

HUITIEME COLLOQUE SUR LE TRAITEMENT DU SIGNAL ET SES APPLICATIONS

NICE du 1^{er} au 5 JUIN 1981

UN SYSTEME DE PROTECTION CONTRE LES ERREURS PAR CORRECTION ET DISSIMULATION POUR L'ENREGISTREMENT VIDÉO NUMÉRIQUE AN ERROR PROTECTION SYSTEM USING CORRECTION AND CONCEALMENT FOR DIGITAL VIDEO RECORDING

Marie-Jean COLATTIS — Sami HARARI

C.C.E.T.T. 2, rue de la Mabilais 35000 RENNES — FRANCE

RESUME

Après avoir rappelé les ordres de grandeur mis en jeu par la télévision numérique, on décrit les problèmes de l'enregistrement magnétique numérique à haute densité et on introduit les notions de protection contre les erreurs par correction et par dissimulation. Pour être en mesure de corriger les erreurs isolées et les petits paquets et de dissimuler toutes les autres erreurs (longs paquets), on peut disposer d'informations complémentaires d'effacement (liées au codage de modulation dans le canal magnétique) en plus de codes algébriques. On s'intéresse plus particulièrement aux codes de Reed-Solomon. Un système possible est décrit, ses capacités en correction et en détection sont examinées, et la complexité de réalisation est évaluée.

SUMMARY

After recalling the orders of magnitude implied by digital television, the problems of high density digital magnetic recording are described. Error protection through correction and concealment is introduced. In order to be able to correct random errors and small bursts and to conceal all the others (long bursts), side information can be made available as erasures (due to the modulation code in the magnetic channel) in addition to algebraic codes. Reed-Solomon codes are particularly considered. A possible system is described, its correcting and detecting capabilities are discussed and an assessment is made of the complexity of its implementation.



UN SYSTEME DE PROTECTION CONTRE LES ERREURS PAR CORRECTION
ET DISSIMULATION POUR L'ENREGISTREMENT VIDÉO NUMÉRIQUE
AN ERROR PROTECTION SYSTEM USING CORRECTION AND CONCEALMENT
FOR DIGITAL VIDEO RECORDING

1 — INTRODUCTION

La nécessité de prévoir l'éventualité de l'apparition d'erreurs est évidente pour tous les systèmes numériques complexes. Elle est cependant susceptible de formes très variées, suivant les conditions de fonctionnement. Pour des systèmes entièrement logiques, c'est-à-dire non bruités, il n'y a normalement aucune erreur et il s'agit seulement de vérifier que l'on est bien dans ce cas. Si le système comporte des zones non purement logiques, transmission en milieu bruité par exemple, on doit prévoir soit de les corriger, soit d'en signaler l'apparition pour annuler et recommencer l'opération erronée.

Cependant, une telle approche vise dans tous les cas à fournir une information exacte. Ceci n'est possible que si les débits sont modérés et les erreurs relativement «bien réparties», ou si l'on n'est pas astreint à un fonctionnement à une cadence imposée. Or, comme il va être exposé plus loin, ces conditions ne sont pas remplies en enregistrement de télévision. Les débits sont très élevés (très supérieurs à toute application connue) et le fonctionnement doit s'effectuer en temps réel. Les erreurs sont susceptibles d'être groupées en trois gros paquets.

Pour ces raisons, la protection contre les erreurs devra tirer parti des caractéristiques particulières de l'information manipulée, qui n'est pas constituée de données binaires aléatoires mais représente des images, pour lesquelles une information doit toujours être fournie, mais est susceptible de tolérer certaines approximations.

2 — LES PROBLEMES DE L'ENREGISTREMENT NUMÉRIQUE VIDÉO

2.1 — Numérisation des images

L'analyse des images par balayage transforme l'information spatiotemporelle bidimensionnelle continue en un signal unidimensionnel dit signal vidéo. Rappelons que la couleur implique le triplement de ce processus. Actuellement, les systèmes de télévision combinent ces trois signaux vidéo (redondants entre eux) en un seul par un multiplexage fréquentiel selon l'une des trois méthodes NTSC, SECAM ou PAL. Cependant, ce multiplexage perd de son intérêt si les signaux vidéo sont échantillonnés et quantifiés (numérisés) et un multiplexage temporel éventuel est alors préférable. Les images sont représentées par trois tableaux de points [1], un pour chacune des composantes de l'image colorée. Jusqu'à nouvel ordre, pour utiliser au mieux le débit total, ces composantes consistent en une «luminance» (image en noir et blanc) et deux «différences de couleur» qui contiennent la totalité de l'information colorée. Chacune des différences de couleur, moins fine que la luminance, n'utilise que moitié autant d'échantillons ou éventuellement même moins [2].

Pour diverses raisons, notamment technologiques, les échantillons sont quantifiés et numérisés à 8 bits. Les fréquences d'échantillonnage des trois composantes font encore l'objet de discussions mais sont de l'ordre de 12 à 14 MHz pour la luminance et la moitié pour les différences de couleur. Le débit numérique total est donc de 190 à 225 Mbit/s environ hors redondance.

2.2 — Densité d'enregistrement

Les débits élevés auxquels on aboutit sont assez bien maîtrisés par la technologie. Mais d'autres contraintes viennent compliquer les problèmes d'enregistrement. Les magnétoscopes professionnels analogiques (très supérieurs aux modèles «grand public»), malgré leurs limitations (notamment lors de recopies successives, où la dégradation est assez rapide), utilisent un débit de bande magnétique modéré, de l'ordre de 60 cm² par seconde. Il ne serait pas acceptable que des machines numériques ne soient pas au moins équivalentes, soit une densité de l'ordre de 4 Mb/cm².

Si l'on considère la densité d'enregistrement offerte par les dérouleurs informatiques, on s'aperçoit qu'il manque un facteur de plusieurs centaines. La théorie de l'enregistrement magnétique indique (et l'expérience confirme) que puisque le rapport signal à bruit n'a pas besoin d'être élevé, il y a intérêt à réduire la largeur

des pistes, c'est-à-dire augmenter la densité transversale des pistes plutôt que la densité longitudinale sur les pistes.

Les réalisations actuelles, expérimentales, allouent de l'ordre de 0,6 μm par bit et un espacement des pistes d'environ 40 μm, ce qui dépasse les 4 Mb/cm². De telles densités n'ont été rendues possibles que grâce aux progrès des têtes et des bandes magnétiques dans les cinq dernières années, et assouplissent les problèmes de débit qui paraissaient auparavant insurmontables. Cependant, outre qu'elles ne résolvent pas un certain nombre de problèmes opérationnels (sons, montage électronique, ...) qui ne seront pas abordés ici, elles rendent les problèmes d'erreurs radicalement différents de ceux que l'on rencontre en informatique.

2.3 — Les erreurs en enregistrement numérique à haute densité

Les erreurs qui se produisent peuvent être dues à deux catégories de causes :

- la présence de bruit dans le canal, qui a pour conséquence l'apparition d'erreurs relativement isolées, dont le taux moyen est spécifiable (quoique soumis aux fluctuations du rapport signal à bruit) ;
- la perturbation passagère du système tête-bande, liée à une singularité locale de la bande (manque d'oxyde, poussière faisant décoller la bande de la tête, ...), qui cause la perte plus ou moins complète de l'information enregistrée sur la surface de bande concernée.

La première source d'erreurs est relativement bien maîtrisée et sa contribution peut être rendue faible si le rapport signal à bruit est suffisant. En pratique, une marge importante doit cependant être observée, le bruit n'étant ni Gaussien, ni blanc, ni simplement additif, et un ordre de grandeur de 25 dB paraît nécessaire.

L'autre source d'erreurs va générer des paquets d'erreurs dont la taille sera liée aux dimensions géométriques de la perturbation sur la bande, et sera donc d'autant plus grande que la densité est plus élevée. Avec les ordres de grandeur cités plus haut (1 bit enregistré mesurant 0,6 μm de long par 40 μm de large), un défaut d'environ 0,1 mm de diamètre, ce qui est relativement courant, va créer des paquets de longueur 100 à 200 sur deux ou trois pistes. Ce phénomène est difficile à éviter sans imposer des contraintes draconiennes (et économiquement inacceptables) tant aux conditions de fabrication que d'utilisation des bandes magnétiques.

Les erreurs se présenteront donc sous forme de paquets de longueurs très variables, de 1 à plusieurs milliers. La limitation en longueur est arbitraire et correspond à un seuil de décision de réjection de la bande magnétique. Cependant, les paquets sont d'autant moins fréquents qu'ils sont plus grands, les petits paquets (quelques bits à quelques dizaines de bits) étant de beaucoup les plus nombreux [3, 4, 5]. Le taux d'erreur moyen est de l'ordre de 10⁻⁵ à 10⁻⁴.

2.4 — Méthodes de protection contre les erreurs

La correction des erreurs est bien entendu la méthode la plus radicale de protection. Cependant, les ordres de grandeur de longueur des paquets d'erreurs et de débit montrent clairement que la mise en œuvre risque d'être difficile. Or, comme il a été signalé en introduction, comme il s'agit de restituer des images et non des données arbitraires, il est possible avec certaines restrictions, de remplacer l'information entachée d'erreur par une estimation obtenue à partir d'éléments voisins de l'image exempts d'erreurs. Cette méthode est appelée dissimulation des erreurs [6]. Sans entrer dans la discussion des algorithmes d'estimation, on peut s'attendre à ce que la dissimulation soit d'autant plus efficace que les points d'image à estimer sont mieux isolés, et l'expérience le confirme. Pour obtenir ce résultat malgré le regroupement en paquets des erreurs, il suffit d'introduire un «brassage» des points d'image avant enregistrement (suivi bien entendu d'un débrassage après lecture) : de ce fait, les données consécutives sur la bande et rendues



UN SYSTEME DE PROTECTION CONTRE LES ERREURS PAR CORRECTION
ET DISSIMULATION POUR L'ENREGISTREMENT VIDÉO NUMÉRIQUE

AN ERROR PROTECTION SYSTEM USING CORRECTION AND CONCEALMENT
FOR DIGITAL VIDEO RECORDING

inutilisables par un paquet d'erreurs seront réparties sur l'image, chaque point erroné (ou supposé tel) étant environné d'information sans erreur.

La correction et la dissimulation des erreurs ne sont pas équivalentes. La correction est parfaite, mais au-delà de la capacité maximale de correction, l'efficacité tombe brutalement à zéro (ou pire, des erreurs sont ajoutées sans avis). Au contraire, la dissimulation n'a pas de limite de capacité précise. Si le taux de dissimulation augmente, l'image va être dégradée d'une façon de plus en plus visible, mais progressivement. En outre, une tentative de correction hors de propos est généralement catastrophique, alors qu'une dissimulation non nécessaire n'est pas gênante. Enfin, les ordres de grandeur des longueurs des paquets d'erreurs ne permettent pas d'envisager un système purement correcteur avec un taux de redondance modéré (10 à 30 %), car, indépendamment des difficultés technologiques liées au traitement de très gros paquets d'erreurs, il n'est pas possible de lui donner une marge confortable en capacité de correction garantissant un fonctionnement sûr. Il s'ensuit que le système de protection devra donc nécessairement comporter des moyens de dissimulation, qui impliquent des systèmes détecteurs d'erreurs. Ces systèmes causeront la dissimulation d'au moins un bloc (mot de code) quelle que soit la taille des paquets d'erreur, ce qui est peu efficace pour les petits paquets (et les erreurs isolées) qui sont les plus nombreux, et qu'il peut donc être intéressant de corriger.

3 — EXPOSÉ DES PRINCIPES

3.1 — Utilisation d'information complémentaire dans les systèmes de correction

Du point de vue de la correction d'erreurs, une information sur l'état du canal n'en augmente pas la capacité (au sens de Shannon), mais permet de concevoir des systèmes complexes de correction dont le rendement approche la capacité du canal [7].

D'autre part, certains stratégies de correction utilisent une connaissance implicite de l'état du canal pour réduire de manière sensible la complexité du système de correction. Citons les diverses stratégies de type ARQ où, pour un simple codage détecteur et une répétition du message, on parvient à corriger des erreurs.

Dans l'application considérée ici, nous allons nous servir d'information sur l'état du canal pour accélérer le processus de décodage, le facteur le plus limitatif étant la contrainte de temps réel.

3.2 — Architecture du système

Le but recherché est de corriger les erreurs isolées ou par petits paquets (événements les plus probables) et de détecter avec une quasi-certitude les longs paquets d'erreurs qui seront alors masqués par des procédures de dissimulation. Pour cela nous avons besoin d'un code protecteur possédant une capacité de détection supérieure à sa capacité de correction.

L'information que nous avons à traiter est découpée en mots de p bits ($p = 8$), un mot étant un point d'image. Pour chacun de ces mots de p bits, nous disposons d'une information complémentaire : la plupart des erreurs se traduisent par des effacements, le mot de p bits est remplacé par une configuration fixe et un signal d'effacement est alors fourni. La probabilité de non-détection est non nulle (il se produit aussi des erreurs qui ne donnent pas lieu à effacement), mais une fausse détection ne se produit jamais. Cette information va permettre de localiser précisément la position de certaines erreurs.

Pour réduire la probabilité de non-détection de cette information complémentaire, et pour permettre dans une certaine mesure la correction des erreurs, nous allons effectuer p codages cycliques protecteurs (n, k) , affectant indépendamment chacun des bits des mots de p bits. Ainsi nous profiterons de l'entrelacement de ces p codes (n, k) pour augmenter la capacité de détection du code. Pour réduire la complexité de la correction et en accélérer la vitesse, ces codes seront systématiques.

Enfin, les erreurs les plus probables se présentant sous la forme de petits paquets, nous nous sommes orientés vers des codes de Reed-Solomon sur $F(2^S)$, la valeur de S étant choisie en vue de simplifier la réalisation matérielle de la correction. Nous remarquons que si le code de Reed-Solomon corrige t symboles erronés (donc possède $2t$ symboles de contrôle), dans le cas d'erreurs localisées par information complémentaire sur l'état du canal, sa capacité de correction sera doublée. Enfin, par un simple calcul de parité sur $F(2^S)$, nous munirons notre code de capacité de détection (Reed-Solomon étendu). La figure 1 résume l'architecture adoptée.

3.3 — Codes de Reed-Solomon

Un code de Reed-Solomon [8] est un code cyclique sur F_q , corps fini d'ordre q . Dans notre cas, l'information étant binaire, q sera de la forme $q = 2^S$, et les éléments de F_q se représenteront par des S -uples binaires. Ainsi un code t corrigeant t symboles q -aires aura une capacité de correction de t paquets (binaires) de longueurs inférieures ou égales à S (à condition que ceux-ci soient situés dans les bits représentant les symboles concernés). En outre, ces codes présentent l'avantage d'être optimaux dans l'utilisation de la redondance $D = N - K + 1$. Rappelons qu'un code de Reed-Solomon (N, K, D) est de longueur $N = q - 1$, K étant le nombre de symboles d'information et D le poids minimum. Les R.S. corrigeant t erreurs (donc de poids minimum $D = 2t + 1$) admettent pour polynôme générateur $G(x) = (x - \alpha)(x - \alpha^2) \dots (x - \alpha^{D-1})$ où α est une racine primitive de l'extension de $F(2^S)$. Rappelons de même que l'adjonction d'un symbole rendant tous les mots de code de poids pair augmente le poids minimum D d'une unité (Reed-Solomon étendu $(N + 1, K, D + 1)$).

Un outil utile pour l'étude de la performance d'un code est le polynôme énumérateur de poids (P.E.P.). Soit C un code de R.S. (N, K, D) . Son P.E.P. est :

$$A(z) = \sum_{i=0}^N A_i z^i$$

où A_i est le nombre de mots de code de poids i dans F_q . On a [8] :
 $A_0 = 1, A_1 = \dots = A_{D-1} = 0, A_D = (q-1) \times C_N^D$
et, pour $N \geq w > D$

$$A_w = C_N^w \times \sum_{j=0}^{w-D} (-1)^j C_w^j (q^{w-D+1-j} - 1)$$

Soit C^* le code de R.S. étendu $(N + 1, K, D + 1)$ en rendant tous les mots de code de poids pair. Son P.E.P. s'écrit :

$$A^*(z) = \sum_{i=0}^{N+1} A_i^* z^i$$

avec, pour $\frac{N+1}{2} \geq p \geq 0$

$$A_{2p}^* = A_{2p} + A_{2p-1} \quad ; \quad A_{2p+1}^* = 0$$

L'opération de codage consiste à associer à K symboles d'information N symboles d'un mot de code. Nous présentons ici un codage dit « par transformée » présentant l'avantage d'être systématique [9]. Soient (a_1, \dots, a_K) les symboles d'information et $I(x) = a_1 x^{N-K} + \dots + a_K x^{N-1}$ le polynôme d'information. Le mot de code associé à $I(x)$ est $C(x)$, définie par :

$$C(x) = I(x) + I(x^2)x + \dots + I(x^{D-1})x^{D-2} + I(x)$$

4 — APPLICATIONS AUX ORDRES DE GRANDEUR T.V.

4.1 — Définition des événements

Le signal que le magnétoscope numérique enregistre et lit, est un signal logique issu de la sérialisation des échantillons d'image. En raison de multiples contraintes technologiques et opérationnelles, plusieurs têtes d'enregistrement/lecture (canaux) sont actives simultanément, ce qui permet un brassage efficace des échantillons d'image entre canaux.



UN SYSTEME DE PROTECTION CONTRE LES ERREURS PAR CORRECTION
ET DISSIMULATION POUR L'ENREGISTREMENT VIDÉO NUMÉRIQUE
AN ERROR PROTECTION SYSTEM USING CORRECTION AND CONCEALMENT
FOR DIGITAL VIDEO RECORDING

Étant donné le mauvais comportement du canal magnétique pour les basses fréquences, les très hautes fréquences et la composante continue, il est nécessaire de modifier le spectre des échantillons N.R.Z. sérialisés enregistrés par un codage de modulation [10, 11]. Ce codage consiste en une transformation des échantillons de p bits ($p = 8$ dans notre cas) en mots de r bits ($r > p$) respectant certaines contraintes spectrales ($2p$ mots de r bits étant utilisés sur les 2^r possibles). Ainsi en lecture, un mot de r bits n'appartenant pas au sous-ensemble des $2p$ n'est pas reconnu, et donc constitue un effacement. Ces codes détectent tout nombre impair d'erreurs au niveau des mots de r bits, et, dans une certaine mesure les erreurs paires (par exemple : certains codes 8/16 [11] ont une probabilité de non détection d'erreurs doubles de 2 à 20 % et d'erreurs quadruples de 2 à 5 % ; pour des codes 8/10 [10], ces probabilités sont de 55 % et 47 % respectivement). Dans le système envisagé, le décodage de modulation permettra de générer l'information complémentaire sur l'état du canal, pour un mot de p bits.

Par rapport au codage de modulation, deux types d'erreurs peuvent se produire :

- celles qui sont détectées par le code de modulation et qui consistent en des effacements,
- celles qui ne sont pas détectées par ce code, et qui sont de véritables erreurs.

Au niveau du train de données issu de la sérialisation des mots de r bits, nous pouvons estimer que les erreurs se produisent par paquets de 1 à 1000 bits (et même plus) avec un taux d'erreur dans le paquet pouvant atteindre 50 %. Plus le paquet est long, plus sa probabilité d'apparition est faible [3, 4, 5]. Mais en raison du transcodage de modulation, les statistiques d'erreurs et d'effacements pour les mots de p bits, qui eux interviennent directement dans le codage protecteur, sont beaucoup plus difficiles à estimer et devront faire l'objet de mesures ultérieures. De plus, la répartition entre erreurs et effacements (sur les mots de p bits) produites par les erreurs réelles au niveau du train de données enregistré, dépend fortement de l'efficacité du code de modulation. Des résultats expérimentaux montrent que les effacements sont beaucoup plus probables que les erreurs, et qu'en général les erreurs sont accompagnées par des effacements.

4.2 — Dimensionnement et stratégie

Le dimensionnement du code va être guidé par trois contraintes principales :

- l'augmentation de débit (au niveau des mots de p bits) qu'impose l'adjonction de redondance ne doit pas dépasser 25% du débit initial ;
- les buts que nous nous sommes fixés consistent à corriger des erreurs (ou effacements) isolés ou en petits paquets et à détecter de manière quasi-sûre le reste pour être en mesure de les dissimuler ;
- l'aspect temps réel de la correction.

Ainsi, le choix de symbole de 4 bits ($s = 4$) vient de la facilité de réalisation matérielle des multiplications par table dans $F(2^4)$.

Pour les mêmes raisons, la capacité de correction du code de R.S. est limitée à une erreur ou 2 effacements, ce qui conduit à un code (15, 13, 3) pour la correction. Par adjonction d'une partie pour la détection d'erreur, on étend ce R.S. à (16, 13, 4). Nous avons vu (voir 3.2) que pour augmenter la capacité de détection, nous avons entrelacé p fois ($p = 8$) ces mots de code. Pour augmenter l'efficacité de correction des paquets (plus exactement pour recouper les paquets en plus petits paquets), nous pouvons multiplier entre eux 4 blocs de 8 mots de code (16, 13, 4) entrelacés. Nous remarquons que l'augmentation de débit $\frac{16-13}{13} = 23\%$ est inférieure à 25%.

La stratégie adoptée est résumée sur la figure 2. Pour l'établir, nous avons classé les événements à traiter par ordre de probabilité croissante d'occurrence :

- (0) pas d'erreur ni d'effacement
- (1) 1 symbole effacé
- (2) 2 symboles consécutifs effacés
- (3) 2 symboles non consécutifs effacés
- (4) plus de 2 effacés (avec éventuellement des erreurs)
- (5) 1 ou 2 symboles effacés mais au moins 1 erreur additive
- (6) 1 erreur sans effacement
- (7) plus d'une erreur sans effacement.

Un symbole est effacé si au moins l'un des 4 bits le constituant est effacé. La même remarque s'applique aux symboles erronés, par rapport aux erreurs sur les bits. Les cas (1), (2), (3) et (6) conduisent à une correction correcte, (4) à une dissimulation, et (5) et (7) à une correction toujours erronée, la dissimulation dépendra de la détection.

Pour (5) et (7), nous allons évaluer la possibilité de non détection. Ce calcul ne portera que sur un seul mot de code de 16 symboles et non sur le bloc des 8 mots de code sur lequel porte la détection parcequ'il faudrait faire intervenir des probabilités de distribution et d'apparition d'erreur entre les 8 mots de code qui ne sont pas connus en raison des multiples transcodages que subissent les données. Soit E le polynôme d'erreur d'un mot de code, le poids $\omega(E)$ de ce polynôme est le nombre total de symboles erronés et effacés qui ont affecté le mot de code initial. Si $\omega(E) < 4$, toute configuration d'erreurs et d'effacements sera détectée. Pour $\omega(E) \geq 4$, la probabilité de non détection sera :

$$P(E) = \frac{A_i}{C_N^i (q-1)^i}, \quad \omega(E) = i$$

Les A_i sont les coefficients du P.E.P. (voir 3.3). Tout nombre d'erreur impair sera détecté.

Étant donnée la stratégie adoptée (s'il y a 1 ou 2 effacements signalés, nous tentons de les corriger, et s'il n'y a pas d'effacements mais des erreurs nous essayons d'en corriger une), si la capacité de correction est dépassée nous allons rajouter des erreurs par la tentative de correction. Le polynôme d'erreur E à prendre en considération dès la détection et la somme du polynôme d'erreur initial (créé par le canal) et du polynôme d'erreur ajouté par une correction hors de propos (cas (5) et (7)).

4.3 — Évaluation de la complexité du codage et du décodage

Le codage peut se décomposer en deux étapes :

— Division du message $I(x)$ de 13 symboles de $F(2^4)$ par le polynôme $G(x) = (x - \alpha)(x - \alpha^2)$ (ou application de l'algorithme 3.3), ce qui conduit à un mot de code $C(x)$ de 15 symboles. Matériellement, les multiplications seront réalisées par PROM.

— Puis, adjonction d'une parité P dans $F(2^4)$, calculée sur les coefficients de $\tilde{C}(x) = \sum_{i=0}^{15} \tilde{C}_i x^i$

$$P = \sum_{i=0}^{15} \tilde{C}_i$$

Cette parité constitue le 16ème symbole du mot de code $C(x)$

$$I(x) \xrightarrow{G(x)} \tilde{C}(x) \xrightarrow{\text{parité}} (\tilde{C}(x), \sum_{i=0}^{15} \tilde{C}_i) = C(x)$$

De par la structure de protection que l'on utilise, un échantillon d'image «participe» à 8 mots de code. Dans une optique de détection, on remarquera que, par ce fait, les mots de code sont entrelacés 8 fois.

Pour augmenter l'efficacité de correction et de détection en cas de gros paquets d'erreurs, on ajoute après les étapes de division par $G(x)$ et d'insertion de parité, un multiplexage par 4 des symboles de mots de code entre eux.



UN SYSTEME DE PROTECTION CONTRE LES ERREURS PAR CORRECTION
ET DISSIMULATION POUR L'ENREGISTREMENT VIDÉO NUMÉRIQUE
AN ERROR PROTECTION SYSTEM USING CORRECTION AND CONCEALMENT
FOR DIGITAL VIDEO RECORDING

Enfin, rappelons que le brassage qui rend la dissimulation possible (ce brassage peut être spatial, en entre canaux différents, voir 2.4) doit s'effectuer avant tout codage protecteur qui doit lui-même précéder le codage de modulation et la sérialisation, ce qui conduit au schéma de la figure 3.

D'après la stratégie définie, le décodage de Reed-Solomon va se décomposer en deux temps :

- (a) on essaye de corriger 1 erreur ou 1 à 2 effacements
- (b) on vérifie la validité de la correction, pour éventuellement l'annuler et dissimuler.

L'étape (a) peut se résoudre de la manière suivante :

Supposons que le message reçu soit $R(x) = C(x) + E(x)$, où $E(x)$ est le polynôme de l'erreur. Étant donné que $C(x)$ est pair et est un mot de code pour $G(x)$,

$$\begin{aligned} R(\alpha) &= E(\alpha) \\ \tilde{R}(\alpha) &= \tilde{E}(\alpha) \\ \tilde{R}(\alpha^2) &= \tilde{E}(\alpha^2) \end{aligned}$$

($\tilde{R}(x)$ est le polynôme $R(x)$ débarrassé de la parité).

L'algorithme de correction va dépendre du nombre d'effacement «e» qu'indique le décodage de modulation, et de la non nullité des $R(1)$, $\tilde{R}(\alpha)$ et $\tilde{R}(\alpha^2)$.

Si «e» est égal à 1 ou 2, on suppose alors que le mot de code n'est entaché que de 2 effacements, dont la position d_1 et d_2 est connue (cas $e = 2$ par exemple).

$$\begin{aligned} \tilde{E}(x) &= Y_1 x^{d_1} + Y_2 x^{d_2} \\ \text{alors : } \begin{cases} \tilde{R}(\alpha) &= Y_1 \alpha^{d_1} + Y_2 \alpha^{d_2} \\ \tilde{R}(\alpha^2) &= Y_1 \alpha^{2d_1} + Y_2 \alpha^{2d_2} \end{cases} \\ \text{d'où } \begin{cases} Y_1 &= (\tilde{R}(\alpha^2) + \tilde{R}(\alpha) \alpha^{d_2}) / (\alpha^{d_1} \alpha^{d_2} + \alpha^{2d_1}) \\ Y_2 &= (\tilde{R}(\alpha^2) + \tilde{R}(\alpha) \alpha^{d_1}) / (\alpha^{d_1} \alpha^{d_2} + \alpha^{2d_2}) \end{cases} \end{aligned}$$

Si «e» est nul et si $R(1)$, $\tilde{R}(\alpha)$, $\tilde{R}(\alpha^2)$ indiquent que $R(x)$ a subi une (ou un nombre impair) erreur de position d et de valeur Y :

$$\begin{aligned} \tilde{E}(x) &= Y x^d \\ \text{alors : } \begin{cases} \tilde{R}(\alpha) &= Y \alpha^d \\ \tilde{R}(\alpha^2) &= Y \alpha^{2d} \end{cases} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{d'où : } \alpha^d &= \tilde{R}(\alpha^2) / \tilde{R}(\alpha) \\ Y &= \tilde{R}(\alpha)^2 / \tilde{R}(\alpha^2) \end{aligned}$$

Après correction des «e» effacements, ou de l'erreur, l'étape (b) consiste en un nouveau calcul de la parité du mot de code corrigé et de son syndrome pour $G(x)$, afin de détecter un dépassement de la capacité de correction, qui conduit à dissimuler la totalité des échantillons correspondant aux 8 mots de code entrelacés.

En pratique, avant les étapes (a) et (b), il faut rajouter au système des unités de récupération d'horloge sur le train binaire lu, puis de désérialisation, de décodage de modulation et de démultiplexage par 4 des mots de code. Enfin, avant toute dissimulation, il est nécessaire de débarrasser les échantillons d'image. Le synoptique du décodeur est donné figure 4.

L'aspect temps réel de la correction est facilité par le fait que dans $F(2^4)$, les multiplications se réalisent très simplement à l'aide de PROM 256 x 4.

5 — CONCLUSION

Le système de protection contre les erreurs qui vient d'être décrit présente la particularité de combiner entre elles deux méthodes qui, jusqu'à présent, n'ont été mises en œuvre que séparément. L'efficacité ne pourra se juger que :

- par une évaluation du taux d'erreur résiduelles non détectées ou introduites (ni corrigées, ni dissimulées), ce qui nécessitera une véritable expérience d'enregistrement, la simulation de paquets n'ayant pas de signification. Le taux sera satisfaisant s'il ne dépasse pas 10^{-9} à 10^{-8} environ ;
- par une évaluation de la qualité subjective de l'image, qui dépend des procédures de dissimulation utilisées. Cette évaluation peut par contre s'effectuer par simulation si le taux de dissimulation a pu être mesuré ou estimé.

RÉFÉRENCES

- [1] Avis et rapports du CCIR Kyoto 1978 — R624-1.
- [2] F. KRETZ et J. SABATIER — Échantillonnage des images de télévision. Analyse dans le domaine spatio-temporel et dans le domaine de Fourier — à paraître dans les Annales des Télécommunications en 1981.
- [3] M. MORIZONO — Digital Video Recording : Some experiments and future considerations — J. SMPTE, 89, sept. 1980.
- [4] Y. ETO, S. MITA, Y. HIRANO — Experimental Digital VTR with Tri-level Recording and Fire Code Error Correction, SMPTE Digital Video Vol. 3 1980.
- [5] S. HARARI, D. NASSE — Protection contre les erreurs en enregistrement magnétique numérique de télévision — Annales des Télécommunications, 34, No 7-8, 389-399, 1979.
- [6] M-J. COLAITIS et D. NASSE — Recent développements in error concealment techniques, SMPTE Television Technology in the 80's 1981.
- [7] R.G. GALLAGHER — Information Theory and reliable communication — J. WILEY New-York, 1968.
- [8] J. MAC WILLIAMS et N. SLOANE — The Theory of error correcting codes (I et II) — North Holland, 1977.
- [9] R. MILLER — Fast algorithm for encoding (255, 223) Reed-Solomon code over $GF(2^8)$ Electronics letters, 13 mars 1980, Vol. 16, No 6, p. 222-223.
- [10] J.L.E. BALDWIN — Codes for videotape recording at 10 Mbit/sq.inch, Proc. of the International Conference on Video and Data Recording, IERE Proc. No 43, 147-161, July 1979.
- [11] M. ARTIGALAS — A New Modulation Code for Magnetic Digital Recording — SMPTE — Television Technology in the 80's, 1981.



**UN SYSTEME DE PROTECTION CONTRE LES ERREURS PAR CORRECTION
ET DISSIMULATION POUR L'ENREGISTREMENT VIDEO NUMERIQUE
AN ERROR PROTECTION SYSTEM USING CORRECTION AND CONCEALMENT
FOR DIGITAL VIDEO RECORDING**

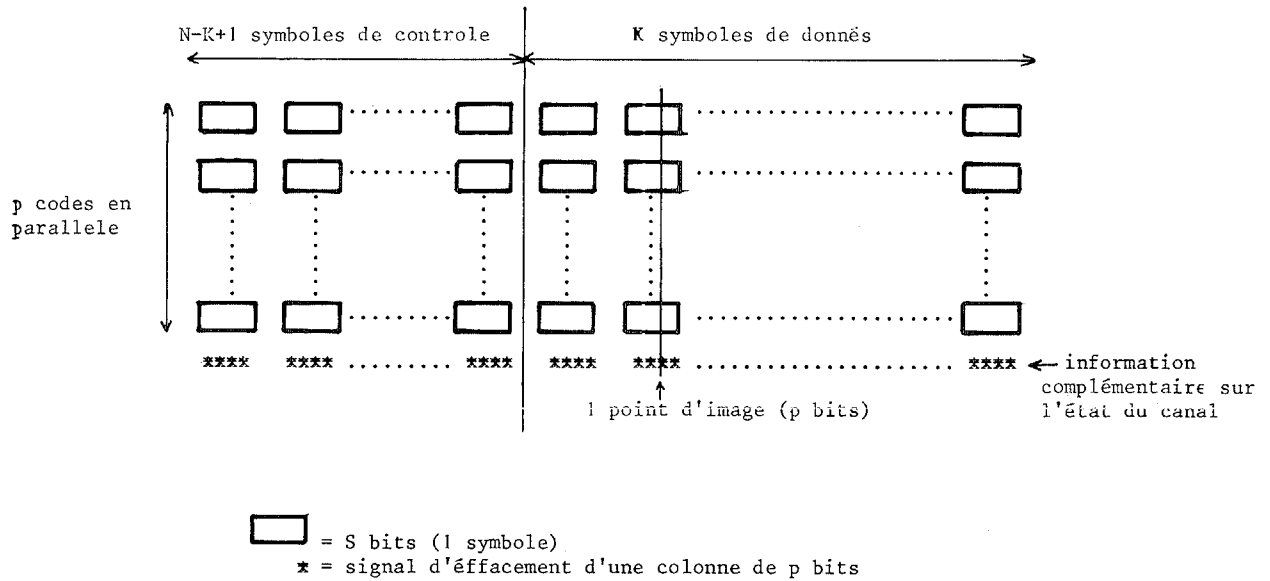


FIGURE 1 : ARCHITECTURE

INDICATEUR D'EFFACEMENT	SYNDROME ET PARITE	DIAGNOSTIC	DECISION	RECALCUL * SYNDROME ET PARITE	DIAGNOSTIC	DECISION
-	=0	pas d'erreur	restitution			
+ sur 1 à 2 symboles	≠0	effacement(s)	tentative correction	=0 ≠0	correction OK erreur additive	restitution dissimulation
+ sur plus de 2 symboles	=0	à priori pas d'effacement ni d'erreur sur ce code	décision commune sur les p codes, dans le recalcul	=0 ≠0	pas d'effacement ni d'erreur dépassement de capacité	restitution dissimulation
+ sur plus de 2 symboles	/	dépassement de capacité	dissimulation			
-	≠0	erreur additive	tentative correction	=0 ≠0	correction OK dépassement de capacité	restitution dissimulation

* Le recalcul du syndrome et de la parité prend en compte l'ensemble des p codes.

FIGURE 2 : STRATEGIE

**UN SYSTEME DE PROTECTION CONTRE LES ERREURS PAR CORRECTION
ET DISSIMULATION POUR L'ENREGISTREMENT VIDÉO NUMÉRIQUE**
**AN ERROR PROTECTION SYSTEM USING CORRECTION AND CONCEALMENT
FOR DIGITAL VIDEO RECORDING**

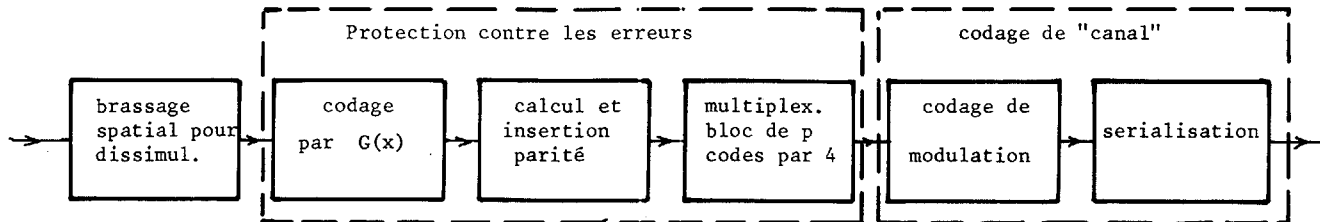


FIGURE 3 : CODEUR

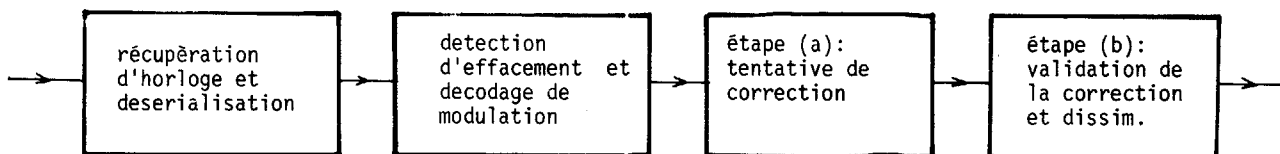


FIGURE 4a : SYNOPTIQUE DECODEUR

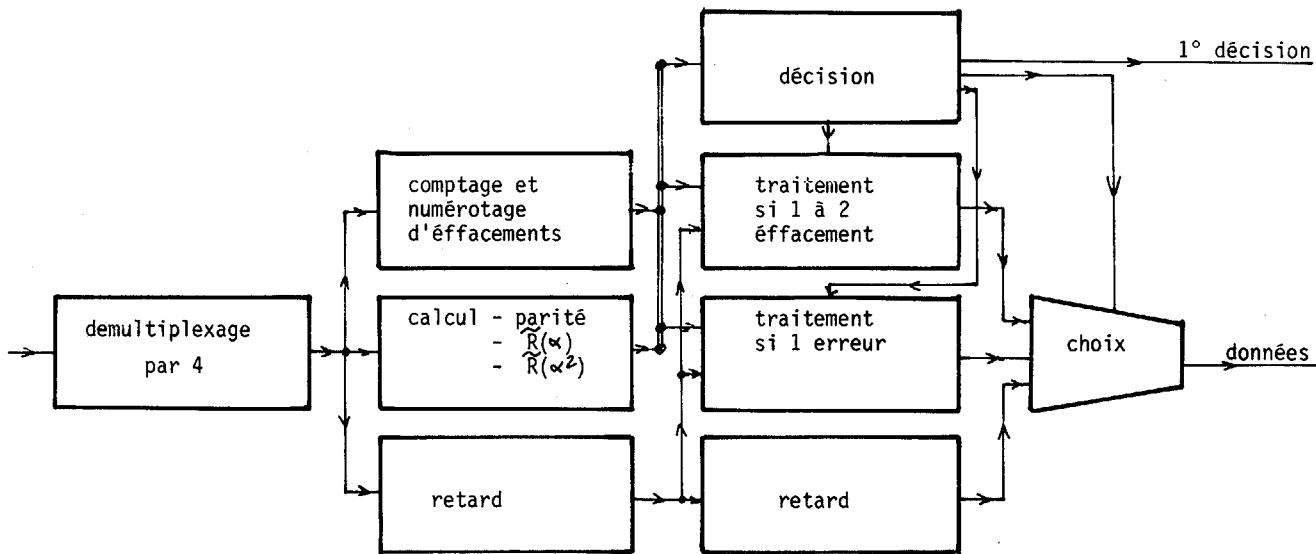


FIGURE 4b : ETAPE (A) DU DECODAGE

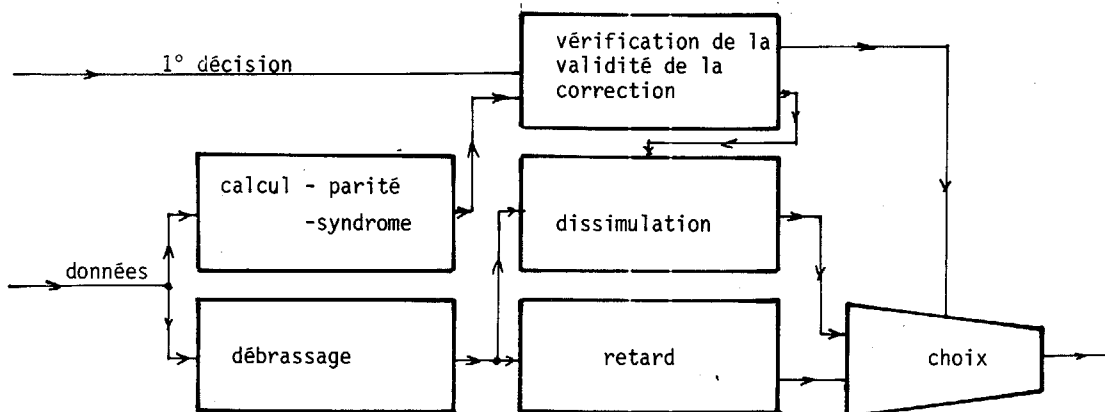


FIGURE 4c : ETAPE (B) DU DECODAGE

