Codage conjoint souce/canal: enjeux et approches

Pierre Duhamel, Olivier Rioul

▶ **To cite this version:**

Pierre Duhamel, Olivier Rioul. Codage conjoint souce/canal: enjeux et approches. 16e colloque GRETSI, Sep 1997, Grenoble, France. hal-03330236

HAL Id: hal-03330236

https://telecom-paris.hal.science/hal-03330236

Submitted on 10 Aug 2022

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.

Codage Conjoint Source/Canal : Enjeux et Approches

Pierre DUHAMEL[(1)] et Olivier RIOUL[(2)]

[(1)] Département Signal [(2)] Département Communications
et URA CNRS 820
École Nationale Supérieure des Télécommunications (E.N.S.T.)
46, rue Barrault, 75634 Paris Cedex 13, France

RÉSUMÉ

En partant de la théorie de SHANNON, expliquée sur deux exemples très simples, nous montrons que la manière de réaliser l'optimum pour un critère combiné source/canal n'est pas unique. Par rapport à un système traditionnel où l'optimisation source et canal est faite séparément, la complexité globale peut être réduite tout en conservant un bon niveau de performances. Nous explicitons ensuite les avantages potentiels en pratique d'une optimisation conjointe et ses limites.

ABSTRACT

With Shannon Theory as a starting point, we show, on two simple examples, that optimality in a joint source/channel sense can be obtained by several means. While in a traditional system, optimization is performed separately on the source and channel coders, we show that, by jointly optimizing both coders, overall complexity can be reduced while keeping performance at a good level. We then describe the possible advantages and limits of this joint strategy in practical situations.

1 Introduction

Lorsqu'on parle de codage de source et de codage de canal, on pense naturellement au nom de SHANNON, qui a donné les limites fondamentales pour ces deux problèmes ; on pense aussi au fait que les deux domaines sont, depuis des décennies, bien distincts : deux communautés différentes, avec chacune ses propres méthodes, problématiques, conférences et revues.

En fait, on peut affirmer que c'est précisément Shannon qui a provoqué cette séparation dans les années cinquante, à cause de son « théorème de séparation » explicité au § 2.1. Cependant, des exemples triviaux, mais frappants, montrent à quel point il serait possible de réduire la complexité du système global tout en perdant très peu en performances (§ 2.2). Ceci résume l'enjeu énorme du codage source/canal conjoint, qui doit également assurer flexibilité et robustesse vis-à-vis des débits et des types de source et de canal.

De nombreux chercheurs s'étaient déjà préoccupés de l'impact des erreurs de transmission sur la distorsion totale. Une première préoccupation (§ 3.1) est le réglage du codeur source de sorte que les erreurs de transmission soient moins néfastes au décodage. Ceci est faisable notamment dans un contexte hiérarchique, qui peut être étendu jusqu'à la conception du modem. Par ailleurs, on peut aussi équilibrer les rendements source et canal afin de prendre en compte des contraintes système (§ 3.2).

Malgré ces avancées, le potentiel est énorme ; un véritable codage source/canal conjoint pourrait déboucher sur des améliorations substancielles de performances du système global (§ 4.1). Cette amélioration ne doit pas, cependant, aller à l'encontre de l'évolution des réseaux où différents types de source coexistent. On montre néanmoins sur des exemples au § 4.2 que cette transparence vis-à-vis des données transmises peut être pris en compte par un choix judicieux du modèle de canal.

Si l'objectif recherché en codage conjoint est compréhensible, les moyens pour y parvenir ne sont pas toujours clairs. C'est pourquoi on décrit au § 5.1 une solution particulière, l'algorithme COVQ, qui rend le codeur de source plus robuste en optimisant conjointement quantification et étiquetage binaire, ce dernier prenant en compte les erreurs de transmission. On cite enfin au § 5.2 quelques méthodes globales de codage conjoint qui ont été proposées récemment.

2 Le problème du codage conjoint

2.1 Ce qui reste de Shannon quand on a tout oublié

Curieusement, SHANNON est plus connu, en traitement du signal, pour le théorème d'échantillonnage qu'on lui attribue à tort[1]. Mais il est surtout celui qui, grâce à sa théorie de l'information, a donné les limites possibles, tant pour le codage canal [3] que pour le codage de source [4]. On en retient généralement deux théorèmes : Celui du codage de source, qui affirme qu'il existe un débit binaire R_s^*, vers lequel on peut tendre, mais en deçà duquel on ne peut comprimer

[1] Nous en profitons pour rappeler qu'on devrait plutôt attribuer le théorème d'échantillonnage à WHITTAKER [1] en 1915 – SHANNON ne naîtra que l'année suivante – et à NYQUIST [2] en 1928.

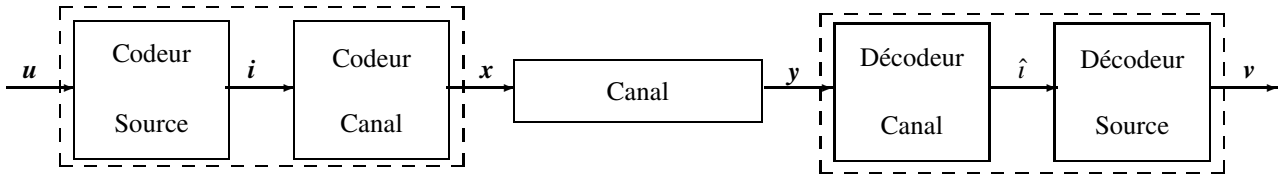

FIG. 1 — LE PARADIGME DE SHANNON. Le codeur de source attribue à chaque bloc de source $\boldsymbol{u}$ de m symboles (bits ou échantillons, par exemple) une étiquette ou index $\boldsymbol{i}$ représenté sur k bits. Un index donné correspond à un seul mot de code (de source) $\boldsymbol{v}$ de m symboles, que le décodeur de source fournit au destinataire. Le codeur canal attribue à $\boldsymbol{i}$ un mot de code $\boldsymbol{x}$ de n symboles émis dans le canal de transmission. Le décodeur canal retrouve, a partir du mot « bruité » $\boldsymbol{y}$, le mot de code $\hat{\boldsymbol{x}} = \boldsymbol{x}$, et donc l'index $\hat{\imath} = \boldsymbol{i}$ avec une probabilité d'erreur P_e.

davantage une source d'information[2] ; et celui du codage canal, qui montre que pour une transmission fiable dans un canal bruité, on peut tendre vers, mais jamais dépasser, un débit binaire R_c^* appelé *capacité du canal*. Dans les deux théorèmes, le prix à payer, pour s'approcher du débit limite, est l'utilisation de blocs de traitement de taille de plus en plus longue – tendant vers l'infini lorsqu'on s'approche de la limite.

Avec les notations de la figure 1, les débits source et canal sont, respectivement, $R_s = k/m$ et $R_c = k/n$ en bits/symbole. Les premier et deuxième théorèmes de Shannon affirment donc que $R_s \geqslant R_s^* = R(D)$ (où D est la mesure de distorsion et $R(D)$ ne dépend que de la source) et que $R_c \leqslant R_c^*$, où R_c^* est la capacité du canal. De plus, ces limites sont approchables avec certains codes très longs (k, m et $n \to \infty$). Insistons sur le fait que les descriptions de la figure 1 sont très générales ; celle du codage de source peut inclure une transformée, une quantification vectorielle et/ou un codeur entropique[3]. Par ailleurs, le modèle du canal peut prendre en compte, outre les caractéristiques de la transmission, tout ou partie des organes d'émission et de réception.

C'est un troisième théorème de Shannon qui nous intéresse ici : le théorème du codage source/canal qui combine les deux autres en affirmant qu'on peut tendre vers une limite (infranchissable) de débit source/canal avec un système où codage source et canal sont *séparés*.

Afin de comprendre ce « théorème de séparation » définissons le débit source/canal global par $R = R_s/R_c = n/m$, exprimé en nombre moyen de symboles émis par symbole de source. On peut alors montrer que $R \geqslant R_s^*/R_c^*$, valable pour tout type de codeur et décodeur, même combiné (en pointillés sur la figure 1). Ceci nous donne la borne en débit pour le codage conjoint source/canal. Il est alors clair que l'on peut, théoriquement en tout cas, tendre vers cette borne de la manière suivante :

- Le codeur source, quitte à ce qu'il soit très complexe, garantit un débit R_s aussi proche qu'on veut de sa borne $R_s^* = R(D)$ pour une distorsion $\leqslant D$ donnée.
- Le codeur canal, quitte à ce qu'il soit très complexe, s'impose une fiabilité de transmission presque parfaite ($P_e \to 0$), tout en garantissant un débit R_c aussi proche qu'on veut de sa borne R_c^*.

De la sorte on obtient bien un débit global proche de la limite de Shannon : $R \approx R_s^*/R_c^*$, avec une distorsion totale $\approx D$. Ceci constitue le théorème du codage source/canal de Shannon ; c'est la politique du travail acharné, sans concertation entre codeur source et canal. Noter que sous ces conditions, le codage canal, en garantissant une transmission fiable, n'apporte aucune distorsion ; la distorsion totale sera uniquement celle introduite par le codage de source.

2.2 Deux « contre »-exemples : L'éloge de la paresse

Le principal défaut du programme de Shannon est qu'il nécessite des codeurs très complexes, avec des blocs de traitement extrêmement longs, tant au niveau source que canal. Malgré cela, cette séparation source/canal est entrée dans les moeurs, comme en témoigne la séparation que l'on observe entre les deux domaines.

Cependant on peut logiquement se demander s'il est possible de combiner codeurs source et canal de sorte qu'on puisse « moins travailler » des deux côtés, tout en fournissant des performances proches de l'optimum. Un tel appareillage, qui semble contradictoire avec la philosophie de Shannon, empêcherait-il de s'approcher de la borne optimale ? La réponse est *non*, comme le montrent les exemples suivants.

Considérons une source binaire symétrique sans mémoire (SBS) à transmettre dans un canal binaire symétrique sans mémoire (CBS), avec un débit source/canal $R = 1$. Pour ce type de source, la mesure de distorsion D naturelle est le nombre moyen d'erreurs-bit, et $R_s^* = R(D) = 1 - H_2(D)$, où $H_2(x) = x \log_2 \frac{1}{x} + (1-x) \log_2 \frac{1}{1-x}$ est la fonction d'entropie binaire. Le CBS provoque une erreur-bit avec une probabilité p ; sa capacité est alors $R_c^* = 1 - H_2(p)$. Par conséquent, la limite de Shannon est donnée par l'inégalité :

$$\frac{R_s^*}{R_c^*} = \frac{1 - H_2(D)}{1 - H_2(p)} \leqslant R = 1, \quad \text{c.-à-d.} \quad D \geqslant p.$$

Pour approcher cette limite, Shannon préconise des codeurs de source et canal « optimaux » réalisant $R_s \approx 1 - H_2(D)$ pour $D = p$ et $R_c \approx 1 - H_2(p)$. Cependant une solution évidente consiste simplement à ne faire ni codage de source, ni codage canal (cf. figure 2 (a)). On a alors une distorsion totale

[2] Dans le cas d'un codage « sans pertes », cette limite est, en pratique, donnée par l'*entropie* de la source. Plus généralement, pour un codage « avec pertes », c'est une fonction $R(D)$ d'une mesure de distorsion D.

[3] On suppose ici que k est fixé, mais on peut même considérer que des codes à longueur variable pourraient être inclus dans un tel schéma, car leurs performances sont toujours, en théorie, atteignables par des codes de longueur k fixe, où k est très grand.

(uniquement due au canal) $D = p$: la limite de Shannon est *atteinte*. L'optimum consiste donc ici à *ne rien faire* : on ne peut pas imaginer système plus simple pour $R = 1$!

Remarquons qu'ici l'optimum est situé à l'opposé de ce que prévoit Shannon : Aucune erreur n'est introduite par le codeur source, et toute la distorsion est produite par le canal.

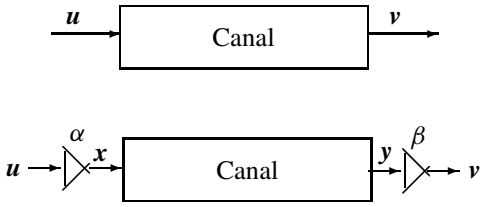

FIG. 2 — DEUX SYSTÈMES OPTIMAUX : Source et canal (a) binaires symétriques et (b) gaussiens.

Un phénomène analogue se produit pour une source gaussienne sans mémoire de variance σ_u^2 et un canal gaussien – qui ajoute un bruit gaussien de variance σ_b^2 – toujours pour une débit global $R = 1$. On alors $R_s^* = R(D) = \frac{1}{2}\log_2 \gamma_s$, où $\gamma_s = \sigma_u^2/D$ est le rapport source à bruit (la distorsion D est une erreur quadratique moyenne), et $R_c^* = \frac{1}{2}\log_2(1+\gamma_c)$, où $\gamma_c = \sigma_x^2/\sigma_b^2$ est le rapport canal à bruit. La limite de Shannon est, dans ce cas, donné par

$$\frac{R_s^*}{R_c^*} = \frac{\log_2 \gamma_s}{\log_2(1+\gamma_c)} \leqslant R = 1, \quad \text{c.-à-d.} \quad \gamma_s \leqslant 1 + \gamma_c.$$

Une solution optimale « triviale » est alors celle de la figure 2 (b), où les gains des amplificateurs sont tels que $\frac{1}{\beta} = \alpha + \frac{1}{\alpha}\frac{\sigma_b^2}{\sigma_u^2}$. Il est facile de vérifier que la limite de Shannon est, là aussi, atteinte. Ici, la distorsion totale est due en partie à la source et en partie au canal, cette dernière contribution prédominant en fort rapport signal à bruit.

Ces deux exemples, bien que provocants, ne contredisent pas, en fait, les énoncés des théorèmes de Shannon ; ils montrent cependant qu'un système « séparé » n'est pas la seule solution envisageable à l'optimum : une solution impliquant un codage conjoint[4] peut – dramatiquement – réduire la complexité du système global, tout en maintenant un niveau de performance optimal ou proches de l'optimum. Ceci résume, à notre avis, l'enjeu énorme du codage source/canal conjoint.

2.3 Pourquoi il faudra quand même travailler

Les deux exemples précédents souffrent de trois défauts importants : ils ne fonctionnent que 1^{o}) lorsque $R = 1$, débit pour lequel les performances du système sont directement limitées par le niveau de bruit du canal, 2^{o}) parce que source et canal sont idéalement « adaptés ». Il faut évidemment rechercher une meilleure *flexibilité* et *robustesse* vis-à-vis 1^{o}) du débit, 2^{o}) de la source, et 3^{o}) du canal. Ceci pour une plus grande transparance des données vis-à -vis des réseaux de transmission, et *vice versa*. Le problème du codage source-canal conjoint est alors beaucoup plus difficile à résoudre.

[4]Noter que l'étiquetage (passage par un index binaire $\boldsymbol{i}$) a disparu dans ces deux exemples.

3 Prémices de codage source/canal conjoint dans les systèmes actuels

De nombreux chercheurs avaient déjà remarqué que se préoccuper de l'impact des erreurs de transmission sur la distorsion totale améliorait l'efficacité globale du système. Ces préoccupations sont apparues de manière sensiblement différentes suivant que leurs auteurs étaient de culture « codage source » ou « codage canal ». Ce sont ces différentes approches qui sont décrites ici très succinctement.

3.1 Protection des codes source

Le premier réflexe a été de régler les codeurs source de telle manière que des erreurs éventuelles de transmission aient un impact moins néfaste au décodage. On vise alors à rendre les codeurs source plus robustes, sans forcément prendre en compte les techniques de codage canal.

Cette stratégie peut être améliorée dans un contexte *hierarchique*, où différents éléments transmis n'ont pas la même « importance » pour restituer la source. Pour en bénéficier, il faut, d'une part, évaluer précisément l'impact d'une erreur commise sur tel ou tel élément transmis. A cet égard, les codeurs en sous-bandes sont des bases de travail bien adaptées. D'autre part, les codeurs canal doivent prévoir des protections inégales des différents constituants du train binaire (*Unequal Error Protection* – UEP) pour que la contribution globale à la distorsion totale soit plus homogène.

Cette stratégie hiérarchique a été prolongée récemment : dans un mécanisme réminiscent de celui des modulations codées, on peut inclure la conception de la modulation dans le problème. Imaginons, par exemple, une modulation MAQ-16 : statistiquement, on se trompe moins souvent de « quart de plan » par rapport au symbole émis, lors de la détection, que de point de constellation à l'intérieur d'un quart de plan. Il est donc logique de concevoir une modulation « hiérarchique » où les informations les plus importantes pour la source sont portées par le quart de plan de réception, alors que les informations de « détail » (non indispensables pour la restitution de la source) sont portées par les localisations à l'intérieur d'un quart de plan. On peut même optimiser la répartition des points d'une constellation dans le plan pour accentuer ces effets [6].

3.2 Equilibrage des rendements

Le codage conjoint a également des conséquences importantes au niveau système. En effet, il a été observé que la stratégie traditionnelle, consistant à comprimer au maximum la source pour un niveau de distorsion donné, n'améliore pas toujours les performances du système global. Ceci parce qu'elle rend plus sensible le train binaire aux erreurs de transmission : une erreur peut avoir des conséquences catastrophiques sur la compréhension du signal après décompression. Pour compenser cet effet, il faudrait alors mieux protéger le train binaire issu du codeur source contre les erreurs de transmission. Dans la théorie de Shannon, ça ne pose aucun problème. En pratique, il existe toujours des contraintes de complexité maté-

rielle et de délai qui limitent l'utilisation de codeurs canal très sophistiqués, de sorte que le bilan global, pour cette stratégie, n'est pas toujours intéressant.

Habituellement, on procède alors à un équilibrage *a posteriori* du rendement entre codeur source et canal afin de trouver un point de fonctionnement compatible avec l'application visée (qualité du signal reconstruit pour un canal donné). Ce mécanisme a été en particulier observé dans le contexte du visiophone.

Une meilleure stratégie consisterait à obtenir cet équilibrage entre codeur source et canal par une véritable conception conjointe, comme cela a été expliqué sur des exemples très simples au § 2.2.

4 Quels enjeux ?

4.1 Améliorations potentielles

Bien entendu, nous n'allons pas annoncer que l'on peut battre la limite de Shannon. Par contre, il semble qu'un système traditionnel (optimisé séparément) peut s'éloigner très vite de la limite quand le taux d'erreur augmente, en particulier à cause de contraintes pratiques.

On a déjà vu qu'un réglage conjoint des codeurs source et canal peut s'avérer utile. On peut naturellement espérer faire encore mieux par une conception conjointe des deux blocs.

En caricaturant, on peut : en théorie, faire (presque) aussi bien que la limite de Shannon, mais plus simplement ; en pratique, peut-être faire beaucoup mieux qu'un système conçu séparément. Les enjeux applicatifs sont immédiats :

- concevoir des systèmes à dégradation progressive (lorsque le canal se détériore) ;
- diffuser un signal vers un ensemble de récepteurs de qualités différentes ;
- élargir la zone de couverture d'émetteurs (en limite de couverture, imposer que le signal reste compréhensible, même s'il est de plus mauvaise qualité) ;
- réduire la complexité d'émetteurs portables ou embarqués.

Ce sont autant de problèmes où une conception conjointe du codeur source et du codeur canal peut avoir un impact important.

4.2 Le rôle du réseau de transmission

Attention cependant à ce que cette amélioration ne vienne pas en conflit avec une évolution de l'utilisation des réseaux. Il est en effet maintenant très rare qu'un réseau donné soit dédié à un seul type de source. Le système radio-mobile GSM, par exemple, a initialement été conçu pour transmettre de la parole. On l'utilise maintenant pour transmettre de la télécopie, et on envisage de transmettre des images, et même des données. Or, ces signaux nécessitent des niveaux de qualité de transmission très différents. Dans ce contexte, le codage conjoint source/canal se doit donc d'éviter de trop lier le fonctionnement du réseau au type de source. Ceci peut en partie être pris en compte par des choix judicieux des modèles de canal, et, dans une moindre mesure, de source :

Réseau général, multi-sources. Habituellement, on considère que la protection canal est intégré à la conception du réseau. Or, les demandes de qualité sont différentes d'une source à l'autre. On peut donc envisager qu'une *protection minimale* – celle nécessaire à la bonne transmission de la source la moins exigeante – fait partie du réseau. La transmission d'autres types de sources exigera alors une *protection supplémentaire* dépendante de la source, qui peut donc être conçue conjointement avec le codeur source. Le modèle de canal doit intégrer la protection minimale ; on aboutit à un modèle simple en termes de taux d'erreur (type CBS), ou à des modèles, encore peu utilisés, intégrant des décodeurs à décision souple.

Transmission sur réseau informatique. Que ce soit en point a point, ou plus encore en diffusion, le problème de la fiabilité de la liaison est crucial. Jusqu'ici, les mécanismes mis en jeu ont surtout été des mécanismes réseau. Par exemple, on peut choisir, en cas de pertes de paquets, de réémettre seulement les informations essentielles. Une autre méthode, plus souple, est d'adapter le débit du codeur de source à celui qui est disponible dans le réseau. Une troisième possibilité serait de modéliser le réseau comme un canal à effacements de paquets, et de réellement travailler en codage conjoint.

Transmissions satellitaires pour l'imagerie. Cet exemple illustre plutôt le cas d'un système dédié. Les interférences entre symboles étant en général faibles, un modèle gaussien sera réaliste, mais il faudra veiller à l'influence des non-linéarités dûes aux amplificateurs embarqués.

On réalise, avec les considérations précédentes, qu'aucun modèle de canal n'est universel, et que ce sont souvent des considérations système qui font faire que l'on privilégiera tel ou tel modèle.

5 Quelles solutions ?

Cette section vise à rendre plus concret les démarches décrites ci-dessus. En effet, même si l'objectif recherché est compréhensible, les moyens permettant d'atteindre de tels objectifs ne sont pas toujours clairs.

5.1 Robustification de codeurs de source existants par optimisation de l'étiquetage

Cet exemple cadre bien avec les raisonnements habituellement employés en codage de source. Considérons un codeur par transformée dont la dernière étape soit une quantification vectorielle (QV). Le problème considéré est celui de la conception du dictionnaire de la QV, de telle manière qu'une erreur de transmission se traduise par la reconstruction d'un centroïde « voisin » de l'initial. Il s'agit donc d'un problème de topologie : les distances entre étiquettes du dictionnaire doivent « ressembler » aux distances entre centroïdes.

Farvardin [7] a proposé une telle stratégie d'optimisation conjointe source/canal pour un modèle de canal discret. En fait, le fonctionnement d'un algorithme comme le LBG, traditionnellement utilisé pour la recherche du dictionnaire de la QV, se prête bien a une modification en ce sens. En effet, le LBG optimise itérativement les positions des centroides puis celles des frontières de telle manière à réduire la distorsion. Maintenant, si l'on choisit une mesure de distorsion qui inclut celle introduite par le canal, le même algorithme effectuera l'optimisation conjointe.

TAB. 1 — Matrice de transition $P(i\,|\,j)$ pour un canal discret sans mémoire.

$i\,\vert\,j$	1	2	3
1	$1-2\varepsilon$	ε	ε
2	2ε	$1-4\varepsilon$	2ε
3	ε	ε	$1-2\varepsilon$

Pour illustrer, considérons un canal discret sans mémoire dont les probabilités de transition sont données par la table 1, et une quantification vectorielle à trois niveaux et à deux dimensions. Une mesure de distorsion incorporant la quantification et la transmission est alors donnée par :

$$D = E_{\boldsymbol{u},\boldsymbol{v}}\|\boldsymbol{u}-\boldsymbol{v}\|^2 = \sum_{\boldsymbol{i},\hat{\imath}} p(\boldsymbol{i})\,p(\hat{\imath}\,|\,\boldsymbol{i})\|\boldsymbol{u}-\boldsymbol{v}\|^2,$$

où $\boldsymbol{u}$ est transmis via son index $\boldsymbol{i}$, l'index $\hat{\imath}$ est reçu avec une probabilité d'erreur $p(\hat{\imath}\,|\,\boldsymbol{i})$, et correspond au mot décodé $\boldsymbol{v}$. On optimise ici la quantification et l'étiquetage $\boldsymbol{u} \mapsto \boldsymbol{i}$.

Les cellules de quantification C_i sont mises à jour en utilisant cette distance, qui inclut les probabilités de transition du canal. Chaque mot d'entrée $\boldsymbol{u}$ est représenté par la cellule qui fournit la plus petite distorsion *en moyenne* : c'est une généralisation de la stratégie des plus proches voisins. Les représentants $\boldsymbol{v}$ sont eux-mêmes mis à jour par une généralisation de l'équation habituelle du centroïde, incluant les erreurs de trans mission : Le mot $\boldsymbol{v}$ correspondant à un index $\hat{\imath}$ est le centroïde de *tous* les $\boldsymbol{u}$ qui sont décodés par la cellule correspondant à $\hat{\imath}$, même si l'étiquette transmise, $\boldsymbol{i}$, est différente de $\hat{\imath}$, qui a été décodée après transmission.

L'algorithme résultant est appelé *channel optimized vector quantization* (COVQ). Il se réduit à l'algorithme LBG traditionnel sous les hypothèses que :

$$p(\hat{\imath}\,|\,\boldsymbol{i}) = \delta_{\boldsymbol{i},\hat{\imath}}$$

ce qui correspond à $\varepsilon = 0$ dans la table 1, cas où le canal est sans erreur.

On peut montrer que les cellules optimales sont des polyèdres convexes, dont certains peuvent disparaître au cours de l'optimisation, en créant des *cellules vides* [7]. Ceci est le signe que le système effectue un compromis entre la précision de la quantification et la sensibilité au bruit du canal. La figure 3 montre, pour notre exemple, l'évolution des cellules pour différentes valeurs de ε. Elle illustre le fait que plus le bruit est fort, plus on a de chance que des cellules disparaissent. Supposant que, pour L mots de code initiaux, il y ait $L' \leqslant L$ cellules non vides à la fin de l'algorithme, seulement

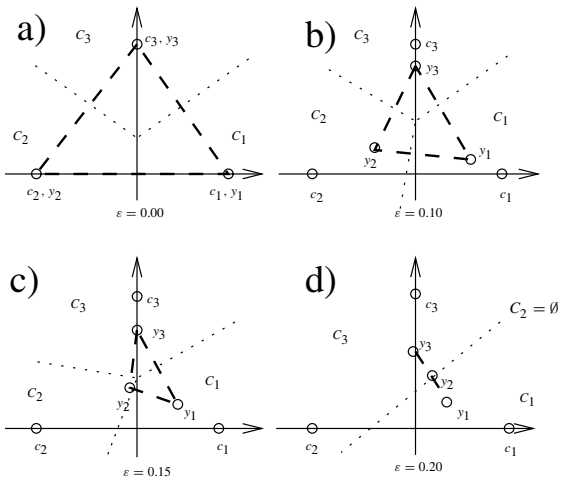

FIG. 3 — ALLURE DES CELLULES OPTIMISÉES PAR L'ALGORITHME COVQ. Les représentants y_i se rapprochent quand ε grandit, et, finalement, la cellule C_2 disparaît pour $\varepsilon = 0.20$. Les points c_i sont les représentants correspondant à un canal sans erreur (algorithme LBG classique).

L' mots de codes peuvent être en réalité transmis. Cependant, l'ensemble des L étiquettes initiales peut être reçu, et le dictionnaire doit donc rester de taille L. Noter l'analogie entre la présence de cellules vides (centroïdes sans équivalents à l'émission) et la redondance introduite par un codage de canal traditionnel.

Des simulations effectuées dans [7] pour des sources markoviennes de paramètre $\rho = 0.9$, et pour un paramètre du canal $\varepsilon = 10^{-2}$, ont montré une amélioration de 9.7 dB par rapport à un LBG traditionnel. La méthode COVQ avait $L' = 26$ cellules vides parmi $L = 256$.

5.2 Méthodes globales

On vient de décrire une méthode où sont optimisés conjointement les deux codeurs source et canal ; ceux-ci restent cependant séparés. On cite ici des méthodes récentes qui considèrent l'ensemble codeur source/canal comme un tout qui est optimisé de manière globale. On évite ainsi le passage intermédiaire par un train binaire.

Skinnemoen [8], par exemple, généralise l'approche décrite au paragraphe précédent au calcul direct du représentant parmi les points de la constellation à émettre (modulation MAQ par exemple) ; ce calcul prend en compte des considérations topologiques semblables et permet donc de faire l'optimisation vis à vis de la source et du canal.

Pépin et Belfiore [9] passent également directement de la source à un point de constellation tout en optimisant sa forme. Le lecteur intéressé trouvera dans [10] une autre approche globale optimisée pour des canaux binaires ; elle s'apparente à des UEP avec contraintes de débit appliquées à un niveau très fin.

6 Conclusion

Nous avons voulu, avec cette contribution, éclaircir la problématique du codage source/canal conjoint par rapport à la théorie de SHANNON, expliciter ses avantages potentiels, et donner une idée des méthodes possibles.

Merci ... à Seyed Bahram ZAHIR AZAMI, pour sa documentation sur l'état de l'art du sujet.

Références

[1] E. T. WHITTAKER, "On the Functions which are Represented by the Expansions of the Interpolation-Theory," *Proc. Royal Soc. Edinburgh*, Sess. 1914–15, pp. 181–194.

[2] H. NYQVIST, "Certain Topics in Telegraph Transmission Theory," *AIEE Trans.*, pp. 617–644, 1928.

[3] C. E. SHANNON, "A Mathematical Theory of Communication," *Bell Syst. Tech. J.*, July and Oct. 1948, reprinted in [5].

[4] C. E. SHANNON, "Coding Theorems for a Discrete Source with a Fidelity Criterion," *IRE Nat. Conv. Rec.*, Mar. 1959, reprinted in [5].

[5] David SLEPIAN ed., *Key Papers in the Development of Information Theory*, IEEE Press, 1973.

[6] K. RAMCHANDRAN, A. ORTEGA, K. M. UZ and M. VETTERLI, "Multiresolution Broadcast for Digital HDTV Using Joint Source/Channel Coding," *IEEE Trans. on SAC*, vol. 11, pp. 3–14, Jan. 1993.

[7] N. FARVARDIN, V. VAISHAMPAYAN, "On the Performance and Complexity of Channel Optimized Vector Quantizers," *IEEE Trans. on IT*, vol. 37, pp. 155–160, Jan. 1991.

[8] P. H. SKINNEMOEN, "Robust Communication with Modulation Organized Vector Quantization," PhD Thesis, Norwegian Institute of Technology, 1994.

[9] C. PÉPIN and J. C. BELFIORE, "Joint Source-Channel Coding with Voronoï Constellations," *1997 Canadian Workshop on Information Theory*, Toronto, June 3–6, 1997.

[10] S. B. ZAHIR AZAMI, P. DUHAMEL and O. RIOUL, "Combined Source-Channel Coding for Binary Symmetric Channels and Uniform Memoryless Sources," in these Proceedings.