Prentice-Hall*, 1995.

[3] P. Wu et N. Jindal, "Coding versus ARQ in fading channels : how reliable should the PHY be ?," soumis à *IEEE TCOM*, Mar. 2010.

[4] E. Malkamäki et H. Leib, "Performance of truncated type-II HARQ with noisy feedback over fading channels," *IEEE TCOM*, Sep. 2000.

[5] K. Ausavapattanakun et A. Nosratinia, "Analysis of SR ARQ via matrix signal-flow graphs," *IEEE TCOM*, Jan. 2007.

[6] L. Badia, "On the effect of feedback errors in Markov models for SR ARQ packet delays," *IEEE GLOBECOM*, 2009.

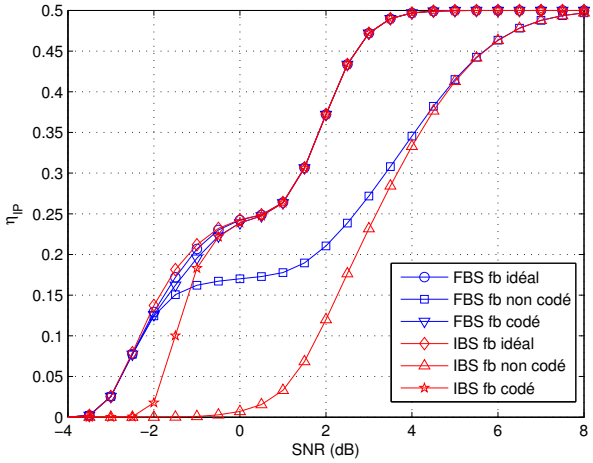


FIG. 3 – Efficacité (IP) de l'HARQ pour différents schémas de retour ($N = 3$, $P = 3$, $C = 9$).

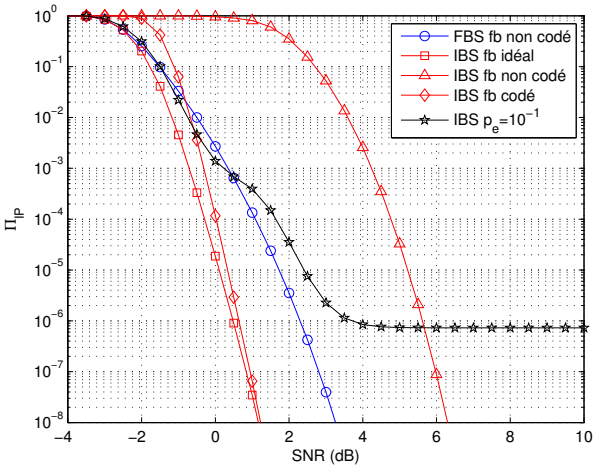


FIG. 4 – PER (IP) de l'HARQ pour différents schémas de retour ($N = 3$, $P = 3$, $C = 9$).

[7] Y. Choi, S. Choi et S. Yoon, "MSDU-based ARQ scheme for IP-level performance maximization," *IEEE GLOBECOM*, 2005.

[8] A. Le Duc, P. Ciblat et C. Le Martret, "Closed-form expressions for packet error rate and efficiency in cross-layer HARQ schemes," *IEEE SPAWC*, 2009.

[9] A. Le Duc, C. Le Martret et P. Ciblat, "Closed-form expressions for delay and jitter in cross-layer HARQ schemes," *IEEE VTC-Fall*, 2009.