(19) RÉPUBLIQUE FRANÇAISE

INSTITUT NATIONAL
DE LA PROPRIÉTÉ INDUSTRIELLE

PARIS

(11) **N° de publication :** **2 952 252**

(à n'utiliser que pour les commandes de reproduction)

(21) **N° d'enregistrement national :** **09 57844**

(51) Int Cl[8] : ***H 03 M 13/11*** *(2006.01), H 04 L 1/00*

(12) DEMANDE DE BREVET D'INVENTION A1

(22) **Date de dépôt :** 05.11.09.

(30) **Priorité :**

(43) **Date de mise à la disposition du public de la demande :** 06.05.11 Bulletin 11/18.

(56) **Liste des documents cités dans le rapport de recherche préliminaire :** *Se reporter à la fin du présent fascicule*

(60) **Références à d'autres documents nationaux apparentés :**

(71) **Demandeur(s) :** *CANON KABUSHIKI KAISHA* — JP.

(72) **Inventeur(s) :** ACHIR MOUNIR.

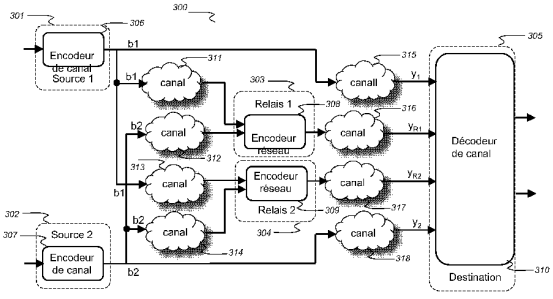
(73) **Titulaire(s) :** CANON KABUSHIKI KAISHA.

(74) **Mandataire(s) :** PATRICE VIDON.

(54) PROCEDE ET DISPOSITIF DE DECODAGE, PRODUIT PROGRAMME D'ORDINATEUR, MOYEN DE STOCKAGE CORRESPONDANTS ET N?UD DESTINATION CORRESPONDANTS.

(57) Il est proposé un procédé de décodage d'une pluralité de paquets de données reçus à travers un réseau de communication maillé pour la récupération de paquets sources transmis par un ou plusieurs noeuds sources, le réseau de communication maillé comprenant des noeuds relais générant des paquets combinés, chaque paquet combiné consistant en une combinaison linéaire de paquets sources.

Lors du décodage par un noeud destination, ce procédé consiste à effectuer deux décodages consécutifs dont le premier est un décodage par groupe de paquets et le second est un décodage qui tient compte d'informations de vraisemblance résultant du premier décodage. Le fait d'effectuer d'abord un décodage avec des groupes de paquets permet d'exploiter les répétitions (ou redondances) de paquets dans un réseau maillé pour optimiser le taux d'erreur binaire lors du décodage de données sources transmises sur le réseau de communication.



FR 2 952 252 - A1

Procédé et dispositif de décodage, produit programme d'ordinateur, moyen de stockage correspondants et nœud destination correspondants.

1. DOMAINE DE L'INVENTION

Le domaine de l'invention est celui des réseaux de communications.

Plus précisément, l'invention s'applique dans le contexte d'un réseau de communication dans lequel chaque paquet de données issu d'un nœud source est encodé, par exemple avec un codage de type LDPC (pour « Low Density Parity Check » en anglais, c'est-à-dire un code dont la matrice de contrôle de parité est peu dense), puis décodé par un nœud destination.

2. ARRIÈRE-PLAN TECHNOLOGIQUE

On s'attache plus particulièrement dans la suite de ce document à décrire la problématique existante dans le domaine des décodages de paquets de données sources encodées selon un codage de type LDPC dans un réseau maillé de communication, à laquelle ont été confrontés les inventeurs de la présente demande de brevet. L'invention ne se limite bien sûr pas à ce domaine particulier d'application.

La **figure 1** illustre schématiquement un réseau maillé sans-fil constitué d'un nœud source 101, de plusieurs nœuds relais (102, 103, 104, 105) et d'un nœud destination 106.

Bien évidemment, un tel réseau maillé peut comporter plusieurs nœuds sources 101 et plusieurs nœuds destinations 106.

Dans la suite de la description, on se place à titre d'exemple illustratif dans le cas où les paquets de données émis par le nœud source 101 sont des paquets source encodés b1 et b2, résultant d'un encodage de canal du type LDPC.

Sur la figure 1, les paquets sources encodés b1 et b2 sont relayés par les nœuds relais 102 à 105.

Classiquement, les paquets sources encodés b1 et b2 peuvent être soit relayés tels quels (c'est-à-dire sans combinaison avec d'autres paquets de données), comme c'est le cas par les nœuds relais 102 et 103 dans l'exemple de la figure 1, soit combinés avec d'autres paquets de données, comme c'est le cas par les nœuds relais 104 et 105 dans l'exemple de la figure 1.

Un nœud relais peut donc :

- soit combiner des paquets de données reçus en entrée puis transmettre un paquet de données combiné, par exemple une combinaison linéaire des paquets de données reçus en entrée. Dans ce cas, le nœud relais est appelé « nœud relais combinant » ;
- soit simplement relayer des paquets de données reçus en entrée, sans réaliser une combinaison entre paquets de données. Dans ce cas, le nœud relais est appelé « nœud relais non combinant ».

Il est à noter qu'un paquet reçu en entrée d'un nœud relais peut être soit un paquet source encodé (b1 ou b2), soit une combinaison linéaire de paquets sources encodés.

Dans l'exemple de la figure 1, le nœud destination 106 reçoit quatre paquets :

- deux paquets y1 et y2 non combinés par des nœuds relais non combinant 102 et 103 respectivement, et
- deux paquets combinés Pc et Pc', résultant chacun d'une même combinaison linéaire des paquets sources encodés b1 et b2. Cette combinaison linéaire (b1 + b2) est effectuée par le nœud relais combinant 104 pour le paquet combiné Pc et par le nœud relais combinant 105 pour le paquet combiné Pc').

On décrit maintenant la technique connue utilisée actuellement dans le contexte précité, c'est-à-dire un réseau maillé comprenant un nœud destination devant effectuer un décodage à partir de plusieurs paquets reçus, et dont certains paquets (dits paquets combinés) résultent d'une même combinaison linéaire.

Une fois l'ensemble des paquets de données reçus sur son entrée, le nœud destination 106 applique ensuite un décodage LDPC sur chaque paquet de données reçu. Chaque décodage est effectué avec une matrice de contrôle de parité pour le décodage LDPC sur un vecteur d'entrée formé des quatre paquets reçus : y1, y2, Pc et Pc'.

Si le décodage LDPC converge vers une solution correcte, le nœud destination retrouve les paquets de données sources émis à l'origine.

Une telle convergence d'un décodage LDPC est obtenue lorsque les lignes et les colonnes de la matrice de contrôle de parité de décodage construite au niveau du nœud destination 106 sont indépendantes entre-elles, c'est-à-dire que la matrice de contrôle de parité ne comporte pas de cycles. En effet, ces cycles sont présents lorsque les lignes ou

les colonnes de la matrice de parité présentent une certaine corrélation ou ressemblance entre-elles.

Les cycles en question sont déterminés à partir d'une représentation sous la forme d'un graphe d'une matrice de parité LDPC. Ces graphes lies des nœuds de variables (qui correspondent aux bits de chaque mot de code LDPC) et des variables de parité (qui correspondent aux bits de parité dans un mot de code LDPC).

Un cycle sur un graphe est un chemin sur le graphe qui permet de partir d'un nœud et de revenir à ce même nœud sans passer par la même branche. La taille d'un cycle est donnée par le nombre de branches contenues dans le cycle. En anglais, la taille du cycle le plus court est appelée "girth". La présence de cycles dans le graphe dégrade les performances de décodage par un phénomène d'auto-confirmation lors du décodage.

Or, lorsque le décodage est effectué à partir de paquets reçus qui résultent d'une même combinaison linéaire, cela conduit inévitablement à une corrélation entre les lignes de la matrice de parité, même en cas d'erreurs différentes présentes sur chacun des paquets. Des erreurs différentes peuvent entacher les paquets combinés lorsque ces derniers sont transmis à travers des canaux différents vers le nœud destination.

C'est le cas dans l'exemple de la figure 1 où les paquets combinés Pc et Pc' sont issus d'une même combinaison de base, et donc corrélés entre-eux. Les lignes de la matrice de décodage ne sont donc pas indépendantes entre-elles.

Ainsi, pour un réseau maillé, le décodage LDPC classique avec une matrice de parité n'est pas optimal du fait de la présence de ces répétitions de messages au sein du réseau de communication.

3. OBJECTIFS DE L'INVENTION

L'invention, dans au moins un mode de réalisation, a notamment pour objectif de pallier ces différents inconvénients de l'état de la technique.

Plus précisément, dans au moins un mode de réalisation de l'invention, un objectif est de fournir une technique permettant d'optimiser le taux d'erreur binaire lors du décodage de données sources transmises sur un réseau de communication, dans le contexte précité, c'est-à-dire dans le cadre d'un réseau maillé comprenant un nœud destination devant effectuer un décodage à partir de plusieurs paquets reçus, et dont certains paquets (dits paquets combinés) résultent d'une même combinaison linéaire

mais effectuée par au moins un nœuds relais combinant différent (pour chaque paquet combiné).

Dans au moins un mode de réalisation de l'invention, un autre objectif est de fournir une technique permettant la mise en œuvre d'une solution adaptée à n'importe quel type de combinaison de paquets de données effectuée par les nœuds relais.

Un autre objectif de l'invention est de fournir une technique permettant de ne pas modifier les opérations d'encodage effectuées par les nœuds sources et les opérations de combinaison ou de relais des nœuds relais.

Un autre objectif est de fournir une telle technique permettant d'optimiser la bande passante.

Un autre objectif est de fournir une telle technique qui soit simple à mettre en œuvre et peu coûteuse.

4. EXPOSÉ DE L'INVENTION

Dans un mode de réalisation particulier de l'invention, il est proposé un procédé de décodage d'une pluralité de paquets de données reçus à travers un réseau de communication maillé pour la récupération de paquets sources transmis par un ou plusieurs nœuds sources, le réseau de communication maillé comprenant des nœuds relais générant des paquets combinés, chaque paquet combiné consistant en une combinaison linéaire de paquets sources,

De manière remarquable, ce procédé est mis en œuvre par un nœud destination et comprend des étapes consistant à :

- former des groupes de paquets reçus comprenant des paquets combinés, chaque groupe ne comprenant pas plus d'un paquet combiné parmi une pluralité de paquets combinés qui consistent en une même combinaison linéaire de paquets sources ;
- pour chaque groupe, effectuer un premier décodage des paquets dudit groupe, ledit premier décodage étant effectué par un premier décodeur mettant en œuvre un algorithme de propagation de croyance délivrant une information de vraisemblance pour ledit groupe ;

- combiner les informations de vraisemblance obtenues par le premier décodage effectué pour les différents groupes, pour obtenir une combinaison d'informations de vraisemblance ;
- effectuer un second décodage de ladite combinaison d'informations de vraisemblance, ledit second décodage étant effectué par un second décodeur apte à traiter des informations de vraisemblance.

Ainsi, ce mode de réalisation particulier de l'invention repose sur une approche tout à fait nouvelle et inventive consistant, lors du décodage par un nœud destination, à effectuer deux décodages consécutifs (au lieu d'un seul décodage dans la technique classique), dont le premier est un décodage par groupe de paquets et le second est un décodage qui tient compte d'informations de vraisemblance résultant du premier décodage. Le fait d'effectuer d'abord un décodage avec des groupes de paquets permet d'exploiter les répétitions (ou redondances) de paquets dans un réseau maillé pour optimiser le taux d'erreur binaire lors du décodage de données sources transmises sur le réseau de communication.

La présente invention trouve plus particulièrement son application lors d'un décodage mettant en œuvre des matrices de décodage creuses conjointement avec une application de l'algorithme de propagation de croyance, de manière à faire converger ledit décodage, par exemple de type LDPC, vers une solution correcte. En effet, grâce à l'utilisation de groupes de paquets de données, chaque premier décodage est réalisé avec une matrice de décodage de faible taille et dont les lignes ne sont pas corrélées entre-elle. Le taux d'erreur binaire s'en trouve alors réduit lors de l'application du second décodage sur un unique vecteur formé à partir des valeurs de confiance de chaque groupe.

Ainsi, la présente invention permet de s'adapter à n'importe quel type de combinaison de paquets de données effectué par les nœuds relais.

En outre, l'étape de combinaison des informations de confiance permet avantageusement d'optimiser la bande passante en moyennant les informations de confiance. Cette combinaison permet d'avoir une valeur moyenne de cette information avec une valeur faible de l'écart-type du bruit lié au canal de communication.

De façon avantageuse, chaque groupe de paquets reçus comprend des paquets de données correspondant à un même ensemble d'au moins un paquet source transmis par le ou lesdits nœuds sources.

Ainsi, la présente invention permet l'utilisation de matrice de décodage de taille moindre et donc de réduire les temps de calcul lors du décodage des données sources par le nœud destination.

De façon avantageuse, les premier et second décodages sont du type LDPC.

Ainsi, le décodage s'en trouve amélioré, l'algorithme de propagation de croyance permettant d'améliorer un décodage lorsque les matrices de décodage sont creuses, ce qui est le cas pour un décodage LDPC.

Avantageusement, les premier et second décodages sont des décodages dans le domaine logarithmique, l'étape consistant à combiner étant une étape de sommation ou de sommation pondérée de chaque information de confiance.

Ainsi, on limite les opérations de calcul.

Selon une caractéristique avantageuse, chaque combinaison linéaire est effectuée au moyen d'une opération de type « OU exclusif ».

Ainsi, on simplifie les opérations de calcul.

Dans un autre mode de réalisation, l'invention concerne un produit programme d'ordinateur téléchargeable depuis un réseau de communication et/ou enregistré sur un support lisible par ordinateur et/ou exécutable par un processeur. Ce produit programme d'ordinateur comprend des instructions de code de programme pour la mise en oeuvre du procédé précité (dans l'un quelconque de ses différents modes de réalisation), lorsque ledit programme est exécuté sur un ordinateur.

Dans un autre mode de réalisation, l'invention concerne un moyen de stockage lisible par ordinateur stockant un programme d'ordinateur comprenant un jeu d'instructions exécutables par un ordinateur pour mettre en œuvre le procédé précité (dans l'un quelconque de ses différents modes de réalisation).

Dans un autre mode de réalisation, l'invention concerne un nœud destination pour le décodage d'une pluralité de paquets de données reçus à travers un réseau de communication maillé pour la récupération de paquets sources transmis par un ou plusieurs nœuds sources, le réseau de communication maillé comprenant des nœuds

relais générant des paquets combinés, chaque paquet combiné consistant en une combinaison linéaire de paquets sources.

De manière remarquable, ledit nœud destination comprend :

- des moyens de formation de groupes de paquets reçus comprenant des paquets combinés, chaque groupe ne comprenant pas plus d'un paquet combiné parmi une pluralité de paquets combinés qui consistent en une même combinaison linéaire de paquets sources ;
- des premiers moyens de décodage permettant d'effectuer, pour chaque groupe, un premier décodage des paquets dudit groupe, ledit premier décodage étant effectué par un premier décodeur mettant en œuvre un algorithme de propagation de croyance délivrant une information de vraisemblance pour ledit groupe ;
- des moyens de combiner les informations de vraisemblance obtenues par le premier décodage effectué pour les différents groupes, pour obtenir une combinaison d'informations de vraisemblance ;
- des seconds moyens de décodage permettant d'effectuer un second décodage de ladite combinaison d'informations de vraisemblance, ledit second décodage étant effectué par un second décodeur apte à traiter des informations de vraisemblance.

De manière avantageuse, ledit nœud destination comprend des moyens de sélection d'un même ensemble d'au moins un paquet source transmis par le ou lesdits nœuds sources, chaque groupe de paquets reçus comprenant des paquets de données correspondant audit même ensemble.

Avantageusement, les premier et second décodages sont du type LDPC.

De manière avantageuse, les premier et second moyens de décodages opèrent dans le domaine logarithmique, lesdits moyens de combinaison des informations de vraisemblance effectuant une sommation ou une sommation pondérée de chaque information de confiance.

En outre, chaque combinaison linéaire est effectuée au moyen d'une opération de type « OU exclusif ».

5. LISTE DES FIGURES

D'autres caractéristiques et avantages de l'invention apparaîtront à la lecture de la description suivante, donnée à titre d'exemple indicatif et non limitatif, et des dessins annexés, dans lesquels :

- la figure 1 (décrite en relation avec l'art antérieur) illustre schématiquement un exemple classique d'un réseau de communication maillé sans fil à multiple chemins comprenant un nœud source, un nœud destination et des nœuds relais ;
- la figure 2 illustre schématiquement un graphe de Tanner (a) et un graphe organisé (b) en vue d'un décodage sur graphe ;
- la figure 3 illustre schématiquement un schéma de codage dans un réseau de communication maillé comprenant deux nœuds sources, deux nœuds relais, et un nœud destination, selon un mode de réalisation particulier de l'invention ;
- la figure 4 illustre schématiquement une architecture d'un décodeur d'un nœud destination, selon un mode de réalisation particulier de l'invention ;
- la figure 5 illustre schématiquement un procédé du décodage mis en œuvre par le décodeur de la figure 4, selon un mode de réalisation particulier ;
- la figure 6 illustre la courbe du taux d'erreur binaire en fonction du rapport signal à bruit pour un décodage sans nœuds relais, avec deux nœuds relais (méthode classique) et avec deux nœuds relais selon un mode de réalisation particulier de l'invention ;
- la figure 7 illustre schématiquement un dispositif adapté en mettre en œuvre le procédé de la figure 5, selon un mode de réalisation particulier.

6. DESCRIPTION DÉTAILLÉE

La **figure 3** illustre schématiquement un exemple d'un schéma de codage dans un réseau maillé de communication comprenant deux nœuds source, deux nœuds relais et un nœud destination, selon un mode de réalisation particulier de l'invention.

Plus précisément, la figure 3 illustre un schéma de codage conjoint LDPC et réseau dans un même réseau maillé.

Classiquement, un paquet reçu en entrée d'un nœud relais peut être soit un paquet source encodé, soit une combinaison linéaire de paquets sources encodés. Dans ce dernier cas, l'opération de combinaison effectuée par les nœuds relais correspond au codage réseau.

Soit deux nœuds sources 301 et 302 appliquent un codage du type LDPC respectivement 306 et 307.

Les nœud sources 301 et 302 transmettent chacun un paquet source encodé, respectivement b1 et b2 :

- à chaque nœud relais 303 et 304, via des canaux de communication 311, 312, 313 et 314 ;
- au nœud destination 305 via des canaux de communication 315 et 318.

Le nœud destination 305 reçoit ainsi directement des nœuds sources 301 et 302 les paquets b1 et b2 si l'on suppose le canal de transmission sans erreurs de communication. Si l'on considère les erreurs de transmission sur les canaux de transmission, aux paquets de données sources encodés b1 et b2 correspond respectivement des paquets de données Y1 et Y2, c'est-à-dire les paquets de données sources b1 et b2 entachés d'erreurs de communication.

Les nœuds relais 303 et 304 appliquent quant à eux une combinaison linéaire des paquets sources encodés b1 et b2 reçus en entrée, respectivement au moyen des blocs 308 et 309, afin de déterminer des paquets combinés, respectivement YR1 et YR2, qui seront ensuite transmis au nœud destination 305 via les canaux 316 et 317.

Selon un mode de réalisation particulier de l'invention, la combinaison des paquets par les nœuds relais 303 et 304 peut être effectuée par une simple opération d'addition « OU exclusif » (plus connue sous l'abréviation « XOR ») sur l'ensemble des bits des paquets à combiner.

Nous allons maintenant décrire un exemple de combinaison de paquets reçus en entrée d'un nœud relais (par exemple le nœud relais 303 de la figure 3). Ces paquets peuvent être soit des paquets sources encodés b1 et b2 non modifiés soit des combinaisons linéaires des paquets sources b1 et b2.

Soit deux paquets sources d'une taille de 10 bits chacun :

- un paquet b1 = [1 0 0 1 0 0 1 1 0 0] et ;
- un paquet b2 = [0 1 0 1 1 0 1 0 0 0].

Le paquet combiné résultant s'écrit alors (en utilisant l'opération « OU exclusif ») : b1XOR b2 = [1 1 0 0 1 0 0 1 0 0]

Un raisonnement identique est appliqué pour le nœud relais 304 de la figure 3.

Les paquets non combinés Y1, Y2 correspondent aux paquets de données sources b1 et b2 reçus directement des nœuds sources 301 et 302 respectivement et éventuellement entachés d'erreurs de transmission du fait qu'un canal de communication d'un réseau est assujetti à des erreurs de communication lors de la transmission de données.

Les paquets non combinés YR1 et YR2 correspondent quant à eux aux combinaisons des paquets de données sources encodés b1 et b2 ou bien des combinaison paquets de données Y1, Y2 éventuellement entachés d'erreurs. Ces deux paquets combinés YR1 et YR2 sont issus respectivement des deux nœuds relais 303 et 304.

Le nœud destination 305 de la figure 3 reçoit donc quatre paquets (dans l'exemple de la figure 3) : Y1, Y2, YR1 et YR2. Ces paquets sont ensuite décodés par ce nœud destination au moyen d'un décodage conjoint réseau et LDPC à partir des quatre paquets reçus et d'une matrice de parité HH (ou matrice de décodage).

Nous allons maintenant décrire un exemple de calcul de la matrice de parité HH.

Soit H la matrice de parité utilisée pour l'encodage des messages au niveau des nœuds source 301 et 302. Les paquets transmis par les nœuds sources sont constitués de blocs. Chacun de ces blocs est un mot de code LDPC noté b1 (pour le nœud source 301) et b2 (pour le nœud source 302). Ces deux derniers paquets satisfont aux deux équations suivantes:

$$H.\ b_1^T = 0$$

$$H.\ b_2^T = 0$$

Chacun des nœuds relais 303 et 304 (dans l'exemple de la figure 3) calcul quant à eux un paquet combiné b3 = b1 XOR b2. Une matrice de parité globale peut ainsi être déterminée en fonction de la matrice de parité H et de la relation entre b3, b2 et b1. La matrice de parité globale s'écrit :

$$HH = \begin{pmatrix} H & zeros(K,N) & zeros(K,N) \\ zeros(K,N) & H & zeros(K,N) \\ I(N,N) & I(N,N) & I(N,N) \end{pmatrix} \quad (1)$$

avec : * N la taille du mot de code LDPC;

* K le nombre de bit de parité d'un mot de code LDPC;

* zeros(K,N) représente une matrice à éléments nuls et de taille KxN;

* I(N,N) représente une matrice identité NxN.

La **figure 4** illustre schématiquement une architecture d'un décodeur 400 conjoint LDPC et réseau, selon un mode de réalisation particulier, pour un réseau maillé comprenant au moins deux nœud relais et deux nœuds sources (correspondants aux deux nœuds sources 301 et 302 de la figure 3). Ce décodeur 400 correspond au décodeur 310 du nœud destination 305 de la figure 3.

Selon un mode de réalisation particulier de l'invention, le décodeur 400 (du nœud destination 305) reçoit en entrée au moins deux groupes différents de paquets de données, chaque groupe comprenant des paquets non combinés, identiques pour tous les groupes, et un paquet combiné, différent pour chaque groupe, chaque paquet non combiné résultant de la transmission, par un nœud source différent, d'un paquet source encodé différent compris dans un ensemble déterminé de paquets sources encodés, tous les paquets combinés résultant d'une même combinaison linéaire des paquets sources encodés dudit ensemble, ladite combinaison linéaire étant effectuée par au moins un nœuds relais combinant différent pour chaque paquet combiné ;

Dans l'exemple de la figure 4, le décodeur 400 (du nœud destination 305) reçoit en entrée n groupes différents de paquets de données, chaque groupe étant un triplet de paquets comprend les deux paquets non combinés Y1 et Y2 issus des nœuds sources et un paquet combiné YRi (i allant de 1 à n) issu d'un noeud relais i, le nœud destination recevant n paquets combinés issus de n nœuds relais de l'ensemble des nœuds relais du réseau maillé.

Selon un mode de réalisation particulier de l'invention, sur l'ensemble des triplets de paquets (Y1, Y2, YRn) est appliqué un premier décodage LDPC effectué respectivement par des premier décodeurs LDPC 401, 402,...40n. Chaque premier décodage LDPC est effectué à partir du triplet de paquets correspondant et de la matrice HH, avec application d'un graphe de Tanner et des étapes d'un algorithme de « propagation de croyance ».

Nous allons maintenant détailler brièvement comment se construit un graphe de Tanner ainsi que les différentes étapes mise en œuvre lors de l'exécution d'un algorithme de « propagation de croyance » pour réaliser un décodage plus connue sous le nom de « décodage sur graphe ».

Un code peut être définit comme un ensemble de variables qui satisfont un ensemble de contraintes. Un graphe peut alors être construit de façon à représenter ces relations entre variables et contraintes.

La **figure 2** illustre schématiquement un tel graphe sur lequel une variable est représentée par un carré et une contrainte par un cercle.

Soit C le code linéaire sur le corps de Galois des éléments binaires défini par sa matrice de vérification de parité H.

$$H = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

Le code linéaire C est l'ensemble des huit-uplets x={x1 ,x2 ,x3 ,x4,x5 ,x6,x7,x8} qui satisfont à l'équation :

$$H.x^t = 0.$$

Ainsi, vérifier que x appartient au code linéaire C équivaut à vérifier la condition :

[x1 +x2 +x3=0] et ;

[x4 +x5 +x6=0] et ;

[x1 +x4 +x7=0] et [x2 +x5 +x8=0].

Les contraintes consistent en la satisfaction de toutes les parités et la fonction associée à cette contrainte est la somme modulo 2.

La figure 2 illustre le graphe correspondant sous deux représentations, où le cercle représente la somme modulo 2. Ce graphe est plus connu sous le nom de graphe de Tanner.

Ce graphe de Tanner est notamment utilisé pour mettre en place un décodage à décision quantifiées. A chaque variable du code est associé la valeur du symbole reçu après sa transmission, cette valeur pouvant être quantifiée.

Un algorithme dit de « propagation de croyance », ou de « propagation de message» est alors mis en place avec le graphe comme support

Plusieurs versions de l'algorithme de propagation de croyance existent.

Nous allons maintenant décrite la version la plus implémentée manipulant des valeurs logarithmique et plus connu sous le nom d'algorithme de décodage dans le domaine logarithmique. En effet, les calculs dans le domaine logarithmique sont souhaitables car les multiplications sont transformées en additions, ce qui rend les calculs beaucoup moins complexes.

Cet algorithme est plus amplement décrit dans le document "An introduction to Low Density Parity Check (LDPC) Codes", Jian Sun, WCRL Seminar Series, 3 June 2003".

L'algorithme de décodage dans le domaine logarithmique se définit comme suit :

$$L(q_{ij}) = \alpha_{ij} . \beta_{ij}$$

$$\alpha_{ij} = sign(L(q_{ij}))$$

$$\beta_{ij} = abs(L(q_{ij}))$$

A l'étape d'initialisation:

$$L(c_i) = {}^{2y_i}\!/_{\sigma^2}$$

$$L(q_{ij}) = L(c_i)$$

Avec:

* y_i le "i" ème échantillon bruité reçu et modulé en BPSK (1 pour 0 et -1 pour 1))
* σ l'écart type du bruit

Une première étape (étape 1) consiste à l'envoie d'un message à un nœud de contrainte puis le calcul de la réponse $L(r_{ji})$:

$$L(r_{ji}) = \phi\left(\sum_{i' \in R_j \setminus i} \phi(\beta_{i'j})\right) \cdot \prod_{i' \in R_j \setminus i} \alpha_{i'j}$$

$$\text{Avec: } \phi(x) = \log\left(\frac{e^x + 1}{e^x - 1}\right)$$

Une seconde étape (étape 2) consiste en la réception des réponses et le calcul d'un nouveau message

$$L(q_{ij}) = L(c_i) + \sum_{j' \in C_j \setminus j} L(r_{j'i})$$

Puis les étapes 1 et 2 sont répétées pour un nombre d'itérations prédéfini.

Une troisième étape (étape 3) consiste à fournir une décision quantifiée à partir des valeurs logarithme calculées :

$$L(Q_i) = L(c_i) + \sum_{j \in C_i} L(r_{ji})$$

Une quatrième étape (étape 4) permet de prendre une décision :

Si $L(Qi) < 0$ alors $c_i = 1$

Sinon $c_i = 0$

Dans cet algorithme de propagation de croyance, la connaissance de la valeur de l'écart type du bruit σ est nécessaire. Ceci implique une estimation du rapport signal à bruit.

Une simplification décrite ci-après permet de s'affranchir de cette contrainte. Cependant, il en résulte un décodage un décodage moins optimal. Cette simplification est plus amplement décrite dans le document « A Bit-Serial Approximate Min-Sum LDPC Decoder and FPGA Implementation", Ahmad Darabiha, Anthony Chan Carusone and Frank R. Kschischang, IEEE International Symposium on Circuits and Systems (ISCAS) 2006, Island of Kos, Greece. »

En effet, à l'initialisation, on peut considérer:

$$L(c_i) = y_i$$

Une autre simplification peut être faite lors du calcul de l'expression $\phi\left(\sum_{i'\in R_j \setminus i} \phi(\beta_{i'j})\right)$. En effet, cette dernière peut être approximée par l'expression $\phi\left(\phi\left(\min_{i'} \beta_{i'j}\right)\right)$ qui est égale à $\min_{i'} \beta_{i'j}$. L'expression de l'étape 1 devient alors :

$$L(r_{ji}) = \min_{i'} \beta_{i'j} \cdot \prod_{i'\in R_j \setminus i} \alpha_{i'j}$$

Selon un mode de réalisation particulier de l'invention, chaque premier décodeur met en œuvre uniquement les étapes d'initialisation, 1, 2 et 3 de l'algorithme de propagation de croyance. Ainsi, à chaque premier décodage d'un groupe (ou triplet de paquets y1, y2 et yRi) correspond en sortie de chaque premier décodeur LDPC (401, 402,...40n) un vecteur de valeurs de logarithme de vraisemblances, respectivement (L1, L2...Ln). En effet, chaque vecteur des valeurs de vraisemblances Li est la concaténation des vecteurs de vraisemblances des paquets y1, y2 et yRi. Ces vecteur, Li, sont obtenus à partir de l'application des étapes 1, 2 et 3 de l'algorithme de propagation de croyance en utilisant la matrice HH donnée par l'équation 1. Dans le cas où un des paquets y1, y2 et yRi est manquant avant le premier décodage, les valeurs initiales du logarithme de vraisemblances du paquet manquant sont initialisées avec la valeur zéro.

Ces valeurs de logarithmes de vraisemblances (L1, L2...Ln) calculées sont ensuite additionnées, bit par bit, au moyen d'un bloc d'addition 404. Le résultat Lr généré en sortie de ce bloc d'addition est alors un vecteur de taille 3*N si chaque groupe comporte trois paquets.

Ce résultat Lr est ensuite utilisé par un deuxième décodeur LDPC 405. Tout comme les premiers décodeurs LDPC 401, 402,...40n, le second décodeur LDPC 405 utilise la matrice de parité HH pour effectuer son décodage. En effet, les paquets b1, b2 et b3=b1 XOR b2 satisfont l'équation suivante:

$$\begin{pmatrix} H & zeros(K,N) & zeros(K,N) \\ zeros(K,N) & H & zeros(K,N) \\ I(N,N) & I(N,N) & I(N,N) \end{pmatrix} \cdot \begin{bmatrix} b1 \\ b2 \\ b1\,xor\,b2 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} zeros(K,1) \\ zeros(K,1) \\ zeros(N,1) \end{bmatrix}$$

ou bien encore : HH . B = zeros(K+K+N,1) avec B = [b1;b2;b1 xor b2]

La **figure 5** illustre schématiquement un procédé du décodage 500 mis en œuvre par le décodeur 400 de la figure 4, ce décodeur 400 étant implanté au niveau du nœud destination 305 (figure 5).

Une première étape 501 consiste à initialiser le décodeur 400.

Une seconde étape 502 permet de réceptionner :

- au moins deux paquets de données non combinés (c'est-à-dire transmis directement par les nœuds sources 301 et 302 dans l'exemple d'architecture de la figure 3) et ;
- n paquets combinés YR1, YR2,...YRn (c'est-à-dire les paquets générés et transmis par n nœuds relais parmi les noeuds relais appartenant au réseau maillé)

Une troisième étape 503 détermine ensuite n groupes de paquets (ou n triplets), chaque nième groupe (ou triplet) comprenant au moins deux paquets non combinés et un nième paquet combiné.

Puis, dans une étape 504, un premier décodage LDPC (comme expliqué plus en détail précédemment) avec application du graphe de Tanner et d'un algorithme de « propagation de croyance » est effectué pour chacun des groupes afin de calculer une valeur d'un logarithme de vraisemblance Li associé à un groupe i parmi l'ensemble des groupes de paquets (ou triplets).

Ce premier décodage LDPC est ainsi effectué à partir de chaque triplet de paquets et de la matrice HH introduite précédemment.

Une étape 505 permet ensuite d'additionner, au moyen du bloc d'addition 404 de la figure 4, les valeurs de logarithme de vraisemblance. On obtient alors un vecteur somme Lr des logarithmes de vraisemblance.

Puis, dans une étape 506, un second décodage LDPC est effectué à partir du vecteur somme Lr des logarithmes de vraisemblance. Ce second décodage est effectué par le second décodeur 405 de la figure 4. Ce dernier, comme les premiers décodeurs de l'étape 504, utilise la matrice de parité HH pour effectuer le second décodage.

La **figure 6** illustre schématiquement une évolution graphique du taux d'erreur binaire (ou « BER » pour « Bit Error Rate » en anglais) en fonction du rapport signal à bruit (ou « SNR » pour « Signal to Noise Ratio » en anglais) pour :

- un décodage sans nœuds relais (représenté par des carrés sur une courbe 3) ;
- un décodage classique avec deux nœuds relais (représenté par des ronds sur une courbe 2) ;
- un décodage avec deux nœuds relais (représenté par des étoiles sur une courbe 1), selon un mode de réalisation particulier de la présente invention.

La courbe de la figure 6 montre nettement que, pour un décodage avec deux nœuds relais, le taux d'erreur binaire obtenu selon le procédé de la présente invention (figure 5 ; courbe 1) est plus faible que celui obtenu avec la méthode classique (courbe 2), et ceci pour les mêmes valeurs du rapport signal à bruit.

Le décodage LDPC classique, dans un réseau maillé, de deux paquets de données sources et de deux paquets combinés issus de deux nœuds relais correspond à un décodage LDPC effectué avec la matrice suivante (c'est-à-dire sans un premier décodage avec estimation des valeurs logarithmiques de chaque groupe de paquets de données, ces valeurs étant ensuite utilisées pour un second décodage LDPC).

$$HHH = \begin{pmatrix} H & zeros(K,N) & zeros(K,N) & zeros(K,N) \\ zeros(K,N) & H & zeros(K,N) & zeros(K,N) \\ I(N,N) & I(N,N) & I(N,N) & zeros(N,N) \\ I(N,N) & I(N,N) & zeros(N,N) & I(N,N) \end{pmatrix}$$

Dans ce décodage classique, le décodage LDPC est donc effectué avec la matrice HHH et un vecteur d'entrée [Y1; Y2; YR1; YR2] (dans l'exemple de la figure 3 avec réception de deux paquets combinés YR1 et YR2).

Dans cet exemple, il apparaît une corrélation (ou vraisemblance) entre les deux dernières lignes de la matrice HHH correspondant aux lignes pour le décodage des deux paquets issus des deux noeuds relais.

Dans cet exemple de matrice, pour une configuration donnée d'un réseau de communication, cette corrélation entre les lignes est présente uniquement lorsque les nœuds relais effectuent chacun une même combinaison linéaire des paquets de données sources. Tel que discuté précédemment, un décodage (par exemple LDPC) effectué avec une telle matrice présente un taux d'erreur binaire plus important en

comparaison à une matrice de décodage HHH idéale dont les lignes et colonnes ne serait pas corrélées entre-elles.

Cette corrélation des lignes et colonnes de la matrice de décodage est d'autant plus sensible pour un décodage de type LDPC nécessitant une matrice creuse, c'est-à-dire une matrice à faible corrélation entre les lignes et colonnes.

Egalement, cette valeur du taux d'erreur binaire est nettement plus faible si on la compare à la valeur obtenue pour un décodage LDPC sans nœuds relais (courbe 3) effectué avec la matrice H et un paquet b1.

Il est à noter que cette simulation a été effectuée avec une modulation BPSK (pour « Binary Phase Shift Keying » en anglais).

La **figure 7** illustre schématiquement un dispositif de communication 700 adapté en mettre en œuvre le procédé de la figure 5, selon un mode de réalisation particulier.

Ce dispositif de communication 700 comprend :

- un bloc 713 permettant d'exécuter le procédé 500 (figure 5) . Ce bloc 713 contient des blocs 714, 715, 716 et 717 correspondant respectivement à un bloc de sélection des groupes de paquets de données, à un bloc mettant en œuvre le premier décodage LDPC pour chaque groupe de paquets (ou triplets), à un bloc d'addition des logarithmes de vraisemblance et à un bloc mettant en œuvre le second décodage LDPC ;
- un bloc 711 « CPU IF » correspondant à l'interface entre le CPU et la partie bande de base (ou « baseband » en anglais) ;
- un bloc 712 correspondant à la mémoire de données ;
- un bloc 718 correspondant à un circuit de réception des paquets de données ;
- un bloc 719 correspondant à un circuit d'émission des paquets de données ;
- un bloc 730 correspondant à une mémoire vive (ou « RAM » pour « Random Access Memory » en anglais) ;
- un bloc 740 correspondant à une mémoire morte (ou « ROM » pour « Read Only Memory » en anglais) ;
- un bloc 750 correspondant à un transmetteur radiofréquence ;

- un bloc 760 correspondant à une unité de traitement (ou « CPU » pour « Central Processing Unit » en anglais).

On notera que l'invention ne se limite pas à une implantation purement logicielle, sous la forme d'une séquence d'instructions d'un programme informatique, mais qu'elle peut aussi être mise en œuvre sous forme matérielle ou toute forme mixant une partie matérielle et une partie logicielle. Dans le cas où l'invention est implantée partiellement ou totalement sous forme logicielle, la séquence d'instructions correspondante pourra être stockée dans un moyen de stockage amovible (tel que par exemple une disquette, un CD-ROM ou un DVD-ROM) ou non, ce moyen de stockage étant lisible par un ordinateur ou un microprocesseur.

Ainsi, l'invention se réalise indifféremment comme un programme exécuté :

- sur une machine de calcul reprogrammable tel un ordinateur personnel (ou « PC » pour « Personnal Computer » en anglais), un processeur de signaux numériques (ou « DSP » « pour Digital Signal Processor ») ou un microcontrôleur ;
- ou bien encore sur une machine de calcul dédiée comme un ensemble de portes logiques (par exemple un circuit logique programmable (ou « FPGA » pour Field-Programmable Gate Array en anglais) ou un circuit intégré spécialisé (ou « ASIC » pour « Application-Specific Integrated Circuit » en anglais)).

REVENDICATIONS

1. Procédé de décodage d'une pluralité de paquets de données reçus à travers un réseau de communication maillé pour la récupération de paquets sources transmis par un ou plusieurs nœuds sources, le réseau de communication maillé comprenant des nœuds relais générant des paquets combinés, chaque paquet combiné consistant en une combinaison linéaire de paquets sources, le procédé étant mis en œuvre par un nœud destination et caractérisé en ce qu'il comprend des étapes consistant à :

- former des groupes de paquets reçus comprenant des paquets combinés, chaque groupe ne comprenant pas plus d'un paquet combiné parmi les paquets combinés consistant en une même combinaison linéaire de paquets sources ;
- pour chaque groupe, effectuer (504) un premier décodage des paquets dudit groupe, ledit premier décodage étant effectué par un premier décodeur mettant en œuvre un algorithme de propagation de croyance délivrant une information de vraisemblance pour ledit groupe ;
- combiner (505) les informations de vraisemblance obtenues par le premier décodage effectué pour les différents groupes, pour obtenir une combinaison d'informations de vraisemblance ;
- effectuer (506) un second décodage de ladite combinaison d'informations de vraisemblance, ledit second décodage étant effectué par un second décodeur apte à traiter des informations de vraisemblance.

2. Procédé de décodage selon la revendication 1, caractérisé en ce que chaque groupe de paquets reçus comprend le même ensemble d'au moins un paquet source.

3. Procédé de décodage selon l'une quelconque des revendications 1 et 2, caractérisé en ce que les premier et second décodages sont du type LDPC.

4. Procédé de décodage selon l'une quelconque des revendications 1 à 3, caractérisé en ce que les premier et second décodages sont des décodages dans le domaine logarithmique, et en ce que l'étape (505) consistant à combiner est une étape de sommation ou de sommation pondérée de chaque information de confiance.

5. Procédé de décodage selon l'une quelconque des revendications 1 à 4, caractérisé en ce que chaque combinaison linéaire est effectuée au moyen d'une opération de type « OU exclusif ».

6. Produit programme d'ordinateur caractérisé en ce qu'il comprend des instructions de code de programme pour la mise en œuvre du procédé selon au moins une des revendications 1 à 5, lorsque ledit programme est exécuté sur un ordinateur.

7. Moyen de stockage lisible par ordinateur stockant un programme d'ordinateur comprenant un jeu d'instructions exécutables par un ordinateur pour mettre en œuvre le procédé selon au moins une des revendications 1 à 5.

8. Nœud destination pour le décodage d'une pluralité de paquets de données reçus à travers un réseau de communication maillé pour la récupération de paquets sources transmis par un ou plusieurs nœuds sources, le réseau de communication maillé comprenant des nœuds relais générant des paquets combinés, chaque paquet combiné consistant en une combinaison linéaire de paquets sources, ledit nœud destination étant caractérisé en ce qu'il comprend :

- des moyens de formation de groupes de paquets reçus comprenant des paquets combinés, chaque groupe ne comprenant pas plus d'un paquet combiné parmi les paquets combinés consistant en une même combinaison linéaire de paquets sources ;
- des premiers moyens de décodage permettant d'effectuer, pour chaque groupe, un premier décodage des paquets dudit groupe, ledit premier décodage étant effectué par un premier décodeur mettant en œuvre un algorithme de propagation de croyance délivrant une information de vraisemblance pour ledit groupe ;
- des moyens de combiner les informations de vraisemblance obtenues par le premier décodage effectué pour les différents groupes, pour obtenir une combinaison d'informations de vraisemblance ;
- des seconds moyens de décodage permettant d'effectuer un second décodage de ladite combinaison d'informations de vraisemblance, ledit second décodage étant effectué par un second décodeur apte à traiter des informations de vraisemblance.

9. Nœud destination selon la revendication 8, caractérisé en ce qu'il comprend des moyens de sélection d'un même ensemble d'au moins un paquet source transmis par le ou lesdits nœuds sources, chaque groupe de paquets reçus comprend le même ensemble d'au moins un paquet source.

10. Nœud destination selon l'une quelconque des revendications 8 et 9, caractérisé en ce que les premier et second décodages sont du type LDPC.

11. Nœud destination selon l'une quelconque des revendications 8 à 10, caractérisé en ce que les premier et second moyens de décodages opèrent dans le domaine logarithmique, et en ce que lesdits moyens de combinaison des informations de vraisemblance effectuent une sommation ou une sommation pondérée de chaque information de confiance.

12. Nœud destination selon l'une quelconque des revendications 8 à 11, caractérisé en ce que chaque combinaison linéaire est effectuée au moyen d'une opération de type « OU exclusif ».

Figure 1

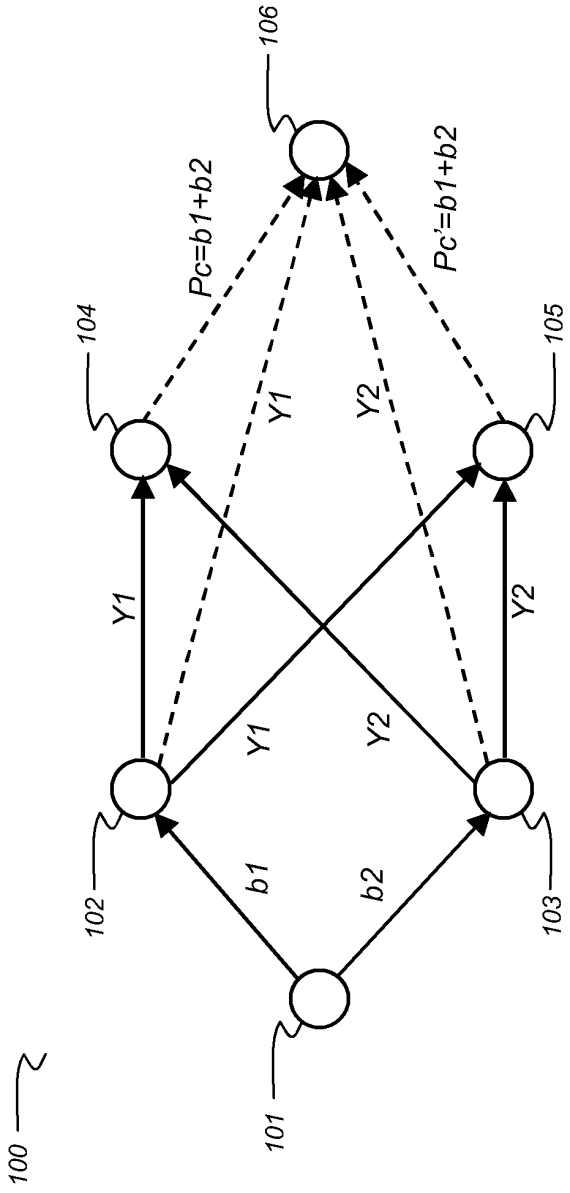


Figure 2

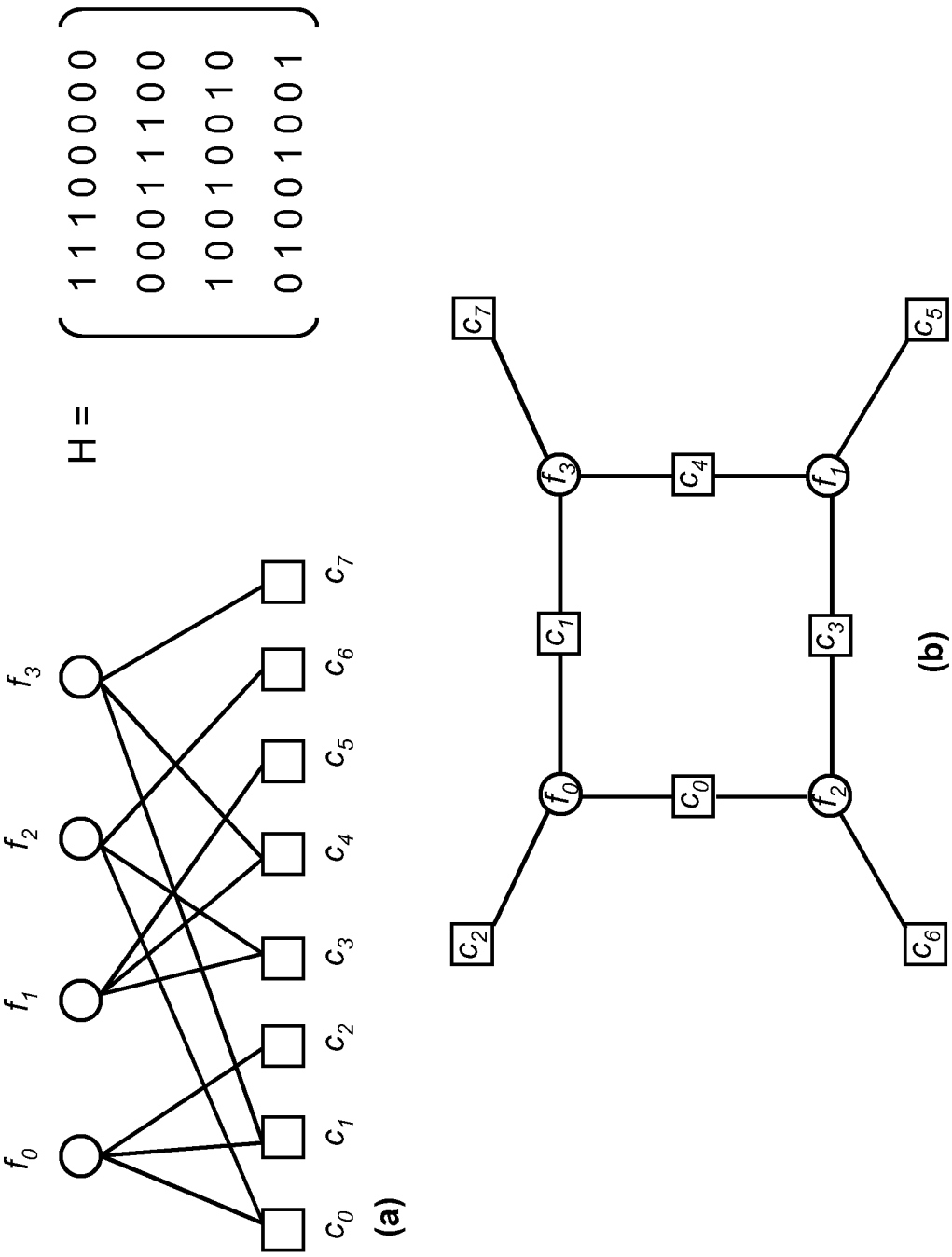

H =
1 1 1 0 0 0 0 0
0 0 0 1 1 1 0 0
1 0 0 1 0 0 1 0
0 1 0 0 1 0 0 1
f0
f1
f2
f3
c0
c1
c2
c3
c4
c5
c6
c7
(a)
(b)

Figure 3

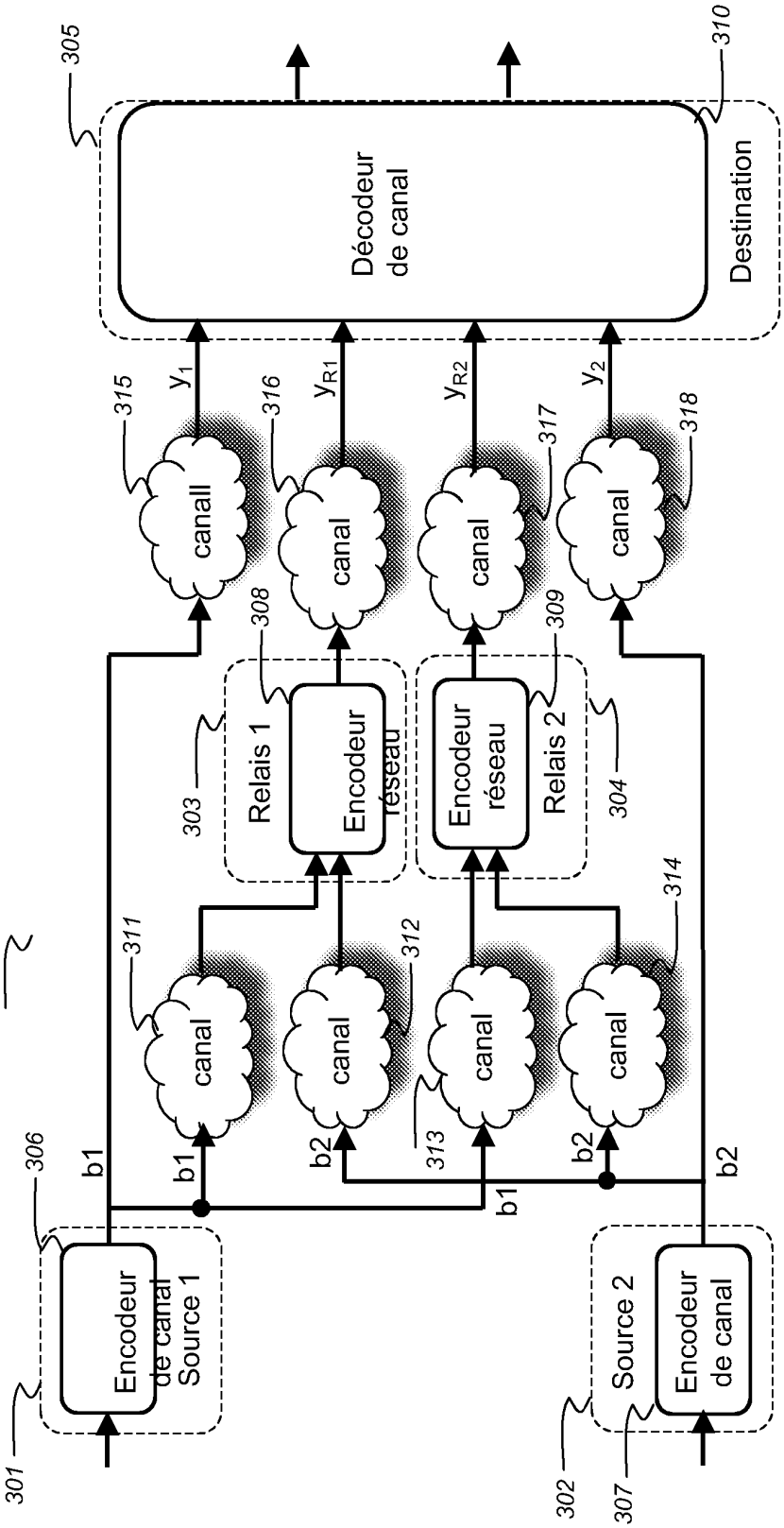

300
301
302
303
304
305
306
307
308
309
310
311
312
313
314
315
316
317
318
Encodeur de canal Source 1
Source 2
Encodeur de canal
Relais 1
Encodeur réseau
Relais 2
Encodeur réseau
Décodeur de canal
Destination
canall
canal
b1
b2
y_1
y_{R1}
y_{R2}
y_2

Figure 4

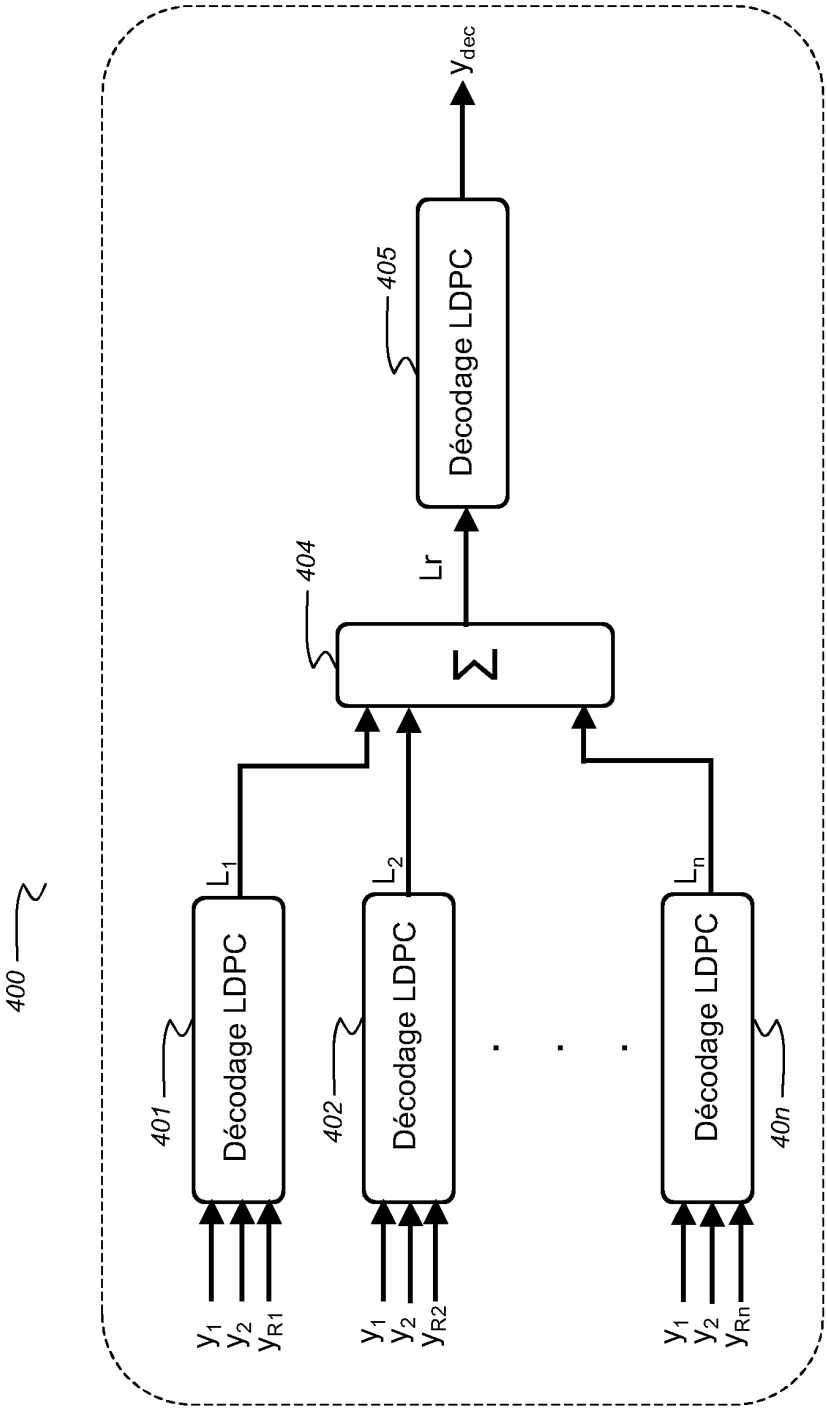

400
401
Décodage LDPC
402
Décodage LDPC
40n
Décodage LDPC
L1
L2
Ln
y1
y2
yR1
y1
y2
yR2
y1
y2
yRn
404
Σ
Lr
405
Décodage LDPC
ydec

Figure 5

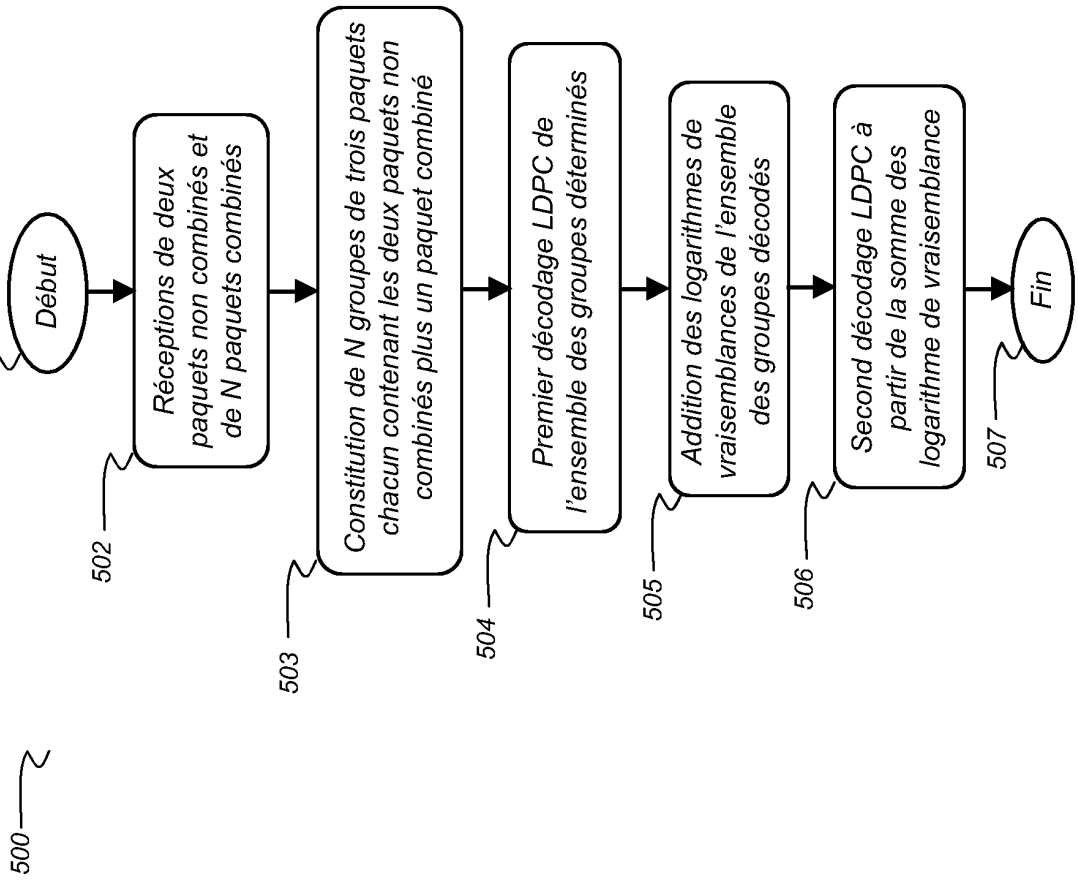

500
501
Début
502
Réceptions de deux paquets non combinés et de N paquets combinés
503
Constitution de N groupes de trois paquets chacun contenant les deux paquets non combinés plus un paquet combiné
504
Premier décodage LDPC de l'ensemble des groupes déterminés
505
Addition des logarithmes de vraisemblances de l'ensemble des groupes décodés
506
Second décodage LDPC à partir de la somme des logarithme de vraisemblance
507
Fin

Figure 6

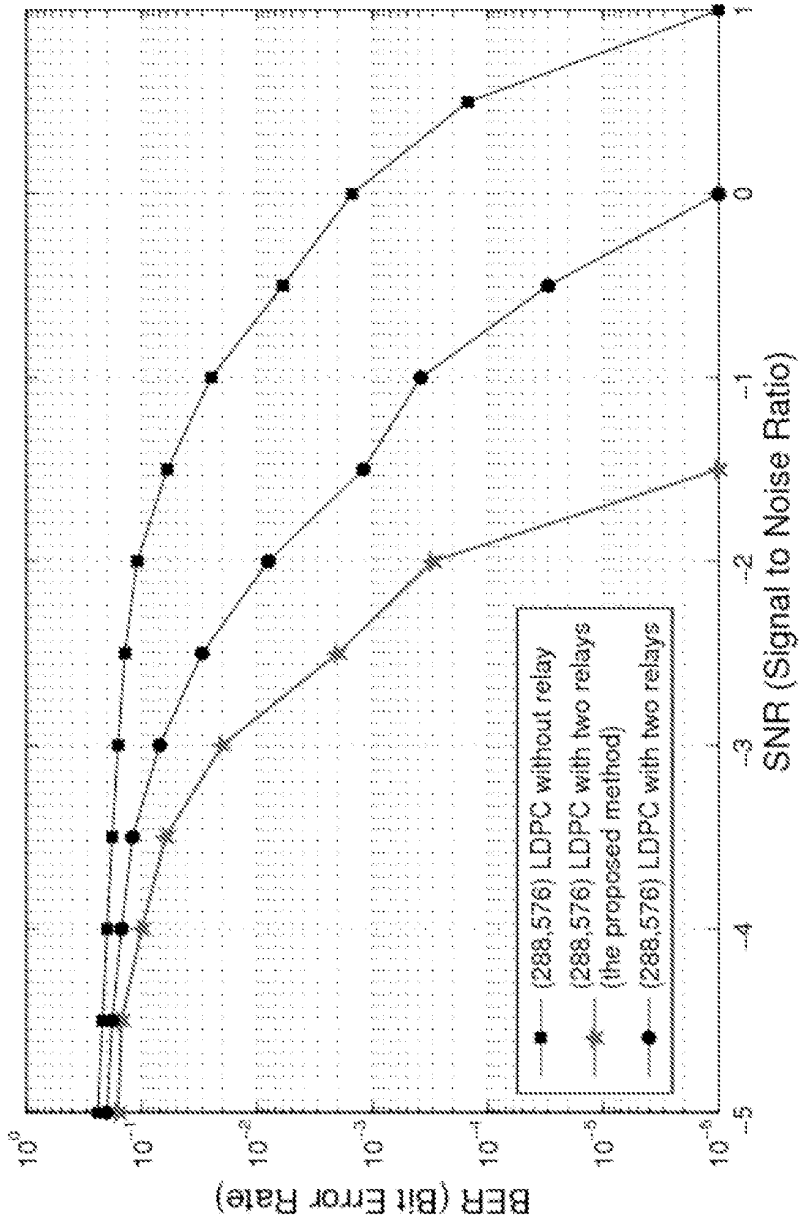
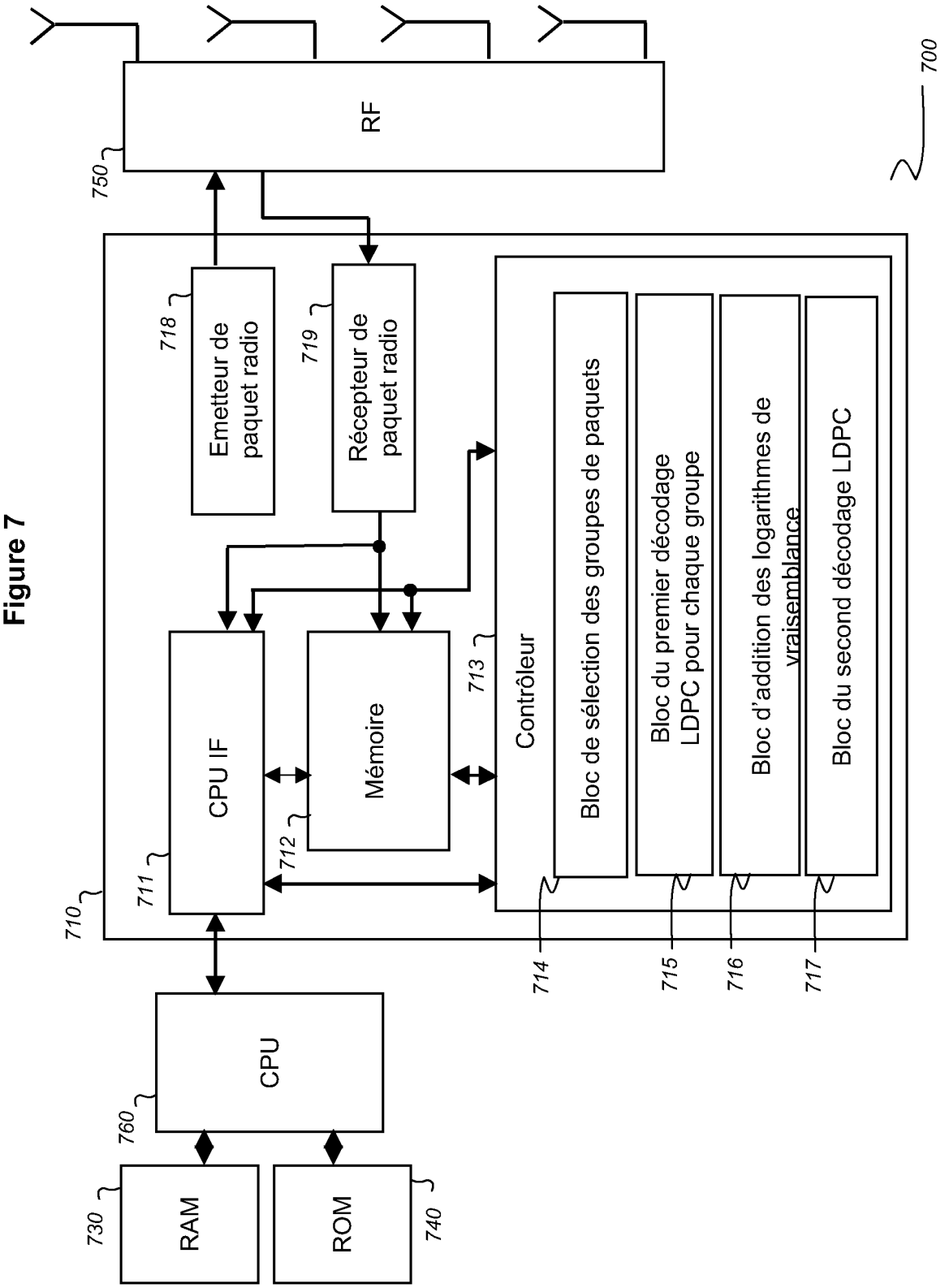

BER (Bit Error Rate)
SNR (Signal to Noise Ratio)
(288,576) LDPC without relay
(288,576) LDPC with two relays (the proposed method)
(288,576) LDPC with two relays

Figure 7


RF
750
700
718
Emetteur de paquet radio
719
Récepteur de paquet radio
710
711
CPU IF
712
Mémoire
713
Contrôleur
Bloc de sélection des groupes de paquets
Bloc du premier décodage LDPC pour chaque groupe
Bloc d'addition des logarithmes de vraisemblance
Bloc du second décodage LDPC
714
715
716
717
760
CPU
730
RAM
740
ROM

RÉPUBLIQUE FRANÇAISE

INSTITUT NATIONAL DE LA PROPRIÉTÉ INDUSTRIELLE

RAPPORT DE RECHERCHE PRÉLIMINAIRE

établi sur la base des dernières revendications déposées avant le commencement de la recherche

N° d'enregistrement national

FA 729719
FR 0957844

DOCUMENTS CONSIDÉRÉS COMME PERTINENTS		Revendication(s) concernée(s)	Classement attribué à l'invention par l'INPI
Catégorie	Citation du document avec indication, en cas de besoin, des parties pertinentes		
A	US 2009/252146 A1 (LUO CHONG [CN] ET AL) 8 octobre 2009 (2009-10-08) * alinéa [0001] - alinéa [0008] * * alinéa [0014] - alinéa [0018] * * alinéa [0020] * * alinéa [0023] * * alinéa [0032] - alinéa [0040] * * alinéa [0042] - alinéa [0048] * * figures 1, 2, 4, 5 * -----	1-12	H03M13/11 H04L1/00
A	SARAH J JOHNSON ET AL: "Joint network and channel coding for cooperative networks" TELECOMMUNICATION NETWORKS AND APPLICATIONS CONFERENCE, 2007. ATNAC 2007. AUSTRALASIAN, IEEE, PISCATAWAY, NJ, USA, 2 décembre 2007 (2007-12-02), pages 435-440, XP031356775 ISBN: 978-1-4244-1557-1 * I. Introduction * * II.D. Extended joint network / channel decoding * * IV. Conclusion * * figure 1 * -----	1-12	DOMAINES TECHNIQUES RECHERCHÉS (IPC) H03M H04L H04B
A,D	DARABIHA A ET AL: "A Bit-Serial Approximate Min-Sum LDPC Decoder and FPGA Implementation" 2006 IEEE INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON CIRCUITS AND SYSTEMS 21-24 MAY 2006 ISLAND OF KOS, GREECE, IEEE - PISCATAWAY, NJ, USA LNKD- DOI:10.1109/ISCAS.2006.1692544, 21 mai 2006 (2006-05-21), pages 149-152, XP010938373 ISBN: 978-0-7803-9389-9 * le document en entier * -----	1-12	
	-/--		

Date d'achèvement de la recherche	Examinateur
14 septembre 2010	Barel-Faucheux, C

CATÉGORIE DES DOCUMENTS CITÉS

X : particulièrement pertinent à lui seul
Y : particulièrement pertinent en combinaison avec un autre document de la même catégorie
A : arrière-plan technologique
O : divulgation non-écrite
P : document intercalaire

T : théorie ou principe à la base de l'invention
E : document de brevet bénéficiant d'une date antérieure à la date de dépôt et qui n'a été publié qu'à cette date de dépôt ou qu'à une date postérieure.
D : cité dans la demande
L : cité pour d'autres raisons

& : membre de la même famille, document correspondant

2

EPO FORM 1503 12.99 (P04C14)

RÉPUBLIQUE FRANÇAISE

INSTITUT NATIONAL DE LA PROPRIÉTÉ INDUSTRIELLE

RAPPORT DE RECHERCHE PRÉLIMINAIRE

établi sur la base des dernières revendications déposées avant le commencement de la recherche

N° d'enregistrement national

FA 729719
FR 0957844

DOCUMENTS CONSIDÉRÉS COMME PERTINENTS		Revendication(s) concernée(s)	Classement attribué à l'invention par l'INPI
Catégorie	Citation du document avec indication, en cas de besoin, des parties pertinentes		
A	GEORG ZEITLER ET AL: "Design of network coding functions in multihop relay networks" TURBO CODES AND RELATED TOPICS, 2008 5TH INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON, IEEE, PISCATAWAY, NJ, USA, 1 septembre 2008 (2008-09-01), pages 249-254, XP031353696 ISBN: 978-1-4244-2862-5 * abrégé * * figures 1-3 * -----	1-12	
A	SICHAO YANG ET AL: "Network Coding over a Noisy Relay : a Belief Propagation Approach" INFORMATION THEORY, 2007. ISIT 2007. IEEE INTERNATIONAL SYMPOSIUM ON, IEEE, PISCATAWAY, NJ, USA, 24 juin 2007 (2007-06-24), pages 801-804, XP031281965 ISBN: 978-1-4244-1397-3 * abrégé * * figures 1-3 * -----	1-12	DOMAINES TECHNIQUES RECHERCHÉS (IPC)
A	EP 1 729 435 A1 (NTT DOCOMO INC [JP]) 6 décembre 2006 (2006-12-06) * abrégé * * figures 1, 2, 4 * -----	1-12	

Date d'achèvement de la recherche	Examinateur
14 septembre 2010	Barel-Faucheux, C

CATÉGORIE DES DOCUMENTS CITÉS

X : particulièrement pertinent à lui seul
Y : particulièrement pertinent en combinaison avec un autre document de la même catégorie
A : arrière-plan technologique
O : divulgation non-écrite
P : document intercalaire

T : théorie ou principe à la base de l'invention
E : document de brevet bénéficiant d'une date antérieure à la date de dépôt et qui n'a été publié qu'à cette date de dépôt ou qu'à une date postérieure.
D : cité dans la demande
L : cité pour d'autres raisons

& : membre de la même famille, document correspondant

2

EPO FORM 1503 12.99 (P04C14)

ANNEXE AU RAPPORT DE RECHERCHE PRÉLIMINAIRE RELATIF A LA DEMANDE DE BREVET FRANÇAIS NO. FR 0957844 FA 729719

La présente annexe indique les membres de la famille de brevets relatifs aux documents brevets cités dans le rapport de recherche préliminaire visé ci-dessus.
Les dits membres sont contenus au fichier informatique de l'Office européen des brevets à la date du 14-09-2010
Les renseignements fournis sont donnés à titre indicatif et n'engagent pas la responsabilité de l'Office européen des brevets, ni de l'Administration française

Document brevet cité au rapport de recherche	Date de publication	Membre(s) de la famille de brevet(s)	Date de publication
US 2009252146 A1	08-10-2009	AUCUN	
EP 1729435 A1	06-12-2006	CN 1881965 A	20-12-2006
		DE 602005005031 T2	19-03-2009
		JP 4272663 B2	03-06-2009
		JP 2006352855 A	28-12-2006
		JP 2009050008 A	05-03-2009
		US 2006291440 A1	28-12-2006

EPO FORM P0465