

(12) DEMANDE INTERNATIONALE PUBLIÉE EN VERTU DU TRAITÉ DE COOPÉRATION EN MATIÈRE DE BREVETS (PCT)

(19) Organisation Mondiale de la Propriété Intellectuelle
Bureau international



(10) Numéro de publication internationale
WO 2010/102944 A2

(43) Date de la publication internationale
16 septembre 2010 (16.09.2010)

PCT

- (51) Classification internationale des brevets :
H04L 29/06 (2006.01) *H04L 12/56* (2006.01)
H04L 29/14 (2006.01)
- (21) Numéro de la demande internationale :
PCT/EP2010/052768
- (22) Date de dépôt international :
4 mars 2010 (04.03.2010)
- (25) Langue de dépôt : français
- (26) Langue de publication : français
- (30) Données relatives à la priorité :
0901186 13 mars 2009 (13.03.2009) FR
- (71) Déposant (pour tous les États désignés sauf US) :
THALES [FR/FR]; 45, rue de Villiers, F-92200 Neuilly sur Seine (FR).
- (72) Inventeurs; et
- (75) Inventeurs/Déposants (pour US seulement) :
BAUDOIN, Cédric [FR/FR]; 3, bis rue du Gorp, F-31400 Toulouse (FR). **ARNAL, Fabrice** [FR/FR]; 18, rue Bachelier, F-31000 Toulouse (FR). **LACAN, Jérôme** [FR/FR]; 37, avenue de Courrège, F-31400 Toulouse (FR).
- (74) Mandataires : **DUDOUIT, Isabelle** et al.; Immeuble Visium, 22, Avenue Aristide Briand, F-94117 Arcueil (FR).
- (81) États désignés (sauf indication contraire, pour tout titre de protection nationale disponible) : AE, AG, AL, AM, AO, AT, AU, AZ, BA, BB, BG, BH, BR, BW, BY, BZ, CA, CH, CL, CN, CO, CR, CU, CZ, DE, DK, DM, DO, DZ, EC, EE, EG, ES, FI, GB, GD, GE, GH, GM, GT, HN, HR, HU, ID, IL, IN, IS, JP, KE, KG, KM, KN, KP, KR, KZ, LA, LC, LK, LR, LS, LT, LU, LY, MA, MD, ME, MG, MK, MN, MW, MX, MY, MZ, NA, NG, NI, NO, NZ, OM, PE, PG, PH, PL, PT, RO, RS, RU, SC, SD, SE, SG, SK, SL, SM, ST, SV, SY, TH, TJ, TM, TN, TR, TT, TZ, UA, UG, US, UZ, VC, VN, ZA, ZM, ZW.
- (84) États désignés (sauf indication contraire, pour tout titre de protection régionale disponible) : ARIPO (BW, GH, GM, KE, LS, MW, MZ, NA, SD, SL, SZ, TZ, UG, ZM, ZW), eurasien (AM, AZ, BY, KG, KZ, MD, RU, TJ, TM), européen (AT, BE, BG, CH, CY, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, FR, GB, GR, HR, HU, IE, IS, IT, LT, LU, LV, MC, MK, MT, NL, NO, PL, PT, RO, SE, SI, SK, SM, TR), OAPI (BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, GQ, GW, ML, MR, NE, SN, TD, TG).
- Publiée :
— sans rapport de recherche internationale, sera republiée dès réception de ce rapport (règle 48.2.g)

(54) Title : METHOD AND DEVICE FOR THE RELIABLE TRANSMISSION OF DATA PACKET FLOWS WITH COMPRESSED HEADERS WITHOUT INCREASING THE FLOW RATE

(54) Titre : PROCÉDE ET DISPOSITIF DE TRANSMISSION ROBUSTE DE FLUX DE PAQUETS DE DONNEES A ENTETES COMPRESSES SANS AUGMENTATION DE DEBIT

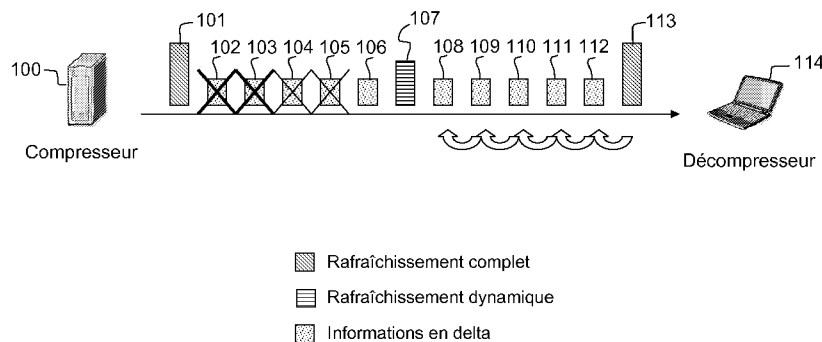


FIG.1

(57) Abstract : The invention relates to a method for the reliable transmission of a data flow in the form of packets P_i including at least one header H_i (302), said header being compressed (310, 312) via at least a first header compression step, said packets being fragmented into a series of cells (307, 314), said cells (307, 314) having an identical fixed size, said fragmentation resulting in the occurrence of a padding section (311) in the last of said cells (314), said method being characterised in that the space occupied by said padding section (311) is used at least partially for inserting redundancy data, said redundancy data being used for increasing the reliability to transmission errors of said compressed header (310).

(57) Abrégé : Procédé de transmission robuste d'un flux de données sous forme de paquets P_i comprenant au moins un en-tête H_i (302), ledit en-tête étant compressé (310,312) par l'intermédiaire d'une première étape de compression

[Suite sur la page suivante]



WO 2010/102944 A2

d'en-tête, lesdits paquets étant fragmentés en une succession de cellules (307,314), lesdites cellules (307,314) ayant une taille fixe identique, ladite fragmentation entraînant l'apparition d'une section de bourrage (311) dans la dernière desdites cellules (314), ledit procédé étant caractérisé en ce que la place occupée par ladite section de bourrage (311) est utilisée, au moins partiellement, pour insérer des données de redondance, lesdites données de redondance ayant pour fonction d'augmenter la robustesse aux erreurs de transmission dudit en-tête compressé (310).

**PROCEDE ET DISPOSITIF DE TRANSMISSION ROBUSTE DE FLUX DE
PAQUETS DE DONNEES A EN-TETES COMPRESSES SANS
AUGMENTATION DE DEBIT**

5 La présente invention a pour objet un procédé et un dispositif d'amélioration de la robustesse de flux de paquets à en-têtes compressés par insertion de redondance sans augmentation du débit et/ou de la bande passante.

 Le champ d'application de l'invention est notamment celui des
10 réseaux de communication utilisant le protocole internet IP (Internet Protocol) mettant en œuvre des techniques de compression d'en-têtes réseau sur les paquets transmis afin d'optimiser la bande passante en supprimant les informations redondantes au sein d'un en-tête réseau et/ou entre plusieurs en-têtes réseau successifs.

15 Les techniques de compression d'en-têtes sont mises en œuvre sur des flux de données, par exemple des données multimédia, transmises sous forme de paquets à travers un empilement de couches protocolaires caractéristiques d'un réseau de communication IP. On peut citer, notamment, la couche réseau mettant en œuvre, par exemple, le protocole internet IP , la
20 couche transport mettant en œuvre, par exemple, le protocole de datagramme utilisateur plus connu sous l'acronyme anglo-saxon UDP (User Datagram Protocol) ou le protocole de communication temps-réel RTP (Real Time Transport Protocol). Toutes ces couches protocolaires ont notamment pour effet d'ajouter un en-tête protocolaire, contenant une série de champs
25 d'information, aux paquets de données initialement transmis. Les paquets résultants de cet empilement obtenus au niveau de la couche réseau voient alors leur taille considérablement augmentée par rapport à la taille du paquet de données initial.

 Un réseau de communication IP comprend également un réseau
30 d'accès qui peut être un réseau d'accès radio capable de transmettre les paquets de la couche réseau vers le medium physique de communication

qui, notamment dans le cas d'une transmission sans fil, peut présenter une bande passante contrainte. Dans ce contexte où les ressources disponibles sur le medium de transmission sont réduites, il est connu d'utiliser des schémas de compression d'en-têtes réseau afin de diminuer la taille des paquets à transmettre sans affecter les données utiles.

Une des techniques de compression d'en-tête connue de l'Homme du métier est décrite par le standard ROHC (Robust Header Compression) normalisé par le comité IETF à travers les RFC 3095 et afférentes. Cette technique définit une pluralité de paquets compressés à des niveaux différents ainsi qu'un ensemble d'algorithmes permettant d'une part la compression des champs contenus dans les en-têtes réseau et d'autre part le séquençement des transitions entre les différents états de compression disponibles. De façon générale, la technique de compression ROHC, comme l'ensemble des techniques connues de compression d'en-tête, s'appuie sur l'échange d'un contexte initial entre le compresseur situé du côté de la source d'émission des paquets et le décompresseur situé du côté du destinataire qui reçoit ces mêmes paquets. Dans un second temps, seuls les champs des en-têtes variables sont transmis après avoir été codés de façon différentielle afin d'améliorer la performance de la compression.

De façon générale, l'invention s'applique à tout dispositif devant émettre des flux de données IP vers un medium de transmission à bande passante contrainte et ce via une couche d'accès délivrant des cellules de taille fixe encapsulant lesdites données IP.

Un des problèmes principaux des mécanismes de compression d'en-têtes introduits précédemment réside dans le fait que la transmission des paquets peut être entachée d'erreurs dues notamment aux phénomènes de propagation intervenant sur le canal physique. Ces erreurs peuvent entraîner la perte de paquets et, dans le cas de paquets à en-têtes compressés, engendrer une désynchronisation entre les entités de compression et de décompression. Cette désynchronisation conduit, généralement, à perdre

l'ensemble des paquets suivants jusqu'à une réinitialisation du contexte du décompresseur. Les pertes de paquets peuvent également être liées à un phénomène de congestion conduisant à une saturation des mémoires tampons (connues également sous le terme anglo-saxon « buffers ») de la
5 couche d'accès au médium de transmission. Ce phénomène a de plus pour caractéristique de provoquer des pertes de paquets en rafale très pénalisantes pour maintenir la synchronisation des entités de compression et de décompression.

Le problème se pose alors d'améliorer la robustesse de ces schémas
10 de compression afin de limiter les pertes de paquets sans diminuer les performances globales de la compression et sans augmenter le débit de transmission des données.

Les techniques connues de compression d'en-tête, comme le
15 standard ROHC, prennent en compte la problématique de robustesse aux erreurs de transmission par le biais d'algorithmes de codage des champs variables, par exemple l'algorithme à fenêtre glissante W-LSB (Weighted Least Significant Bit) permettant au décompresseur de s'affranchir d'un certain nombre d'erreurs consécutives. L'augmentation du niveau de
20 robustesse de ce mécanisme s'accompagne directement d'une réduction du niveau de compression. Néanmoins, ces algorithmes ne permettent pas dans tous les cas de maintenir la synchronisation entre le compresseur et le décompresseur et sont source d'une complexité de mise en œuvre importante. Enfin, elles ne prennent pas en compte les contraintes des
25 couches inférieures à la couche réseau, notamment la couche d'accès.

En effet, dans un réseau de communication, la couche d'accès, et notamment la couche d'accès radio, impose parfois une transmission de données sous forme de cellules, par exemple des cellules de type ATM (« Asynchronous Transfer Mode »), ayant une taille fixe donnée. Ces cellules
30 sont obtenues par concaténation et/ou segmentation des paquets réseau à en-tête compressé ce qui a pour effet d'engendrer l'utilisation de bits dits de

bourrage ou « padding » en anglais. Ces bits de bourrage ne contiennent aucune information utile et sont insérés dans l'unique but de respecter la taille fixée a priori des cellules.

La demande de brevet français FR 2907624 propose une méthode de
5 compression d'en-tête qui prend en compte la taille des cellules de la couche d'accès afin d'en minimiser le nombre, cependant cette méthode a pour inconvénients d'être d'une part non compatible avec les standards de compression d'en-tête couramment utilisés dans de nombreuses infrastructures de réseau de communication, en particulier le standard
10 ROHC, et d'autre part d'être moins performante en termes de gain de compression que les standards issus des travaux de l'IETF tels que ROHC.

La présente invention propose notamment d'exploiter les bits utilisés habituellement pour servir de bourrage présents dans les cellules générées
15 au niveau de la couche d'accès afin de les remplacer par une information redondante permettant d'améliorer significativement la robustesse des en-têtes réseau compressés et ce sans dégrader les performances globales en terme de gain de compression.

20 A cet effet l'invention a pour objet un procédé de transmission robuste d'un flux de données sous forme de paquets P_i comprenant au moins un en-tête H_i , ledit en-tête étant compressé par l'intermédiaire d'une première étape de compression d'en-tête, lesdits paquets étant fragmentés en une succession de cellules, lesdites cellules ayant une taille fixe identique, ladite
25 fragmentation entraînant l'apparition d'une section de bourrage dans la dernière desdites cellules, ledit procédé étant caractérisé en ce que la place occupée par ladite section de bourrage est utilisée, au moins partiellement, pour insérer des données de redondance, lesdites données de redondance ayant pour fonction d'augmenter la robustesse aux erreurs de transmission
30 dudit en-tête compressé.

Dans une variante de réalisation de l'invention lesdites données de redondance sont obtenues en réduisant le taux de compression appliqué par ladite première étape de compression d'en-tête audit en-tête H_i , ledit taux de compression étant déterminé à partir d'une estimation de la taille du paquet à en-tête compressé.

Dans une variante de réalisation de l'invention lesdites données de redondance sont obtenues par l'intermédiaire des étapes suivantes :

- Une étape de détermination de la taille de la section de bourrage à partir de la taille dudit paquet à en-tête compressé et de la taille fixe desdites cellules,
- Une seconde étape de compression dudit en-tête avec un niveau de compression permettant d'obtenir un en-tête compressé dont la taille est le plus proche entier possible inférieur à la taille de ladite section de bourrage et qui remplace l'en-tête compressé initialement présent.

Dans une variante de réalisation de l'invention lesdites données de redondance de ladite section R_j sont obtenues à partir de l'application d'un code correcteur sur un bloc de données utiles de longueur k constitué par la concaténation de tout ou partie d'un ou plusieurs en-têtes compressés, ladite section R_j ayant une longueur r_j égale à celle de ladite section de bourrage.

Dans une variante de réalisation de l'invention le rendement dudit code correcteur est donné par le rapport $\frac{k}{k + r_j}$ où k est la longueur du bloc de données à encoder qui est composé de la concaténation des en-têtes compressés des paquets présents entre ladite section de bourrage et la section de bourrage immédiatement précédente au sein dudit flux de données transmis.

Dans une variante de réalisation de l'invention le rendement dudit code correcteur est inférieur à un rendement maximum $\frac{k_{\max}}{k_{\max} + r_j}$ déterminé à partir d'une estimation du taux de paquets perdus au cours de la transmission et

de la courbe de performance dudit code, la longueur k dudit bloc de données à encoder étant limitée à une valeur k_{\max} obtenue à partir dudit rendement maximum et de la longueur r_j de ladite section de bourrage.

Dans une variante de réalisation de l'invention le rendement dudit code correcteur est fixé à une valeur constante R_c et la dimension k dudit bloc de données utiles à encoder est obtenue par la relation $k = r_j \frac{R_c}{1 - R_c}$, ledit bloc de données utiles comprenant tout ou partie de l'ensemble des en-têtes compressés H_i des paquets P_i présents dans ledit flux de paquets à transmettre avant ladite section de bourrage.

Dans une variante de réalisation de l'invention ladite première étape de compression d'en-tête met en œuvre un encodage des champs dudit en-tête utilisant une fenêtre glissante de taille w et ledit bloc de données utiles comprend tout ou partie d'un sous-ensemble S de l'ensemble des en-têtes compressés H_i des paquets P_i présents avant ladite section de bourrage, ledit sous-ensemble S étant caractérisé par le fait que deux en-têtes consécutifs du sous-ensemble S sont séparés dans ledit flux de données à transmettre par au moins un nombre d'en-têtes égal à la longueur w de la fenêtre glissante du protocole de mise en œuvre de l'étape de compression d'en-tête.

Dans une variante de réalisation de l'invention ledit code correcteur est un code de Reed-Solomon systématique ou un code BCH ou un code de Reed-Muller, ledit code étant éventuellement raccourci et/ou poinçonné.

Dans une variante de réalisation de l'invention le protocole ROHC ou le protocole IPHC est utilisé pour la compression d'en-tête.

Dans une variante de réalisation de l'invention le protocole ATM ou le protocole MPEG-TS est utilisé pour ladite fragmentation des paquets à en-tête compressé.

L'invention a également pour objet un système de transmission robuste d'un flux de données de paquets à en-têtes compressés comportant un

émetteur et un récepteur, caractérisé en ce que ledit émetteur comporte des moyens pour exécuter les étapes du procédé décrit précédemment.

D'autres caractéristiques et avantages de la présente invention
5 apparaîtront mieux à la lecture de la description qui suit en relation aux
dessins annexés qui représentent :

La figure 1, une illustration du phénomène de désynchronisation due à
une perte de paquets successifs au sein d'un flux de paquets à en-têtes
compressés,

10 La figure 2, un schéma du positionnement de l'invention au sein des
différentes couches protocolaires mises en œuvre dans le cadre d'une
transmission de paquets à en-têtes IP compressés,

Les figures 3 et 4, deux illustrations de l'exploitation des bits de
bourrage prévus par la couche d'accès afin d'améliorer la robustesse de l'en-
15 tête compressé du paquet selon l'invention,

La figure 5, un schéma représentant l'encapsulation de paquets P_i
comportant chacun un entête H_i entraînant l'apparition de sections de
bourrage R_i ,

La figure 6, un schéma représentant le remplacement des sections de
20 bourrage R_i par des blocs de redondance générés à partir du procédé selon
l'invention,

La figure 7, une variante de réalisation de l'invention pour laquelle le
rendement du code correcteur est constant,

La figure 8, une variante de réalisation de l'invention pour laquelle le
25 schéma de codage utilise certaines propriétés du mécanisme de
compression d'en-tête.

Afin de mieux faire comprendre le procédé selon l'invention la
description qui suit est donnée dans le cadre d'une application de
30 transmission de paquets à en-têtes IP compressés mettant en œuvre, par
exemple le protocole ROHC, au travers d'une couche d'accès radio

respectant le protocole de segmentation/réassemblage AAL5 (ATM Adaptation Layer 5) des cellules ATM. Ce cadre est utilisé à titre illustratif et nullement limitatif étant entendu que le procédé selon l'invention peut s'appliquer à tout type de mécanisme de compression d'en-têtes ainsi qu'à

5 toute méthode d'accès radio utilisant un mécanisme de segmentation/réassemblage des paquets à en-têtes compressés afin de produire des cellules de données de taille fixée a priori, induisant implicitement la présence de bits de bourrage au sein desdites cellules. En particulier, le cas d'utilisation du standard MPEG-TS (Moving Picture Expert

10 Group – Transport Stream) est également compatible de la présente invention. En effet, ce dernier définit, notamment, l'encapsulation de données multimédia dans des paquets destinés au transport à travers un réseau de communication à protocole internet. On peut citer enfin le cas du standard DVB-S2 (Digital Video Broadcasting Satellite-Second Generation) qui est

15 compatible de la présente invention au titre de l'encapsulation de paquets à en-tête compressés dans des trames de couche physique standardisées sous l'appellation « BBFrames ».

De plus, d'autres méthodes de compression d'en-tête existent auxquelles l'invention peut également s'appliquer, en particulier le protocole IPHC (IP

20 Header Compression over PPP) normalisé via le RFC 2509 par le comité de standardisation IETF. La suite de la description est effectuée en prenant l'exemple du protocole ROHC étant entendu que tout autre mécanisme de compression d'en-tête est également compatible de l'invention.

La figure 1, illustre un scénario de transmission de paquets à en-têtes

25 compressés selon l'art antérieur soumis à des erreurs et son influence sur la robustesse globale de la méthode de compression d'en-tête.

Un terminal 100 dans lequel est mis en œuvre un mécanisme de compression d'en-tête connu, par exemple un mécanisme conforme au standard ROHC, transmet un flux de paquets dont les en-têtes 101-113

30 varient en taille en fonction du niveau de compression qui leur est appliqué. L'en-tête 101 correspond à un rafraîchissement complet du contexte

permettant au compresseur 100 et au décompresseur 114 de rester synchronisés. Les en-têtes 102,103,104,105,106 sont ensuite transmis avec un niveau de compression plus élevé que celui utilisé pour compresser l'en-tête de rafraîchissement 101 en codant les champs d'information de façon différentielle par rapport au paquet précédent. Si une erreur, due par exemple à la non fiabilité du lien de transmission ou à des phénomènes de congestion de paquets, apparaît sur l'en-tête 102, le contexte du décompresseur 114 n'est plus à jour et une désynchronisation apparaît entraînant potentiellement la perte de tous les paquets à en-tête compressé suivants 103,104,105,106 jusqu'à réception d'un paquet comportant une en-tête de rafraîchissement dynamique 107 qui permet de remettre à jour le contexte du décompresseur 114. Les paquets suivants 108,109,110,111,112 peuvent alors être à nouveau compressés avec un niveau de compression plus important que celui utilisé pour compresser l'en-tête 107.

L'illustration précédente amène au constat que le respect des performances en gain de compression des mécanismes existant de compression d'en-tête réseau entraîne une sensibilité importante aux erreurs pouvant entraîner des pertes de paquets conséquentes au sein d'un flux de données transmis auquel sont appliqués lesdits mécanismes.

20

La figure 2 schématise les différentes étapes de l'empilement protocolaire que subit un paquet de données généré par une couche d'application 201 mettant en oeuvre, par exemple, une application multimédia de voix sur IP ou de diffusion de contenu vidéo. Les paquets de données générés par la couche d'application 201 sont ensuite transmis aux couches inférieures d'encapsulation 202, de transport 203 et réseau 204 qui tour à tour rajoutent un en-tête protocolaire spécifique audit paquet de données. Les protocoles mis en oeuvre au sein des couches 202,203 et 204 sont, par exemple, les protocoles respectifs RTP, UDP et IP. Un mécanisme de compression d'en-tête standard comportant une étape d'amélioration de la robustesse selon l'invention est mis en oeuvre au sein de la couche de

30

compression d'en-tête 205. Le procédé selon l'invention utilise certaines informations provenant de la couche d'accès radio 206, en particulier la taille d'une cellule ATM afin de mettre en œuvre l'optimisation de la compression au sein de la couche 205. Les paquets sont ensuite transmis via un canal
5 physique de transmission sans fil 200 vers un récepteur distant (coté droit de la figure 2). Ce récepteur reçoit les données au niveau de sa couche accès radio 207 puis les transmet à une étape de décompression d'en-tête selon l'invention 208. Les données obtenues avec en-têtes décompressés sont ensuite transmises vers la couche réseau IP 209 puis vers la couche
10 transport 210 avant d'être désencapsulées 211 puis transmises à l'application destinataire 212.

L'invention se situe donc au niveau des couches 205,208 réalisant le mécanisme de compression et décompression d'en-tête. Elle nécessite des informations provenant de la couche d'accès radio 206,207, notamment la
15 taille des cellules ATM.

Dans un premier type de réalisation, l'invention consiste à modifier le choix du type d'en-tête compressé naturellement déterminé par un mécanisme de compression d'en-tête, par exemple conforme au standard
20 ROHC, en prenant en compte les contraintes liées à l'encapsulation des paquets compressés via la couche d'accès.

La figure 3 illustre l'application du procédé selon l'invention dans le cas d'un paquet 300 composé d'un en-tête réseau 302 et d'une section de
25 données utiles 303, par exemple un paquet IP, encapsulé dans une unité de données protocolaires 301, ou PDU (« Protocol Data Unit ») de la couche d'accès dont la taille L est un multiple de la taille de la section utile d'une cellule ATM 306. Ladite unité de données protocolaires 301 comporte une section de bourrage 304 utilisée pour compléter le paquet afin d'obtenir la
30 taille fixée par l'application, ainsi qu'éventuellement un suffixe 305. Une cellule ATM 307 comprend un en-tête 308 et une section utile 306 générée

en fragmentant l'unité de données protocolaires 301 en un nombre de sections égal au rapport entre la taille L de l'unité de données protocolaires 301 et la taille fixée a priori de la section utile 306 d'une cellule ATM 307. Dans l'exemple illustré à la figure 3, le nombre de cellules ATM obtenues après fragmentation est de quatre. Un mécanisme de compression d'en-tête selon l'art antérieur permet d'obtenir, à partir de l'en-tête réseau 302, un en-tête compressé 310 avec un niveau de compression maximal. L'unité de données protocolaires 309 obtenue par encapsulation du paquet compressé contenant l'en-tête compressé 310 et la section utile 303 présente une section de bourrage 311 importante. Les tailles respectives des unités de données protocolaires 301 et 309 étant les mêmes, le schéma de compression utilisé ne présente pas, in fine, un gain de compression important puisqu'il engendre la génération du même nombre de cellules ATM que dans le cas d'un en-tête réseau non compressé 302. De plus, le fait d'utiliser un en-tête fortement compressé est susceptible de dégrader la performance en termes de pertes paquets comme illustré précédemment à l'appui de la figure 1. Le procédé selon l'invention consiste alors à utiliser l'information de taille de l'unité de données protocolaires 301 afin de prédire l'en-tête compressé le plus adapté à utiliser afin d'offrir le meilleur compromis entre robustesse aux erreurs et taux de compression. Dans le cas illustré à la figure 3, un en-tête de rafraîchissement 312 présentant un taux de compression faible et une robustesse aux erreurs accrues est plus adapté car son utilisation permet de diminuer la taille de la section de bourrage 313. En particulier, l'utilisation de cet en-tête de rafraîchissement appelé également en-tête de synchronisation permet au décompresseur de se re-synchroniser et donc de réduire les risques de propagation d'erreurs se produisant lors de rafales de pertes de paquets précédant la réception. Un en-tête de niveau de compression moindre 312 peut également être utilisé, celui-ci permet d'accroître le nombre de bits utilisés pour le codage des champs d'en-tête et donc d'augmenter la robustesse aux pertes successives.

De façon plus générale, le procédé selon l'invention vise à remplacer tout ou partie de la section de bourrage 304, 311,313, si elle existe, par une section de données de redondance, la dite section étant issue, par exemple, de l'utilisation d'un en-tête compressé de rafraîchissement ou de niveau de compression moindre. Le choix du type d'en-tête compressé à utiliser est fait
5 soit sur la base de la taille estimée dudit paquet comportant l'en-tête compressé soit sur sa taille réelle obtenue en le compressant via le mécanisme de compression d'en-tête. Dans le premier cas, l'estimation est faite de façon pessimiste en utilisant les informations fournies par la méthode
10 de compression d'en-tête sur les tailles d'en-têtes compressés possibles. Dans le second cas, la connaissance de la taille réelle du paquet à en-tête compressé impose de compresser une première fois le paquet, d'en déduire sa taille, puis d'effectuer la décision consistant à modifier le type d'en-tête compressé ou pas dans le but de minimiser le nombre de cellules ATM
15 générées.

La figure 4 illustre un exemple d'utilisation du procédé selon l'invention tel que décrit pour la figure 3 mais cette fois dans un cas de figure où l'utilisation de l'en-tête compressé de niveau de compression maximum
20 conduit à la suppression de la section de bourrage et à l'utilisation d'un nombre plus restreint de cellules ATM, dans le cas d'illustration, trois cellules seulement sont générées. L'unité de données protocolaires (PDU) 401 constitué d'un en-tête réseau 402, d'une section de données utiles 403, d'une section de bourrage 404 et d'un suffixe 405 est fragmentée en quatre
25 cellules ATM 407 si aucune compression n'est appliquée sur l'en-tête réseau 402. Lorsqu'un mécanisme de compression d'en-tête est utilisé, il produit l'en-tête compressé 410 qui entraîne une diminution notable de la taille L de l'unité de données protocolaires 401,409. La fragmentation de ladite unité
409 entraîne alors la génération de seulement trois cellules ATM au lieu de
30 quatre. Cette économie est réalisée grâce au taux de compression important obtenu sur l'en-tête compressé 410. L'utilisation d'un en-tête moins

compressé, par exemple un en-tête de rafraichissement 411, bien que présentant une robustesse aux erreurs de transmission accrue, serait pénalisant du point de vue de la compression globale puisque cela amènerait à utiliser une section de bourrage 412 et une cellule ATM supplémentaire.

- 5 Dans ce cas de figure, le procédé selon l'invention conduit à choisir préférentiellement l'en-tête compressé qui permet de consommer le plus petit nombre de cellules ATM.

Dans un second type de réalisation, les bits de bourrage sont
10 remplacés, non plus par des données redondantes issues d'une compression moindre de l'en-tête, mais par des données redondantes générées à partir d'un code correcteur appliqué à tout ou partie d'un ou plusieurs en-têtes compressés. Le but recherché est toujours de renforcer la robustesse aux erreurs du flux de paquets compressés sans augmenter le
15 débit.

La figure 5 représente un flux de paquets à en-têtes compressés 501,502,503,504,505 comprenant une partie de données utiles notée P_i et un en-tête compressé noté H_i . Lesdits paquets sont fragmentés afin d'être encapsulés dans des cellules de taille fixe 506-515, générant des sections de
20 bourrage 516,517 à l'intérieur de certaines de ces cellules. La présence ou non de bourrage dans une cellule est le résultat direct du processus de fragmentation. Ces sections sont présentes dans le seul but de conserver une taille fixe pour chaque cellule alors que la taille des paquets à en-tête compressé est variable. Le procédé selon l'invention a notamment pour but
25 de remplacer les sections de bourrage 516,517 par des sections de même taille mais comprenant des informations de redondance notées par la suite R_j . Cette redondance peut être obtenue en utilisant un code correcteur appliqué sur tout ou partie d'un ou plusieurs en-têtes. Sur la partie basse de la figure 5, la succession des en-têtes compressés H_i et des sections de
30 redondance R_j est représentée en respectant l'ordre temporel. Les en-têtes H_1, H_2, H_3 positionnés avant une section de redondance R_1 sont ceux

correspondant aux paquets compressés 501,502,503 dont la fragmentation à engendré une section de bourrage 516 de taille égale à celle de R_1 .

Dans la suite de la description la taille d'un en-tête H_i est notée h_i et celle d'un bloc de redondance R_j est notée r_j . Les exemples décrits prennent
 5 en compte le cas d'utilisation d'un code de Reed-Solomon comme code correcteur, mais le procédé selon l'invention peut être étendu à tout type de code correcteur en bloc dont on peut faire varier le rendement, la taille du bloc d'information et celle du bloc de redondance. En particulier les codes BCH (Bose, Ray-Chaudhuri, Hocquenghem) ou les codes de Reed-Muller
 10 sont également utilisables.

La figure 6 schématise un exemple de génération de redondance par application d'un code correcteur sur un ou plusieurs en-têtes compressés. Le système de codage selon l'invention consiste à générer un bloc de
 15 redondance R_j , dont la taille correspond à celle d'une zone de bourrage telle qu'explicité précédemment, à partir d'une protection appliquée sur les en-têtes précédents qui n'ont pas encore été protégés. Dans l'exemple de la figure 6, le bloc de redondance R_1 est calculé à partir des en-têtes H_1 , H_2 et H_3 , le bloc de redondance R_2 est calculé à partir des en-têtes H_4 et H_5 et le
 20 bloc de redondance R_3 est calculé à partir des en-têtes H_6 et H_7 . Une des particularités de ce schéma de codage est que la longueur de l'information à coder et la longueur du bloc de redondance généré sont variables. De façon générale, si les en-têtes H_u, \dots, H_{u+s} sont protégés par le bloc de redondance R_v , la dimension k , exprimée en nombre de symboles, et la longueur r du
 25 bloc de redondance du code utilisé, par exemple un code de Reed Solomon, sont égales respectivement à :

$$k = \sum_{i=0}^s h_{u+i} \text{ et } r = r_v$$

La longueur r du bloc de redondance est fixée, car déterminée par la taille de la section de bourrage correspondante. Dans un premier temps, le procédé
 30 selon l'invention peut s'appliquer pour une taille k fixée, dans ce cas, le

rendement *Rate* du code correcteur à utiliser pour générer le bloc de redondance R_v est égal à $Rate = \frac{k}{k+r}$. Dans le cas d'utilisation d'un code de Reed-Solomon, les valeurs k et r doivent respecter l'inégalité suivante :

$$k + r \leq 2^m - 1 \quad (1)$$

5 où 2^m est la taille du corps fini utilisé par le code Reed-Solomon. Les valeurs de m utilisées en pratique sont, par exemple, 8 ou 16.

Un des buts de l'invention est notamment de rendre robuste le flux de paquets à en-têtes compressés contre des erreurs de propagation qui ont pour effet de faire perdre un paquet entier en réception. Dans un cas
 10 d'utilisation où les en-têtes H_1, H_2, H_3, H_4 et H_5 sont protégés par un même bloc de redondance R_1 , si les en-têtes H_2 et H_4 sont par exemple perdus, leurs longueurs respectives h_2 et h_4 ne sont donc pas connues et un récepteur adapté à décoder le flux de paquets protégés selon l'invention ne saura pas positionner l'en-tête H_3 au sein du flux d'information à décoder. Le
 15 problème identifié par cet exemple peut bien entendu être généralisé à tout flux de paquets reçus au sein duquel certains ont été perdus entraînant alors une ambiguïté sur la position des en-têtes correctement reçus au sein du flux d'informations à décoder. Pour pallier à ce problème, le procédé selon l'invention fixe une contrainte supplémentaire sur le code correcteur. Dans le
 20 cas où le code de Reed-Solomon utilise un corps fini à 2^8 symboles, on impose que la longueur k' du bloc d'information à coder respecte la relation suivante :

$$k' + r \leq 2^8 - 3,$$

Dans ce cas, le code correcteur appliqué de rendement $\frac{k}{k+r}$, par exemple
 25 un code de Reed-Solomon systématique, sera raccourci en considérant qu'un nombre égal à $k-k'$ de symboles d'information supplémentaires sont nuls. La marge de $k-k'$ symboles permet au décodeur de retrouver la bonne longueur de la portion de données effacées en utilisant la capacité de détection d'erreurs dudit code. Dans l'exemple précédent, le décodeur

effectue une détection d'erreurs sur chacune des positions possibles de l'entête H_3 et permet de valider celle qui correspond à la position réelle. De manière générale la valeur de $k-k'$ doit être supérieure ou égale à 16 bits afin de permettre au décodeur d'effectuer une détection des erreurs dues à un mauvais positionnement d'un en-tête correctement reçu au sein du flux de données encodées.

Dans une variante de réalisation, un niveau de protection des en-têtes minimum peut être déterminé à partir d'une mesure du taux de perte des paquets observé en réception. La connaissance du taux d'erreur paquets permet de déduire, à partir par exemple de courbes théoriques de performance du ou des codes correcteurs choisis, le rendement maximum $Rate_{max}$ de ces codes correcteurs. Si le rendement $Rate$ obtenu via le procédé selon l'invention tel que décrit précédemment est supérieur au rendement maximum $Rate_{max}$, l'invention consiste alors à diminuer la longueur du bloc d'information à coder k' en limitant le nombre d'en-têtes protégés afin d'obtenir un rendement de code au plus égal à $Rate_{max}$.

La figure 7 représente une autre variante de réalisation de l'invention pour laquelle la fenêtre d'information est glissante et le taux de codage est constant. Un des buts de cette variante est d'utiliser au mieux la redondance obtenue en remplaçant les sections de bourrage disponibles.

Le principe consiste à fixer un rendement constant $Rate$ du code correcteur et à utiliser systématiquement un bloc d'information de longueur k , tel que $Rate = \frac{k}{k+r}$. Dans le cas où k dépasse la longueur totale de la somme des en-têtes immédiatement précédents du bloc de redondance R_j , le bloc d'information peut contenir tout ou partie d'un ou plusieurs en-têtes H_i précédent le bloc de redondance R_{j-1} et qui a déjà été protégé par la génération des blocs de redondance postérieurs à R_j . Cette solution implique un stockage des en-têtes sur un horizon plus important que pour le procédé décrit à la figure 6. Elle présente également la particularité qu'un ou plusieurs

en-têtes peuvent être protégés par un ou plusieurs blocs de redondance ce qui engendre ainsi une différence de niveau de protection entre les en-têtes. Un exemple de réalisation du procédé selon l'invention est représenté sur la figure 7. La zone de bourrage R_1 est remplacée par un bloc de redondance de même taille généré à partir du codage correcteur du bloc d'information 70
5 constitué de la concaténation des en-têtes H_1 , H_2 et H_3 . La zone de bourrage R_2 possède une longueur r_2 telle que la longueur du bloc d'information à encoder pour respecter le rendement constant *Rate* du code correcteur nécessite de concaténer, en plus des en-têtes H_4 et H_5 , une partie du bloc
10 d'information précédemment utilisé et constitué des en-têtes H_1 , H_2 et H_3 . Le bloc d'information sur lequel est appliqué le code correcteur est constitué d'une part du bloc 72 comprenant les en-têtes H_4 et H_5 et d'autre part du bloc 71 comprenant les en-têtes H_2 et H_3 ainsi qu'une partie de l'en-tête H_1 . Enfin le bloc de redondance R_3 est généré de façon similaire en calculant, à partir
15 du rendement du code *Rate* et de la longueur r_3 de la zone de bourrage disponible, la longueur du bloc d'information 73 à encoder. Dans l'exemple de la figure 7, ledit bloc est composé de la concaténation d'une partie de l'en-tête H_6 et de l'en-tête H_7 .

20 La figure 8 illustre une autre variante de l'invention pour laquelle le schéma de codage est adapté aux protocoles de compression d'en-tête utilisant une fenêtre glissante pour compresser les champs d'en-tête ayant un profil de variation prédictible. Par exemple, le protocole ROHC utilise un mécanisme de fenêtre glissante de taille w connu sous l'acronyme W-LSB
25 qui a l'effet suivant : un en-tête H_i peut être décompressé par l'entité de réception ROHC si au moins un des en-têtes précédent de l'ensemble $\{H_{i-w}, H_{i-w+1}, \dots, H_{i-1}\}$ a été décompressé avec succès. Le procédé selon l'invention tel que décrit à la figure 7 s'applique alors de façon similaire mais en n'appliquant le codage correcteur que sur un sous-ensemble d'en-têtes S
30 défini de telle sorte que deux en-têtes consécutifs ne sont pas éloignés de

plus de w positions. De façon formelle, le sous-ensemble S est décrit par la relation suivante :

$$S = \{H_{b(0)}, H_{b(1)}, H_{b(2)}, \dots\}$$

Où b est une fonction strictement croissante faisant correspondre un entier positif à un autre entier positif et telle que la relation suivante soit vérifiée :

$$\forall i > 0, b(i) - b(i-1) \leq w$$

La fonction b peut, par exemple, être définie par $b(i) = w \cdot i$ ce qui donne le sous-ensemble $S = \{H_0, H_w, H_{2w}, H_{3w}, \dots\}$

Un des avantages de ce mode de réalisation de l'invention est qu'un niveau de protection est appliqué aux éléments du sous-ensemble S . Les en-têtes protégés du sous-ensemble S sont ensuite utilisés par le décompresseur pour assurer la décompression des en-têtes non protégés et non inclus dans le sous-ensemble S . Le schéma de protection par codage est ici complémentaire du mécanisme de protection intrinsèque du protocole de compression d'en-tête. En effet, la protection d'un seul des en-têtes de l'ensemble $\{H_{i-w}, H_{i-w+1}, \dots, H_{i-1}\}$ contribue à augmenter fortement la probabilité qu'il soit reçu correctement et permet ensuite au protocole de décompression d'en-tête de décompresser correctement tous les en-têtes dudit ensemble.

De plus, si l'on augmente la longueur w de la fenêtre glissante du protocole de compression, le sous-ensemble S comprend moins d'éléments et nécessite la génération de moins de redondance pour assurer le même niveau de protection. Inversement, si la quantité de redondance générée par le code correcteur augmente, celui-ci est alors capable d'assurer le même niveau de protection à un plus grand nombre d'en-têtes, ce qui peut impliquer une réduction de la longueur de la fenêtre glissante du protocole de compression et donc une amélioration du taux de compression.

Le procédé selon l'invention présente notamment l'avantage d'améliorer de façon importante la robustesse aux erreurs du flux de paquets à en-têtes compressés sans entraîner d'augmentation de débit puisqu'il

exploite les zones de bourrage déjà existantes au sein du flux et ne comportant aucune information utile.

REVENDEICATIONS

1. Procédé de transmission robuste d'un flux de données sous forme de paquets P_i comprenant au moins un en-tête H_i (302), ledit en-tête étant
5 compressé (310,312) par l'intermédiaire d'une première étape de compression d'en-tête, lesdits paquets étant fragmentés en une succession de cellules (307,314), lesdites cellules (307,314) ayant une taille fixe identique, ladite fragmentation entraînant l'apparition d'une section de bourrage (311) dans la dernière desdites cellules (314), ledit
10 procédé étant caractérisé en ce que la place occupée par ladite section de bourrage (311) est utilisée, au moins partiellement, pour insérer des données de redondance, lesdites données de redondance ayant pour fonction d'augmenter la robustesse aux erreurs de transmission dudit en-tête compressé (310).
15
2. Procédé selon la revendication 1 caractérisé en ce que lesdites données de redondance de ladite section R_j sont obtenues à partir de l'application d'un code correcteur sur un bloc de données utiles de longueur k constitué par la concaténation de tout ou partie d'un ou plusieurs en-têtes
20 compressés (310,312), ladite section R_j ayant une longueur r_j égale à celle de ladite section de bourrage (311).
3. Procédé selon la revendication 2 caractérisé en ce que le rendement dudit code correcteur est donné par le rapport $\frac{k}{k + r_j}$ où k est la longueur
25 du bloc de données à encoder qui est composé de la concaténation des en-têtes compressés des paquets présents entre ladite section de bourrage (311) et la section de bourrage immédiatement précédente au sein dudit flux de données transmis.

4. Procédé selon la revendication 3 caractérisé en ce que le rendement dudit code correcteur est inférieur à un rendement maximum $\frac{k_{\max}}{k_{\max} + r_j}$ déterminé à partir d'une estimation du taux de paquets perdus au cours de la transmission et de la courbe de performance dudit code, la longueur k dudit bloc de données à encoder étant limitée à une valeur k_{\max} obtenue à partir dudit rendement maximum et de la longueur r_j de ladite section de bourrage (311).
5. Procédé selon la revendication 2 caractérisé en ce que le rendement dudit code correcteur est fixé à une valeur constante R_c et la dimension k dudit bloc de données utiles à encoder est obtenue par la relation $k = r_j \frac{R_c}{1 - R_c}$, ledit bloc de données utiles comprenant tout ou partie de l'ensemble des en-têtes compressés H_i des paquets P_i présents dans ledit flux de paquets à transmettre avant ladite section de bourrage (311).
6. Procédé selon la revendication 5 caractérisé en ce que ladite première étape de compression d'en-tête met en œuvre un encodage des champs dudit en-tête utilisant une fenêtre glissante de taille w et ledit bloc de données utiles comprend tout ou partie d'un sous-ensemble S de l'ensemble des en-têtes compressés H_i des paquets P_i présents avant ladite section de bourrage (311), ledit sous-ensemble S étant caractérisé par le fait que deux en-têtes consécutifs du sous-ensemble S sont séparés dans ledit flux de données à transmettre par au moins un nombre d'en-têtes égal à la longueur w de la fenêtre glissante du protocole de mise en œuvre de l'étape de compression d'en-tête.
7. Procédé selon l'une des revendications 2 à 6 caractérisé en ce que ledit code correcteur est un code de Reed-Solomon systématique ou un code

BCH ou un code de Reed-Muller, ledit code étant éventuellement raccourci et/ou poinçonné.

- 5 8. Procédé selon la revendication 1 caractérisé en ce que lesdites données de redondance sont obtenues en réduisant le taux de compression appliqué par ladite première étape de compression d'en-tête audit en-tête H_i (302), ledit taux de compression étant déterminé à partir d'une estimation de la taille du paquet à en-tête compressé.
- 10 9. Procédé selon la revendication 1 caractérisé en ce que lesdites données de redondance sont obtenues par l'intermédiaire des étapes suivantes :
 - Une étape de détermination de la taille de la section de bourrage (311) à partir de la taille dudit paquet à en-tête compressé et de la taille fixe desdites cellules (307,314),
 - 15 ➤ Une seconde étape de compression dudit en-tête (302) avec un niveau de compression permettant d'obtenir un en-tête compressé (312) dont la taille est le plus proche entier possible inférieur à la taille de ladite section de bourrage (311) et qui remplace l'en-tête compressé initialement présent (310).
- 20 10. Procédé selon l'une des revendications précédentes caractérisé en ce que le protocole ROHC ou le protocole IPHC est utilisé pour la compression d'en-tête.
- 25 11. Procédé selon l'une des revendications précédentes caractérisé en ce que le protocole ATM ou le protocole MPEG-TS est utilisé pour ladite fragmentation des paquets à en-tête compressé.
- 30 12. Système de transmission robuste d'un flux de données de paquets à en-têtes compressés comportant un émetteur et un récepteur, caractérisé en

ce que ledit émetteur comporte des moyens pour exécuter les étapes du procédé selon l'une des revendications 1 à 11.

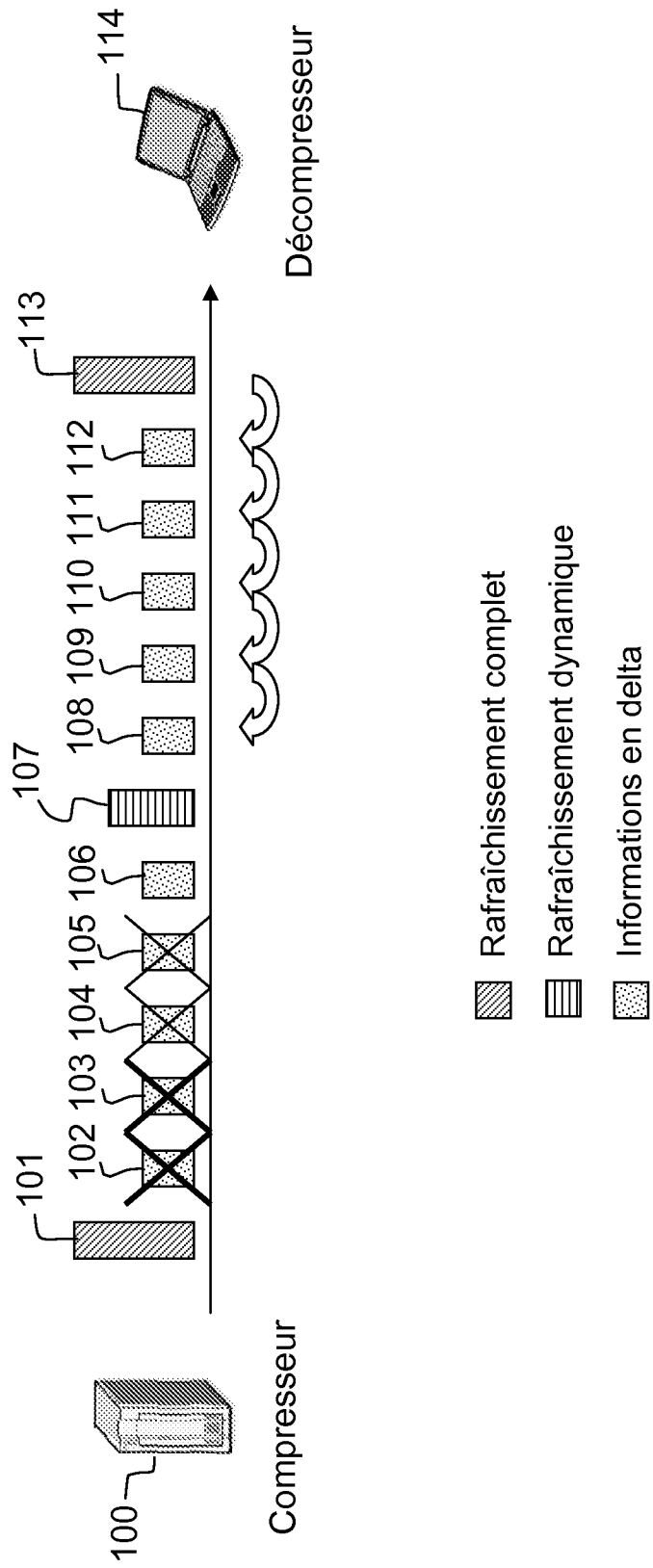


FIG.1

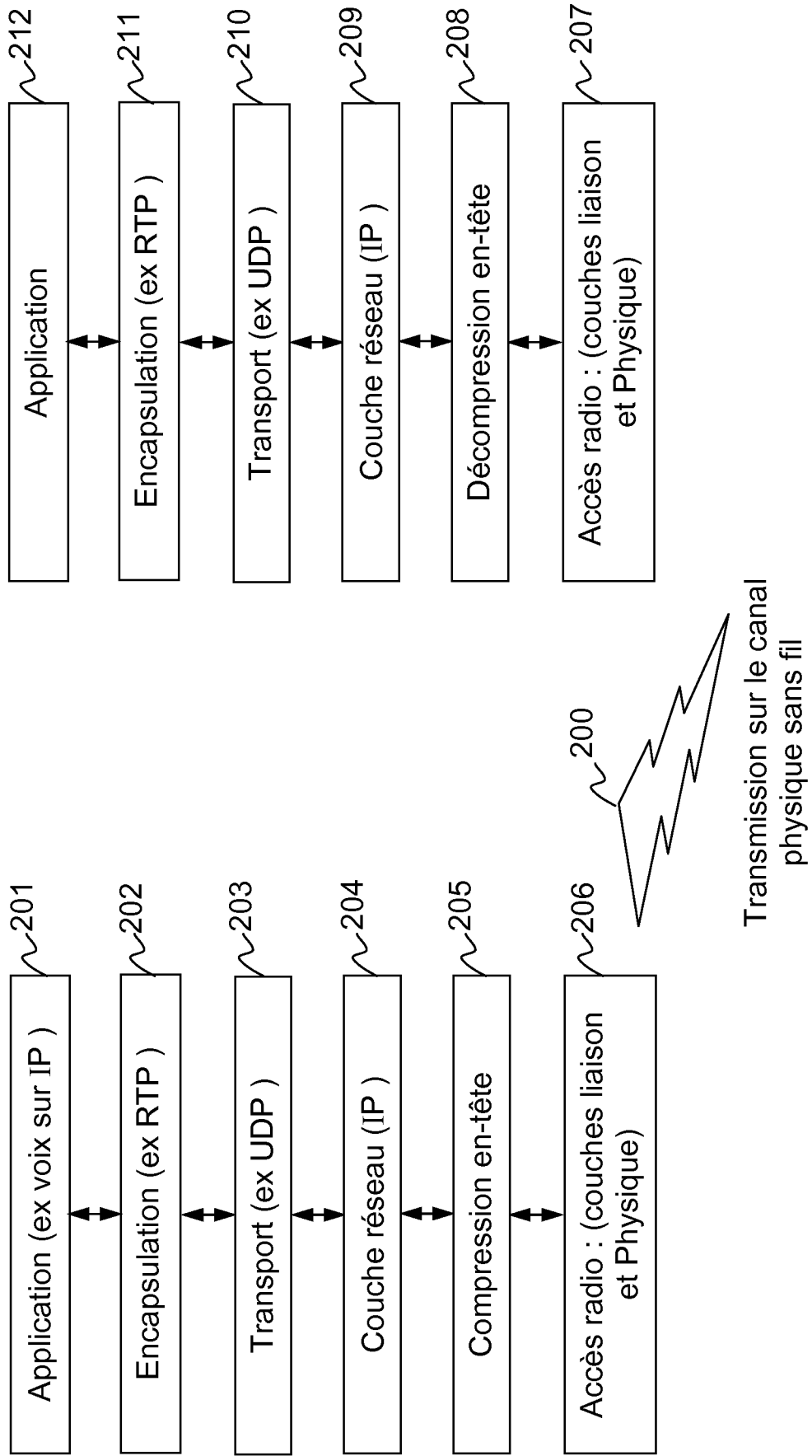


FIG.2

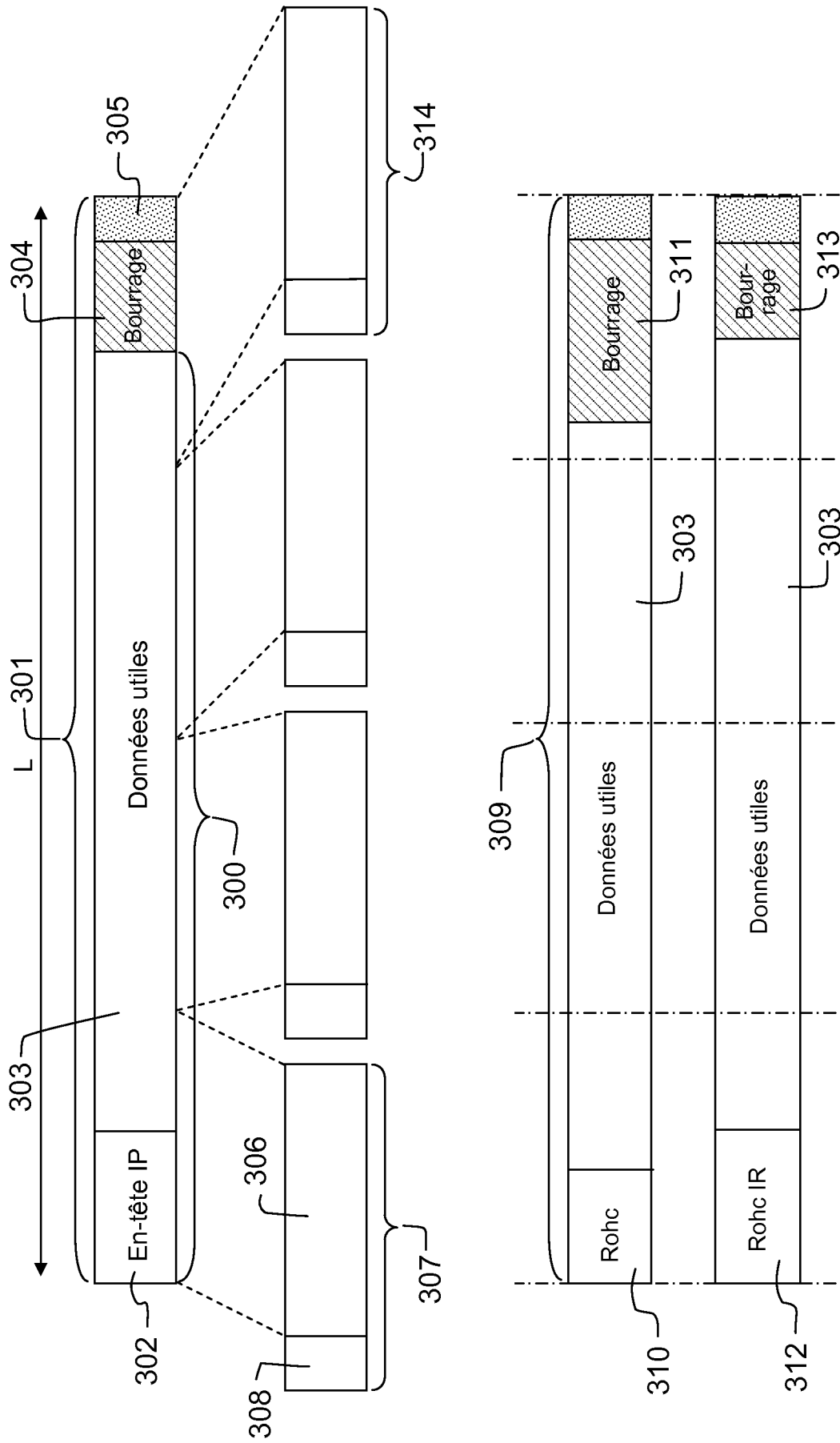


FIG.3

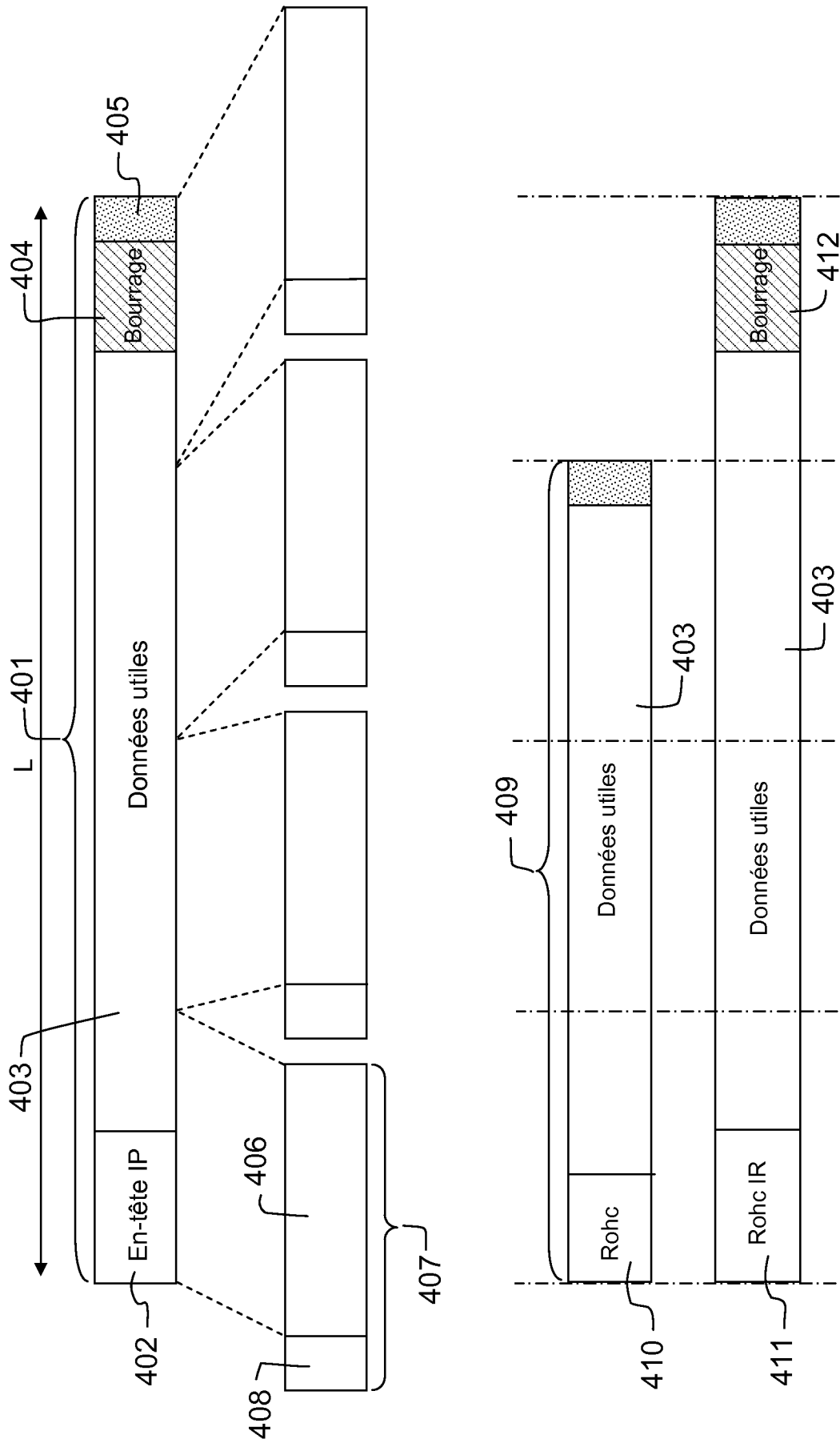


FIG.4

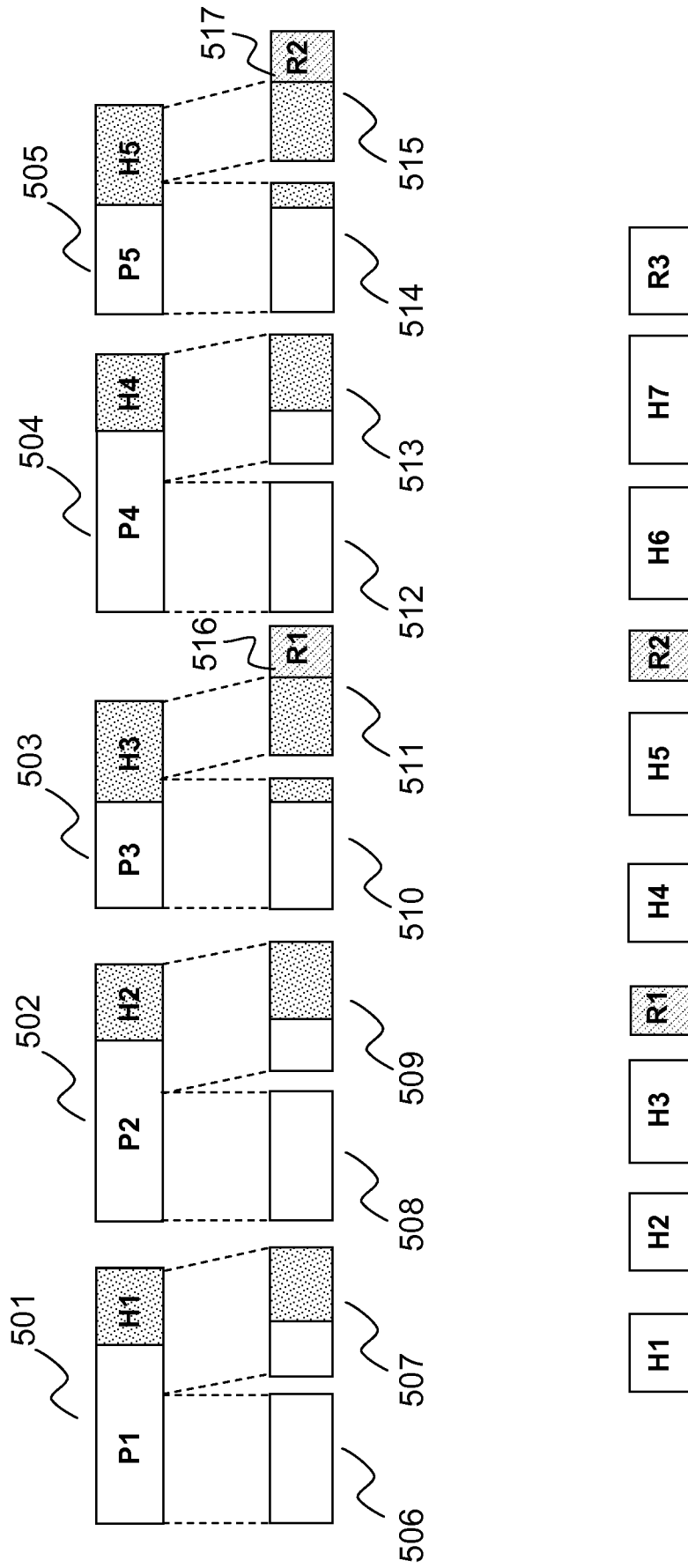


FIG.5

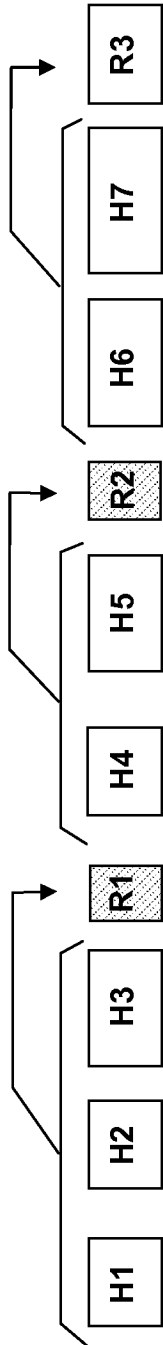


FIG. 6

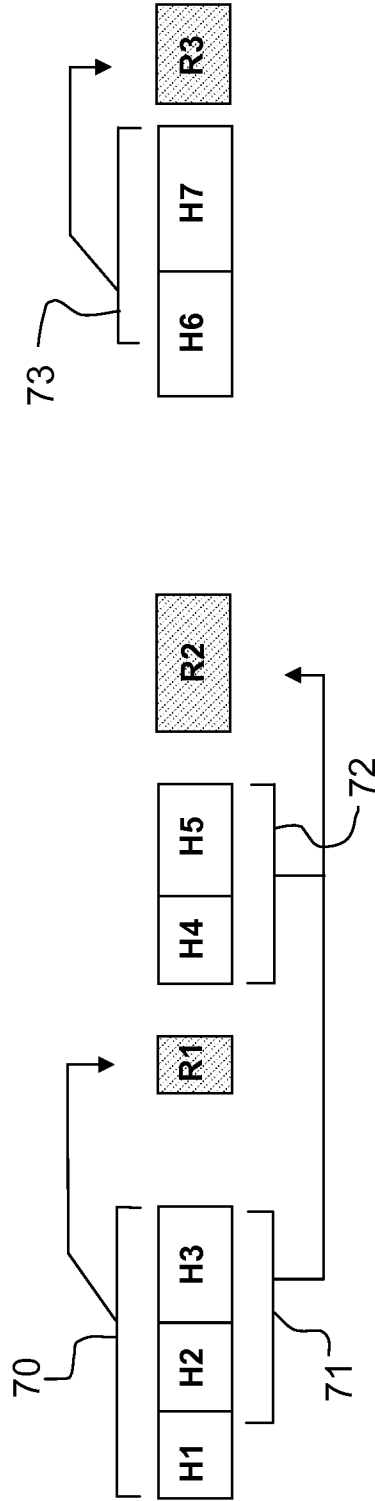


FIG. 7

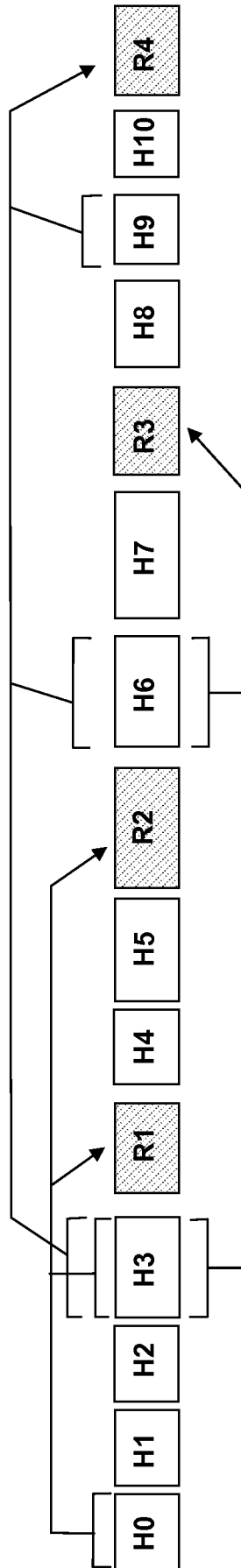


FIG.8