

Codage conjoint source canal optimisé avec décodage itératif pour la transmission d'images RSPIHT

MARWA MHAMDI^{1,2}, AMIN ZRIBI^{1,3}, SONIA ZAIBI¹, CLENCY PERRINE²,
YANNIS POUSSET², RAMESH PYNDIAH³, CHRISTIAN OLIVIER²

¹ Laboratoire Systèmes de Communications, ENIT, Université Tunis Elmanar
BP 37, Le Belvédère, 1002 Tunis, Tunisie

² Institut XLIM, laboratoire SIC, UMR CNRS 7252, Université de Poitiers
Bvd Marie et Pierre Curie, BP 30179, 86962 Futuroscope Chasseneuil Cedex, France

³ Département Signal et Communications, Institut Telecom, Lab-STICC, UMR CNRS 3192, Telecom Bretagne
Technopole Brest Iroise, CS 83818, Université Européenne de Bretagne, 29238 Brest Cedex 3, France

^{1,2} mhamdi.marwa@gmail.com, ^{1,3} amin.zribi@gmail.com, ¹sonia.zaibi@enit.rnu.tn, ²clency.perrine@univ-poitiers.fr,
²yannis.pousset@univ-poitiers.fr, ³ramesh.pyndiah@telecom-bretagne.eu, ²christian.olivier@univ-poitiers.fr

Résumé - Le travail proposé concerne l'optimisation globale, en terme de débit-distorsion, d'une chaîne de transmission d'images codées via l'exploitation de l'algorithme RSPIHT (Robust SPIHT). Nous présentons une approche de protection inégale de données (Unequal Error Protection UEP) appliquée à une chaîne de communication, intégrant un schéma de décodage itératif conjoint source-canal entre un décodeur arithmétique et un décodeur de canal. En effet, la hiérarchisation du flux binaire compressé RSPIHT permet l'application d'une protection inégale aux données consistant à appliquer un niveau de protection différent à chaque partie constituant le flux binaire compressé, selon son importance. Le problème revient alors à une optimisation de l'allocation de débit entre le codage de source et le codage de canal pour un canal de transmission et un débit global donné.

Abstract - In our work, we propose a global optimization in term of rate-distortion for the transmission of encoded images compressed using the RSPIHT (Robust SPIHT) algorithm. We introduce an unequal protection of data (Unequal Error Protection UEP) applied to a communication channel, including a joint source-channel iterative decoding between an arithmetic decoder and a channel decoder. Specifically, the hierarchy of the RSPIHT compressed bitstream enables an unequal protection of data allowing to apply a different protection level at each part constituting the compressed bitstream according to its importance. The problem is therefore to optimize the rate allocation between the source coding and the channel coding for a transmission channel and a given overall rate.

1 Introduction

Les objets multimédia présentent généralement un volume de données important qu'il est nécessaire de compresser efficacement. Les limitations infligées par les réseaux radio-mobiles sur la bande passante et sur la puissance d'émission, imposent des taux de compression élevés. Pour atteindre cet objectif, en conservant un bon niveau de qualité, de nombreux algorithmes de compression basés sur la transformée en ondelettes discrète ont été proposés, parmi lesquels le codeur RSPIHT (Set Partitioning In Hierarchical Tree) [ZK02]. Ce dernier assure plus de robustesse aux erreurs de transmission. En effet, le principe de RSPIHT consiste à diviser l'image en plusieurs imajettes codées indépendamment les unes des autres par un codeur SPIHT, ce qui limite les effets de propagation d'erreurs à une partie restreinte de l'image.

Un codeur d'image emboîté, tel que le RSPIHT, permet d'exploiter la scalabilité dans un schéma de transmission d'images. En effet, ce dernier génère pour un débit donné, une trame binaire qui est emboîtée dans la trame suivante, produite pour un débit plus élevé. Ce flux binaire emboîté permet le décodage progressif des données transmises, à différents débits source et donc

conduit à une hiérarchisation du flux binaire compressé, en termes d'importance des sous flux, dans le but d'une réduction de la distorsion. En effet, les données situées au début du flux binaire sont beaucoup plus importantes que les données situées à la fin. Compte tenu de cette caractéristique, il semble évident d'appliquer un niveau de protection différent à chaque partie constituant le flux binaire compressé.

Mais, la détermination exacte de la politique optimale de protection inégale soulève un problème difficile. En effet, une très forte protection contre les erreurs de transmission, obtenue à l'aide d'un codage de canal de rendement peu élevé, engendre une augmentation du débit global. Or, pour ce qui nous concerne, ce dernier étant fixe, il faut alors diminuer le débit à la sortie du codeur de source, ce qui entraîne une baisse du PSNR en l'absence de bruit.

Ainsi, le choix des paramètres de transmission doit être fait de manière à garantir une meilleure qualité de reconstruction de l'image à un débit global fixe et en fonction de l'état du canal de transmission. C'est dans ce contexte que s'inscrit notre travail, qui a pour objectif de contribuer à l'optimisation globale d'une chaîne de transmission d'images codées RSPIHT en adoptant une

approche de protection inégale de données appliquée à un schéma de décodage itératif conjoint inspiré du principe des turbo-codes [P98].

Pour fiabiliser la transmission, nous intégrons, en premier lieu un schéma de décodage itératif conjoint source canal entre un décodeur arithmétique et un décodeur convolutif [ZZP⁺12]. Pour augmenter l'efficacité du système, nous appliquons, dans un deuxième temps, un schéma de protection inégale de données, basé sur l'optimisation conjointe de l'allocation de débit entre le codeur de source et le codeur de canal.

Le problème d'optimisation de l'allocation de débit entre le codeur de source et le codeur de canal a fait l'objet de nombreuses études [AOP⁺12], [CF00] et [SHS03]. Dans notre travail, nous adoptons l'approche de [Z04] avec comme critère d'optimisation la maximisation du PSNR moyen.

2 Décodage itératif conjoint source canal

Dans le cadre de notre étude, nous cherchons à contribuer à l'optimisation globale d'une chaîne de transmission d'images codées RSPIHT. Pour fiabiliser la transmission, nous avons intégré un schéma de décodage itératif conjoint source canal entre un décodeur arithmétique et un décodeur convolutif. En effet, les auteurs de [ZZP⁺12] ont montré que le recours à une technique de décodage conjoint source/canal, basée sur l'algorithme pseudo-Chase pour le décodage arithmétique permet d'avoir un gain de codage remarquable avec une complexité relativement faible comparé à un système de décodage Tandem.

Le décodage itératif est assuré par l'échange d'informations extrinsèques, sous forme de fiabilité sur les bits, entre les deux décodeurs. Les fiabilités des bits sont déterminées, par le décodeur arithmétique, à partir des séquences de test valides en termes de longueur générées par l'algorithme pseudo-Chase. Ainsi, il suppose que les positions correspondantes à un bit identique dans toutes les séquences candidates sont plus fiables que les autres. Pour favoriser ces bits dans une seconde itération, il leur alloue une information extrinsèque constante non nulle. Les autres bits, supposés non fiables, auront une information extrinsèque nulle.

3 Optimisation conjointe de l'allocation de débit entre codage de source et codage de canal

Dans notre étude, l'objectif de l'optimisation conjointe de l'allocation de débit est de trouver pour un canal de transmission donnée et un débit global fixe, la configuration pour les rendements du code correcteur d'erreurs ainsi que pour le débit à la sortie du codeur RSPIHT, qui permet d'avoir la meilleure qualité visuelle à la réception.

Nous commençons par présenter le problème d'optimisation et la manière de le résoudre. Puis, nous

l'appliquons à un schéma de transmission d'images à travers un canal Gaussien.

3.1.1 Processus de codage et de transmission

On considère la transmission d'une trame binaire emboîtée, codant un nombre H_s de symboles de source, sur un canal gaussien. On suppose que l'on dispose d'un ensemble $\mathcal{C} = \{c_1(N_{c_1}, K_{c_1}), c_2(N_{c_2}, K_{c_2}), \dots, c_L(N_{c_L}, K_{c_L})\}$ de L codes correcteurs d'erreurs. La trame binaire compressée est partitionnée en paquets de longueurs variables. Chaque paquet de longueur K_{c_l} bits est codé par un code $c_l \in \mathcal{C}$ pour générer un paquet codé de longueur N_{c_l} bits pour $l \in \{1, \dots, L\}$.

L'objectif de l'optimisation de la protection inégale est de trouver pour un canal de transmission donné et un débit global fixe R_T , la politique optimale d'allocation de codes aux différents paquets selon un critère de mesure de performance, qui assure la meilleure qualité à la réception. Une politique d'allocation de code est définie comme une séquence de codes $\pi = \{c_{\pi}^1(N_{c_{\pi}^1}, K_{c_{\pi}^1}), c_{\pi}^2(N_{c_{\pi}^2}, K_{c_{\pi}^2}), \dots, c_{\pi}^{M_{\pi}}(N_{c_{\pi}^{M_{\pi}}}, K_{c_{\pi}^{M_{\pi}}})\}$ appliquant le code correcteur d'erreurs $c_{\pi}^i \in \mathcal{C}$ au $i^{\text{ème}}$ paquet de longueur $K_{c_{\pi}^i}$ bits avec $i = 1, 2, \dots, M_{\pi}$, M_{π} est le nombre de paquets total à transmettre. Le débit global de transmission relatif à la politique π est, donné par :

$$R_{T_{\pi}} = \sum_{i=0}^{M_{\pi}} r_c(c_{\pi}^i) \text{ (bpp)}, \text{ avec } r_c(c_l) = \frac{N_{c_l}}{H_s} \text{ (bpp)} \quad (1)$$

et la contrainte de débit s'exprime par $R_{T_{\pi}} \leq R_T$.

3.1.2 Critères d'optimisation

On peut adopter plusieurs mesures de performances pour caractériser les performances d'une politique d'allocation de codes π donnée et s'en servir comme critère d'optimisation. Parmi ces mesures de distorsion on cite : Le SSIM (Structural SIMilarity), le PSNR (Peak Signal to Noise Ratio), le Débit Utile de Reconstruction (DUR) [Z04]. Dans ce qui suit nous adoptons le PSNR comme mesure de performances qui est le paramètre le plus souvent utilisé pour mesurer la qualité de reconstruction de l'image compressée par rapport à l'image originale.

Pour $k = 1, 2, \dots, M_{\pi}$ et $i = k - 1, k, k + 1, \dots, M_{\pi}$, on désigne par $P_{\pi}(i/k - 1)$ la probabilité conditionnelle que le nombre de paquets correctement décodés en utilisant la politique π soit exactement égal à i sachant que les $k - 1$ premiers paquets sont correctement décodés. On note également $P_e(c_l)$ la probabilité qu'un paquet codé par le code correcteur d'erreurs c_l soit incorrect après décodage. Pour un entier $k = 1, 2, \dots, M_{\pi}$ donné, $P_{\pi}(i/k - 1)$ se calcule comme suit :

$$P_{\pi}(i/k - 1) = \begin{cases} P_e(c_{\pi}^k) & \text{si } i = k - 1 \\ \prod_{j=k}^i (1 - P_e(c_{\pi}^j)) P_e(c_{\pi}^{i+1}) & \text{si } i = k, k + 1, \dots, M_{\pi} - 1 \\ \prod_{j=k}^{M_{\pi}} (1 - P_e(c_{\pi}^j)) & \text{si } i = M_{\pi} \end{cases} \quad (2)$$

L'espérance du PSNR relative à la politique π s'écrit :

$$\overline{PSNR}_{\pi} = \sum_{i=0}^{M_{\pi}} PSNR(r_{\pi,i}) P_{\pi}\left(\frac{i}{0}\right) \quad (3)$$

où $PSNR(r)$ est la fonction représentant le PSNR en fonction du débit pour le codeur de source utilisé et $r_{\pi,i} = \sum_{j=1}^i r_m(c_{\pi}^j)$ (bpp) ($i = 1, 2, \dots, M_{\pi}$) désigne le débit utile de reconstruction de l'image lorsque le $(i+1)^{i\text{ème}}$ paquet est détecté faux avec $r_m(c_l) = \frac{K_{c_l}}{H_s}$ (bpp).

A partir de cette mesure de performance on définit le problème d'optimisation qui consiste à maximiser le PSNR moyen sous contrainte d'un débit global fixe.

$$\max_{\pi} \overline{PSNR}_{\pi} \text{ sous la contrainte } R_{T_{\pi}} < R_T \quad (4)$$

3.1.3 Détermination de la solution optimale

Le problème d'allocation de code est assimilé à un Processus de Décision Séquentiel (PDS) [Z04], où il faut déterminer quel code appliquer à chaque paquet pour optimiser la fonction objectif (4). Pour résoudre ce problème nous commençons par définir les étapes d'évolution du système ainsi que l'ensemble des états associés à chaque étape.

Une étape d'évolution du système est définie, dans notre cas, par l'indice k ($k = 1, 2, \dots, M_{\pi}$) du paquet à coder, sachant que les $(k-1)$ premiers paquets ont été déjà codés. Un état x du système est défini par le couple $(\alpha_k(x) = \frac{A_k(x)}{H_s}, \beta_k(x) = \frac{B_k(x)}{H_s})$ où $A_k(x)$ représente le nombre de bits de source constituant les $(k-1)$ paquets déjà codés et $B_k(x)$ représente le nombre total de bits (source + parité) constituant ces $(k-1)$ paquets. On note X_k l'ensemble des états possibles à l'étape k .

Pour tout $l = 1, \dots, L$ et $k = 1, 2, \dots, M_{\pi}$, on désigne par $f_k(x, c_l)$ l'état vers lequel transite le système à l'étape $(k+1)$, s'il est dans l'état $x \in X_k$ à l'étape k et si le code c_l est utilisé pour le codage du $k^{i\text{ème}}$ paquet. L'état $f_k(x, c_l)$ est défini tel que :

$$\begin{cases} \alpha_{k+1}(f_k(x, c_l)) = \alpha_k(x) + r_m(c_l) \\ \beta_{k+1}(f_k(x, c_l)) = \beta_k(x) + r_c(c_l) \end{cases} \quad (5)$$

On désigne par $\delta_k(x, c_l)$ le revenu incremental (le gain en terme de qualité) apporté par le décodage correct du $k^{i\text{ème}}$ paquet codé par le code c_l . Si le système est dans l'état $x \in X_k$ à l'étape k , $\delta_k(x, c_l)$ s'écrit :

$$\delta_k(x, c_l) = PSNR(\alpha_k(x) + r_m(c_l)) - PSNR(\alpha_k(x)) \quad (6)$$

Pour une politique $\pi = \{c_{\pi}^1, c_{\pi}^2, \dots, c_{\pi}^{M_{\pi}}\}$ et un entier $k = 1, 2, \dots, M_{\pi}$, on désigne par $J_{\pi,k}(x)$ le revenu total pour les étapes k à M_{π} , si le système est dans l'état $x \in X_k$ à l'étape k et si la politique π est utilisée. Ce revenu est exprimé comme suit :

$$J_{\pi,k}(x) = \sum_{i=k}^{M_{\pi}} (\sum_{j=k}^i \delta_j(x_j, c_{\pi}^j)) \cdot P_{\pi}(i|k-1) \quad (7)$$

En pratique, pour trouver la configuration pour les rendements nous avons eu recours à un algorithme exhaustif qui teste toutes les combinaisons possibles des codes RCPC en respectant la contrainte de débit global, et qui fournit la stratégie optimale maximisant la fonction objectif (7).

4 Contexte de simulation

Dans notre système, le flux binaire emboîté généré par le codeur RSPIHT, est partitionné en paquets de longueurs variables puis appliqué à l'entrée d'un codeur arithmétique adaptatif. Chaque trame binaire résultante de la compression de $P = 4$ paquets forme le message qui sera entrelacé, puis codé par un codeur convolutif RCPC (0117, 0127, 0155, 0171) de contrainte 7. La taille des paquets codés est fixée à $N = 8192$ bits, qui garantit une efficacité entropique du codeur arithmétique. L'ensemble des rendements que nous avons utilisé est $R = \{1/4, 8/21, 1/2, 2/3, 8/9\}$. Les différentes sous trames, à la sortie du codeur convolutif, sont transmises sur un canal à Bruit Blanc Additif Gaussien (BBAG) de rapport signal à bruit variant entre 2.5 dB et 6 dB par pas de 0.5 dB.

Au niveau du récepteur, le turbo décodeur effectue un décodage itératif basé sur l'échange d'informations extrinsèques entre le décodeur de canal et le décodeur arithmétique. L'algorithme pseudo-Chase appliqué au code arithmétique adaptatif utilise des patterns de test avec un poids de $q = 4$ bits. Pour le décodage du code convolutif, nous considérons l'algorithme SOVA [HH89] pour sa simplicité par rapport au décodeur BCJR. L'image *Lena* 512x512 pixels à 8 bpp sert d'image de test (100 réalisations).

5 Résultats et interprétations

Pour chaque rapport signal à bruit (E_b/N_0), l'optimisation est réalisée pour un débit total de $D_T = 1$ bpp. Ces politiques sont présentées dans le tableau Tab 1, sous forme de quintuplet $(k_1, k_2, k_3, k_4, k_5)$ où les k_l (respectivement k_2, k_3, k_4, k_5) paquets compressés sont codés par le code de rendement 1/4 (respectivement 8/21, 1/2, 2/3, et 8/9) avec $\sum_{i=1}^5 k_i = 32$.

Pour mettre en évidence l'efficacité de la stratégie de protection UEP avec décodage itératif, nous comparons ses performances en terme de PSNR avec celles d'un système adoptant une stratégie de protection uniforme (Equal Error Protection EEP) (sans et avec décodage itératif). Ce système de référence est le même schéma de codage, mais en appliquant un codeur RCPC de rendement $R = 1/4$ à toutes les trames générées par le RSPIHT. Ces performances sont représentées sur la Figure 1 pour un débit global $D_T = 1$ bpp, ce qui correspond à un débit source $D_S = 0.25$ bpp. Nous présentons sur la même figure les performances obtenues pour un schéma EEP et UEP sans l'utilisation d'un décodage itératif.

D'après le tableau Tab 1 et pour un canal fortement bruité ($E_b/N_0 < 3$ dB), on constate que la majorité des paquets est codée par le codeur de rendement le plus faible. L'optimisation favorise alors les bits de redondance aux dépens des bits de source pour assurer davantage de protection contre les erreurs de transmission. On constate, par ailleurs, que le nombre de paquets codés par le codeur de rendement le plus faible décroît au fur et à mesure que le rapport signal à

E_b/N_0 (dB)	2.5	3	3.5	4	5	6
$(k_1, k_2, k_3, k_4, k_5)$	(28, 4, 0, 0, 0)	(7, 25, 0, 0, 0)	(0, 30, 2, 0, 0)	(0, 18, 12, 2, 0)	(0, 0, 1, 31, 0)	(0, 0, 0, 32, 0)

Tab 1 : Politique optimale d'allocation des codes RCPC pour différentes valeurs de E_b/N_0 (dB).

bruit augmente, ce qui se traduit par une augmentation du débit source. La stratégie UEP permet alors plus de souplesse dans la protection de l'information en modifiant la quantité des bits de protection et des bits de source à insérer dans la trame transmise.

Nous pouvons constater, d'après la Figure 1, que pour un canal fortement bruité ($E_b/N_0=2.5$ dB), le décodage itératif apporte, par rapport au décodage simple (Tandem), un gain important qui atteint la valeur de 9.7 dB. Pour $E_b/N_0 < 2.5$ dB, les stratégies EEP et UEP sont équivalentes car dans ce cas tous les paquets sont codés avec le rendement le plus faible.

Pour un rapport signal à bruit de 4 dB, le système de décodage itératif, adoptant une approche de protection uniforme de données (EEP Itératif sur la Figure 1), apporte par rapport au décodage simple (EEP Tandem), un gain de l'ordre de 0.46 dB. Ce gain augmente de 2.27 dB en appliquant un codage conjoint source canal optimisé (UEP Itératif).

Pour $E_b/N_0 > 4.5$ dB, les performances du système (UEP Itératif) sont nettement meilleures que celles du système équivalent EEP. Pour un rapport signal à bruit de 5.5 dB, l'utilisation de la stratégie de protection UEP, apporte un gain de l'ordre de 4.35 dB en PSNR moyen, par rapport au système EEP.

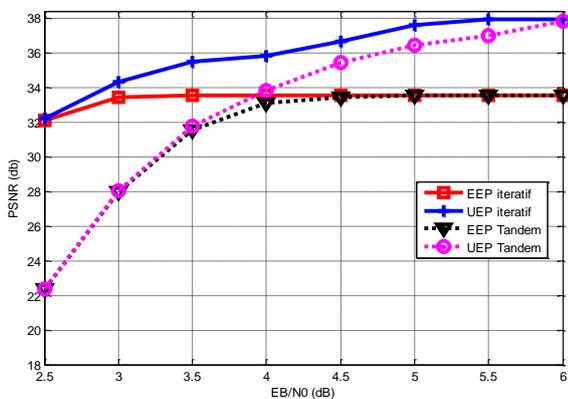


Figure 1 : Performances du système de codage conjoint optimisé (courbes UEP) comparées à celles d'une protection uniforme par le code de rendement 1/4 (courbes EEP). Cas de l'image Lena 512x512 avec un débit global $D_T=1$ bpp.

6 Conclusion

Cet article propose une approche de protection inégale de données appliquée à une chaîne de transmission d'images codées RSPIHT avec décodage itératif conjoint source-canal. Les résultats présentés montrent que les performances obtenues par l'approche UEP avec décodage itératif, pour un canal modérément bruité sont meilleures que celles obtenues par les approches EEP (sans et avec décodage itératif) et UEP (sans décodage itératif).

Références

- [AOP⁺12] J. Abot, C. Olivier, C. Perrine, Y. Pousset, "A Link Adaptation Scheme Optimized for Wireless JPEG 2000 Transmission Over Realistic MIMO Systems", *Signal Processing: Image Communication, Elsevier Publishing*, 27 (10), 1066 -1078, Nov. 2012
- [CF00] V. Chande et N. Farvardin "Progressive transmission of images over memoryless noisy channels". *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(6) :850-860,2000.
- [HH89] J. Hagenauer and P. Hoeher, "A Viterbi algorithm with soft-decision outputs and its applications," in *IEEE Global Telecommunications Conference*, Dallas, 3 : 1680-1686, Nov 1989.
- [P98] R. Pyndiah. "Near-optimum decoding of product codes : Block turbo codes". *IEEE Transactions on Communications*, 46 (8) : 1003-1010, August 1998.
- [SHS03] V. Stankovi, R. Hamzaoui, and D. Saupe, "Fast algorithm for rate-based optimal error protection of embedded codes", *IEEE Transactions on Communications*, vol. 51, pp. 1788–1795, November 2003.
- [Z04] S.Zaibi "Optimisation conjointe du codage (décodage) source canal pour la transmission d'images". Thèse de doctorat à l'ENST Bretagne, Février 2004.
- [ZK02] S. Zaibi and V. Kerbaol. "Efficient source and channel coding for progressive image transmission over noisy channels", In *IEEE Global Telecommunications Conference*, Taipei, 1 : 529-533, Nov 2002.
- [ZZP⁺12] S. Zaibi, A. Zribi, R. Pyndiah, and N. Aloui, "Joint source/channel iterative arithmetic decoding with JPEG 2000 image transmission application", *Eurasip journal on advances in signal processing*, May 2012.