

19



OFICINA ESPAÑOLA DE
PATENTES Y MARCAS

ESPAÑA



11 Número de publicación: **2 380 837**

51 Int. Cl.:
H03M 13/11 (2006.01)

12

TRADUCCIÓN DE PATENTE EUROPEA

T3

- 96 Número de solicitud europea: **08021308 .5**
96 Fecha de presentación: **08.12.2008**
97 Número de publicación de la solicitud: **2068449**
97 Fecha de publicación de la solicitud: **10.06.2009**

54 Título: **Acortamiento y perforación de códigos de comprobación de paridad de baja densidad (LDPC) para codificación y decodificación de canales.**

30 Prioridad:
06.12.2007 KR 20070126083
10.12.2007 KR 20070127365
11.02.2008 KR 20080012082
14.03.2008 KR 20080023848

45 Fecha de publicación de la mención BOPI:
18.05.2012

45 Fecha de la publicación del folleto de la patente:
18.05.2012

73 Titular/es:
SAMSUNG ELECTRONICS CO., LTD.
416 MAETAN-DONG, YEONGTONG-GU,
SUWON-SI
GYEONGGI-DO 442-742, KR
POSTECH ACADEMY-INDUSTRY FOUNDATION

72 Inventor/es:
Myung, Seho;
Kwon, Hwan-Joon;
Kim, Jae-Yoel;
Lim, Yeon-Ju;
Yun, Sung-Ryul;
Lee, Hak-Ju;
Jeong, Hong-Sil;
Jung, Peter;
Yang, Kyeong-Cheol y
Kim, Kyung-Joong

74 Agente/Representante:
Carvajal y Urquijo, Isabel

Aviso: En el plazo de nueve meses a contar desde la fecha de publicación en el Boletín europeo de patentes, de la mención de concesión de la patente europea, cualquier persona podrá oponerse ante la Oficina Europea de Patentes a la patente concedida. La oposición deberá formularse por escrito y estar motivada; sólo se considerará como formulada una vez que se haya realizado el pago de la tasa de oposición (art. 99.1 del Convenio sobre concesión de Patentes Europeas).

ES 2 380 837 T3

DESCRIPCIÓN

Acortamiento y perforación de códigos de comprobación de paridad de baja densidad (LDPC) para codificación y decodificación de canales

Antecedentes de la invención

5 1. Campo de la invención

La presente invención se refiere en general a un sistema de comunicación usando códigos de comprobación de paridad de baja densidad (LDPC) y, en particular, a un método y un aparato de codificación/decodificación de canales para generar códigos LDPC que tienen diversas longitudes de palabra de código y tasas de codificación a partir de un código LDPC dado.

10 2. Descripción de la técnica relacionada

En sistemas de comunicación inalámbrica, el rendimiento de enlace disminuye significativamente debido a diversos ruidos en los canales, a un fenómeno de desvanecimiento, y a la interferencia entre símbolos (ISI). Por tanto, con el fin de realizar sistemas de comunicación digital de alta velocidad que requieren una alta fiabilidad y rendimiento global de datos, tal como la comunicación móvil de próxima generación, difusión digital, e Internet portátil, es necesario desarrollar una tecnología para eliminar el ruido, el desvanecimiento, y la ISI. Recientemente se ha efectuado un estudio intensivo de un código de corrección de errores como método para aumentar la fiabilidad de comunicación recuperando de manera eficaz información distorsionada.

Un código LDPC, introducido por primera vez por Gallager en los años 1960, ha perdido aceptación con el tiempo debido a su complejidad de implementación que no podía resolverse por la tecnología en aquel momento. Sin embargo, como el código turbo, que se descubrió por Berrou, Glavieux y Thitimajshima en 1993, muestra el rendimiento que se aproxima al límite de canales de Shannon, se han efectuado investigaciones sobre la decodificación iterativa y la codificación de canales basándose en un grafo junto con análisis de rendimiento y característica del código turbo. Debido a esta investigación, el código LDPC se estudió de nuevo a finales de los años 1990, y se demostró que el código LDPC tiene un rendimiento que se aproxima al límite de canales de Shannon si se somete a decodificación aplicando una decodificación iterativa basándose en un algoritmo de suma-producto en un grafo de Tanner (un caso especial de un grafo de factores) correspondiente al código LDPC.

El código LDPC se representa normalmente usando una técnica de representación en grafo, y pueden analizarse muchas características a través de los métodos basados en teoría de grafos, álgebra y teoría de las probabilidades. Generalmente, un modelo en grafo de códigos de canales es útil para la descripción de códigos, y mediante la correlación de información sobre bits codificados con vértices en el grafo y la correlación de las relaciones entre los bits con aristas en el grafo, es posible considerar una red de comunicación en la que los vértices intercambian mensajes predeterminados a través de las aristas, haciendo posible así derivar un algoritmo de decodificación natural. Por ejemplo, un algoritmo de decodificación derivado de un entramado, que puede considerarse como una clase de grafo, puede incluir el algoritmo de Viterbi ampliamente conocido y un algoritmo de Bahl, Cocke, Jelinek y Raviv (BCJR).

El documento US 2007/0162814 A1 da a conocer un aparato y un método de un sistema de codificación LDPC, que se refiere a codificación y decodificación dentro de un sistema de comunicación.

El código LDPC se define generalmente como una matriz de comprobación de paridad, y puede representarse usando un grafo bipartito, que se denomina grafo de Tanner. El grafo bipartito significa que los vértices que constituyen el grafo se dividen en dos tipos diferentes, y el código LDPC se representa con el grafo bipartito compuesto por vértices, de los que algunos se denominan nodos variables y los demás se denominan nodos de comprobación. Los nodos variables se correlacionan uno a uno con los bits codificados.

Con referencia a las figuras 1 y 2, se realizará una descripción de un método de representación en grafo para el código LDPC.

La figura 1 muestra un ejemplo de una matriz de comprobación de paridad H_1 del código LDPC compuesta por 4 filas y 8 columnas. En referencia a la figura 1, puesto que el número de columnas es 8, la matriz de comprobación de paridad H_1 implica un código LDPC que genera una palabra de código de longitud 8, y las columnas se correlacionan con 8 bits codificados.

La figura 2 es un diagrama que ilustra un grafo de Tanner correspondiente a H_1 de la figura 1.

En referencia a la figura 2, el grafo de Tanner del código LDPC está compuesto por 8 nodos variables x_1 (202), x_2

(204), x_3 (206), x_4 (208), x_5 (210), x_6 (212), x_7 (214) y x_8 (216), y 4 nodos de comprobación 218, 220, 222 y 224. Una i -ésima columna y una j -ésima fila en la matriz de comprobación de paridad H_1 del código LDPC se correlacionan con un nodo variable x_i y un j -ésimo nodo de comprobación, respectivamente. Además, un valor de 1, es decir, un valor diferente a cero, en el punto en el que una i -ésima columna y una j -ésima fila en la matriz de comprobación de paridad H_1 del código LDPC se cruzan entre sí, significa que hay una arista entre el nodo variable x_i y el j -ésimo nodo de comprobación en el grafo de Tanner de la figura 2.

En el grafo de Tanner del código LDPC, un grado del nodo variable y un nodo de comprobación significa el número de aristas conectadas a cada nodo respectivo, y el grado es igual al número de entradas diferentes a cero en una columna o fila correspondiente al nodo asociado en la matriz de comprobación de paridad del código LDPC. Por ejemplo, en la figura 2, los grados de los nodos variables x_1 (202), x_2 (204), x_3 (206), x_4 (208), x_5 (210), x_6 (212), x_7 (214) y x_8 (216) son 4, 3, 3, 3, 2, 2, 2 y 2, respectivamente, y los grados de los nodos de comprobación 218, 220, 222 y 224 son 6, 5, 5 y 5, respectivamente. Además, los números de entradas diferentes a cero en las columnas de la matriz de comprobación de paridad H_1 de la figura 1, que corresponden a los nodos variables de la figura 2, coinciden con sus grados 4, 3, 3, 3, 2, 2, 2 y 2, y los números de entradas diferentes a cero en las filas de la matriz de comprobación de paridad H_1 de la figura 1, que corresponden a los nodos de comprobación de la figura 2, coinciden con sus grados 6, 5, 5 y 5.

Con el fin de representar una distribución de grados para los nodos del código LDPC, una relación del número de nodos variables de grado i respecto al número total de nodos variables se define como f_i , y una relación del número de nodos de comprobación de grado j respecto al número total de nodos de comprobación se define como g_j . Por ejemplo, para el código LDPC correspondiente a las figuras 1 y 2, $f_2=4/8$, $f_3=3/8$, $f_4=1/8$, y $f_i=0$ para $i \neq 2, 3, 4$; y $g_5=3/4$, $g_6=1/4$ y $g_j=0$ para $j \neq 5, 6$. Cuando una longitud del código LDPC se define como N , es decir, el número de columnas se define como N , y cuando el número de filas se define como $N/2$, la densidad de entradas diferentes a cero en toda la matriz de comprobación de paridad con la distribución de grados anterior se calcula como la ecuación (1).

$$\frac{2f_2N + 3f_3N + 4f_4N}{N \cdot N/2} = \frac{5.25}{N} \dots\dots\dots(1)$$

En la ecuación (1), cuando N aumenta, la densidad de '1' en la matriz de comprobación de paridad disminuye. Generalmente, en cuanto al código LDPC, puesto que la longitud de código N es inversamente proporcional a la densidad de entradas diferentes a cero, el código LDPC con N grande tiene una densidad muy baja. La expresión 'baja densidad' en el nombre del código LDPC surge de la relación mencionada anteriormente.

A continuación, con referencia a la figura 3, se realizará una descripción de las características de una matriz de comprobación de paridad de un código LDPC estructurado que va a aplicarse en la presente invención. La figura 3 ilustra esquemáticamente un código LDPC adoptado como la tecnología convencional en DVB-S2, que es una de las normas de difusión digital en Europa.

En la figura 3, N_1 indica una longitud de una palabra de código LDPC, K_1 proporciona una longitud de una palabra de información, y (N_1-K_1) proporciona una longitud de paridad. Además, M_1 y q se determinan para cumplir $q=(N_1-K_1)/N_1$. Preferiblemente, K_1/M_1 debe ser un número entero. Por motivos de conveniencia, la matriz de comprobación de paridad de la figura 3 se denomina primera matriz de comprobación de paridad H_1 .

Haciendo referencia de nuevo a la figura 3, una estructura de una parte de paridad, es decir, de la K_1 -ésima columna a la (N_1-1) -ésima columna, en la matriz de comprobación de paridad, tiene una forma diagonal doble. Por tanto, en cuanto a la distribución de grados por las columnas correspondientes a la parte de paridad, todas las columnas tienen un grado '2', excepto la última columna que tiene un grado '1'.

En la matriz de comprobación de paridad, una estructura de una parte de información, es decir, de la 0-ésima columna a la (K_1-1) -ésima columna, se realiza usando las siguientes reglas.

Regla 1: Genera un total de K_1/M_1 grupos de columnas agrupando K_1 columnas correspondientes a la palabra de información en la matriz de comprobación de paridad en múltiples grupos de M_1 columnas. Un método para formar columnas que pertenecen a cada grupo de columnas sigue la regla 2 a continuación.

Regla 2: En primer lugar determina las posiciones de '1' en cada 0-ésima columna en i -ésimos grupos de columnas (donde $i=1, \dots, K_1/M_1$). Cuando un grado de una 0-ésima columna en cada i -ésimo grupo de columnas se indica por D_i , si se supone que las posiciones de filas con 1 son $R_{i,0}^{(1)} = R_{i,0}^{(2)}, \dots, R_{i,0}^{(D_i)}$, las posiciones $R_{i,j}^{(k)} (k=1, 2, \dots, D_i)$ de filas con 1 se definen como la ecuación (2), en una j -ésima columna (donde $j=1, 2, \dots, M_1-1$) en un i -ésimo grupo de columnas.

$$R_{i,j}^{(k)} = \{R_{i,(j-1)}^{(k)} + q\} \bmod (N_1 - K_1),$$

$$K=1,2,\dots,D_i, i=1,\dots,K_1/M_1, j=1,\dots,M_1-1,\dots(2)$$

5 Según las reglas anteriores, puede apreciarse que los grados de las columnas que pertenecen a un i -ésimo grupo de columnas son todos iguales a D_i . Para un mejor entendimiento de una estructura de un código LDPC de DVB-S2 que almacena información sobre la matriz de comprobación de paridad según las reglas anteriores, se describirá el siguiente ejemplo detallado.

Como un ejemplo detallado, para $N_1=30$, $K_1=15$, $M_1=5$ y $q=3$, tres secuencias para la información sobre la posición de filas con 1 (a continuación en el presente documento, estas secuencias se denominan "secuencias de posición de peso 1" por motivos de conveniencia) para 0-ésimas columnas en 3 grupos de columnas pueden expresarse como;

$$\begin{aligned} R_{1,0}^{(1)} &= 0, R_{1,0}^{(2)} = 1, R_{1,0}^{(3)} = 2, \\ R_{2,0}^{(1)} &= 0, R_{2,0}^{(2)} = 11, R_{2,0}^{(3)} = 13, \\ R_{3,0}^{(1)} &= 0, R_{3,0}^{(2)} = 10, R_{3,0}^{(3)} = 14. \end{aligned}$$

10 Con respecto a la secuencia de posición de peso 1 para las 0-ésimas columnas en cada grupo de columnas, sólo las secuencias de posición correspondientes pueden expresarse como sigue para cada grupo de columnas, por motivos de conveniencia. Por ejemplo:

0 12

15 0 11 13

0 10 14

En otras palabras, la i -ésima secuencia de posición de peso 1 en la i -ésima línea representa de manera secuencial la información sobre la posición de filas con 1 para el i -ésimo grupo de columnas.

20 Es posible generar un código LDPC con el mismo concepto que el de un código LDPC de DVB-S2 de la figura 4, formando una matriz de comprobación de paridad usando la información correspondiente al ejemplo detallado, y la regla 1 y la regla 2.

Se conoce que el código LDPC de DVB-S2 designado según la regla 1 y la regla 2 puede codificarse de manera eficaz usando la forma estructural. A continuación se describirá a modo de ejemplo un proceso para realizar una codificación LDPC usando la matriz de comprobación de paridad basada en DVB-S2.

25 En la siguiente descripción a modo de ejemplo, como un ejemplo detallado, un código LDPC de DVB-S2 con $N_1=16200$, $K_1=10800$, $M_1=360$ y $q=15$ se somete a un proceso de codificación. Por motivos de conveniencia, los bits de información que tienen una longitud K_1 están representados como $(i_0, i_1, \dots, i_{K_1-1})$, y los bits de paridad que tienen una longitud (N_1-K_1) se expresan como $(P_0, P_1, \dots, P_{N_1-K_1-1})$.

Etapla 1: Un codificador inicializa los bits de paridad tal como sigue:

$$P_0 = P_1 = \dots = P_{N_1-K_1-1} = 0$$

30 Etapla 2: El codificador lee la información sobre una fila en la que está ubicado l en el primer grupo de columnas de una palabra de información, desde la 0-ésima secuencia de posición de peso 1 de las secuencias almacenadas que indican la matriz de comprobación de paridad.

0 2084 1613 1548 1286 1460 3196 4297 2481 3369 3451 4620 2622

$$\begin{aligned} R_{1,0}^{(1)} &= 0, R_{1,0}^{(2)} = 2048, R_{1,0}^{(3)} = 1613, R_{1,0}^{(4)} = 1548, R_{1,0}^{(5)} = 1286, \\ R_{1,0}^{(6)} &= 1460, R_{1,0}^{(7)} = 3196, R_{1,0}^{(8)} = 4297, R_{1,0}^{(9)} = 2481, R_{1,0}^{(10)} = 3369, \\ R_{1,0}^{(11)} &= 3451, R_{1,0}^{(12)} = 4620, R_{1,0}^{(13)} = 2622. \end{aligned}$$

El codificador actualiza bits de paridad p_x particulares según la ecuación (3) usando la información de lectura y el primer bit de información i_0 . En el presente documento, x significa un valor de $R_{1,0}^{(k)}$ para $k=1,2,\dots,13$.

$$\begin{aligned} p_0 &= p_0 \oplus i_0, p_{2064} = p_{2064} \oplus i_0, p_{1613} = p_{1613} \oplus i_0, \\ p_{1548} &= p_{1548} \oplus i_0, p_{1286} = p_{1286} \oplus i_0, p_{1460} = p_{1460} \oplus i_0, \\ p_{3196} &= p_{3196} \oplus i_0, p_{4297} = p_{4297} \oplus i_0, p_{2481} = p_{2481} \oplus i_0, \dots \dots \dots (3) \\ p_{3369} &= p_{3369} \oplus i_0, p_{3451} = p_{3451} \oplus i_0, p_{4620} = p_{4620} \oplus i_0, \\ p_{2622} &= p_{2622} \oplus i_0 \end{aligned}$$

- 5 En la ecuación (3), $p_x = p_x \oplus i_0$ también puede expresarse como $p_x \leftarrow p_x \oplus i_0$, y $\oplus$ significa suma binaria.

Etapla 3: El codificador halla en primer lugar un valor de la ecuación (4) para los próximos 359 bits de información i_m (donde $m=1, 2, \dots, 359$) después de i_0 .

$$\{x+(m \bmod M_1)xq\} \bmod (N_1-K_1), M_1=360, m=1,2,\dots,359 \dots \dots \dots (4)$$

- 10 En la ecuación (4), x significa un valor de $R_{1,0}^{(k)}$ para $k = 1,2,\dots,13$. Debe observarse que la ecuación (4) tiene el mismo concepto que la ecuación (2).

A continuación, el codificador realiza una operación similar a la ecuación (3) usando el valor hallado en la ecuación (4). Es decir, el codificador actualiza $P_{(x+(m \bmod M_1)xq) \bmod (N_1-K_1)}$ para i_m . Por ejemplo, para $m=1$, es decir, para i_1 , el codificador actualiza los bits de paridad $P_{(x+q) \bmod (N_1-K_1)}$ tal como se define en la ecuación (5).

$$\begin{aligned} p_{15} &= p_{15} \oplus i_1, p_{2099} = p_{2099} \oplus i_1, p_{1628} = p_{1628} \oplus i_1, \\ p_{1563} &= p_{1548} \oplus i_1, p_{1301} = p_{1301} \oplus i_1, p_{1475} = p_{1475} \oplus i_1, \\ p_{3211} &= p_{3196} \oplus i_1, p_{4312} = p_{4312} \oplus i_1, p_{2496} = p_{2496} \oplus i_1, \dots \dots \dots (5) \\ p_{3384} &= p_{3384} \oplus i_1, p_{3466} = p_{3466} \oplus i_1, p_{4635} = p_{4635} \oplus i_1, \\ p_{2637} &= p_{2637} \oplus i_1 \end{aligned}$$

- 15 Debe observarse que $q=15$ en la ecuación (5). El codificador realiza el proceso anterior para $m=1, 2, \dots, 359$, de la misma manera como se mostró anteriormente. Etapla 4: Como en la etapa 2, el codificador lee información de $R_{2,0}^{(k)}$ ($k=1,2,\dots,13$), la primera secuencia de posición de peso 1, para un 361^{er} bit de información i_{360} , y actualiza el p_x particular, donde x significa $R_{2,0}^{(k)}$. El codificador actualiza $P_{(x+(m \bmod M_1)xq) \bmod (N_1-K_1)}$, $m=361, 362, \dots, 719$ aplicando de manera similar la ecuación (4) para los próximos 359 bits de información $i_{361}, i_{362}, \dots, i_{719}$ después de i_{360} .

- 20 Etapla 5: El codificador repite las etapas 2, 3 y 4 para todos los grupos que tienen cada uno 360 bits de información.

Etapla 6: El codificador finalmente determina los bits de paridad usando la ecuación (6).

$$p_i = p_i \oplus p_{i-1}, i=1,2,\dots,N_1-K_1-1 \dots \dots \dots (6)$$

Los bits de paridad p_i de la ecuación (6) son bits de paridad que se han sometido a codificación LDPC.

Tal como se describió anteriormente, DVB-S2 realiza una codificación a través del proceso de la etapa 1 a la etapa 6.

5 Con el fin de aplicar el código LDPC al sistema de comunicación real, el código LDPC debe diseñarse para que sea adecuado para la tasa de transmisión de datos requerida en el sistema de comunicación. Particularmente, no sólo en un sistema de comunicación adaptativo que emplea un esquema de petición de retransmisión automática híbrida (HARQ) y un esquema de modulación y codificación adaptativa (AMC), sino también en un sistema de comunicación que soporta diversos servicios de difusión, son necesarios códigos LDPC con diversas longitudes de palabra de código para soportar diversas tasas de transmisión de datos según los requisitos del sistema.

10 Sin embargo, tal como se describió anteriormente, el código LDPC usado en el sistema DVB-S2 tiene sólo dos tipos de longitudes de palabra de código debido a su uso limitado, y cada tipo de código LDPC necesita una matriz de comprobación de paridad independiente. Por estos motivos, desde hace mucho tiempo es necesario en la técnica un método para soportar diversas longitudes de palabra de código para aumentar la extensibilidad y flexibilidad del sistema. Particularmente, en el sistema DVB-S2, es necesaria una transmisión de datos que comprende de varios
15 cientos a miles de bits para la transmisión de información de señalización. Sin embargo, puesto que sólo 16200 y 64800 están disponibles para una longitud del código LDPC de DVB-S2, es necesario soportar diversas longitudes de palabra de código.

Además, puesto que el almacenamiento de matrices de comprobación de paridad independientes por separado para cada longitud de palabra de código del código LDPC reduce la eficacia de memoria global, hay una demanda de un
20 esquema que pueda soportar de manera eficaz diversas longitudes de palabra de código a partir de la matriz de comprobación de paridad existente dada, sin diseñar una nueva matriz de comprobación de paridad.

Sumario de la invención

La invención proporciona un método según la reivindicación 1 y un aparato según la reivindicación 2.

25 Un aspecto a modo de ejemplo de la presente invención es proporcionar un método y un aparato de codificación/decodificación de canales para generar códigos LDPC con diferentes longitudes de palabra de código a partir de un código LDPC dado, usando acortamiento o perforación en un sistema de comunicación usando códigos LDPC.

Otro aspecto a modo de ejemplo de la presente invención es proporcionar un método y un aparato de
30 codificación/decodificación de canales para garantizar el rendimiento óptimo con respecto a la arquitectura DVB-S2 en un sistema de comunicación usando códigos LDPC.

Según un aspecto a modo de ejemplo de la presente invención, se proporciona un método para codificar un canal en un sistema de comunicación usando un código de comprobación de paridad de baja densidad (LDPC). El método puede incluir, por ejemplo, generar una pluralidad de grupos de columnas agrupando columnas correspondientes a una palabra de información en una matriz de comprobación de paridad del código LDPC, y ordenar los grupos de
35 columnas; determinar un alcance de una palabra de información que se desea obtener realizando acortamiento; basándose en el alcance determinado de la palabra de información, realizar acortamiento de grupo de columnas en grupo de columnas en los grupos de columnas en orden según un patrón de acortamiento predeterminado; y codificar por LDPC la palabra de información acortada.

Según otro aspecto a modo de ejemplo de la presente invención, se proporciona un método para codificar un canal en un sistema de comunicación usando un código de comprobación de paridad de baja densidad (LDPC). El método puede incluir generar una pluralidad de grupos de columnas agrupando columnas correspondientes a una palabra de información en una matriz de comprobación de paridad del código LDPC, y ordenar los grupos de columnas; determinar un alcance de una palabra de información que se desea obtener realizando acortamiento; basándose en el alcance determinado de la palabra de información, realizar acortamiento de grupo de columnas en grupo de
40 columnas en los grupos de columnas en orden según un patrón de acortamiento predeterminado; y codificar por LDPC la palabra de información acortada; en el que realizar un acortamiento de grupo de columnas en grupo de columnas comprende incluir 168 bits de paridad de Bose-Chaudhuri-Hocquenghem (BCH) en una palabra de información que se desea obtener realizando acortamiento, y acortar las columnas excepto las columnas en las posiciones correspondientes a los 168 bits de paridad BCH.

45 Según todavía otro aspecto a modo de ejemplo de la presente invención, se proporciona un aparato para codificar un canal en un sistema de comunicación usando un código de comprobación de paridad de baja densidad (LDPC). El aparato incluye un extractor de matriz de comprobación de paridad para generar una pluralidad de grupos de columnas agrupando columnas correspondientes a una palabra de información en una matriz de comprobación de

paridad del código LDPC, y ordenar los grupos de columnas; un aplicador de patrón de acortamiento para determinar un alcance de una palabra de información que se desea obtener realizando acortamiento, y basándose en el alcance determinado de la palabra de información, realizar un acortamiento de grupo de columnas en grupo de columnas en los grupos de columnas en orden según un patrón de acortamiento predeterminado; y un codificador para codificar por LDPC la palabra de información acortada.

Según incluso otro aspecto a modo de ejemplo de la presente invención, se proporciona un aparato para codificar un canal en un sistema de comunicación usando un código de comprobación de paridad de baja densidad (LDPC). El aparato incluye una extractor de matriz de comprobación de paridad para generar una pluralidad de grupos de columnas agrupando las columnas correspondientes a una palabra de información en una matriz de comprobación de paridad del código LDPC, y ordenar los grupos de columnas; un aplicador de patrón de acortamiento para determinar un alcance de una palabra de información que se desea obtener realizando acortamiento, y basándose en el alcance determinado de la palabra de información, para realizar un acortamiento de grupo de columnas en grupo de columnas en los grupos de columnas en orden según un patrón de acortamiento predeterminado; y un codificador para codificar por LDPC la palabra de información acortada; en el que al realizar un acortamiento de grupo de columnas en grupo de columnas, el aplicador de patrón de acortamiento incluye, por ejemplo, 168 bits de paridad de Bose-Chaudhuri-Hocquenghem (BCH) en una palabra de información que se desea obtener realizando acortamiento, y acortando las columnas excepto las columnas en las posiciones correspondientes a los 168 bits de paridad BCH.

Según todavía otro aspecto a modo de ejemplo de la presente invención, se proporciona un método para decodificar un canal en un sistema de comunicación usando un código de comprobación de paridad de baja densidad (LDPC). El método incluye, por ejemplo, demodular una señal transmitida desde un transmisor; determinar una posición de un bit acortado estimando información sobre un patrón de acortamiento de un código LDPC a partir de la señal demodulada; y decodificar datos usando la posición determinada del bit acortado.

Según todavía incluso otro aspecto a modo de ejemplo de la presente invención, se proporciona un aparato para decodificar un canal en un sistema de comunicación usando un código de comprobación de paridad de baja densidad (LDPC). El aparato incluye, por ejemplo, un demodulador para demodular una señal transmitida desde un transmisor; un determinador de patrón de acortamiento para determinar una posición de un bit acortado estimando información sobre un patrón de acortamiento de un código LDPC a partir de la señal demodulada; y un decodificador para decodificar datos usando la posición determinada del bit acortado.

Breve descripción de los dibujos

Los anteriores y otros aspectos, características y ventajas de la presente invención serán más evidentes a partir de la siguiente descripción detallada cuando se toma en conjunto con los dibujos adjuntos en los que:

la figura 1 es un diagrama que ilustra una matriz de comprobación de paridad a modo de ejemplo de un código de LDPC de longitud 8;

la figura 2 es un diagrama que ilustra un grafo de Tanner para una matriz de comprobación de paridad a modo de ejemplo de un código de LDPC de longitud 8;

la figura 3 es un diagrama que ilustra una estructura esquemática de un código LDPC de DVB-S2;

la figura 4 es un diagrama que ilustra una matriz de comprobación de paridad a modo de ejemplo de un código LDPC de DVB-S2;

la figura 5 es un diagrama de bloques que ilustra una estructura de un transceptor en un sistema de comunicación usando códigos LDPC;

la figura 6 es un diagrama de flujo que ilustra un proceso para generar un código LDPC con una longitud de palabra de código diferente a partir de una matriz de comprobación de paridad de un código LDPC almacenado según una realización a modo de ejemplo de la presente invención;

la figura 7 es un diagrama de bloques que ilustra una estructura de un aparato de transmisión usando códigos LDPC acortados según una realización de la presente invención;

la figura 8 es un diagrama de bloques que ilustra una estructura de un aparato de transmisión usando códigos LDPC acortados/perforados según una realización a modo de ejemplo de la presente invención;

la figura 9 es un diagrama de bloques que ilustra una estructura de un aparato de recepción usando códigos LDPC a los que se aplica acortamiento, según una realización a modo de ejemplo de la presente invención;

la figura 10 es un diagrama de bloques que ilustra una estructura de un aparato de recepción usando códigos LDPC a los que se aplica tanto acortamiento como perforación, según una realización a modo de ejemplo de la presente invención; y

5 la figura 11 es un diagrama de flujo que ilustra una operación de recepción en un aparato de recepción según una realización a modo de ejemplo de la presente invención.

A lo largo de los dibujos, se entenderá que los mismos números de referencia de los dibujos hacen referencia a los mismos elementos, características y estructuras.

Descripción detallada

10 Ahora se describirán en detalle realizaciones preferidas a modo de ejemplo de la presente invención con referencia a los dibujos adjuntos. En la siguiente descripción, puede haberse omitido por motivos de claridad y concisión una descripción detallada de funciones conocidas y configuraciones a modo de ejemplo incorporadas en el presente documento, cuando su inclusión podría dificultar la apreciación de la invención por un experto en la técnica.

15 La presente invención proporciona un método para soportar códigos LDPC con diversas longitudes de palabra de código usando una matriz de comprobación de paridad de un código LDPC estructurado de un tipo particular. Además, la presente invención proporciona un aparato para soportar diversas longitudes de palabra de código en un sistema de comunicación usando códigos LDPC de un tipo particular, y un método para controlar el mismo. Particularmente, la presente invención proporciona un método y un aparato para generar un código LDPC usando una matriz de comprobación de paridad de un código LDPC dado, siendo el código LDPC generado más corto en longitud que el código LDPC dado.

20 La figura 5 es un diagrama de bloques que ilustra una estructura de un transceptor en un sistema de comunicación usando códigos LDPC.

25 En referencia a la figura 5, se introduce un mensaje u en un codificador 511 LDPC en un transmisor 510 antes de transmitirse a un receptor 530. Entonces el codificador 511 LDPC codifica el mensaje u introducido, y emite la señal codificada a un modulador 513. El modulador 513 modula la señal codificada, y transmite la señal modulada al receptor 530 a través de un canal 520 inalámbrico. Entonces un demodulador 531 en el receptor 530 demodula la señal transmitida por el transmisor 510, y emite la señal demodulada a un decodificador 533 LDPC. Entonces el decodificador 533 LDPC estima un valor $\hat{u}$ de estimación del mensaje basándose en los datos recibidos a través del canal 520 inalámbrico.

30 El codificador 511 LDPC genera una matriz de comprobación de paridad según una longitud de palabra de código requerida por un sistema de comunicación, usando un esquema preestablecido. Particularmente, según la presente invención, el codificador 511 LDPC puede soportar diversas longitudes de palabra de código usando el código LDPC sin la necesidad separada de información de almacenamiento adicional. A continuación se describirá en detalle una operación detallada del codificador LDPC para soportar diversas longitudes de palabra de código con referencia a la figura 6.

35 La figura 6 es un diagrama de flujo que ilustra una operación de codificación de un codificador LDPC según una realización a modo de ejemplo de la presente invención. Para ser específicos, la figura 6 ilustra un método para generar códigos LDPC con diferentes longitudes de palabra de código a partir de una matriz de comprobación de paridad de un código LDPC previamente almacenado.

40 En el presente documento, el método para soportar diversas longitudes de palabra de código usa una técnica de acortamiento y una técnica de perforación.

La expresión 'técnica de acortamiento' tal como se usa en el presente documento significa un método que no usa sustancialmente una parte especificada de una matriz de comprobación de paridad particular dada. Para un mejor entendimiento de la técnica de acortamiento, se describirá en detalle una matriz de comprobación de paridad del código LDPC de DVB-S2 mostrado en la figura 3.

45 En referencia ahora a la matriz de comprobación de paridad del código LDPC de DVB-S2 mostrado en la figura 3, su longitud total es N_1 , la parte delantera corresponde a bits de información de longitud K_1 ($i_0, i_1, \dots, i_{K_1-1}$), y la parte posterior corresponde a bits de paridad de longitud (N_1-K_1) ($P_0, P_1, \dots, P_{N_1-K_1-1}$). Habitualmente, los bits de información tienen libremente un valor de 0 ó 1, y la técnica de acortamiento limita los valores de bits de información de una parte particular que va a someterse a acortamiento. Por ejemplo, acortar N_s bits de información de i_0 a i_{N_1-1} habitualmente significa que $i_0 = i_1 = \dots = i_{N_s-1} = 0$. En otras palabras, al limitar los valores para N_s bits de información de i_0 a i_{N_s-1} , a 0, la técnica de acortamiento puede obtener el mismo efecto que al no usar sustancialmente N_s columnas delanteras en la matriz de comprobación de paridad del código LDPC de DVB-S2 mostrado en la figura 3.

La expresión 'técnica de acortamiento' surge de la operación de limitación mencionada anteriormente. Por tanto, aplicar el acortamiento en el presente caso significa considerar los valores de los bits de información acortados, como 0.

5 Con respecto a la técnica de acortamiento, cuando se configura el sistema, un transmisor y un receptor pueden compartir o generar la misma información de posición para los bits de información acortados. Por tanto, aunque el transmisor no ha transmitido los bits acortados, el receptor realiza la decodificación, sabiendo que los bits de información en las posiciones correspondientes a los bits acortados tienen un valor de 0.

10 En la técnica de acortamiento, puesto que una longitud de una palabra de código que el transmisor transmite realmente es $N_1 - N_s$ y una longitud de una palabra de información es también $K_1 - N_s$, la tasa de codificación se vuelve $(K_1 - N_s) / (N_1 - N_s)$, que siempre es menor que la primera tasa de codificación dada K_1 / N_1 .

15 A continuación se describirá en detalle la técnica de perforación. Generalmente, la técnica de perforación puede aplicarse tanto a los bits de información como a los bits de paridad. Aunque la técnica de perforación y la técnica de acortamiento tienen en común reducir las longitudes de palabra de código de los códigos, la técnica de perforación, a diferencia de la técnica de acortamiento, descrita anteriormente en el presente documento, no tiene el concepto que limita los valores de bits particulares. La técnica de perforación es un método para simplemente no transmitir bits de información particulares o una parte particular de bits de paridad generados, de modo que un receptor puede realizar un procesamiento de borrado en los bits correspondientes. En otras palabras, simplemente al no transmitir bits en N_p posiciones predefinidas en una palabra de código LDPC de longitud N_1 generada, la técnica de perforación puede obtener el mismo efecto que al transmitir una palabra de código LDPC de longitud $(N_1 - N_p)$. Puesto que las columnas correspondientes a los bits perforados en la matriz de comprobación de paridad se usan todas intactas en un proceso de decodificación, la técnica de perforación es diferente de la técnica de acortamiento.

Puesto que, según de la invención, la información de posición para los bits perforados puede compartirse o estimarse de igual manera por el transmisor y el receptor cuando se configura el sistema, el receptor realiza un procesamiento de borrado en los bits perforados correspondientes, antes de realizar la decodificación.

25 En la técnica de perforación, puesto que una longitud de una palabra de código que el transmisor transmite realmente es $N_1 - N_p$ y una longitud de una palabra de información es K_1 constantemente, la tasa de codificación se vuelve $K_1 / (N_1 - N_p)$, que siempre es mayor que la primera tasa de codificación dada K_1 / N_1 .

30 Ahora se realizará una descripción de la técnica de acortamiento a modo de ejemplo y la técnica de perforación a modo de ejemplo adecuadas para el código LDPC de DVB-S2. El código LDPC de DVB-S2, tal como se mencionó anteriormente, es una clase de código LDPC que tiene una estructura particular. Por tanto, en comparación con el código LDPC normal, el código LDPC de DVB-S2 puede experimentar un acortamiento y una perforación más eficaces.

35 Por motivos de conveniencia de este ejemplo, se supone que una longitud de palabra de código y una longitud de información de un código LDPC son N_2 y K_2 , respectivamente, que la invención desea obtener finalmente a partir del código LDPC de DVB-S2 cuya longitud de palabra de código y longitud de información son N_1 y K_1 , respectivamente, usando la técnica de acortamiento y la técnica de perforación. Si $N_1 - N_2 = N_\Delta$ y $K_1 - K_2 = K_\Delta$, es posible generar el código LDPC cuya longitud de palabra de código y longitud de información son N_2 y K_2 , respectivamente, acortando K_Δ bits y perforando $(N_\Delta - K_\Delta)$ bits a partir de la matriz de comprobación de paridad del código LDPC de DVBS2. Para el código LDPC generado con $N_\Delta > 0$ o $K_\Delta > 0$, puesto que su tasa de codificación $K_1 - K_\Delta / N_1 - N_\Delta$ es generalmente diferente de la tasa de codificación K_1 / N_1 del código LDPC de DVB-S2, su característica algebraica cambia. Para $N_\Delta = K_\Delta$, el código LDPC se genera aplicando ni acortamiento ni perforación o realizando sólo acortamiento.

40 Sin embargo, con respecto al código LDPC de DVB-S2, tal como se describe en la regla 1 y la regla 2, cuando un valor $R_{i,j}^{(k)}$ ($k = 1, 2, \dots, D_i, i_1 = 1, \dots, K_1 / M_1, i = 0, \dots, M_1 - 1$) corresponde a M_1 columnas, un total de K_1 / N_1 grupos de columnas tienen cada uno una forma estructural. Por tanto, el código LDPC de DVB-S2 es igual a un código LDPC que no usa M_1 columnas, si no usa un valor $R_{i,j}^{(k)}$. Se propone el siguiente proceso de acortamiento considerando tales características.

50 En la etapa 601, el codificador 511 LDPC lee la información de grupo de columnas de un código LDPC de DVB-S2 que va a someterse a acortamiento. Es decir, el codificador 511 LDPC lee la información de matriz de comprobación de paridad almacenada. Después, en la etapa 603, el codificador 511 LDPC determina una longitud de palabra de código N_2 y una longitud de información K_2 para una palabra de código LDPC acortada para transmitir realmente después del acortamiento. Después, el codificador 511 LDPC realiza un proceso de acortamiento de las etapas 605 a 611, en las que el codificador 511 LDPC realiza un acortamiento correspondiente a una longitud de información requerida de un código LDPC, basándose en la información leída de la matriz de comprobación de paridad

almacenada.

Etapa de acortamiento 1: El codificador 511 LDPC determina $A = \left\lfloor \frac{K_2}{M_1} \right\rfloor$ en la etapa 605, donde $\lfloor x \rfloor$ significa el número entero máximo que es menor que o igual a x.

5 Etapa de acortamiento 2: El codificador 511 LDPC selecciona una secuencia para (A+1) grupos de columnas de entre $R_{i,0}^{(k)} (i=1, \dots, K_1 / M_1)$ en la etapa 607, y la secuencia seleccionada se define como $S_{i,0}^{(k)} (i=1, \dots, A+1)$.

El codificador 511 LDPC considera que no hay ninguna secuencia $R_{i,0}^{(k)}$ para los K_1/M_1-A-1 grupos de columnas restantes.

10 Etapa de acortamiento 3: El codificador 511 LDPC genera un código LDPC de DVB-S2 acortado a partir de los A+1 valores $S_{i,0}^{(k)}$ seleccionados en la etapa de acortamiento 2, usando la regla 1 y la regla 2 en la etapa 609. Debe observarse que el código LDPC acortado tiene una longitud de información de (A+1)/M₁, que siempre es mayor o igual que K₂.

Etapa de acortamiento 4: El codificador 511 LDPC acorta adicionalmente (A+1)/M₁-K₂ columnas del código LDPC acortado generado en la etapa de acortamiento 3 en la etapa 611.

15 Para una descripción de ejemplos detallados, ahora se realizará una descripción detallada de un proceso para generar un nuevo código LDPC cuya longitud de palabra de código es N₂=4050 y cuya longitud de información es K₂=1170, acortando 12150 bits de entre los bits de información usando un código LDPC de DVB-S2 que tiene una característica de N₁=16200, K₁=13320, M₁=360 y q=9.

Ejemplo de etapa de acortamiento 1: El codificador 511 LDPC determina $A = \left\lfloor \frac{1170}{360} \right\rfloor = 3$.

20 Ejemplo de etapa de acortamiento 2: El codificador 511 LDPC selecciona una secuencia para 4 grupos de columnas de entre un total de 37 valores $R_{i,0}^{(k)}$. En este ejemplo particular, el codificador 511 LDPC selecciona la siguiente secuencia.

$$\begin{aligned} S_{1,0}^{(1)} &= 3, \quad S_{1,0}^{(2)} = 2409, \quad S_{1,0}^{(3)} = 499, \quad S_{1,0}^{(4)} = 1481, \quad S_{1,0}^{(5)} = 908, \\ S_{1,0}^{(6)} &= 559, \quad S_{1,0}^{(7)} = 716, \quad S_{1,0}^{(8)} = 1270, \quad S_{1,0}^{(9)} = 333, \quad S_{1,0}^{(10)} = 2508, \\ S_{1,0}^{(11)} &= 2264, \quad S_{1,0}^{(12)} = 1702, \quad S_{1,0}^{(13)} = 2805, \\ S_{2,0}^{(1)} &= 6, \quad S_{2,0}^{(2)} = 2114, \quad S_{2,0}^{(3)} = 842, \\ S_{3,0}^{(1)} &= 0, \quad S_{3,0}^{(2)} = 1885, \quad S_{3,0}^{(3)} = 2369, \\ S_{4,0}^{(1)} &= 7, \quad S_{4,0}^{(2)} = 2326, \quad S_{4,0}^{(3)} = 1579. \end{aligned}$$

25 Ejemplo de etapa de acortamiento 3: El codificador 511 LDPC genera un código LDPC de DVB-S2 acortado a partir de los 4 valores $S_{i,0}^{(k)}$ seleccionados en el ejemplo de etapa de acortamiento 2, usando la regla 1 y la regla 2. Para el código LDPC acortado, una longitud de su palabra de información es 4x360=1440.

Ejemplo de etapa de acortamiento 4: El codificador 511 LDPC acorta adicionalmente 1440-1170=270 columnas a partir del código LDPC acortado generado en el ejemplo de etapa de acortamiento 3. El codificador 511 LDPC realiza una codificación basándose en el código LDPC acortado.

30 Según la realización a modo de ejemplo, puesto que la información de secuencia para $K_1/M_1-A-1 = 13320/360-4=33$ no se usan grupos de columnas de entre los valores $R_{i,0}^{(k)} (i = 1, \dots, K_1 / M_1)$, lo que es equivalente a acortar

un total de $33 \times 360 = 11880$ bits en el ejemplo de etapa de acortamiento 2. Además, puesto que el codificador 511 LDPC ha acortado adicionalmente 270 bits de información a través del ejemplo de etapa de acortamiento 3 y el ejemplo de etapa de acortamiento 4, es finalmente equivalente a acortar 12150 bits de información. Por tanto, el resultado de la realización proporciona un código LDPC acortado con una longitud de palabra de código $N_2 = 4050$ y una longitud de información $K_2 = 1170$.

Tal como se describió anteriormente, la presente invención puede aplicar una técnica de acortamiento eficaz que, en comparación con una técnica de acortamiento de bit en bit que se usa habitualmente para acortar el código LDPC de DVB-S2, emplea un método de no usar información en grupos de columnas del código LDPC de DVB-S2 dependiendo de las características estructurales del código LDPC de DVB-S2.

Los criterios de selección de una secuencia para un grupo de columnas pueden resumirse tal como sigue en la etapa 2 en el proceso de acortamiento del código LDPC de DVB-S2.

Criterio 1: El codificador 511 LDPC selecciona un código LDPC acortado con una longitud de palabra de código N_2 y una longitud de información K_2 , obtenido realizando acortamiento en un código LDPC de DVB-S2 con una longitud de palabra de código N_1 y una longitud de información K_1 , siendo la distribución de grados del código LDPC acortado seleccionado casi similar a la distribución de grados óptima del código LDPC normal con una longitud de palabra de código N_2 y una longitud de información K_2 .

Criterio 2: El codificador 511 LDPC selecciona un código que tiene la característica de ciclo bueno en el grafo de Tanner de entre los códigos acortados seleccionados en el criterio 1. En la presente invención, con respecto a un criterio para una característica de ciclo, el codificador 511 LDPC selecciona un caso en el que los ciclos de longitud mínima en el grafo de Tanner son tan grandes como sea posible y el número de ciclos de longitud mínima es tan pequeño como sea posible.

Aunque la distribución de grados óptima del código LDPC normal puede hallarse en el criterio 1 usando un método de análisis de evolución de densidad, se omitirá una descripción detallada del mismo puesto que es irrelevante para el entendimiento de la presente invención.

Si el número de selecciones de una secuencia de posición de peso 1 para el grupo de columnas no es grande, el codificador 511 LDPC puede seleccionar una secuencia de posición de peso 1 para el grupo de columnas con el mejor rendimiento buscando absolutamente en todos los casos independientemente del criterio 1 y del criterio 2. Sin embargo, los criterios de selección para grupos de columnas, aplicados en la etapa de acortamiento 2 del código LDPC de DVB-S2, pueden aumentar su eficacia seleccionando un código LDPC que cumpla ambas condiciones cuando el número de selecciones de la secuencia de posición de peso 1 para el grupo de columnas es demasiado grande.

Para describir un ejemplo de una buena secuencia obtenida aplicando los criterios de selección de una secuencia de posición de peso 1 para el grupo de columnas, se considerará un código de DVB-S2 con $N_1 = 16200$, $K_1 = 3240$, $M_1 = 360$ y $q = 36$. El código LDPC de DVB-S2 tiene la siguiente secuencia de posición de peso 1 en grupos de columnas.

6295 9626 304 7695 4839 4936 1660 144 11203 5567 6347 12557

10691 4988 3859 3734 3071 3494 7687 10313 5964 8069 8296 11090

10774 3613 5208 11177 7676 3549 8746 6583 7239 12265 2674 4292

11869 3708 5981 8718 4908 10650 6805 3334 2627 10461 9285 11120

7844 3079 10773

3385 10854 5747

1360 12010 12202

6189 4241 2343

9840 12726 4977

La i -ésima secuencia de posición de peso 1 en la i -ésima línea representa de manera secuencial la información sobre la posición de filas con 1 para el i -ésimo grupo de columnas. Por tanto, puede apreciarse que el código LDPC

de DVB-S2 está compuesto por 9 grupos de columnas y su longitud de información es $9 \cdot 360 = 3240$. Si una longitud de palabra de código y una longitud de información que se desea obtener realizando acortamiento son N_2 y K_2 , respectivamente, es posible hallar el patrón de acortamiento optimizado usando desde la etapa de acortamiento 1 hasta la etapa de acortamiento 4.

- 5 Sin embargo, cuando los valores de N_2 y K_2 requeridos por el sistema son muy variables, el patrón de acortamiento optimizado puede no tener ninguna correlación según el valor de N_2 . Por ejemplo, suponiendo que la selección óptima para un caso necesario para acortar 2 grupos de columnas a partir del código LDPC de DVB-S2 no está usando información sobre las filas con 1 en los grupos de columnas 4º y 8º, puesto que la selección y el acortamiento de los grupos de columnas 1º, 5º y 6º también pueden ser óptimos cuando se seleccionan 3 grupos de columnas, no tienen ninguna correlación entre sí. Por tanto, cuando los valores de N_2 y K_2 requeridos por el sistema son muy variables, es indeseablemente necesario almacenar todos los patrones de acortamiento optimizados según un valor de K_2 , para el rendimiento optimizado.

Por tanto, si los valores de N_2 y K_2 requeridos por el sistema son muy variables, pueden hallarse patrones de acortamiento subóptimos usando el siguiente método, para eficacia del sistema.

- 15 En primer lugar, se supone que la selección de 1 grupo de columnas es necesaria para el acortamiento. En este caso, puesto que el número de grupos de columnas que pueden seleccionarse es sólo 1 en un sentido óptimo, es posible seleccionar el grupo de columnas de más alto rendimiento. Después, cuando existe una necesidad de selección de 2 grupos de columnas para el acortamiento, el codificador 511 LDPC selecciona un grupo de columnas que muestra el mejor rendimiento de entre los grupos de columnas restantes, incluyendo el 1 grupo de columnas seleccionado. De la misma manera, cuando es necesaria una selección de i grupos de columnas para el acortamiento, el codificador 511 LDPC selecciona un grupo de columnas de más alto rendimiento de entre los grupos de columnas restantes, incluyendo los $(i-1)$ grupos de columnas seleccionados en la etapa anterior para el acortamiento.

- 25 Este método de acortamiento, aunque no puede garantizar la selección óptima, puede tener un rendimiento estabilizado a partir de un patrón de acortamiento independientemente de un cambio en el valor de K_2 .

Para un ejemplo detallado, cuando los valores de N_2 y K_2 requeridos por el sistema son muy variables, es posible hallar patrones de acortamiento subóptimos según N_2 y K_2 , para 9 casos mostrados en la tabla 1. En el presente caso, $N_2 = N_1 - K_2$, puesto que la técnica de perforación no se considera.

Tabla 1

Alcance de K_2	Método de acortamiento
1) $2880 \leq K_2 < 3240$	Acorta $3240 - K_2$ bits a partir de una palabra de información correspondiente a la 8ª secuencia 618942412343 para el 8º grupo de columnas de entre las secuencias de posición de peso 1.
2) $2520 \leq K_2 < 2880$	Acorta todas las columnas incluidas en el grupo de columnas, que corresponden a la 8ª secuencia de entre las secuencias de posición de peso 1, y adicionalmente acorta $2880 - K_2$ bits a partir de una palabra de información correspondiente a la 4ª secuencia 11869 3708 5981 8718 4908 10650 6805 3334 2627 10461 9285 11120 para el 4º grupo de columnas.
3) $2160 \leq K_2 < 2520$	Acorta todas las columnas incluidas en el grupo de columnas, que corresponden a las secuencias 8ª y 4ª de entre las secuencias de posición de peso 1, y adicionalmente acorta $2520 - K_2$ bits a partir de una palabra de información correspondiente a la 7ª secuencia 1360 12010 12202 para el 7º grupo de columnas.
4) $1800 \leq K_2 < 2160$	Acorta todas las columnas incluidas en el grupo de columnas, que corresponden a las secuencias 8ª, 4ª y 7ª de entre las secuencias de posición de peso 1, y adicionalmente acorta $2160 - K_2$ bits a partir de una palabra de información correspondiente a la 6ª secuencia 3385 10854 5747 para el 6º grupo de columnas.

(continuación)

Alcance de K_2	Método de acortamiento
5) $1440 \leq K_2 < 1800$	Acorta todas las columnas incluidas en el grupo de columnas, que corresponden a las secuencias 8ª, 4ª, 7ª y 6ª de entre las secuencias de posición de peso 1, y adicionalmente acorta $1880 - K_2$ bits a partir de una palabra de información correspondiente a la 3ª secuencia 10774 3613 5208 11177 7676 3549 8746 6583 7239 12265 2674 4292 para el 3º grupo de columnas.
6) $1080 \leq K_2 < 1440$	Acorta todas las columnas incluidas en el grupo de columnas, que corresponden a las secuencias 8ª, 4ª, 7ª, 6ª y 3ª de entre las secuencias de posición de peso 1, y adicionalmente acorta $1440 - K_2$ bits a partir de una palabra de información correspondiente a la 5ª secuencia 7844 3079 10773 para el 5º grupo de columnas.
7) $720 \leq K_2 < 1080$	Acorta todas las columnas incluidas en el grupo de columnas, que corresponden a las secuencias 8ª, 4ª, 7ª, 6ª, 3ª y 5ª de entre las secuencias de posición de peso 1, y adicionalmente acorta $1080 - K_2$ bits a partir de una palabra de información correspondiente a la 2ª secuencia 10691 4988 3859 3734 3071 3494 7687 10313 5964 8069 8296 11090 para el 2º grupo de columnas.
8) $528 \leq K_2 < 720$	Acorta todas las columnas incluidas en el grupo de columnas, que corresponden a las secuencias 8ª, 4ª, 7ª, 6ª, 3ª, 5ª y 2ª de entre las secuencias de posición de peso 1, y adicionalmente acorta $720 - K_2$ bits a partir de una palabra de información correspondiente a la 9ª secuencia 9840 12726 4977 para el 9º grupo de columnas. Sin embargo, puesto que los 168 bits de paridad BCH se correlacionan con una parte del grupo de columnas, que corresponde a la 9ª secuencia, mediante un esquema de codificación de DVB-S2, las columnas en las posiciones correspondientes a la paridad BCH no se someten a acortamiento.
9) $168 \leq K_2 < 528$	Acorta todas las columnas incluidas en el grupo de columnas, que corresponden a las secuencias 8ª, 4ª, 7ª, 6ª, 3ª, 5ª, 2ª y 9ª de entre las secuencias de posición de peso 1, y adicionalmente acorta $528 - K_2$ bits a partir de una palabra de información correspondiente a la 1ª secuencia 6295 9626 304 7695 4839 4936 1660 144 11203 5567 6347 12557 para el 1º grupo de columnas. En el presente caso, $K_2=168$ significa el caso en el que sólo las columnas correspondientes a la paridad BCH permanecen en el código LDPC de DVB-S2. En otras palabras, no existe ningún bit de palabra de información puro. Esto no se considera.

El orden de acortamiento en la tabla 1 se determina al dividir, por ejemplo, la palabra de información en 9 intervalos, y luego aplicando el criterio 1 y el criterio 2 a la misma.

En referencia a la tabla 1 puede apreciarse que todas las columnas correspondientes a las secuencias 8ª, 4ª, 7ª, 6ª, 3ª, 5ª, 2ª, 9ª y 1ª incluidas en el grupo de columnas se someten de manera secuencial a un acortamiento según la longitud de información requerida para el código LDPC. Es decir, un valor de 0 se correlaciona con los bits de información que se someterán a un acortamiento en orden de las columnas correspondientes a las filas 8ª, 4ª, 7ª, 6ª, 3ª, 5ª, 2ª, 9ª y 1ª según la longitud de información requerida. Alternativamente, también puede considerarse que los bits de información significativos, que no están fijados a 0, se correlacionan de manera secuencial con las columnas correspondientes a las secuencias 1ª, 9ª, 2ª, 5ª, 3ª, 6ª, 7ª, 4ª y 8ª según la longitud de información. El orden '8, 4, 7, 6, 3, 5, 2, 9, 1' de las columnas también puede expresarse como '7, 3, 6, 5, 2, 4, 1, 8, 0', representando la 1ª columna como un 0-ésimo bloque.

En la etapa 8) y la etapa 9) en la tabla 1, puesto que los últimos 168 bits del 9º grupo de columnas, o el último grupo de columnas, en la parte correspondiente a los bits de información del código LDPC de DVB-S2 con $N_1=16200$, $K_1=3240$, $M_1=360$ y $q=36$ se correlacionan con bits de paridad de Bose-Chaudhuri-Hocquenghem (BCH), no pueden someterse a acortamiento. En realidad, cuando un código LDPC de DVB-S2 con $N_1=16200$ se diseña de manera que los 168 bits de paridad BCH estén siempre incluidos en los bits de información LDPC que tienen las longitudes K_1 y K_2 .

La información de orden de acortamiento mostrada en la tabla 1 también puede expresarse como en la tabla 2, de manera resumida.

Tabla 2

Variables principales del código LDPC de DVB-S2	$N_1=16200, K_1=3240, M_1=360, q=36, N_1=16200, K_1=3240, M_1=360, q=36$							
Alcance de K_2	Método de acortamiento							
1) $5285 \leq K_2 < 3240$	Para un número entero $m = \left\lfloor \frac{3240 - K_2}{360} \right\rfloor$, acorta todos los m grupos de columnas correspondientes a los grupos de columnas $\pi(0)$-ésimo, $\pi(1)$-ésimo, ..., y $\pi(m-1)$-ésimo, y adicionalmente acorta $3240 - K_2 - 360m$ bits de información del $\pi(m)$-ésimo grupo de columnas. En el presente documento, π indica una función de permutación que significa un patrón de acortamiento, y se muestra una relación entre los mismos en la parte inferior de la tabla. Sin embargo, cuando se acorta una parte de un $\pi(7)$=8-ésimo grupo de columnas, las columnas en las posiciones correspondientes a los 168 bits de paridad BCH no están sujetas a acortamiento.							
2) $168 \leq K_2 < 528$	Acorta todos los grupos de columnas $\pi(0)$-ésimo, $\pi(1)$-ésimo, ..., y $\pi(6)$-ésimo, y acorta todas las columnas excepto las columnas en las posiciones correspondientes a los 168 bits de paridad BCH a partir del $\pi(7)$=8-ésimo grupo de columnas. Además, acorta adicionalmente $528 - K_2$ bits de información correspondientes al $\pi(8)$=0-ésimo grupo de columnas.							
$\pi(0)$	$\pi(1)$	$\pi(2)$	$\pi(3)$	$\pi(4)$	$\pi(5)$	$\pi(6)$	$\pi(7)$	$\pi(8)$
7	3	6	5	2	4	1	8	0

Para una descripción de otra realización a modo de ejemplo, se describirá un código de DVB-S2 con $N_1=16200$, $K_1=7200$, $M_1=360$ y $q=25$. El código LDPC de DVB-S2 tiene las siguientes secuencias de posición de peso 1.

- 5 20 712 2386 6354 4061 1062 5045 5158
- 21 2543 5748 4822 2348 3089 6328 5876
- 22 926 5701 269 3693 2438 3190 3507
- 23 2802 4520 3577 5324 1091 4667 4449
- 24 5140 2003 1263 4742 6497 1185 6202
- 10 0 4046 6934
- 1 2855 66
- 2 6694 212
- 3 3439 1158
- 4 3850 4422
- 15 5 5924 290
- 6 1467 4049
- 7 7820 2242
- 8 4606 3080

9 4633 7877
 10 3884 6868
 11 8935 4996
 12 3028 764
 5 13 5988 1057
 1474113450

La i-ésima secuencia representa de manera secuencial la información sobre la posición de filas con 1 para un i-ésimo grupo de columnas. Por tanto, puede apreciarse que el código LDPC de DVB-S2 está compuesto por 20 grupos de columnas, y la longitud de información es $20 \times 360 = 7200$. Cuando la longitud de palabra de código y la longitud de información que se desea obtener realizando acortamiento son N_2 y K_2 , respectivamente, es posible hallar patrones de acortamiento subóptimos tal como se define en la tabla 3.

Tabla 3

Variables principales del código LDPC de DVB-S2			$N_1=16200, K_1=7200, M_1=360, q=25$						
Alcance de K_2			Método de acortamiento						
1) $528 \leq K_2 < 7200$			Para un número entero $m = \left\lfloor \frac{7200 - K_2}{360} \right\rfloor$, acorta todos los m grupos de columnas correspondientes a los grupos de columnas $\pi(0)$ -ésimo, $\pi(1)$ -ésimo,..., y $\pi(m-1)$ -ésimo, y adicionalmente acorta $7200 - K_2 - 360m$ bits de información a partir del $\pi(m)$ -ésimo grupo de columnas. En el presente documento, π indica una función de permutación que significa un patrón de acortamiento, y se muestra una relación entre los mismos en la parte inferior de la tabla. Sin embargo, cuando se acorta una parte de un $\pi(18)=19$ -ésimo grupo de columnas, las columnas en las posiciones correspondientes a los 168 bits de paridad BCH no están sujetas a acortamiento.						
2) $168 \leq K_2 < 528$			Acorta todos los grupos de columnas $\pi(0)$ -ésimo, $\pi(1)$ -ésimo,..., y $\pi(6)$ -ésimo, y acorta todas las columnas excepto las columnas en las posiciones correspondientes a los 168 bits de paridad BCH a partir del $\pi(18)=19$ -ésimo grupo de columnas. Además, acorta adicionalmente $528 - K_2$ bits de información correspondientes al $\pi(19)=0$ -ésimo grupo de columnas.						
$\pi(0)$	$\pi(1)$	$\pi(2)$	$\pi(3)$	$\pi(4)$	$\pi(5)$	$\pi(6)$	$\pi(7)$	$\pi(8)$	$\pi(9)$
18	17	16	15	14	13	12	11	4	10
$\pi(10)$	$\pi(11)$	$\pi(12)$	$\pi(13)$	$\pi(14)$	$\pi(15)$	$\pi(16)$	$\pi(17)$	$\pi(18)$	$\pi(19)$
9	8	3	2	7	6	5	1	19	0

En el proceso de acortamiento, el acortamiento adicional puede implementarse más fácilmente si el proceso se realiza de manera secuencial desde la parte posterior o la parte delantera del grupo de columnas en el que se logra un acortamiento adicional.

Después de la etapa 611 en la figura 6, cuando es necesaria una perforación, el codificador 511 LDPC aplica una perforación en un proceso de codificación LDPC en la etapa 613. El método de perforación se describirá a continuación de manera resumida.

Si una longitud de palabra de código y una longitud de información de un código LDPC se definen como N_2 y K_2 , respectivamente, entonces la invención pretende obtener eventualmente a partir del código LDPC de DVB-S2 con una longitud de palabra de código N_1 y una longitud de información K_1 usando la técnica de acortamiento y la técnica de perforación, y se establece que $N_1 - N_2 = N_\Delta$ y $K_1 - K_2 = K_\Delta$, es posible conseguir el código LDPC con una longitud de palabra de código N_2 y una longitud de información K_2 acortando K_Δ bits y perforando $(N_\Delta - K_\Delta)$ bits a partir de una matriz de comprobación de paridad del código LDPC de DVB-S2. Suponiendo que, por motivos de conveniencia, sólo la parte de paridad se somete a perforación, puesto que la longitud de paridad es $N_1 - K_1$, hay un método de perforación de 1 bit a partir de la parte de paridad cada $(N_1 - K_1)/(N_\Delta - K_\Delta)$ bits. Sin embargo, también pueden aplicarse otros diversos métodos como la técnica de perforación.

Para $N_\Delta - K_\Delta = 0$, no hay necesidad de aplicar la técnica de perforación. En este caso particular, es posible conseguir un código LDPC de DVB-S2 acortado de alta eficacia aplicando un método de generación similar para el código LDPC de DVB-S2 usando el patrón de acortamiento mostrado en la tabla 1.

En la figura 7 se muestra un ejemplo detallado de un aparato de transmisión para implementar un proceso de acortamiento para el código LDPC de DVB-S2. La figura 7 es un diagrama de bloques que ilustra una estructura a modo de ejemplo de un aparato de transmisión usando códigos LDPC acortados según una realización de la presente invención.

El aparato de transmisión incluye, por ejemplo, un controlador 710, un aplicador 720 de patrón de acortamiento, un extractor 740 de matriz de comprobación de paridad del código LDPC, y un codificador 760 LDPC.

El extractor 740 de matriz de comprobación de paridad del código LDPC extrae una matriz de comprobación de paridad del código LDPC acortado. La matriz de comprobación de paridad del código LDPC puede extraerse de una memoria, o puede proporcionarse en el aparato de transmisión, o puede generarse por el aparato de transmisión.

El controlador 710 controla el aplicador 720 de patrón de acortamiento de modo que pueda determinar un patrón de acortamiento según una longitud de información. El aplicador 720 de patrón de acortamiento inserta bits cero (0) en las posiciones de bits acortados, o elimina columnas correspondientes a los bits acortados de la matriz de comprobación de paridad de un código LDPC dado. Un método para determinar el patrón de acortamiento puede usar un patrón de acortamiento almacenado en una memoria, generar un patrón de acortamiento usando un generador de secuencias (no mostrado), o usar un algoritmo de análisis de evolución de densidad para una matriz de comprobación de paridad y su longitud de información dada.

El controlador 710 controla el aplicador 720 de patrón de acortamiento de modo que pueda acortar una parte de los bits de información del código LDPC en los patrones mostrados en la tabla 1 a la tabla 3.

El codificador 760 LDPC realiza la codificación basándose en el código LDPC acortado por el controlador 710 y el aplicador 720 de patrón de acortamiento.

Las figuras 8 y 9 son diagramas de bloques que ilustran estructuras de un aparato de transmisión y un aparato de recepción para un código LDPC de DVB-S2 al que se aplica tanto acortamiento como perforación, respectivamente.

La figura 8 es un diagrama de bloques que ilustra una estructura a modo de ejemplo de un aparato de transmisión usando códigos LDPC acortados/perforados según una realización de la presente invención.

El aparato de transmisión de la figura 8 comprende además un aplicador 880 de patrones de perforación añadido al aparato de transmisión de la figura 7. En referencia a la figura 8, puede apreciarse que el acortamiento se lleva a cabo en la fase delantera del codificador 760 LDPC y la perforación se realiza en la fase de salida del codificador 760 LDPC.

El aplicador 880 de patrones de perforación aplica perforación a la salida del codificador 760 LDPC. El método de aplicar perforación se ha descrito en detalle en la etapa 613 de la figura 6.

La figura 9 es un diagrama de bloques que ilustra una estructura a modo de ejemplo de un aparato de recepción usando códigos LDPC a los que se aplica acortamiento, según una realización de la presente invención.

En la figura 9 se muestra un ejemplo de un aparato de recepción que recibe una señal transmitida desde un sistema de comunicación usando el código LDPC de DVB-S2 acortado, y restaura los datos deseados por un usuario a partir de la señal recibida cuando se determina una longitud del código LDPC de DVB-S2 acortado a partir de la señal recibida.

El aparato de recepción incluye, por ejemplo, un controlador 910, una unidad 920 de decisión/estimación de patrón de acortamiento, un demodulador 930 y un decodificador 940 LDPC.

El demodulador 930 recibe y demodula un código LDPC acortado, y proporciona la señal demodulada a la unidad 920 de decisión/estimación de patrón de acortamiento y al decodificador 940 LDPC.

La unidad 920 de decisión/estimación de patrón de acortamiento, bajo el control del controlador 910, estima o decide información sobre un patrón de acortamiento de un código LDPC a partir de la señal demodulada, y proporciona información de posición de los bits acortados al decodificador 940 LDPC. Un método de decidir o estimar un patrón de acortamiento en la unidad 920 de decisión/estimación de patrón de acortamiento puede usar un patrón de acortamiento almacenado en una memoria, o generar un patrón de acortamiento usando un generador de secuencias (no mostrado), o usar un algoritmo de análisis de evolución de densidad para una matriz de comprobación de paridad y su longitud de información dada.

Puesto que la probabilidad de que los valores de bits acortados sea cero (0) en el decodificador 940 LDPC es de 1 (o el 100%), el controlador 910 decide si decodificará los bits acortados por medio del decodificador 940 LDPC, usando el valor de probabilidad de 1.

El decodificador 940 LDPC restaura los datos deseados por el usuario a partir de la señal recibida cuando halla una longitud del código LDPC de DVB-S2 acortado por medio de la unidad 920 de decisión/estimación de patrón de acortamiento.

La figura 10 es un diagrama de bloques que ilustra una estructura a modo de ejemplo de un aparato de recepción usando códigos LDPC a los que se aplica tanto acortamiento como perforación, según una realización de la presente invención.

En el aparato de recepción de la figura 10, una unidad 1020 de decisión/estimación de patrón de acortamiento y perforación sustituye a la unidad 920 de decisión/estimación de patrón de acortamiento de la figura 9.

Cuando el aparato de transmisión aplica tanto acortamiento como perforación, la unidad 1020 de decisión/estimación de patrón de acortamiento y perforación en el aparato de recepción puede realizar en primer lugar una decisión/estimación de patrón sobre el acortamiento, o puede realizar en primer lugar una decisión/estimación de patrón sobre la perforación, o puede realizar simultáneamente una decisión/estimación de patrón sobre el acortamiento y una decisión/estimación de patrón sobre la perforación.

El decodificador 940 LDPC preferiblemente tiene información tanto sobre el acortamiento como la perforación con el fin de realizar la decodificación.

La figura 11 es un diagrama de flujo que ilustra una operación de recepción a modo de ejemplo en un aparato de recepción según una realización de la presente invención.

Un demodulador 930 recibe y demodula un código LDPC acortado en la etapa 1101. Después, una unidad 920 de decisión/estimación de patrón de acortamiento decide o estima un patrón(es) de acortamiento/perforación a partir de la señal demodulada en la etapa 1103.

La unidad 920 de decisión/estimación de patrón de acortamiento determina en la etapa 1105 si hay algún bit acortado/perforado. Si no hay ningún bit acortado/perforado, un decodificador 940 LDPC realiza la decodificación en la etapa 1111. Sin embargo, si hay bit(s) acortado(s)/perforado(s), una unidad 1020 de decisión/estimación de patrón de acortamiento y perforación proporciona la información de posición de los bits acortados/perforados al decodificador 940 LDPC en la etapa 1107.

En la etapa 1109, basándose en la información de posición de los bits acortados/perforados, el decodificador 940 LDPC determina que la probabilidad de que los valores de los bits acortados sea 0 es 1, y determina que los bits perforados son bits borrados. Después, el decodificador 940 LDPC procede a la etapa 1111 en la que realiza decodificación por LDPC.

Tal como es evidente a partir de la descripción anterior, la presente invención proporciona patrones de acortamiento, haciendo posible por tanto no usar sustancialmente algunas columnas. Además, la presente invención puede generar códigos LDPC separados con diferentes longitudes de palabra de código usando información sobre una matriz de comprobación de paridad dada en un sistema de comunicación usando códigos LDPC.

Los métodos descritos anteriormente según la presente invención pueden realizarse en hardware o como software o código informático que puede almacenarse en un medio de grabación tal como un CD ROM, una RAM, un disco flexible, un disco duro, o un disco magneto-óptico o descargarse a través de una red, de modo que los métodos descritos en el presente documento pueden ejecutarse mediante tal software usando un ordenador de propósito general, o un procesador especial o en hardware programable o dedicado, tal como un ASIC o una FPGA. Tal como se entenderá en la técnica, el ordenador, el procesador o el hardware programable incluyen componentes de

memoria, por ejemplo, RAM, ROM, Flash, etc. que pueden almacenar o recibir software o código informático que, cuando se accede al mismo y se ejecuta por el ordenador, el procesador o hardware, implementan los métodos de procesamiento descritos en el presente documento.

- 5 Aunque se ha mostrado y se ha descrito la invención con referencia a una determinada realización preferida de la misma, los expertos en la técnica entenderán que pueden realizarse diversos cambios en la forma y detalles en la misma sin apartarse del alcance de la invención según se define por las reivindicaciones adjuntas.

REIVINDICACIONES

1. Método para codificar canales en un sistema de comunicación usando un código de comprobación de paridad de baja densidad (LDPC) para el cual una matriz de comprobación de paridad tiene N_1 columnas, donde N_1 es 16200, teniendo la matriz de comprobación de paridad una parte de información y una parte de paridad, en el que la parte de información tiene K_1 columnas, donde K_1 es 3240, en el que la parte de paridad tiene (N_1-K_1) columnas, donde (N_1-K_1) es 12960, en el que la parte de información comprende una pluralidad de grupos de columnas, teniendo cada grupo de columnas M_1 columnas, donde M_1 es 360, y el número de grupos de columnas es K_1/M_1 , donde K_1/M_1 es 9, en el que las secuencias de posiciones de '1' en la 0-ésima columna en el i-ésimo grupo de columnas, $i=0, \dots, 8$, indicado por $R_{i,0}^{(1)}, R_{i,0}^{(2)}, \dots, R_{i,0}^{(D_i)}$, son

10 6295 9626 304 7695 4839 4936 1660 144 11203 5567 6347 12557
10691 4988 3859 3734 3071 3494 7687 10313 5964 8069 8296 11090
10774 3613 5208 11177 7676 3549 8746 6583 7239 12265 2674 4292
11869 3708 5981 8718 4908 10650 6805 3334 2627 10461 9285 11120
7844 3079 10773

15 3385 10854 5747
1360 12010 12202
6189 4241 2343
9840 12726 4977,

donde un grado de la 0-ésima columna en cada i-ésimo grupo de columnas se indica por D_i ;

20 en el que la estructura de la parte de información se realiza usando la siguiente regla:

determinar posiciones de filas con '1', indicadas por $R_{i,j}^{(k)}$, mediante

$$R_{i,j}^{(k)} = \{R_{i,(j-1)}^{(k)} + q\} \bmod (N_1 - K_1)$$

$$K=1,2,\dots,D_i, i=0,\dots,8 J=1,\dots, 359$$

25 donde q es un número entero que cumple $q = (N_1 - K_1)/M = 36$;

comprendiendo el método:

(a) leer información de la matriz de comprobación de paridad;

(b) determinar una longitud K_2 , donde K_2 indica una longitud de bits de información que va a obtenerse mediante acortamiento, en el que los bits de información incluyen 168 bits de paridad BCH;

30 (c) basándose en la longitud K_2 , realizando un acortamiento en los bits de información en un orden según un patrón de acortamiento predeterminado definido en la siguiente tabla

Alcance de K_2			Método de acortamiento					
1) $528 \leq K_2 < 3240$ 1) $528 \leq K_2 < 3240$			Para un número entero $m = \left\lfloor \frac{3240 - K_2}{360} \right\rfloor$, acorta todos los bits de información correspondientes a los grupos de columnas $\pi(0)$ -ésimo, $\pi(1)$ -ésimo,..., y $\pi(m-1)$ -ésimo, y adicionalmente acorta $3240 - K_2 - 360m$ bits de información del $\pi(m)$ -ésimo grupo de columnas. En el presente documento, π indica una función de permutación mostrada en la parte inferior de la tabla. Sin embargo, cuando se acorta una parte de bits de información correspondiente al $\pi(7)=8$ -ésimo grupo de columnas, los 168 bits de paridad BCH no están sujetos a acortamiento.					
2) $168 \leq K_2 < 528$			Acorta todos los bits de información correspondientes a los grupos de columnas $\pi(0)$ -ésimo, $\pi(1)$ -ésimo,..., y $\pi(6)$ -ésimo, y acorta todos los bits de información excepto los 168 bits de información BCH a partir de los bits de información correspondientes al $\pi(7)=8$ -ésimo grupo de columnas. Además, acorta adicionalmente $528 - K_2$ bits de información correspondientes al $\pi(8)=0$ -ésimo grupo de columnas.					
$\pi(0)$	$\pi(1)$	$\pi(2)$	$\pi(3)$	$\pi(4)$	$\pi(5)$	$\pi(6)$	$\pi(7)$	$\pi(8)$
7	3	6	5	2	4	1	8	0

y

(d) codificar por LDPC los bits de información acortados usando la matriz de comprobación de paridad.

- 5 2. Aparato para codificar canales en un sistema de comunicación usando un código de comprobación de paridad de baja densidad (LDPC) para el cual una matriz de comprobación de paridad tiene N_1 columnas, donde N_1 es 16200, teniendo la matriz de comprobación de paridad una parte de información y una parte de paridad, en el que la parte de información tiene K_1 columnas, donde K_1 es 3240, en el que la parte de paridad tiene $(N_1 - K_1)$ columnas, donde $(N_1 - K_1)$ es 12960, en el que la parte de información comprende una pluralidad de grupos de columnas, teniendo
- 10 cada grupo de columnas M_1 columnas, donde M_1 es 360, y el número de grupos de columnas es K_1/M_1 , donde K_1/M_1 es 9, en el que las secuencias de posiciones de '1' en la 0-ésima columna en el i -ésimo grupo de columnas $i=0, \dots, 8$ indicadas por $R_{i,0}^{(1)}, R_{i,0}^{(2)}, \dots, R_{i,0}^{(D_i)}$, son

6295 9626 304 7695 4839 4936 1660 144 11203 5567 6347 12557 10691 4988 3859 3734 3071 3494 768710313
5964 8069 8296 11090

- 15 10774 3613 5208 11177 7676 3549 8746 6583 7239 12265 2674 4292

11869 3708 5981 8718 4908 10650 6805 3334 2627 10461 9285 11120

7844 3079 10773

3385 10854 5747

1360 12010 12202

- 20 6189 4241 2343

9840 12726 4977,

donde un grado de la 0-ésima columna en cada i -ésimo grupo de columnas se indica por D_i ; en el que la estructura de la parte de información se realiza usando la siguiente regla

determinar posiciones de filas con '1', indicadas por $R_{i,j}^{(k)}$, mediante

$$R_{i,j}^{(k)} = \{R_{i,(j-1)}^{(k)} + q\} \bmod (N_1 - K_1),$$

$$K=1,2,\dots,D_i, i=0,\dots,8, j=1,\dots,359;$$

donde q es un número entero que cumple $q = (N_1 - K_1)/M = 36$;

5 comprendiendo el aparato:

un extractor (740) de matriz de comprobación de paridad para leer información de la matriz de comprobación de paridad;

un aplicador (720) de patrón de acortamiento para determinar una longitud K_2 , donde K_2 indica una longitud r de bits de información que van a obtenerse mediante acortamiento, en el que los bits de información incluyen 168 bits de paridad BCH, y basándose en la longitud K_2 , para realizar una acortamiento en los bits de información en un orden según un patrón de acortamiento predeterminado definido en la siguiente tabla;

10

Alcance de K_2	Método de acortamiento							
1) $528 \leq K_2 < 3240$	Para un número entero $m = \left\lfloor \frac{3240 - K_2}{360} \right\rfloor$, acorta todos los bits de información correspondientes a los grupos de columnas $\pi(0)$ -ésimo, $\pi(1)$ -ésimo,..., y $\pi(m-1)$ -ésimo, y adicionalmente acorta $3240 - K_2 - 360m$ bits de información del $\pi(m)$ -ésimo grupo de columnas. En el presente documento, π indica una función de permutación mostrada en la parte inferior de la tabla. Sin embargo, cuando se acorta una parte de bits de información correspondiente al $\pi(7)$ =8-ésimo grupo de columnas, los 168 bits de paridad BCH no están sujetos a acortamiento.							
2) $168 \leq K_2 < 528$	Acorta todos los bits de información correspondientes a los grupos de columnas $\pi(0)$ -ésimo, $\pi(1)$ -ésimo,..., y $\pi(6)$ -ésimo, y acorta todos los bits de información excepto los 168 bits de información BCH a partir de los bits de información correspondientes al $\pi(7)$ =8-ésimo grupo de columnas. Además, acorta adicionalmente $528 - K_2$ bits de información correspondientes al $\pi(8)$ =0-ésimo grupo de columnas.							
$\pi(0)$	$\pi(1)$	$\pi(2)$	$\pi(3)$	$\pi(4)$	$\pi(5)$	$\pi(6)$	$\pi(7)$	$\pi(8)$
7	3	6	5	2	4	1	8	0

y un codificador (760) para codificar por LDPC los bits de información acortados usando la matriz de comprobación de paridad.

$$H_1 = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

FIG.1

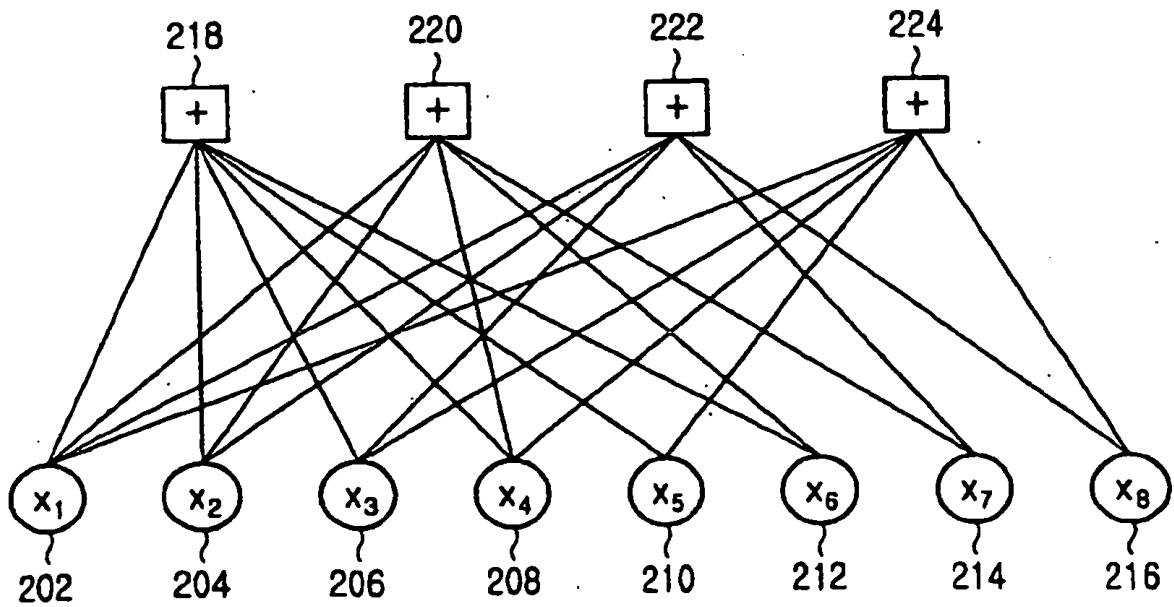


FIG.2

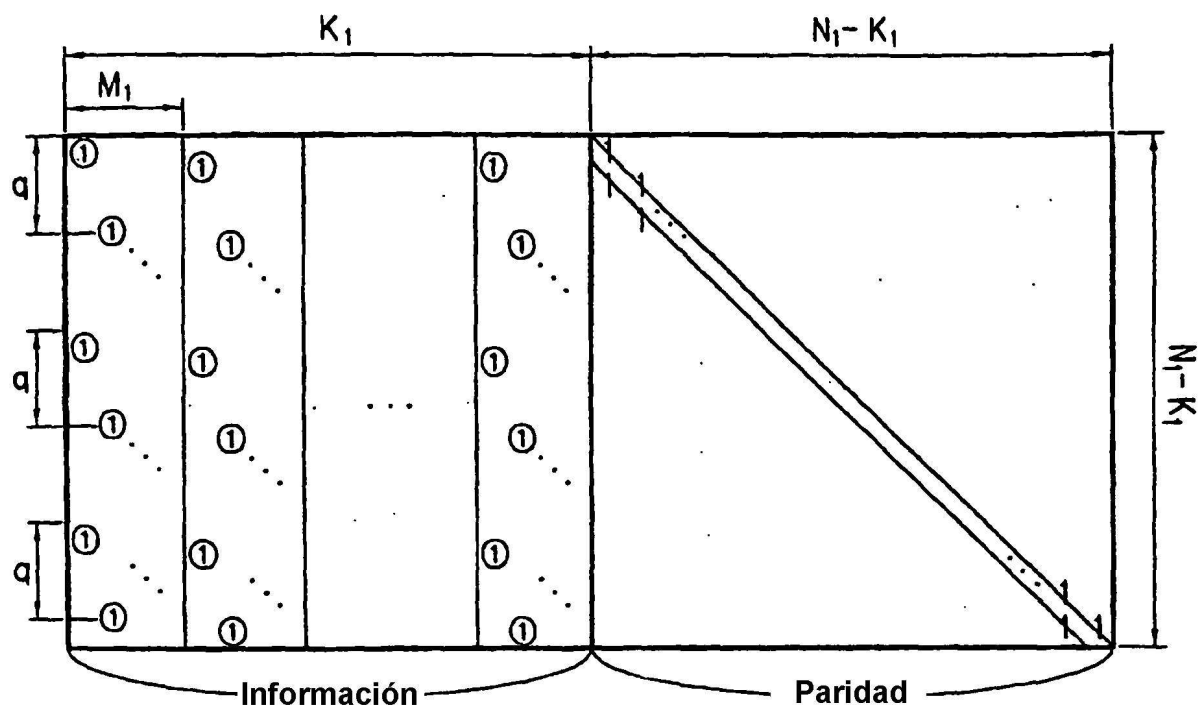


FIG.3

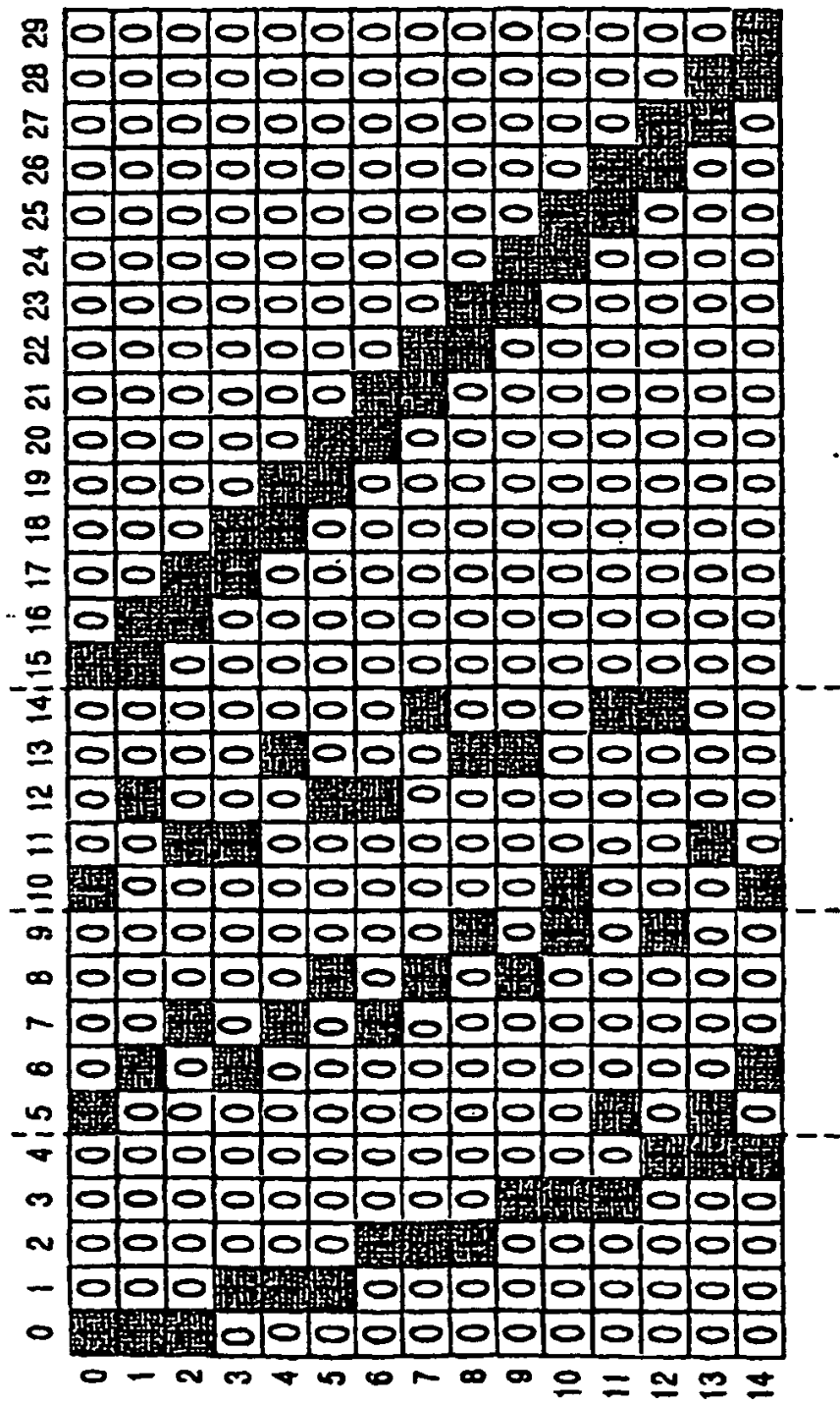


FIG.4

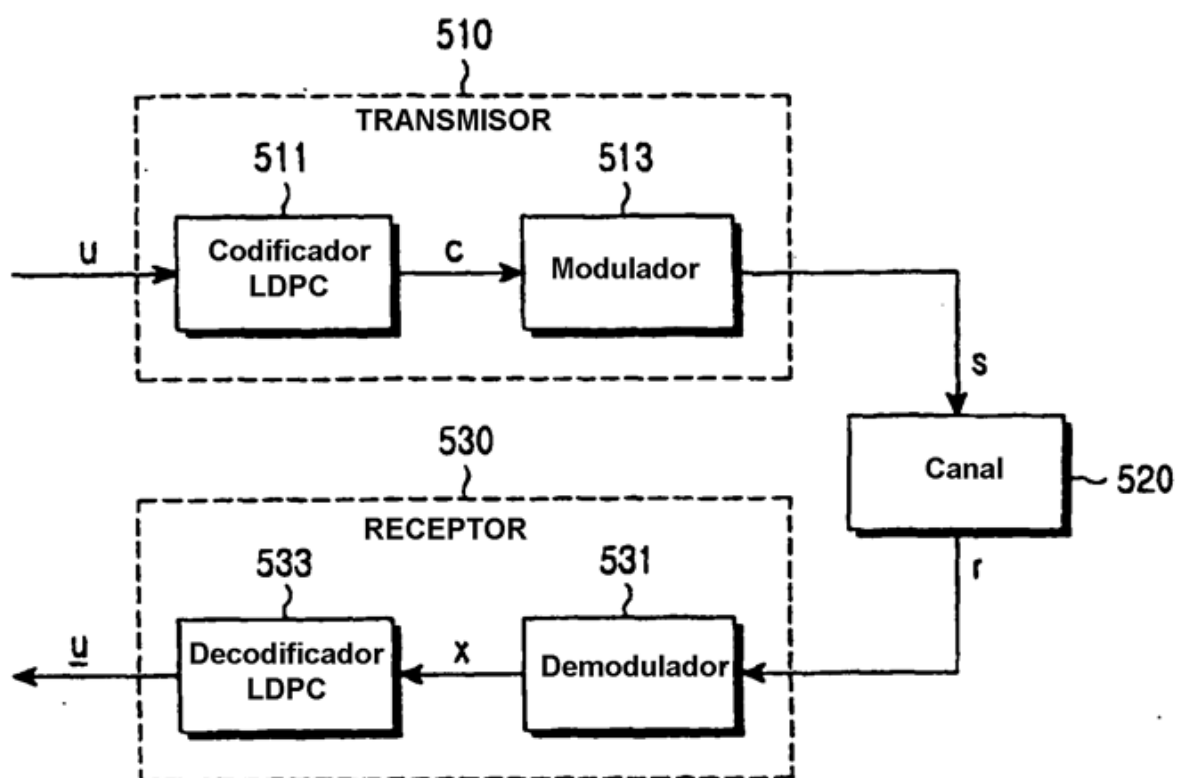


FIG.5

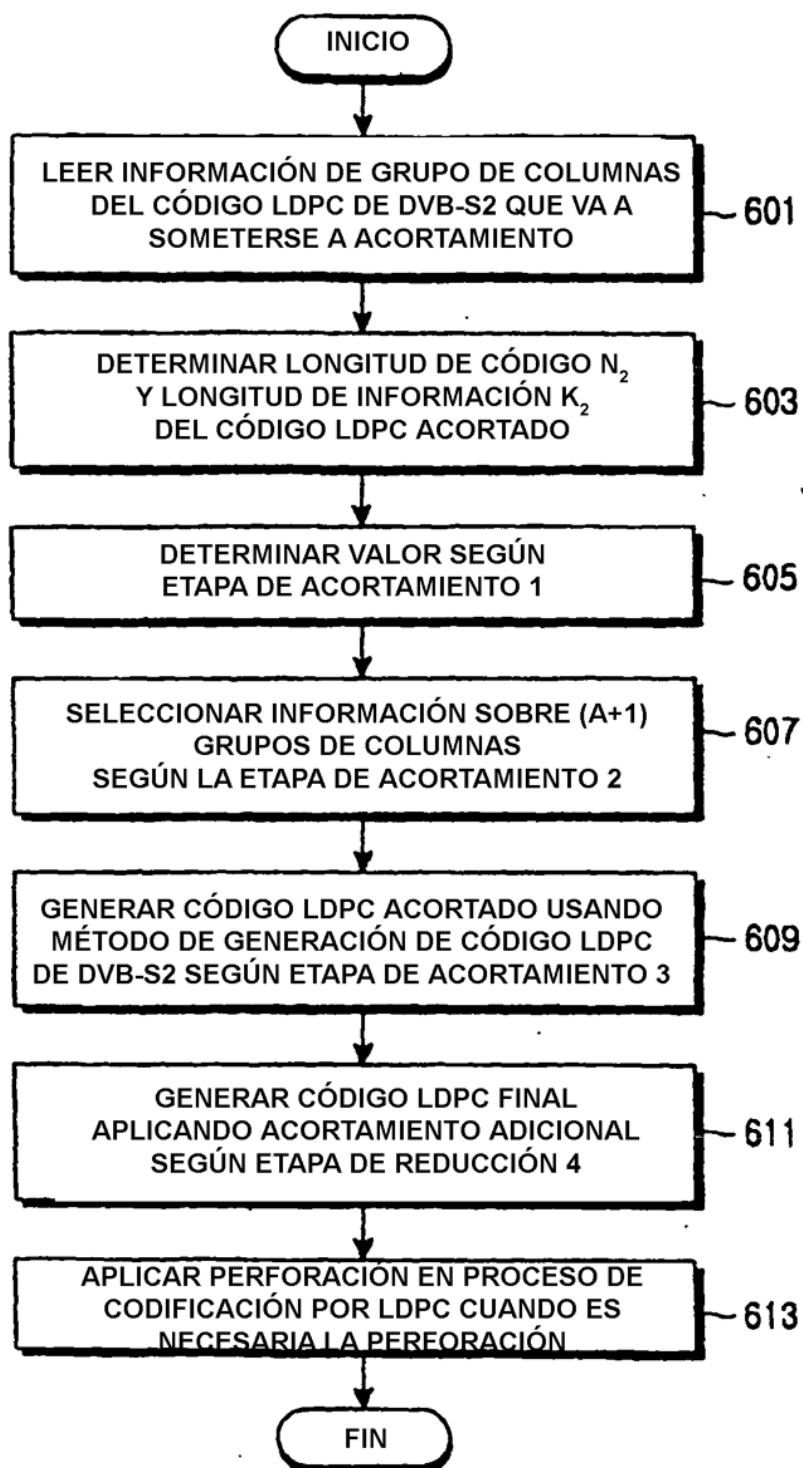


FIG.6

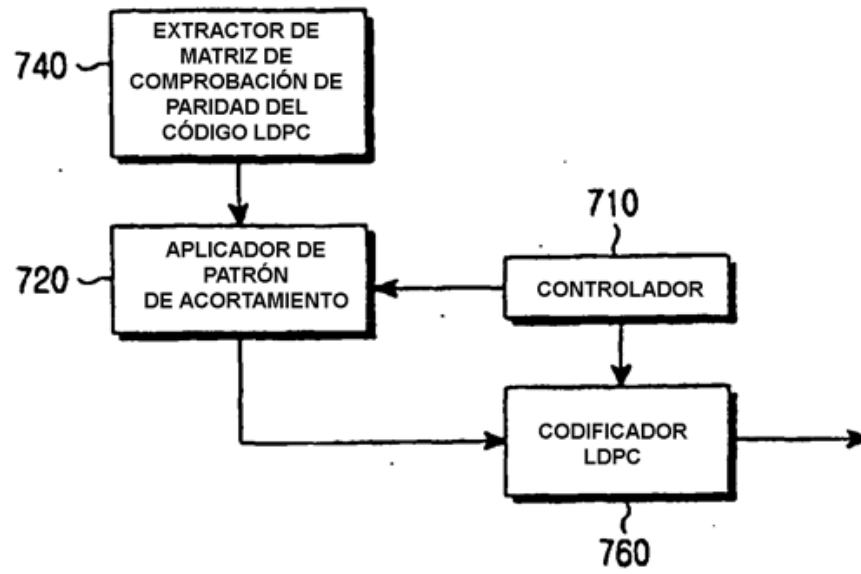


FIG.7

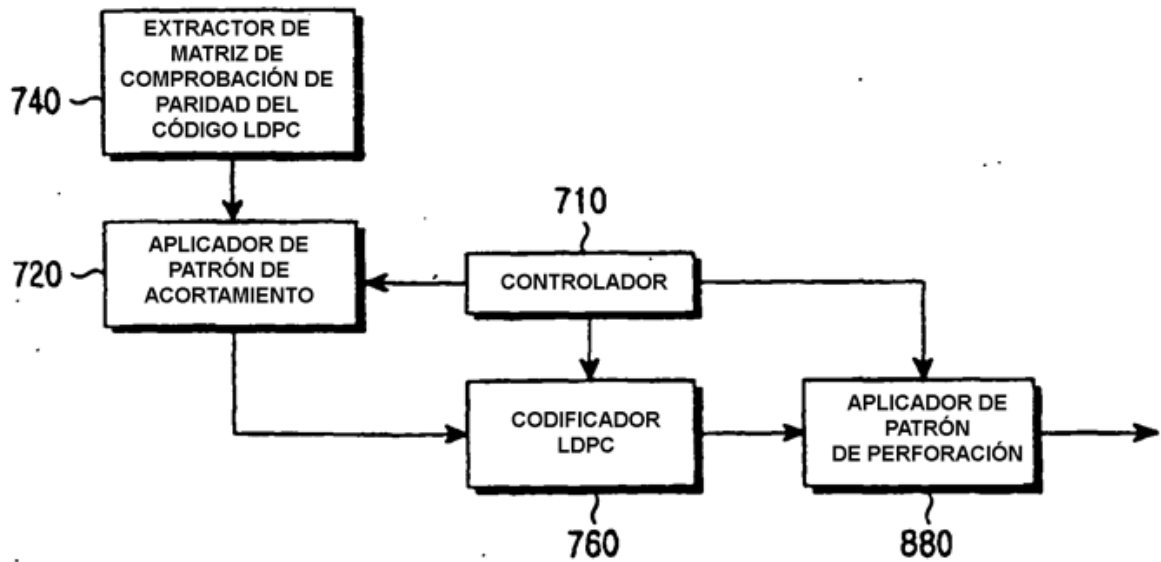


FIG.8

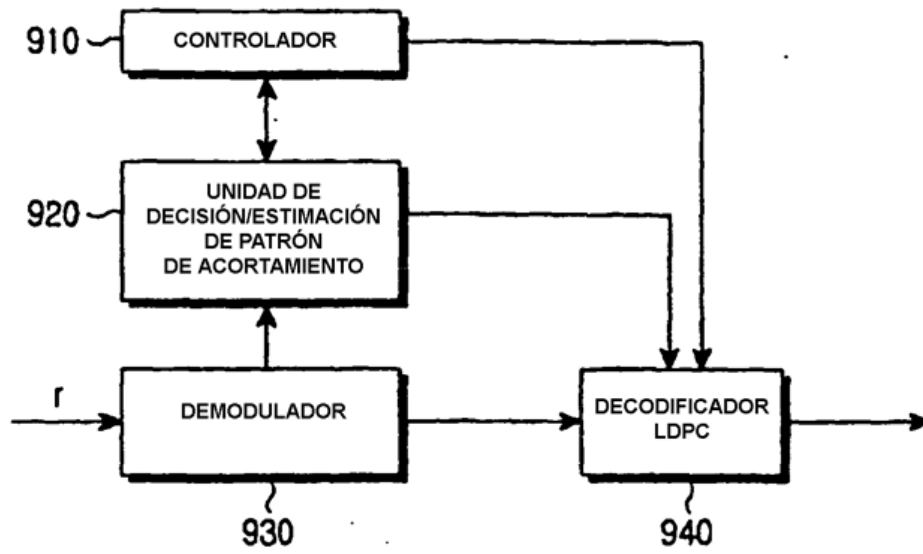


FIG.9

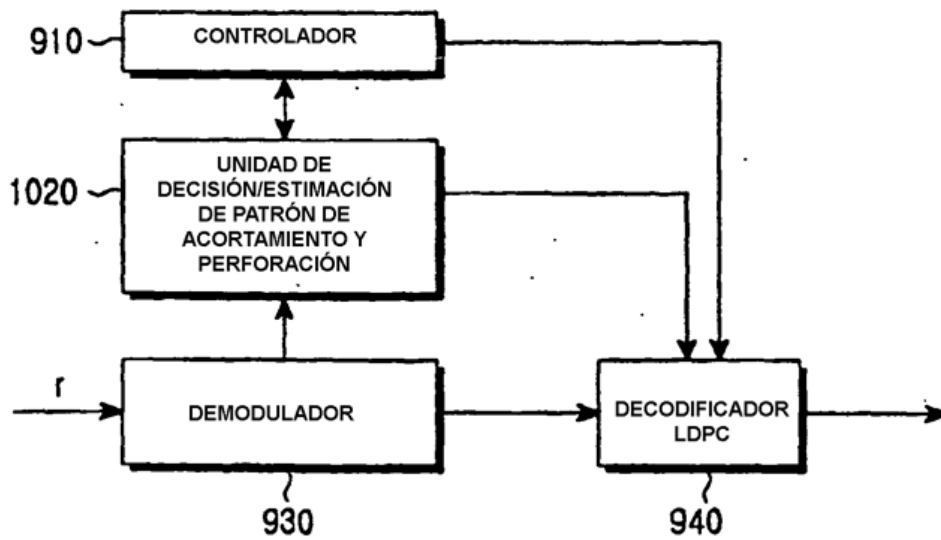


FIG.10

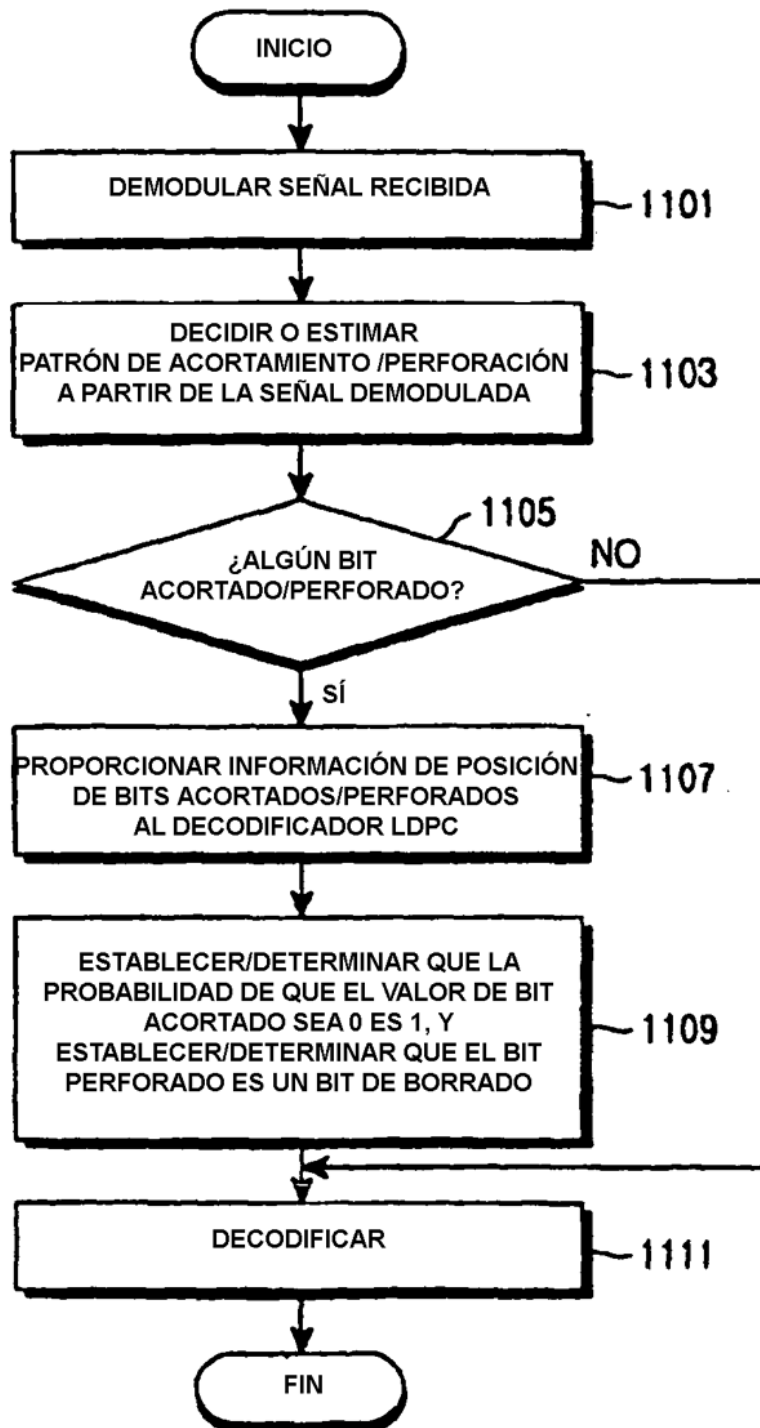


FIG.11