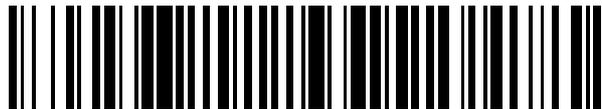


19



OFICINA ESPAÑOLA DE  
PATENTES Y MARCAS

ESPAÑA



11 Número de publicación: **2 400 950**

51 Int. Cl.:

**H03M 13/11** (2006.01)

12

TRADUCCIÓN DE PATENTE EUROPEA

T3

96 Fecha de presentación y número de la solicitud europea: **11.05.2005 E 05747940 (4)**

97 Fecha y número de publicación de la concesión europea: **02.01.2013 EP 1747613**

54 Título: **Construcción de códigos para códigos LDPC acortados irregulares con buen rendimiento**

30 Prioridad:

**14.05.2004 US 571280 P**  
**23.06.2004 US 874611**

45 Fecha de publicación y mención en BOPI de la traducción de la patente:  
**15.04.2013**

73 Titular/es:

**MOTOROLA MOBILITY LLC (100.0%)**  
**600 North US Highway 45**  
**Libertyville, IL 60048, US**

72 Inventor/es:

**BLANKENSHIP, YUFEI y**  
**CLASSON, BRIAN, K.**

74 Agente/Representante:

**DE ELZABURU MÁRQUEZ, Alberto**

**ES 2 400 950 T3**

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).

**DESCRIPCIÓN**

Construcción de códigos para códigos LDPC acortados irregulares con buen rendimiento

Campo de la Invención

5 La presente invención se refiere generalmente a la codificación de datos y en particular, a un método para codificar datos utilizando códigos de comprobación de paridad de baja densidad (LDPC – Low Density Parity Check, en inglés).

Antecedentes de la Invención

10 Un código de comprobación de paridad de baja densidad (LDPC - Low Density Parity Check, en inglés) se define mediante una matriz **H** de comprobación de paridad, que es una matriz binaria pseudoaleatoria de baja densidad. Por razones de implementación, una sola matriz **H** es a veces preferida aunque deben soportarse múltiples tasas de código y tamaños de bloque. En este caso, las múltiples tasas de código pueden ser obtenidas acortando un código de LDPC sistemático.

15 En un código sistemático que mapea  $k$  bits de información a  $n$  bits codificados, los primeros  $k$  bits de los bits codificados son los bits de información. Cuando se realiza el acortamiento,  $L$  de los bits de información son puestos a cero y los correspondientes ceros son eliminados de los bits codificados. El acortamiento es llevado a cabo típicamente (lógica o físicamente) poniendo los primeros  $L$  bits de información a cero. En algunos codificadores, los ceros directores no cambian el estado del codificador, para que los ceros no tengan que ser proporcionados al circuito de codificación. Para un código de LDPC, el acortamiento poniendo los primeros  $L$  bits de información a cero puede lograrse de dos maneras equivalentes. Primero, un vector de información de  $k$  bits puede ser puesto con  $L$  bits como cero, que se asume que están situados en las posiciones de los primeros  $L$  bits de información en lo que sigue sin que se pierda la generalidad. El vector de información de longitud  $k$  puede ser proporcionado al codificador (que puede estar basado en la matriz **H** de  $(n-k)$  por  $n$  no acortada o en la matriz generadora **G** de  $k$  por  $n$  equivalente), y los  $L$  ceros subsiguientemente separados de los bits codificados tras la codificación. En segundo lugar, un vector de información acortado puede ser pasado al codificador que codifica basándose en una matriz **H** de  $(n-k)$  por  $(n-L)$  acortada con las primeras  $L$  columnas eliminadas, o la matriz **G** de  $(k-L)$  por  $(n-L)$  acortada equivalente. No obstante, el código o los códigos de LDPC acortado o acortados resultante o resultantes, es probable que tenga o tengan un bajo rendimiento porque su distribución de peso puede ser inferior a un código particularizado diseñado para esa tasa de código y tamaño de bloque. No está claro cómo construir un código de LDPC acortado que mantenga un buen rendimiento.

30 El satélite de transmisión de video digital estándar (DVB-S2) utiliza códigos de LDPC, y define una matriz **H** para cada tasa de código deseada. El DVB-S2 define diez tasas de código de LDPC diferentes, 1/4, 1/3, 1/2, 3/5, 2/3, 3/4, 4/5, 5/6, 8/9 y 9/10, todas con una longitud de bloque codificado de  $n = 64800$  bits. Para cada tasa de código, se especifica una matriz **H** de comprobación de paridad diferente – no se utiliza el acortamiento en el estándar. Como es conocido en el sector los códigos de LDPC irregulares ofrecen un mejor rendimiento que los códigos de LDPC regulares. El término regular cuando se utiliza para un código de LDPC significa que todas las filas de **H** tienen el mismo número de 1's, y todas las columnas de **H** tienen un mismo número de 1's, donde el número de 1's en una fila o columna se denomina también el peso de la fila o columna. Si no el código de LDPC es considerado irregular. En un sentido más estricto, el término regular puede ser también aplicado bien a las filas o bien a las columnas (es decir, una matriz puede tener pesos de columna regulares, pero pesos de fila irregulares), y puede ser también aplicado a una sub-matriz de una matriz (por ejemplo, una sub-matriz de una matriz es regular cuando todas las columnas de la sub-matriz tienen el mismo peso de columna y todas las filas de la sub-matriz tienen el mismo peso de fila). Debido a que se desean códigos irregulares para un buen rendimiento, el DVB-S2 define múltiples matrices **H**, cada una con una distribución de peso deseada para un buen rendimiento y esa tasa de código. Los números de columnas de cada peso se muestran en la Tabla 1 para todas las tasas de código del DVB-S2.

45 **Tabla 1. Número de Columnas de Varios Pesos en DVB.**

Tasa de Código	13	12	11	8	4	3	2	1
1/4		5400				10800	48599	1
1/3		7200				14400	43199	1
1/2				12960		19440	32399	1

3/5		12960				25920	25919	1
2/3	4320					38880	21599	1
3/4		5400				43200	16199	1
4/5			6480			45360	12959	1
5/6	5400					48600	10799	1
8/9					7200	50400	7199	1
9/10					6480	51840	6479	1

5 Algunos diseños de código, tales como el código de LDPC de Intel propuesto para el para 802.16, sólo tienen una matriz  $\mathbf{H}$  y utilizan el acortamiento para obtener otras tasas de código, pero los códigos tras el acortamiento no se comportan muy bien. La porción de  $\mathbf{H}$  correspondiente a los bits de información (denotada por  $\mathbf{H}_1$ ) es regular (y por lo tanto toda la matriz se denomina a veces semi-regular), y tras el acortamiento la distribución de peso del código es mala comparada con un buen diseño. Los buenos diseños de LDPC tienden a no tener un peso de columna regular en  $\mathbf{H}_1$ .

10 LIY et al: "Design of Efficiently Encodable Moderate-Length High-Rate Irregular LDPC Codes" IEEE TRANSACTIONS ON COMUNICATIVOS, IEEE SERVICE CENTER, PISCATA WAY, NJ, US, vol. 52, nº 4, 1 de Abril de 2004 (2004-04-01), páginas 564-571, XP011111852 ISSN: 0090-6778, describe métodos de acuerdo con el preámbulo de la reivindicación 1.

TIFFANY JING LI, RUIYUAN HU: "Robust Distributed Source Encoding using LDPC Codes" Marzo de 2004 (2004-03), página 1, XP002506615 Lehigh University, muestra un código de LDPC acortado.

Breve Descripción de los Dibujos

15 La FIG. 1 muestra una distribución de peso de columna de una matriz de comprobación de paridad con peso de columna no-entrelazada en  $\mathbf{H}_1$ , es decir, las columnas del mismo peso están agrupadas. El tamaño del código es (2000, 1600).

La FIG. 2 muestra una distribución de peso de columna de una matriz de comprobación de paridad con peso de columna entrelazado en  $\mathbf{H}_1$ . El tamaño del código es (2000, 1600).

20 La FIG. 3 muestra el rendimiento de FER de códigos no acortados de tamaño (2000, 1600).

La FIG. 4 muestra el rendimiento de FER de los códigos de (1200, 800) acortados de los códigos de (2000, 1600) en 800 bits.

La FIG. 5 muestra el rendimiento de FER de los códigos de (800, 400) acortados de los códigos de (2000, 1600) en 1200 bits.

25 Descripción Detallada de los Dibujos

Esta invención propone y utiliza una matriz  $\mathbf{H}$  irregular que se comporta bien no acortada o acortada. La matriz y sus versiones acortadas pueden ser utilizadas para codificación y descodificación. voy aquí (0009

30 Para un código que toma  $k$  bits de información y genera  $n$  bits de código, la matriz  $\mathbf{H}$  se divide en dos partes  $\mathbf{H} = [\mathbf{H}_1 \mathbf{H}_2]$ , donde  $\mathbf{H}_1$  tiene un tamaño de  $m$  por  $k$  y  $\mathbf{H}_2$  tiene un tamaño de  $m$  por  $m$ ,  $m=n-k$ .  $\mathbf{H}_1$  corresponde a los bits de información no acortados y  $\mathbf{H}_2$  corresponde a los bits de paridad, de manera que  $[(\mathbf{H}_1)_{m \times k} (\mathbf{H}_2)_{m \times m}] [(s)_{1 \times k} (p)_{1 \times m}]^T = 0$ . Cuando se acortan las primeras  $L$  posiciones de  $s$ , las primeros  $L$  columnas de  $\mathbf{H}_1$  son esencialmente eliminadas.

35  $\mathbf{H}_1$  es determinística porque está definida una estructura de peso de columna particular.  $\mathbf{H}_2$  es no determinística porque puede ser regular o irregular, tener cualquier estructura o estar construida aleatoriamente. Una  $\mathbf{H}_2$  preferida puede ser similar a la descrita en la Solicitud de Patente de US Nº 10/839995 "Method And Apparatus For Encoding



Para códigos irregulares que tienen un mejor rendimiento que los códigos regulares, las columnas de varios pesos pueden estar dispuestas en cualquier orden sin afectar al rendimiento, puesto que permutar el orden de los bits de código no afecta al rendimiento en la corrección de error. Los pesos de columna están por tanto típicamente distribuidos sin ningún orden particular. Por ejemplo, todas las columnas del mismo peso pueden estar agrupadas.

5 Cuando las  $L$  columnas directoras de  $\mathbf{H}$  son efectivamente eliminadas mediante acortamiento, los pesos restantes pueden resultar en un bajo rendimiento.

Para resolver el problema, la sección determinística  $\mathbf{H}_1$  comprende una pluralidad de sub-matrices que tienen cada una pesos de columna substancialmente entrelazados entre las sub-matrices. El entrelazado entre sub-matrices se basa en una distribución de peso de columna deseada para las sub-matrices. El entrelazado entre las sub-matrices es uniforme si la distribución de peso de columna deseada es la misma para todas las sub-matrices. El entrelazado entre las matrices es no uniforme si la distribución de peso de columna deseada es diferente para dos sub-matrices. Dentro de una sub-matriz, las columnas de diferentes pesos pueden ser entrelazadas de manera que las columnas de diferente peso se extiendan predominantemente de manera uniforme sobre la sub-matriz.

10

En esta invención, las columnas de diferentes pesos están uniforme y no uniformemente entrelazada entre sub-matrices, de manera que la matriz acortada resultante puede tener una distribución de peso mucho mejor, y por lo tanto un mejor rendimiento en la corrección de error. Sea  $\mathbf{H}_1$  irregular porque tiene dos o más pesos de columna distintos (por ejemplo, las de 3 y 10 en cada columna de  $\mathbf{H}_1$ ). Las columnas de  $\mathbf{H}_1$  están también divididas en dos secciones (sub-matrices),  $\mathbf{H}_{1a}$  y  $\mathbf{H}_{1b}$ , donde  $\mathbf{H}_{1a}$  es una matriz de  $m$  por  $L$  (es decir, las primeras  $L$  columnas de  $\mathbf{H}_1$ ) y  $\mathbf{H}_{1b}$  es una matriz de  $m$  por  $(k-L)$  (es decir, las restantes  $k-L$  columnas de  $\mathbf{H}_1$ ). Las columnas de diferentes pesos están entrelazadas entre  $\mathbf{H}_{1a}$  y  $\mathbf{H}_{1b}$ , de manera que tras el acortamiento de  $L$  bits (es decir, eliminando efectivamente  $\mathbf{H}_{1a}$  de  $\mathbf{H}$ ); el código resultante con  $[\mathbf{H}_{1b} \mathbf{H}_2]$  tiene una buena distribución de peso.

15

20

Cuando se codifica, el codificador primero pone como prefijo  $L$  ceros al conjunto de símbolos actual de longitud  $(k-L)$ . A continuación el vector de información relleno con ceros  $\mathbf{s}=[\mathbf{0}_L \mathbf{s}_b]$ , donde  $\mathbf{s}_b$  tiene una longitud  $k-L$ , es codificado utilizando  $\mathbf{H}$  como si no estuviese acortado para generar el vector de bit de paridad  $\mathbf{p}$  (de longitud  $m$ ). Tras eliminar los ceros puestos como prefijo del conjunto de símbolos actual, el vector de bits de código  $\mathbf{x}=[\mathbf{s}_b \mathbf{p}]$  es transmitido sobre el canal. Este procedimiento de codificación es equivalente a la codificación del vector de información  $\mathbf{s}_b$  utilizando la matriz acortada  $[\mathbf{H}_{1b} \mathbf{H}_2]$  para determinar los bits de comprobación de paridad.

25

El ejemplo simple fue descrito con dos regiones de  $\mathbf{H}_1$ , pero  $\mathbf{H}_1$  puede estar también subdividido con las columnas entrelazadas sobre regiones más pequeñas. El entrelazado del peso de columna es llevado a cabo de manera que tras el acortamiento de las matrices de comprobación de paridad resultantes todas tengan una buena distribución de peso.

30

El entrelazado entre sub-matrices puede ser llevado a cabo de una manera uniforme o no uniforme. El entrelazado uniforme tiene una distribución de peso deseada que preserva la relación de peso de columna aproximada de  $\mathbf{H}_1$  para cada región de  $\mathbf{H}_1$ . Por ejemplo, si  $\mathbf{H}_1$  tiene aproximadamente 25% de columnas de peso  $x_1$  y 75% de peso  $x_2$ ,  $\mathbf{H}_{1a}$  y  $\mathbf{H}_{1b}$  pueden tener aproximadamente 25% de columnas de peso  $x_1$  y 75% de peso  $x_2$  entrelazando una columna de peso  $x_1$  con tres columnas de peso  $x_2$  en toda  $\mathbf{H}_1$ . Alternativamente, las columnas pueden disponerse colocando aproximadamente el redondeo de  $(0,25 \cdot \text{ancho}(\mathbf{H}_{1a}))$  columnas de peso  $x_1$  seguidas por el redondeo de  $(0,75 \cdot \text{ancho}(\mathbf{H}_{1a}))$  columnas de peso  $x_2$  en  $\mathbf{H}_{1a}$ . En los dos casos,  $\mathbf{H}_{1b}$  tendrá una distribución de peso de columna como  $\mathbf{H}_{1a}$ , y la disposición de las columnas en  $\mathbf{H}_{1b}$  no afecta al rendimiento a menos que el código esté también acortado (es decir, que  $\mathbf{H}_{1b}$  esté dividido en regiones adicionales). El entrelazado uniforme generalmente resulta en distribuciones de peso por debajo de las óptimas para los códigos acortados.

35

40

El entrelazado no uniforme intenta coincidir con una distribución de peso deseada para cada región de  $\mathbf{H}_1$ . Por ejemplo, si  $\mathbf{H}_1$  tiene una distribución de peso de 25% de peso  $x_1$  y 75% de peso  $x_2$ , pero un 50% del código acortado con  $\mathbf{H}_{1b}$  tiene una distribución de peso deseada de 50% de peso  $x_1$  y 50% de peso  $x_2$ ,  $\mathbf{H}_{1b}$  puede lograr la distribución deseada mediante el entrelazado no uniforme de las columnas entre  $\mathbf{H}_{1a}$  y  $\mathbf{H}_{1b}$ . En este caso, aproximadamente el redondeo de  $(0,25 \cdot \text{ancho}(\mathbf{H}_1) - 0,5 \cdot \text{ancho}(\mathbf{H}_{1b}))$  columnas de peso  $x_1$  y aproximadamente el redondeo de  $(0,75 \cdot \text{ancho}(\mathbf{H}_1) - 0,5 \cdot \text{ancho}(\mathbf{H}_{1b}))$  columnas de peso  $x_2$  están situadas en  $\mathbf{H}_{1a}$ , y  $\mathbf{H}_{1b}$  tiene las columnas con la distribución de peso deseada de  $0,5 \cdot \text{ancho}(\mathbf{H}_{1b})$  de peso  $x_1$  y  $0,5 \cdot \text{ancho}(\mathbf{H}_{1b})$  de peso  $x_2$ . Una distribución no uniforme entrelazada se logra entrelazando aproximadamente una columna de peso  $x_2$  con cero columnas de peso  $x_1$  en  $\mathbf{H}_{1a}$  (es decir, toda la  $\mathbf{H}_{1a}$  son columnas de peso  $x_2$ ) y (si se desea) alternando aproximadamente una columna de peso  $x_2$  con una columna de peso  $x_1$  en  $\mathbf{H}_{1b}$ . Si tienen que soportarse múltiples tasas de código acortado, entonces el entrelazado no uniforme con columnas de varios pesos distribuidas aleatoriamente sobre la sub-matriz resulta deseable para proporcionar un menor rendimiento para todas las tasas de códigos acortados.

45

50

55 **Algoritmo de Pseudo Código**

## ES 2 400 950 T3

[El siguiente Matlab se incluye para ilustrar cómo puede encontrarse una buena distribución de peso de columna para una tasa de código dada y un tamaño de código utilizando las distribuciones de peso deseadas.

% obtener distribución de grado optimizada, dv = máximo peso de columna, tasa es la tasa de código vDeg = obtener DegDist(tasa, dv) (siendo Deg la abreviatura de Degree – Grado, en inglés);

- 5 % obtener el número de nodos de variable de cada peso, N es el número de columnas en H vNodos = redondeo de  $(N * vDeg(2,:)/vDeg(1,:)/\text{suma de } (vDeg(2,:)/vDeg(1,:)))$ ;

función [vDeg] = obtenerDegDist(tasa, dv)

% vDeg(1,i): col peso i

% vDeg(2,i): fracción de bordes ligados a la variable nodo de peso vDeg(1,i)

- 10 % vDeg(3,i): fracción de la variable nodos de peso vDeg(1,i)

```

if (abs(rate -1/2)<1e-4)
    if (dv == 4)
        vDeg = [ 2 3 4;
                0.38354 0.04237 0.57409
                0.54883 0.04042 0.41075];
    elseif (dv == 11)
        vDeg = [ 2 3 5 6 11
                0.288212 0.256895 0.0285565 0.15190 0.274437
                0.50437 0.29971 0.01999 0.088608 0.087321 ];
    end
elseif (abs(rate-2/3)<1e-4)
    if (dv == 10)
        vDeg = [ 2 0.1666670000 (0.33000059795989)
                3 0.3679650000 (0.48571370868582)
                10 0.4653680000 (0.18428569335429) ]';
    end
elseif (abs(rate-4/5)<1e-4)
    if (dv == 10)
        vDeg = [ 2 0.1000000000 (0.199999920000003)
                3 0.4714290000 (0.6285717485713)
                10 0.4285710000 (0.17142833142867) ]';
    end
end
end

```

El siguiente código de Matlab ilustra cómo relacionarse dentro de una sub-matriz. Debe observarse que s es el vector de pesos de columna, y z1 y z2 dependen de la distribución de peso de columna particular dentro de la sub-matriz.

- 15 temp = [s(1:longitud1) –unos(1, longitud\_total-longitud1)];  
sub-matriz 1 = reconformar(reconformar(temp, z1, z2)',1, z1\*z2);  
idx = encontrar (sub-matriz1<0);  
sub-matriz1(idx) = [];

### *Ejemplo*

- 20 Se utiliza un ejemplo para ilustrar la propuesta descrita anteriormente. Para un código de tasa 4/5 de tamaño (2000, 1600), se encuentra una matriz **H** con pesos de columna de 2, 3 y 10. La distribución de peso de columna de la matriz de comprobación de paridad no entrelazada **H<sub>no</sub>** está representada en la Figura 1. Tras el entrelazado de columnas de la porción **H<sub>1</sub>**, la distribución de peso de columna de la matriz de comprobación de paridad resultante **H<sub>inter</sub>** (siendo inter la abreviatura de interleaved – entrelazada, en inglés) está representada en la Figura 2, y se lista

en el Apéndice A. La matriz  $H_{inter}$  es la misma que la matriz  $H_{no}$  excepto que se introduce la permutación de columnas.

Cuando se lleva a cabo el acortado en la  $H_{inter}$ , la matriz resultante mantiene aún buenas distribuciones de peso de columna. Como ejemplo, las distribuciones de peso de objetivo dadas de un código de tasa 2/3,

- 5  $vDeg = [2 \ 0.1666670000 \ (0.33000059795989)$   
 3  $0.3679650000 \ (0.48571370868582)$   
 10  $10 \ 0.4653680000 \ (0.18428569335429)];$

10 donde la primera columna indica el peso de columna deseado, la tercera columna indica el número de columnas con el peso dado, el algoritmo de inserción no uniforme proporciona las distribuciones de peso de columna del código de tasa 2/3 derivado en la Tabla 2. Un procedimiento similar se utiliza para encontrar la distribución de peso de columna deseada del código de tasa 1/2 (tras el acortamiento del código de tasa 4/5 original) en la Tabla 2. Las distribuciones de peso para  $H_{no}$  y  $H_{inter\_u}$  (con entrelazado uniforme) vienen dadas en las Tablas 3 y 4, respectivamente. Debe observarse que en todos los casos  $H_2$  tiene 399 columnas de peso 2 y una columna de peso 3, y  $H_1$  tiene una columna de peso 2.

15 **Tabla 2. Número de Columnas de Varios Pesos en la  $H_{inter}$  de tasa 4/5 y sus códigos derivados.**

Tasa de Código	10	3	2
1/2	191	217	400
2/3	221	583	400
4/5	343	1257	400

**Tabla 3. Número de Columnas de Varios Pesos en la  $H_{no}$  de tasa 4/5 y sus códigos derivados.**

Tasa de Código	10	3	2
1/2	0	400	400
2/3	0	800	400
4/5	343	1257	400

**Tabla 4. Número de Columnas de Varios Pesos en la  $H_{inter\_u}$  de tasa 4/5 y sus códigos derivados.**

Tasa de Código	10	3	2
1/2	84	316	400
2/3	168	632	400
4/5	343	1257	400

20 Estudios de simulaciones muestran que el entrelazado no uniforme proporciona códigos de LDPC con buen rendimiento no acortados o acortados. El rendimiento del código de tasa 4/5 no acortado se muestra en la Figura 3, en comparación con el diseño de código propuesto para 802.16. Debe observarse que sin acortamiento, el diseño de código irregular tiene el mismo rendimiento con o sin entrelazado de peso de columna. La simulación muestra que la

25  $H_{no}$  y la  $H_{inter}$  se comportan 0,2 dB mejor que el diseño propuesto para 802.16 (Intel) en  $FER=10^{-2}$ .

5 Cuando se acorta el código en  $L=800$  posiciones de información, las 800 columnas directoras de  $H_{no}$  (o de  $H_{inter}$ ) son esencialmente eliminadas, resultando en un código de tasa  $2/3$ . El rendimiento de los códigos acortados se muestra en la Figura 4, en comparación con el diseño propuesto para 802.16 acortado de manera similar. La simulación muestra que sin entrelazado, el rendimiento del código tras el acortamiento es inferior al diseño propuesto para 802.16 (Intel) debido a la mala distribución del peso tras el acortamiento. No obstante, tras el entrelazado, el rendimiento del código es  $0,25$  dB mejor que el diseño propuesto para 802.16 en  $FER=10^{-2}$ .

10 De manera similar, el código puede ser acortado más. Cuando se acorta el código original en  $L=1200$  posiciones de información, las 1200 columnas directoras de  $H_{no}$  (o de  $H_{inter}$ ) son esencialmente eliminadas, resultando en un código de tasa  $1/2$ . El rendimiento de los códigos acortados se muestra en la Figura 5, en comparación con el diseño propuesto para 802.16 acortado de manera similar. La simulación muestra que sin entrelazado, el rendimiento del código tras el acortamiento es ligeramente inferior al diseño propuesto para 802.16 debido a la mala distribución de peso tras el acortamiento. No obstante, tras el entrelazado, el rendimiento del código es  $0,35$  dB mejor que el diseño propuesto para 802.16 en  $FER=10^{-2}$ .

15 La Figura 1 muestra la distribución de peso de columna en la matriz de comprobación de paridad con peso de columna no entrelazado en  $H_1$ , es decir, las columnas del mismo peso están agrupadas. El tamaño del código es (2000, 1600).

La Figura 2 muestra la distribución de peso de columna de la matriz de comprobación de paridad con peso de columna entrelazado en  $H_1$ . El tamaño del código es (2000, 1600).

20 La Figura 3 muestra el rendimiento de FER de los códigos no acortados de tamaño (2000, 1600). Los dos códigos no acortados son: (a). el diseño propuesto para 802.16 (Intel); (b). El diseño de código irregular. Debe observarse que sin acortamiento, el diseño de código irregular tiene el mismo rendimiento con o sin entrelazado de peso de columna.

25 La Figura 4 muestra el rendimiento de FER de los códigos de (1200, 800) acortados de los códigos de (2000, 1600) en 800 bits. Los tres códigos no acortados son (a). el diseño propuesto para 802.16 (Intel); (b). El diseño de código irregular sin entrelazado de peso de columna; (c). El diseño de código irregular con entrelazado de peso de columna.

La Figura 5 muestra el rendimiento de FER de los códigos de (800, 400) acortados de los códigos de (2000, 1600) en 1200 bits. Los tres códigos no acortados son: (a). el diseño propuesto para 802.16 (Intel); (b). el diseño de código irregular sin entrelazado de peso de columna; (c). el diseño de código irregular con entrelazado de peso de columna.

#### Apéndice: Distribución de Peso de Columna Entrelazado

30 Presentada a continuación se encuentra la distribución de peso de columna de la matriz  $H$  de (2000, 1600) irregular tras el entrelazado de la sección  $H_1$ . El peso de columna de cada columna se muestra empezando desde la primera columna.









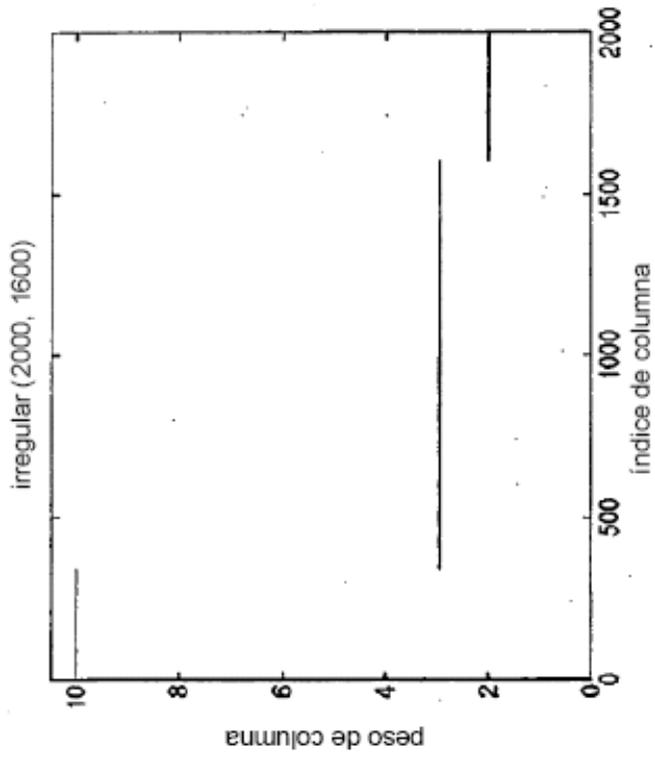


FIG. 1

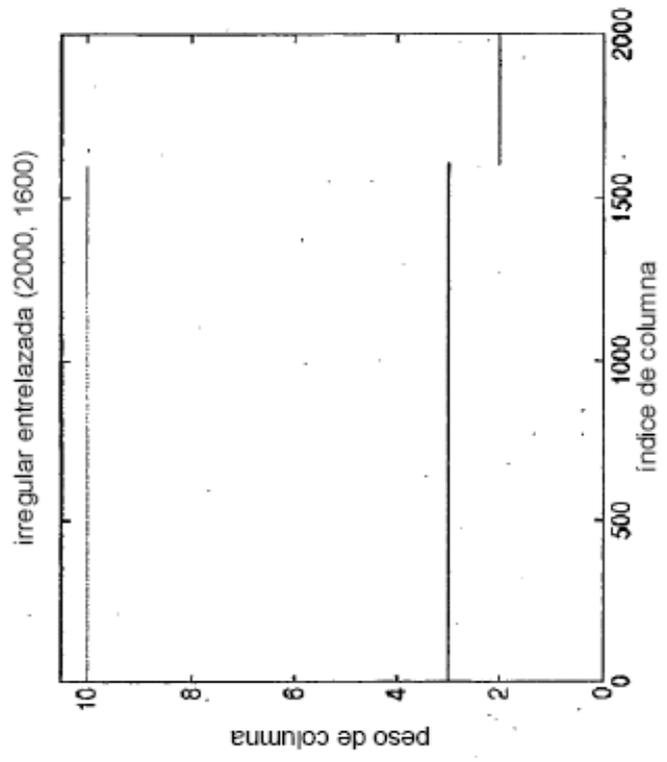


FIG. 2

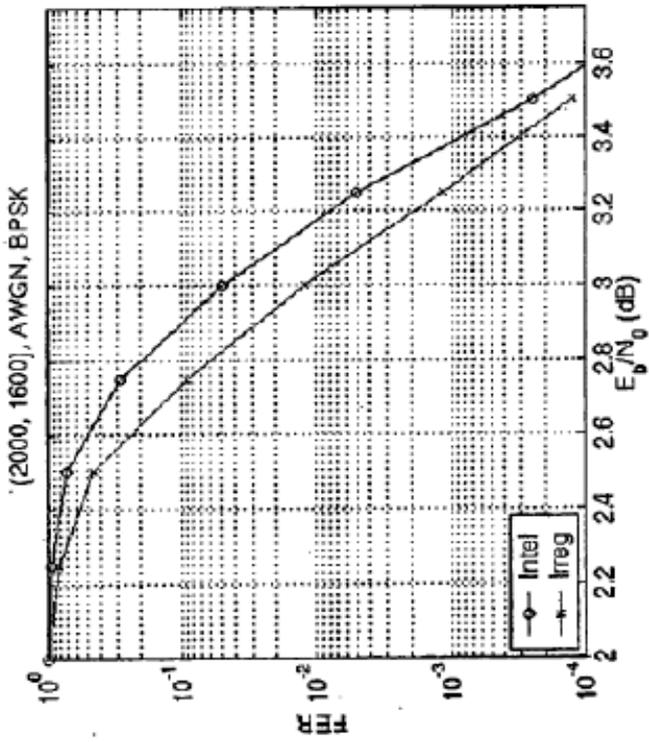


FIG. 3

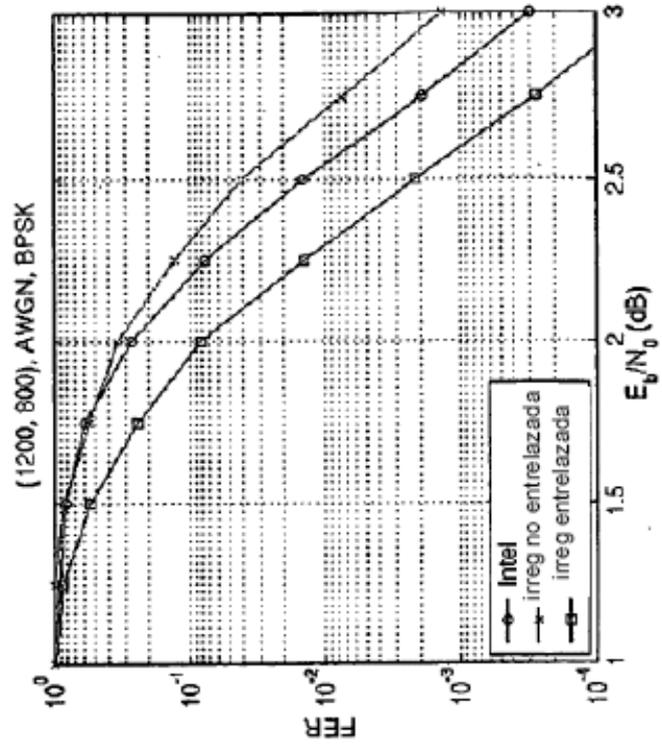


FIG. 4

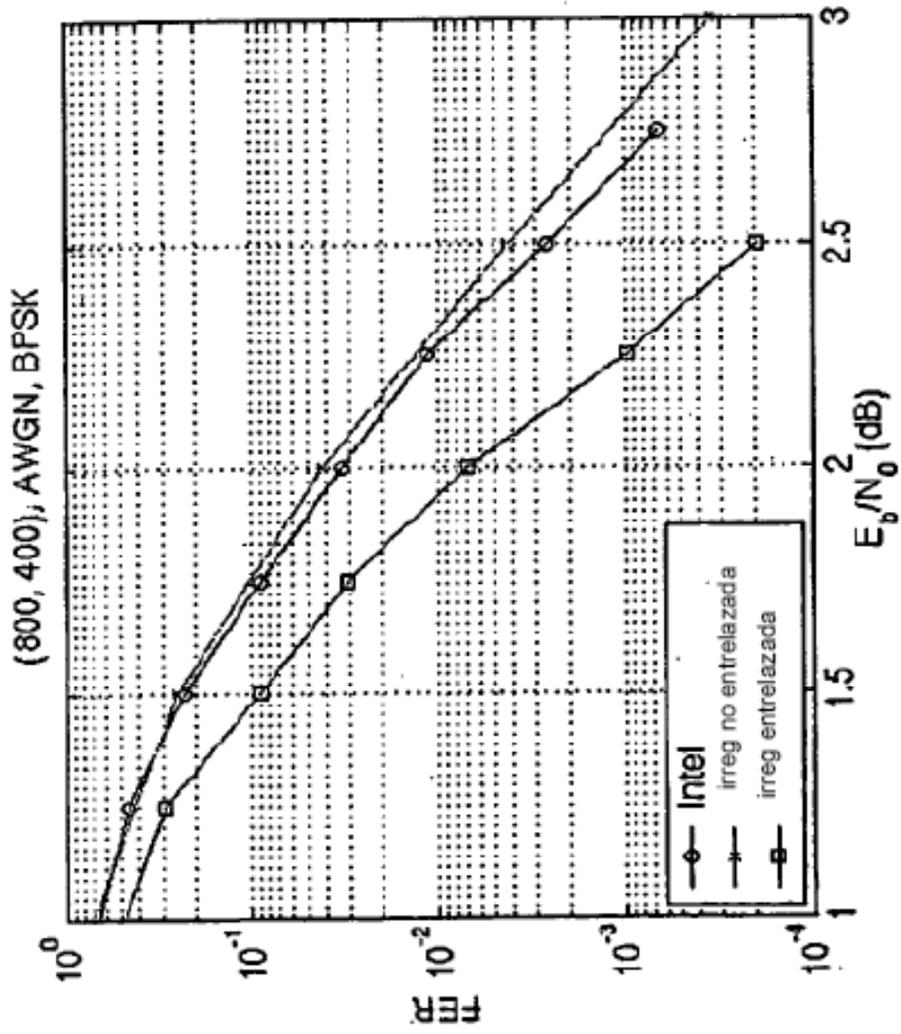


FIG. 5