

(12) 按照专利合作条约所公布的国际申请

(19) 世界知识产权组织
国际局



PCT



(43) 国际公布日
2009年7月2日 (02.07.2009)

(10) 国际公布号
WO 2009/079934 A1

(51) 国际专利分类号:
H03M 13/13 (2006.01)

(21) 国际申请号: PCT/CN2008/071283

(22) 国际申请日: 2008年6月12日 (12.06.2008)

(25) 申请语言: 中文

(26) 公布语言: 中文

(30) 优先权:
200710301397.8
2007年12月25日 (25.12.2007) CN

(71) 申请人 (对除美国外的所有指定国): 中兴通讯股份有限公司 (ZTE CORPORATION) [CN/CN]; 中国广东省深圳市南山区高新技术产业园科技南路中兴通讯大厦, Guangdong 518057 (CN)。

(72) 发明人; 及
(75) 发明人/申请人 (仅对美国): 徐俊 (XU, Jun) [CN/CN]; 中国广东省深圳市南山区高新技术产业园科技南路中兴通讯大厦, Guangdong 518057 (CN)。 李松 (LI, Song) [CN/CN]; 中国广东省深圳市南山区高新技术产业园科技南路中兴通讯大厦, Guangdong 518057 (CN)。 许进 (XU, Jin) [CN/CN]; 中国广东省深圳市南山区高新技术产业园科技南路中兴通讯大厦, Guangdong 518057 (CN)。 袁志锋 (YUAN, Zhifeng) [CN/CN]; 中国广东省深圳市南山区高新技术产业园科技南路中兴通讯大厦, Guangdong 518057 (CN)。 方源立 (FANG, Yuanli) [CN/CN]; 中国广东省深圳市南山区高新技术产业园科技南路中兴通讯大厦, Guangdong 518057 (CN)。 晏祥彪 (YAN, Xiangbiao) [CN/CN]; 中国广东省深圳市南山区高新技术产业园

[见续页]

(54) Title: A CODING METHOD AND MEANS FOR LOW DENSITY GENERATOR MATRIX

(54) 发明名称: 低密度生成矩阵码的编码方法和装置



图 1 / Fig 1

(57) Abstract: The invention discloses a coding method and means for low density generator matrix codes. The method includes: construct a mother code set using many LDGC, the code rate of which is R_0 and the code lengths of which are different, and the mother code set of LDGC has unique base matrix; according to the relationship between the length K of the information bit series to be coded in the mother set and the length L , determine the length L of middle variable; determine the expand factor z for dealing with base matrix using the length of middle variable and the row number of base matrix; use the expand factor to deal with base matrix and determine a binary generator matrix G_{tmp} , the first L rows and L columns of which make a triangular matrix; correct the binary generator matrix and attain a corrected binary generator matrix; treat the matrix G_{ldgc} made by the L rows and the first $N+L-K$ columns of the corrected binary generator matrix as the generator matrix of information bit series and code the information bit series.

S101 BEGIN
S102 DETERMINE A MOTHER CODE SET OF LDGC
S104 DETERMINE THE VALUE OF L ACCORDING TO THE RELATIONSHIP OF THE LENGTH K OF INFORMATION BIT SERIES AND THE LENGTH L OF THE MIDDLE VARIABLE
S106 DETERMINE THE EXPAND FACTOR Z FOR DEALING WITH THE BASE MATRIX
S108 ACCORDING TO THE FORMULA OF INTEGER CONVERSION AND CORRECTION, DETERMINE THE CORRECTED BASE MATRIX BASED ON THE UNIQUE BASE MATRIX AND THE EXPAND FACTOR Z
S110 EXPAND THE CORRECTED BASE MATRIX USING THE EXPAND FACTOR Z AND ATTAIN A GENERATOR MATRIX G_{tmp}
S112 CORRECT THE SYSTEM BIT PARTS OF THE GENERATOR MATRIX G_{tmp}
S114 THE MATRIX G_{ldgc} MADE BY THE L ROWS AND THE FIRST $N+L-K$ COLUMNS OF
 G_{tmp} IS THE MATRIX NEEDED IN CODING
S116 CODE LDGC USING G_{ldgc} AND INPUT INFORMATION
S117 END

[见续页]



科技南路中兴通讯大厦, Guangdong 518057 (CN)。
胡留军(HU, LiuJun) [CN/CN]; 中国广东省深圳市
 南山区高新技术产业园科技南路中兴通讯大厦,
 Guangdong 518057 (CN)。

(74) 代理人: 北京康信知识产权代理有限公司
(KANGXIN PARTNERS, P.C.); 中国北京市海淀区
 知春路甲48号盈都大厦A座16层, Beijing 100098
 (CN)。

(81) 指定国 (除另有指明, 要求每一种可提供的国家
 保护): AE, AG, AL, AM, AO, AT, AU, AZ, BA, BB,
 BG, BH, BR, BW, BY, BZ, CA, CH, CN, CO, CR, CU,
 CZ, DE, DK, DM, DO, DZ, EC, EE, EG, ES, FI, GB,
 GD, GE, GH, GM, GT, HN, HR, HU, ID, IL, IN, IS, JP,
 KE, KG, KM, KN, KP, KR, KZ, LA, LC, LK, LR, LS,

LT, LU, LY, MA, MD, ME, MG, MK, MN, MW, MX,
 MY, MZ, NA, NG, NI, NO, NZ, OM, PG, PH, PL, PT,
 RO, RS, RU, SC, SD, SE, SG, SK, SL, SM, SV, SY, TJ,
 TM, TN, TR, TT, TZ, UA, UG, US, UZ, VC, VN, ZA,
 ZM, ZW。

(84) 指定国 (除另有指明, 要求每一种可提供的地区
 保护): ARIPO (BW, GH, GM, KE, LS, MW, MZ, NA,
 SD, SL, SZ, TZ, UG, ZM, ZW), 欧亚 (AM, AZ, BY,
 KG, KZ, MD, RU, TJ, TM), 欧洲 (AT, BE, BG, CH,
 CY, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, FR, GB, GR, HR, HU, IE,
 IS, IT, LT, LU, LV, MC, MT, NL, NO, PL, PT, RO, SE,
 SI, SK, TR), OAPI (BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN,
 GQ, GW, ML, MR, NE, SN, TD, TG)。

本国际公布:

— 包括国际检索报告。

(57) 摘要:

本发明公开了一种 LDGC 的编码方法和装置。其中, 该方法包括: 利用多个码率为 R_0 的、不同码长的 LDGC 构建 LDGC 母码集, 其中, LDGC 母码集具有统一的基础矩阵 $\mathbf{G}_b^{uniform} = \{(g_{i,j}^b)_{uniform}\}_{k_b \times n_b}$; 根据 LDGC 母码集中的待编码的信息比特序列的长度 K 与中间变量的长度 L 之间的关系, 获取中间变量的长度 L ; 利用中间变量的长度和基础矩阵的行数, 获取用于对基础矩阵进行处理的扩展因子 z ; 利用扩展因子对基础矩阵进行处理, 获取二进制生成矩阵 $\mathbf{G}_{tmp}$, 二进制生成矩阵的前 L 行和前 L 列组成三角矩阵; 对二进制生成矩阵进行修正, 获取修正后的二进制生成矩阵; 将修正后的二进制生成矩阵的 L 行和前 $N + L - K$ 列组成的矩阵 $\mathbf{G}_{ldgc}$ 作为信息比特序列的生成矩阵对信息比特序列进行编码。

低密度生成矩阵码的编码方法和装置

技术领域

本发明涉及通信领域,更具体地涉及一种低密度生成矩阵码的编码方法和装置。

5 背景技术

擦除信道是一种重要的信道模型。例如,当文件在因特网上传输时,是基于数据包通信的,通常每个数据包要么无差错地被接收端接收,要么根本就没有被接收端接收到。在传输控制协议(Transmission Control Protocol,简称 TCP)中,针对网络丢包的做法是检错重发机制,即利用输入端到输出端的反馈信道控制需要重新传送的数据包。当接收端检测到丢包时,产生一个重新发送控制信号,直到正确接收到完整数据包;而当接收端接收到数据包时,同样要产生一个接收确认信号。发送端也会跟踪每一个数据包直到接收到反馈回来的告知信号,否则就会重新发送。

基于流模式和文件下载模式的数据广播业务是点到多点的业务,不允许反馈,传统的检错重发机制无法使用,需要使用前向纠错(Forward Error Correction,简称 FEC)来保证可靠传输。经典的应用层 FEC 码包括 RS 码(Reed-Solomon codes)和数字喷泉码(Fountain codes)等。RS 码的编译码复杂度较高,一般只适用于码长比较小的情况。LT 码(Luby Transform codes)和 Raptor 码是两种可实际应用的数字喷泉码。LT 码具有线性的编码和译码时间,相对于 RS 码有着本质的提高,而 Raptor 码由于采用了预编码技术,因此具有更高的译码效率。在 3GPP(3rd Generation Partnership Project,第三代移动通讯伙伴计划)的组播广播多媒体业务(Multimedia Broadcast / Multicast Service,简称 MBMS)以及数字视频广播(Digital Video Broadcasting,简称 DVB)中都采用了 Raptor 码作为其 FEC 编码方案。

低密度生成矩阵码(Low Density Generator Matrix Codes,简称 LDGC)是一种线性分组码,其生成矩阵中的非零元素通常是稀疏的。同时,LDGC 还是一种系统码,它的生成矩阵中的前 k 列组成的方阵通常是一个上三角或下三角矩阵,该矩阵求逆可以通过迭代的方法完成。LDGC 的编码是利用系统码中信息位与中间变量的对应关系先求出中间变量,然后再用中间变量乘

以生成矩阵得到编码后的码字。LDGC 的译码过程是先利用生成矩阵求得中间变量，然后根据信息位和中间变量的变换关系求出信息位。LDGC 的编码复杂度远低于 Raptor 码，可以支持任意信息分组长度和任意码率编码，在性能上与 Raptor 码类似，都能接近理论最优性能。

- 5 同结构化低密度生成矩阵码 (LDGC 码) 相比, LT 码不支持系统码的编码方式, 因此 LT 码难以满足某些实际的 FEC 编码需求; Raptor 码支持系统码, 但是 Raptor 码需要单独的预编码过程, 即需要一个预编码矩阵, 因此编码的复杂度较高, 而 LDGC 码是直接利用生成矩阵编码, 不需要另外的预编码矩阵, 且 LDGC 编码时利用了回代法求解上三角 (或下三角) 方程, 因此编码复杂度远低于 Raptor 码。总而言之, 同 LT 码相比 LDGC 的优势是支持系统码; 同 Raptor 码相比 LDGC 的优势是编码复杂度更低。

- LDGC 码和 Fountain 公司 Raptor 码相比, Raptor 码的编码复杂度比较高, 而 LDGC 码几乎没有编码复杂度, 因为解三角方程很容易; LDGC 码的列重量远低于 Raptor 码, Raptor 码译码复杂度较高, LDGC 码译码复杂度较低, 需要指出, 由于具有特定度分布, 高斯消去过程中矩阵密度会越来越低, 保证译码算法很低复杂度; 由于物理层一般可以保证低的 BLER (Block Error Rate, 误块率), 所需要开销一般不超过 25%, 此时 LDGC 码还能够提供一种特别有效译码算法, 保证译码复杂度远远低于 Raptor 的译码复杂度; 编译码矩阵的生成过程比 Raptor 码简单的多, 迅速的多; 编译码矩阵的存储远远小于 Raptor 码, 例如本发明实施例中只是需要存储一个 12×40 的统一基础矩阵; 最后, LDGC 码比较灵活, 支持任意信息分组长度 K 和任意码率 r 编码。

发明内容

- 本发明提供了一种低密度生成矩阵码的编码方法和装置, 以提高低密度生成矩阵码的码长灵活性, 减小基础矩阵的存储空间, 从而降低编译码的复杂度。

根据本发明实施例的低密度生成矩阵码的编码方法, 包括以下步骤: 步骤一, 利用多个码率为 R_0 的、不同码长的低密度生成矩阵码构建低密度生成矩阵码母码集, 其中, 低密度生成矩阵码母码集具有统一的基础矩阵

$$\mathbf{G}_b^{\text{uniform}} = \{(g_{i,j}^b)_{\text{uniform}}\}_{k_b \times n_b}, \quad R_0 = \frac{k_b}{n_b}, \quad k_b \text{ 是基础矩阵的行数, } n_b \text{ 是基础矩阵的列}$$

数；步骤二，根据低密度生成矩阵码母码集中的待编码的信息比特序列的长度 K 与中间变量的长度 L 之间的关系，获取中间变量的长度 L ；步骤三，利用中间变量的长度和基础矩阵的行数，获取用于对基础矩阵进行处理的扩展因子 z ；步骤四，利用扩展因子对基础矩阵进行处理，获取二进制生成矩阵

5 **G_{tmp}**，其中，二进制生成矩阵的前 L 行和前 L 列组成三角矩阵；以及步骤五，对二进制生成矩阵进行修正，获取修正后的二进制生成矩阵；以及步骤六，将修正后的二进制生成矩阵的 L 行和前 $N + L - K$ 列组成的矩阵 **G_{ldgc}** 作为信息比特序列的生成矩阵对信息比特序列进行编码。

其中，步骤四包括以下步骤：步骤 a，利用扩展因子对基础矩阵进行修正，获取修正后的基础矩阵 $\mathbf{G}_b^{\text{modified}} = \{g_{i,j}^b\}_{k_b \times n_b}$ ；步骤 b，利用扩展因子对修正后的基础矩阵进行扩展，获取二进制生成矩阵，其中，二进制生成矩阵的大小为 $(k_b \times z) \times (n_b \times z)$ 。

其中，信息比特序列的长度与中间变量的长度之间存在以下关系：
 $L = k_b \cdot \text{ceil}((p \times K + q) / k_b)$ ，其中， p 、 q 表示大于零的常数。这里，
 15 $p = 1.0235, q = 30$ ， ceil 表示向上取整运算。通过以下方法，利用中间变量的长度和基础矩阵的行数获取扩展因子： $z = L / k_b$ 。

其中，在步骤 a 中，利用扩展因子对基础矩阵中的所有表示非零分块方阵的元素 $(g_{i,j}^b)_{\text{uniform}}$ 进行修正运算。具体地，如果基础矩阵的所有非零分块方阵都不是 $z \times z$ 零方阵，则利用扩展因子对基础矩阵中所有表示非零分块方阵
 20 的元素 $(g_{i,j}^b)_{\text{uniform}}$ 进行如下修正运算： $g_{i,j}^b = \text{floor}(z \cdot (g_{i,j}^b)_{\text{uniform}} / z_{\max})$ ，其中， $z_{\max}$ 是特定正整数，这里 $z_{\max} = 683$ ， floor 表示向下取整运算，其它元素保持不变。

其中，二进制生成矩阵由 $k_b \times n_b$ 个大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b}$ 构成，其中，大小为 $z \times z$ 的分块方阵是零矩阵、单位阵、或单位阵的循环移位矩阵。
 25 具体地，如果修正后的基础矩阵是表示 $z \times z$ 零方阵的元素 $g_{i,j}^b$ （例如，-1），

则大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b} = 0$, 否则, 大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b} = (\mathbf{P})^{g_{i,j}^b}$,

其中,
$$\mathbf{P} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & 0 & 1 & \cdots & 0 \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 1 \\ 1 & 0 & 0 & \cdots & 0 \end{bmatrix}.$$

其中, 在步骤五中, 如果二进制生成矩阵的全部 L 行和前 L 列组成上右三角或下右三角矩阵, 则将二进制生成矩阵的 offset 列到 $z-1$ 列的列重量增加为 2, 其中, offset 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。

其中, 在步骤五中, 如果二进制生成矩阵的全部 L 行和前 L 列组成上右三角或下右三角矩阵, 将二进制生成矩阵的 $(k_b-1)*z$ 列到 k_b*z-1 列的列重量增加为大于或者等于 30, 其中, offset 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。

其中, 在步骤五中, 如果二进制生成矩阵的全部 L 行和前 L 列组成上左三角或下左三角矩阵, 则将二进制生成矩阵的 $(k_b-1)*z + \text{offset}$ 列到 k_b*z-1 列的列重量增加为 2, 并将二进制生成矩阵的 $11*z$ 列到 $12*z-\text{offset}$ 列的列重量增加为大于或者等于 30, 其中, offset 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。

其中, 在步骤五中, 如果二进制生成矩阵的全部 L 行和前 L 列组成上右三角, 将二进制生成矩阵的第 $i-1$ 行、第 i 列的元素设置为 1, 其中, i 处于 1 到 $z-1$ 的范围中。

其中, 在步骤五中, 如果二进制生成矩阵的全部 L 行和前 L 列组成上右三角, 如果 $(i+1) < 12 \times z$, 则将二进制生成矩阵的第 i 行、第 $i+1$ 列的元素 $\mathbf{Gtmp}_{i,i+1}$ 设置为 1, 如果 $(i+\text{fix}(z/12)) < 12 \times z$, 则将二进制生成矩阵的第 i 行、第 $i+\text{fix}(z/12)$ 列的元素 $\mathbf{Gtmp}_{i,i+\text{fix}(z/12)}$ 设置为 1, 如果 $(i+\text{fix}(z/4)) < 12 \times z$, 则将二进制生成矩阵的第 i 行、第 $(i+\text{fix}(z/4))$ 列的元素 $\mathbf{Gtmp}_{i,i+\text{fix}(z/4)}$ 设置为 1, 如果 $(i+\text{fix}(z/3)) < 12 \times z$, 则将二进制生成矩阵的第 i 行、第 $(i+\text{fix}(z/3))$ 列的元素 $\mathbf{Gtmp}_{i,i+\text{fix}(z/3)}$ 设置为 1, 其中, i 处于 $11 \times z$ 到 $12 \times z-1$ 的范围中, fix 表示向下取整运算。在 i 处于 0 到 $11 \times z-1$ 范围中, j 处于 $11 \times z$ 到 $12 \times z-1$ 范围中, $\mathbf{Gtmp}_{i,j} = \mathbf{Gtmp}_{i,j} + \mathbf{Gtmp}_{i,j+25*z} + \mathbf{Gtmp}_{i,j+26*z} + \mathbf{Gtmp}_{i,j+27*z} + \mathbf{Gtmp}_{i,j+28*z}$ 的情况

下, 如果 $G_{tmp}^{ij} > 1$, 则将二进制生成矩阵的第 i 行、第 j 列的元素 G_{tmp}^{ij} 设置为 1。其中, 基础矩阵的行数为 12, 列数为 40。

其中, 在步骤五中, 对修正得到的二进制生成矩阵做修正处理, 用于编码, 对二进制生成矩阵的校验比特部分的某些列进行列置换, 其目的是进一步改善很小开销条件 LDGC 码的性能。

例如: 在开销很小条件下, 二进制生成矩阵的校验比特部分的列重量都比较大 (列重量 > 10), 此时需要通过列置换可以使得二进制生成矩阵的校验比特部分出现一些重量比较轻的列 (列重量 < 5), 这样做可以改善开销很小条件下码的性能。其中, 上述的校验比特部分是指第 $L+1$ 列到最后一列, 上述列置换是指两列之间交换位置。最后, 上述的列置换并不是必须的。

优选地, 步骤一到步骤五的矩阵生成过程穿插在步骤六编码过程中。

根据本发明实施例的低密度生成矩阵码的生成矩阵的产生装置包括: 基础矩阵存储单元, 用于存储由多个码率为 R_0 的、不同码长的低密度生成矩阵

码构建的低密度生成矩阵码母码集的统一的基础矩阵 $G_b^{uniform}$, 其中, $R_0 = \frac{k_b}{n_b}$,

- 15 k_b 是基础矩阵的行数, n_b 是基础矩阵的列数; 矩阵参数计算单元, 用于根据低密度生成矩阵码母码集中的待编码的信息比特序列的长度 K 与中间变量的长度 L 之间的关系, 计算中间变量的长度 L , 利用中间变量的长度和基础矩阵的行数计算用于对基础矩阵进行处理的扩展因子 z ; 基础矩阵修正单元, 用于利用扩展因子对基础矩阵进行修正, 以获取修正后的基础矩阵 $G_b^{modified}$;
- 20 基础矩阵扩展单元, 用于利用扩展因子对修正后的基础矩阵进行扩展, 以获取二进制生成矩阵 G_{tmp} , 其中, 二进制生成矩阵的全部 L 行和前 L 列组成三角矩阵; 生成矩阵修正单元, 用于对二进制生成矩阵进行修正, 以获取修正后的二进制生成矩阵; 以及生成矩阵提取单元, 用于提取修正后的二进制生成矩阵的 L 行和前 $N+L-K$ 列作为用于对信号比特序列进行编码的生成矩阵 G_{ldgc} , 其中, N 是对信号比特序列进行编码后输出的码字的长度。
- 25

其中, 信息比特序列的长度与中间变量的长度之间存在以下关系: $L = k_b \cdot \text{ceil}((p \times K + q) / k_b)$, 其中, p 、 q 表示大于零的常数。这里,

$p=1.0235, q=30$, ceil 表示向上取整运算。矩阵参数计算单元通过以下方法, 利用中间变量的长度和基础矩阵的行数获取扩展因子: $z=L/k_b$ 。

其中, 基础矩阵修正单元利用扩展因子对基础矩阵中的所有表示非零分块方阵的 $(g_{i,j})_{uniform}^b$ 进行修正运算。具体地, 基础矩阵修正单元利用扩展因子

5 对基础矩阵中的所有表示非零分块方阵的元素进行如下修正运算:

$g_{i,j}^b = \text{floor}(z \cdot (g_{i,j})_{uniform}^b / z_{\max})$, 其中, $z_{\max} = 683$, floor 表示向下取整运算。

其中, 二进制生成矩阵由 $k_b \times n_b$ 个大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b}$ 构成, 其中, 大小为 $z \times z$ 的分块方阵是零矩阵、单位阵、或单位阵的循环移位矩阵。

具体地, 如果修正后的基础矩阵的元素是表示 $z \times z$ 零方阵的元素 (例如, -1),

10 则大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b} = \mathbf{0}$, 否则, 大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b} = (\mathbf{P})^{g_{i,j}^b}$,

其中,

$$\mathbf{P} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & 0 & 1 & \cdots & 0 \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 1 \\ 1 & 0 & 0 & \cdots & 0 \end{bmatrix}。$$

其中, 如果二进制生成矩阵的全部 L 行和前 L 列组成上右三角或下右三角矩阵, 则生成矩阵修正单元将二进制生成矩阵的 offset 列到 $z-1$ 列的列重量增加为 2, 并将二进制生成矩阵的 $(k_b-1)*z$ 列到 k_b*z-1 列的列重量增加为

15 大于或者等于 30, 其中, offset 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。

其中, 如果二进制生成矩阵的全部 L 行和前 L 列组成上左三角或下左三角矩阵, 则生成矩阵修正单元将二进制生成矩阵的 $(k_b-1)*z + \text{offset}$ 列到 k_b*z-1 列的列重量增加为 2, 并将二进制生成矩阵的 0 列到 z 列的列重量增加为大于或者等于 30, 其中, offset 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。

20 其中, 如果二进制生成矩阵的全部 L 行和前 L 列组成上右三角矩阵, 生成矩阵修正单元将二进制生成矩阵的第 $i-1$ 行、第 i 列的元素设置为 1, 其中, i 处于 1 到 $z-1$ 的范围中。

其中, 如果二进制生成矩阵的全部 L 行和前 L 列组成上右三角矩阵, 如果 $(i+1) < 12 \times z$, 则生成矩阵修正单元将二进制生成矩阵的第 i 行、第 i

+ 1 列的元素 $G_{tmp\ i, i+1}$ 设置为 1, 如果 $(i + \text{fix}(z/12)) < 12 \times z$, 则生成矩阵修正单元将二进制生成矩阵的第 i 行、第 $i + \text{fix}(z/12)$ 列的元素 $G_{tmp\ i, i + \text{fix}(z/12)}$ 设置为 1, 如果 $(i + \text{fix}(z/4)) < 12 \times z$, 则生成矩阵修正单元将二进制生成矩阵的第 i 行、第 $(i + \text{fix}(z/4))$ 列的元素 $G_{tmp\ i, i + \text{fix}(z/4)}$ 设置为 1, 如果 $(i + \text{fix}(z/3)) < 12 \times z$, 则生成矩阵修正单元将二进制生成矩阵的第 i 行、第 $(i + \text{fix}(z/3))$ 列的元素 $G_{tmp\ i, i + \text{fix}(z/3)}$ 设置为 1, 其中, i 处于 $11 \times z$ 到 $12 \times z - 1$ 的范围中, fix 表示向下取整运算, 在 i 处于 0 到 $11 \times z - 1$ 的范围中、 j 处于 $11 \times z$ 到 $12 \times z - 1$ 的范围中, $G_{tmp\ i, j} = G_{tmp\ i, j} + G_{tmp\ i, j + 25 \times z} + G_{tmp\ i, j + 26 \times z} + G_{tmp\ i, j + 27 \times z} + G_{tmp\ i, j + 28 \times z}$ 的情况下, 如果 $G_{tmp\ i, j} > 1$, 则生成矩阵修正单元将二进制生成矩阵的第 i 行、第 j 列的元素 $G_{tmp\ i, j}$ 设置为 1。

其中, 生成矩阵修正单元对修正得到的二进制生成矩阵做修正处理, 用于编码, 对二进制生成矩阵的校验比特部分的某些列进行列置换, 其目的是进一步改善很小开销条件 LDGC 码的性能。

例如: 在开销很小条件下, 二进制生成矩阵的校验比特部分的列重量都是比较大 (列重量 > 10), 此时需要通过列置换可以使得, 二进制生成矩阵的校验比特部分出现一些重量比较轻的列 (列重量 < 5), 这样做可以改善开销很小条件下码的性能。其中, 上述的校验比特部分是指第 $L+1$ 列到最后一列, 上述列置换是指两列之间交换位置。最后, 上述的列置换并不是必须的。

优选地, 矩阵生成过程穿插在后续的编码过程中。

通过本发明, 可以提高低密度生成矩阵码的码长灵活性, 减小基础矩阵的存储空间, 从而降低编译码的复杂度。

附图说明

此处所说明的附图用来提供对本发明的进一步理解, 构成本申请的一部分, 本发明的示意性实施例及其说明用于解释本发明, 并不构成对本发明的不当限定。在附图中:

图 1 是根据本发明实施例的低密度生成矩阵码的编码方法的流程图; 以及

图 2 是根据本发明实施例的低密度生成矩阵码的生成矩阵的产生装置的框图。

5 具体实施方式

下面参考附图, 详细说明本发明的具体实施方式。

参考图 1, 说明根据本发明实施例的低密度生成矩阵码的编码方法。如图 1 所示, 该方法包括以下步骤:

S102, 确定一个低密度生成矩阵码母码集, 其中, 该母码集是由有限个码率为 $R_0=3/10$ 的、不同码长的低密度生成矩阵码构成, 该母码集具有统一形式的大小为 $k_b \times n_b = 12 \times 40$ 的基础矩阵

$$\mathbf{G}_b^{uniform} = \{(g_{i,j}^b)_{uniform}\}_{k_b \times n_b}$$

```

0 434 -1 -1 78 -1 -1 -1 -1 -1 -1 366 179 -1 -1 -1 424 404 -1 -1 -1 217 357 -1 582 642 511 565 -1 -1 294 -1 -1 45 577 -1 113 -1 42 -1
-1 0 525 -1 -1 -1 213 -1 -1 -1 382 33 183 -1 -1 -1 -1 -1 367 433 -1 -1 -1 54 405 -1 -1 -1 659 109 -1 392 -1 -1 560 387 1 -1 -1
-1 -1 0 36 587 -1 -1 -1 -1 -1 410 469 419 -1 -1 -1 -1 -1 223 -1 -1 -1 76 -1 191 681 -1 452 226 565 -1 592 -1 -1 -1 -1 -1 209 -1 -1
-1 -1 -1 0 -1 117 -1 -1 -1 248 246 24 308 -1 439 13 -1 -1 -1 -1 -1 116 -1 518 -1 121 -1 -1 -1 -1 -1 40 -1 214 -1 486 620 -1 -1
-1 -1 -1 -1 0 23 -1 150 -1 -1 182 -1 145 -1 -1 46 -1 -1 -1 524 -1 -1 546 200 340 535 -1 -1 -1 -1 -1 231 -1 -1 -1 -1 276 93 -1 -1
-1 -1 -1 -1 -1 0 558 -1 631 -1 12 668 -1 -1 -1 -1 554 -1 -1 -1 -1 -1 230 -1 522 662 -1 -1 29 -1 -1 -1 -1 -1 -1 205 650 -1 -1
-1 -1 -1 -1 -1 -1 0 428 307 -1 260 390 27 -1 -1 481 -1 55 -1 -1 -1 -1 177 -1 -1 -1 -1 31 -1 -1 -1 -1 -1 -1 298 285 -1 -1
-1 -1 -1 -1 -1 -1 0 91 643 246 327 561 -1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 591 371 665 598 -1 113 -1 273 -1 -1 -1 -1 -1 371 13 -1 -1
-1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 0 490 400 118 321 -1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 538 191 -1 22 240 -1 -1 -1 -1 -1 202 -1 -1 -1 118 107 392 -1 -1
-1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 0 276 481 219 318 -1 65 649 -1 488 -1 450 -1 221 -1 253 99 -1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 115 496 1 -1
-1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 0 155 553 158 -1 -1 -1 217 -1 -1 -1 -1 302 678 293 202 487 -1 -1 144 -1 -1 -1 -1 -1 309 283 384 320
-1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 -1 0 46 -1 534 -1 -1 -1 404 545 -1 -1 634 455 324 255 -1 566 -1 -1 -1 -1 -1 285 -1 -1 203 205 670 120

```

, 需要说明的是, -1 只是用来表示 z^*z 零方阵, 也可以用其他标识来表示,

如 ∞ 等。

S104, 假设有一个 $1 \times K = 1 \times 24$ 的二进制信息比特数据流 $\mathbf{s}$ ($\mathbf{s}$ 用 16 进制数可表示为 D8AB13) 要通过根据本发明实施例的方法产生的生成矩阵编码生成 36 比特的 LDGC 编码码字, 所以有 $K=24$, $N=36$ 。根据信息比特数据流的长度 K 与中间变量的长度 L 之间的关系

$L = k_b \cdot \text{ceil}((p \times K + q) / k_b) = 12 \cdot \text{ceil}((p \times K + q) / 12)$ 获取中间变量的长度 L , 其中, $p=1.0235$, $q=30$, ceil 表示向上取整运算, $L=60$ 。

S106, 利用中间变量的长度和基础矩阵的列数获取用于对基础矩阵进行

处理的扩展因子 $z = \text{ceil}\left(\frac{L}{k_b}\right) = \frac{60}{12} = 5$ 。

S108, 基于基础矩阵 $\mathbf{G}_b^{\text{uniform}}$ 和扩展因子 $z=5$, 根据下面的取整 (Scale+floor) 修正公式得到修正后的基础矩阵 $\mathbf{G}_b^{\text{modified}} = \{g_{i,j}^b\}_{k_b \times n_b}$ 。其中, 对 $\mathbf{G}_b^{\text{uniform}}$ 的所有表示非零分块方阵的 $(g_{i,j}^b)_{\text{uniform}}$ 进行修正运算。具体地, 如果对

5 于 i 从 0 到 $k_b-1=11$, j 从 0 到 $n_b-1=39$ 的表示非零分块方阵的 $(g_{i,j}^b)_{\text{uniform}} \neq -1$ (此处 -1 表示 $z \times z$ 零方阵), 则执行运算 $g_{i,j}^b = \text{floor}\left(z \cdot (g_{i,j}^b)_{\text{uniform}} / z_{\max}\right)$, 其中, $z_{\max} = 683$ 。

S110, 利用扩展因子 $z=5$ 对 $\mathbf{G}_b^{\text{modified}}$ 进行扩展, 得到大小为 $(k_b \times z) \times (n_b \times z) = 60 \times 200$ 的二进制生成矩阵 $\mathbf{G}_{\text{tmp}}$ 。其中, $\mathbf{G}_{\text{tmp}}$ 是由

10 $k_b \times n_b = 12 \times 40 = 480$ 个大小为 $z \times z = 5 \times 5 = 25$ 的分块方阵构成, 这些分块方阵是零矩阵、或者单位阵、或者单位阵的循环移位矩阵, 如下所示:

$$\mathbf{G}_{\text{tmp}} = \begin{bmatrix} \mathbf{P}^{g_{0,0}^b} & \mathbf{P}^{g_{0,1}^b} & \mathbf{P}^{g_{0,2}^b} & \dots & \mathbf{P}^{g_{0,n_b-1}^b} \\ \mathbf{P}^{g_{1,0}^b} & \mathbf{P}^{g_{1,1}^b} & \mathbf{P}^{g_{1,2}^b} & \dots & \mathbf{P}^{g_{1,n_b-1}^b} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ \mathbf{P}^{g_{k_b-1,0}^b} & \mathbf{P}^{g_{k_b-1,1}^b} & \mathbf{P}^{g_{k_b-1,2}^b} & \dots & \mathbf{P}^{g_{k_b-1,n_b-1}^b} \end{bmatrix} = \mathbf{P}^{\mathbf{G}_b^{\text{modified}}}。其中, 如果 $g_{i,j}^b = -1$, 则定$$

义 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b} = \mathbf{0}$; 否则, 定义 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b} = (\mathbf{P})^{g_{i,j}^b}$ 。其中, 大小为 $z \times z$ 的 $\mathbf{P}$ 方阵具有如下

形式:

$$\mathbf{P} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 0 & 1 & \dots & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & 0 & \dots & 1 \\ 1 & 0 & 0 & \dots & 0 \end{bmatrix}。$$

15 S112, 对生成矩阵 $\mathbf{G}_{\text{tmp}}$ 的系统比特部分进行修正。

如果二进制生成矩阵, 即 $\mathbf{G}_{\text{tmp}}$ 的全部 L 行和前 L 列组成上右三角, 将二进制生成矩阵的第 $i-1$ 行、第 i 列的元素设置为 1, 其中, i 处于 1 到 $z-1=4$ 的范围中。

如果二进制生成矩阵, 即 G_{tmp} 的全部 L 行和前 L 列组成上右三角或下右三角矩阵, 将二进制生成矩阵的 $(k_b - 1) \times z$ 列到 $k_b \times z - 1$ 列的列重量增加为大于或者等于 30, 其中, $offset$ 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。具体方式为, 这里 $k_b = 12$, 对于 i 从 $11 \times z = 11 \times 5 = 55$ 到 $12 \times z - 1 = 12 \times 5 - 1 = 59$, 如果 $(i + 1) < 12 \times z = 12 \times 5 = 60$, 则 $G_{tmp}_{i, i+1} = 1$; 如果 $(i + \text{fix}(z/12)) = (i + \text{fix}(5/12)) = i < 12 \times z = 12 \times 5 = 60$, 则 $G_{tmp}_{i, i + \text{fix}(5/12)} = G_{tmp}_{i, i} = 1$; 如果 $(i + \text{fix}(z/4)) = (i + \text{fix}(2/4)) = i < 12 \times z = 12 \times 5 = 60$, 则 $G_{tmp}_{i, i + \text{fix}(2/4)} = G_{tmp}_{i, i} = 1$; 如果 $(i + \text{fix}(z/3)) = (i + \text{fix}(5/3)) = i < 12 \times z = 12 \times 5 = 60$, 则 $G_{tmp}_{i, i + \text{fix}(2/3)} = 1$ 。进一步, 对于 i 从 0 到 $11 \times z - 1 = 11 \times 5 - 1 = 54$, j 从 $11 \times z = 11 \times 5 = 55$ 到 $12 \times z - 1 = 12 \times 5 - 1 = 59$, $G_{tmp}_{ij} = G_{tmp}_{ij} + G_{tmp}_{ij+25 \times z} + G_{tmp}_{ij+26 \times z} + G_{tmp}_{ij+27 \times z} + G_{tmp}_{ij+28 \times z} = G_{tmp}_{ij} + G_{tmp}_{ij+25 \times 5} + G_{tmp}_{ij+26 \times 5} + G_{tmp}_{ij+27 \times 5} + G_{tmp}_{ij+28 \times 5}$, 如果 $G_{tmp}_{ij} > 1$ 则 G_{tmp}_{ij} 赋值为 1。其中, G_{tmp}_{ij} 表示矩阵 G_{tmp} 中第 i 行第 j 列的元素, fix 为向下取整运算, 其中的加法为算术加。

其中, 对修正得到的二进制生成矩阵做修正处理, 用于编码, 对二进制生成矩阵的校验比特部分的某些列进行列置换, 其目的是进一步改善很小开销条件 LDGC 码的性能。

例如: 在开销很小条件下, 二进制生成矩阵的校验比特部分的列重量都比较大 (列重量 > 10), 此时需要通过列置换可以使得二进制生成矩阵的校验比特部分出现一些重量比较轻的列 (列重量 < 5), 这样做可以改善开销很小条件下码的性能。其中, 上述的校验比特部分是指第 $L+1$ 列到最后一列, 上述列置换是指两列之间交换位置。最后, 上述的列置换并不是必须的。

S114, G_{tmp} 的 $k_b \times z = 60$ 行和前 $3k_b \times z = 360$ 列组成的矩阵 G_{ldgc} 即为编码所需的矩阵。

S116, 利用 G_{ldgc} 和输入信息即可进行 LDGC 编码。

例如, 对输入的长度为 $K=24$ 的低密度生成矩阵码 (信息比特序列 m) 进行编码, 生成 $M=36$ 个校验比特序列, 并用信息比特序列和校验比特序列

构成长度为 $60 = 24 + 36$ 的码字序列 C_{ldgc} 。需要指出，编码步骤中的加法是指模 2 加。

假设， $A_0, A_1, \dots, A_{K-1}$ 指长度为 $K=24$ 的信息比特序列 m ； $B_0, B_1, \dots, B_{L-1}$ 指长度为 $L=60$ 的填充已知比特后的信息比特序列 s ； $D_0, D_1, \dots, D_{L-1}$ 指长度为 $L=60$ 的中间变量序列 I ； $E_0, E_1, \dots, E_{N+d-1}$ 指长度为 $N+d=72$ 的去掉填充比特前的码字序列 C ； $F_0, F_1, \dots, F_{N-1}$ 指长度为 $N=36$ 的去掉填充比特前的码字序列 C_{ldgc} ； g_{ji} 是指 G_{ldgc} 的第 j 行、第 i 列的元素。进行编码的具体过程包括以下步骤：

a. 在输入的信息比特序列 m 后添加 $d=L-K=60-24=36$ 个已知序列 $(1, 1, 1, 1, 1, \dots)$ ，构成 $1 \times L$ 序列 s 。其中， $B_i = A_i$ ($i=0, 1, \dots, K-1$)， $B_i = 1$ ($i=K, K+1, \dots, L-1$)。

b. 因为 LDGC 码是一个系统码，所以 $I * G_{ldgc} (1:L, 1:L) = I * G_{ldgc} (1:60, 1:60) = s$ 。已知生成矩阵 G_{ldgc} 的 L 行、前 L 列组成的方阵 $G_{ldgc} (1:L, 1:L) = G_{ldgc} (1:60, 1:60)$ 和长度为 $L=60$ 的序列 s ，解方程得到中间变量 I ，其中， $G_{ldgc} (1:L, 1:L) = G_{ldgc} (1:60, 1:60)$ 是右上三角方阵， $D_0 = B_0$ ， $D_i = B_i + \sum_{j=0}^{i-1} D_j g_{j,i}$ ($i=1, \dots, L-1$)。

c. 根据 $C = I * G_{ldgc} (1:L, 1:N+d) = I * G_{ldgc} (1:60, 1:72)$ ，计算得到长度为 1×72 的 C 。其中， $E_i = B_i$ ($i=0, \dots, L-1$)， $E_i = \sum_{j=0}^{L-1} D_j g_{j,i}$ ($i=L, \dots, N+d-1$)。

d. 删掉步骤 a 的 $d=36$ 个填充比特，产生长度为 $1 \times N=1 \times 36$ 的编码码字 C_{ldgc} 。其中， $F_i = E_i$ ($i=0, \dots, K-1$)， $F_i = E_{i+d}$ ($i=K, \dots, N-1$)。

需要指出，上述的编码方法还包括，步骤一到五的矩阵生成过程也可以穿插在步骤六编码过程中，即实时产生部分矩阵信息然后进行部分编码处理，然后再产生另一部分矩阵信息再进行另一部分编码处理，依次类推，直至完

成所有编码过程。

在上述编码过程中, 本发明的实施例包括两种情况: 一种是首先产生完整的 $k_b \times z=60$ 行和前 $3k_b \times z=360$ 列组成的矩阵 G_{ldgc} , 然后利用产生矩阵 G_{ldgc} , 然后进行所述的 a,b,c,d 的编码过程。另一种是直接进行所述的 a,b,c,d 的编码过程, 所述的矩阵生成过程 (步骤一到五), 根据编码步骤 b,c 对矩阵系数实时需要, 产生的部分需要矩阵系数。例如: 编码过程计算 D_i 时候, 矩阵生成过程只需要实时产生 $\{g_{j,i}\} \quad j=0, \dots, i-1$ 即可, 其中 $i=1, \dots, L-1$; 编码过程计算 E_i 时候, 矩阵生成过程只需要实时产生 $\{g_{j,i}\} \quad j=0, \dots, L-1$ 即可, 其中 $i=L, \dots, N+d-1$ 。这样, 矩阵产生的过程穿插在编码过程中, 根据编码只需要产生部分矩阵系数, 这么做有利于减少存储。

需要指出, 本发明不局限于上述的编码方法。

参考图 2, 说明根据本发明实施列的低密度生成矩阵码的生成矩阵的产生装置。如图 2 所示, 该装置包括: 基础矩阵存储单元 202、矩阵参数计算单元 204、基础矩阵修正单元 206、基础矩阵扩展单元 208、生成矩阵修正单元 210、和生成矩阵提取单元 212。其中:

基础矩阵存储单元, 用于存储由 P 个码率为 R_0 的、不同码长的低密度生成矩阵码构建的低密度生成矩阵码母码集的统一的基础矩阵 $G_b^{uniform}$, 其中,

$$R_0 = \frac{k_b}{n_b}, \quad k_b \text{ 是基础矩阵的行数, } n_b \text{ 是基础矩阵的列数。}$$

矩阵参数计算单元, 用于根据低密度生成矩阵码母码集中的待编码的信息比特序列的长度 K 与中间变量的长度 L 之间的关系, 计算中间变量的长度 L , 利用中间变量的长度 L 和基础矩阵的行数 k_b 计算用于对基础矩阵进行处理的扩展因子 z 。

基础矩阵修正单元, 用于利用扩展因子 z 对基础矩阵进行修正, 得到修正后的基础矩阵 $G_b^{modified}$ 。

基础矩阵扩展单元, 用于利用扩展因子 z 对 $G_b^{modified}$ 进行扩展, 得到未修

正的二进制生成矩阵 **Gtmp**。

生成矩阵修正单元，用于对 **Gtmp** 进行修正，增加 **Gtmp** 的某些列的重量，得到修正后的 **Gtmp**。

生成矩阵提取单元，用于提取修正后的 **Gtmp** 的 L 行和前 $N + L - K$ 列组成的矩阵 **G_{ldgc}** 作为低密度生成矩阵码的生成矩阵。

其中，信息比特序列的长度与中间变量的长度之间存在以下关系： $L = 12 \cdot \text{ceil}((p \times K + q) / 12)$ ，其中， $p = 1.0235$, $q = 30$ ， ceil 表示向上取整运算。矩阵参数计算单元通过以下方法，利用中间变量的长度和基础矩阵的行数获取扩展因子： $z = L / k_b$ 。

其中，基础矩阵修正单元利用扩展因子对基础矩阵中的所有表示非零分块方阵的 $(g_{i,j}^b)_{\text{uniform}}$ 进行修正运算。具体地，基础矩阵修正单元利用扩展因子对基础矩阵中的所有表示非零分块方阵的元素进行如下修正运算： $g_{i,j}^b = \text{floor}(z \cdot (g_{i,j}^b)_{\text{uniform}} / z_{\max})$ ，其中， $z_{\max} = 683$ ， floor 表示向下取整运算。

其中，二进制生成矩阵由 $k_b \times n_b$ 个大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b}$ 构成，其中，大小为 $z \times z$ 的分块方阵是零矩阵、单位阵、或单位阵的循环移位矩阵。具体地，如果修正后的基础矩阵是表示 $z \times z$ 零方阵的元素，则大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b} = 0$ ，否则，大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b} = (\mathbf{P})^{g_{i,j}^b}$ ，其中，

$$\mathbf{P} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & 0 & 1 & \cdots & 0 \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 1 \\ 1 & 0 & 0 & \cdots & 0 \end{bmatrix}。$$

其中，如果二进制生成矩阵的全部 L 行和前 L 列组成上右三角或下右三角矩阵，则生成矩阵修正单元将二进制生成矩阵的 offset 列到 $z - 1$ 列的列重量增加为 2，并将二进制生成矩阵的 $(k_b - 1) \times z$ 列到 $k_b \times z - 1$ 列的列重量增加为大于或者等于 30，其中， offset 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。

如果二进制生成矩阵的全部 L 行和前 L 列组成上左三角或下左三角矩阵, 则生成矩阵修正单元将二进制生成矩阵的 $(k_b-1)*z + \text{offset}$ 列到 k_b*z-1 列的列重量增加为 2, 并将二进制生成矩阵的 $11*z$ 列到 $12*z-\text{offset}$ 列的列重量增加为大于或者等于 30, 其中, offset 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。

- 5 其中, 生成矩阵修正单元对修正得到的二进制生成矩阵做修正处理, 用于编码, 对二进制生成矩阵的校验比特部分的某些列进行列置换, 其目的是进一步改善很小开销条件 LDGC 码的性能。

- 10 例如: 在开销很小条件下, 二进制生成矩阵的校验比特部分的列重量都是比较大 (列重量 >10), 此时需要通过列置换可以使得, 二进制生成矩阵的校验比特部分出现一些重量比较轻的列 (列重量 <5), 这样做可以改善开销很小条件下码的性能。其中, 上述的校验比特部分是指第 $L+1$ 列到最后一列, 上述列置换是指两列之间交换位置。最后, 上述的列置换并不是必须的。

- 15 需要指出, 上述的矩阵生成装置还包括, 矩阵生成过程也可以穿插在后续的编码过程中, 即矩阵生成装置实时产生部分矩阵信息然后进行部分编码处理, 然后矩阵生成装置再产生另一部分矩阵信息再进行另一部分编码处理, 依次类推, 直至完成所有编码过程。

- 20 以上所述仅为本发明的实施例而已, 并不用于限制本发明, 对于本领域的技术人员来说, 本发明可以有各种更改和变化。凡在本发明的精神和原则之内, 所作的任何修改、等同替换、改进等, 均应包含在本发明的权利要求范围之内。

权 利 要 求 书

1. 一种低密度生成矩阵码的编码方法，其特征在于，包括以下步骤：

步骤一，利用多个码率为 R_0 的、不同码长的低密度生成矩阵码构建低密度生成矩阵码母码集，其中，所述低密度生成矩阵码母码集具有

- 5 统一的基础矩阵 $\mathbf{G}_b^{uniform} = \{(g_{i,j}^b)_{uniform}\}_{k_b \times n_b}$ ， $R_0 = \frac{k_b}{n_b}$ ， k_b 是所述基础矩阵的行数， n_b 是所述基础矩阵的列数；

步骤二，根据所述低密度生成矩阵码母码集中的待编码的信息比特序列的长度 K 与中间变量的长度 L 之间的关系，获取所述中间变量的长度 L ；

- 10 步骤三，利用所述中间变量的长度和所述基础矩阵的行数，获取用于对所述基础矩阵进行处理的扩展因子 z ；

步骤四，利用所述扩展因子对所述基础矩阵进行处理，获取二进制生成矩阵 $\mathbf{G}_{tmp}$ ，其中，所述二进制生成矩阵的前 L 行和前 L 列组成三角矩阵；

- 15 步骤五，对所述二进制生成矩阵进行修正，获取修正后的二进制生成矩阵；以及

步骤六，将所述修正后的二进制生成矩阵的 L 行和前 $N + L - K$ 列组成的矩阵 $\mathbf{G}_{ldgc}$ 作为所述信息比特序列的生成矩阵对所述信息比特序列进行编码。

- 20 2. 根据权利要求 1 所述的方法，其特征在于，所述步骤四包括以下步骤：

步骤 a，利用所述扩展因子对所述基础矩阵进行修正，获取修正后的基础矩阵 $\mathbf{G}_b^{modified} = \{g_{i,j}^b\}_{k_b \times n_b}$ ；

步骤 b，利用所述扩展因子对所述修正后的基础矩阵进行扩展，获取所述二进制生成矩阵，其中，所述二进制生成矩阵的大小为

- 25 $(k_b \times z) \times (n_b \times z)$ 。

3. 根据权利要求 1 或 2 所述的方法, 其特征在于, 在所述步骤二中, 所述信息比特序列的长度与所述中间变量的长度之间存在以下关系:
 $L = 12 \cdot \text{ceil}((p \times K + q)/12)$, 其中, p 和 q 都是大于 0 的常数, ceil 表示向上取整运算。
- 5 4. 根据权利要求 3 所述的方法, 其特征在于, $p = 1.0235, q = 30$ 。
5. 根据权利要求 3 所述的方法, 其特征在于, 在所述步骤三中, 通过以下方法, 利用所述中间变量的长度和所述基础矩阵的行数获取所述扩展因子: $z = L/k_b$ 。
- 10 6. 根据权利要求 5 所述的方法, 其特征在于, 在所述步骤 a 中, 利用所述扩展因子对所述基础矩阵中所有用于表示非零分块方阵的元素 $(g_{i,j}^b)_{\text{uniform}}$ 进行修正运算。
7. 根据权利要求 6 所述的方法, 其特征在于, 利用所述扩展因子对所述基础矩阵中所有用于表示非零分块方阵的元素 $(g_{i,j}^b)_{\text{uniform}}$ 进行如下修正运算: $g_{i,j}^b = \text{floor}(z \cdot (g_{i,j}^b)_{\text{uniform}} / z_{\max})$, 其中, $z_{\max}$ 是特定正整数, floor 表示向下取整运算。
- 15 8. 根据权利要求 7 所述的方法, 其特征在于, $z_{\max} = 683$ 。
9. 根据权利要求 5 所述的方法, 其特征在于, 在所述步骤 b 中, 所述二进制生成矩阵由 $k_b \times n_b$ 个大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b}$ 构成, 其中, 所述大小为 $z \times z$ 的分块方阵是零矩阵、单位阵、或单位阵的循环移位矩阵。
- 20 10. 根据权利要求 9 所述的方法, 其特征在于, 在所述步骤 b 中, 如果所述修正后的基础矩阵的元素 $g_{i,j}^b$ 是表示 $z \times z$ 零方阵的数值, 则所述大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b} = \mathbf{0}$, 否则, 所述大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b} = (\mathbf{P})^{g_{i,j}^b}$,
 其中,
$$\mathbf{P} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & 0 & 1 & \cdots & 0 \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 1 \\ 1 & 0 & 0 & \cdots & 0 \end{bmatrix}。$$
11. 根据权利要求 10 所述的方法, 其特征在于, 在所述步骤五中, 如果所述二进制生成矩阵的前 L 行和前 L 列组成上三角矩阵, 则将所述二进制
- 25

生成矩阵的 offset 列到 $z-1$ 列的列重量增加为 2, 其中, offset 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。

12. 根据权利要求 10 所述的方法, 其特征在于, 在所述步骤五中, 如果所述二进制生成矩阵的前 L 行和前 L 列组成上右三角矩阵, 则将所述二进制生成矩阵的 $(k_b-1)*z$ 列到 k_b*z-1 列的列重量增加为大于或者等于 30, 其中, offset 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。
13. 根据权利要求 10 所述的方法, 其特征在于, 在所述步骤五中, 如果所述二进制生成矩阵的前 L 行和前 L 列组成下右三角矩阵, 则将所述二进制生成矩阵的 offset 列到 $z-1$ 列的列重量增加为 2, 并将所述二进制生成矩阵的 $(k_b-1)*z$ 列到 k_b*z-1 列的列重量增加为大于或者等于 30, 其中, offset 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。
14. 根据权利要求 10 所述的方法, 其特征在于, 在所述步骤五中, 如果所述二进制生成矩阵的前 L 行和前 L 列组成上左三角或下左三角矩阵, 则将所述二进制生成矩阵的 $(k_b-1)*z + \text{offset}$ 列到 k_b*z-1 列的列重量增加为 2, 并将所述二进制生成矩阵的 $11*z$ 列到 $12*z-\text{offset}$ 列的列重量增加为大于或者等于 30, 其中, offset 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。
15. 根据权利要求 11 所述的方法, 其特征在于, 将所述二进制生成矩阵的第 $i-1$ 行、第 i 列的元素设置为 1, 其中, i 处于 1 到 $z-1$ 的范围中。
16. 根据权利要求 12 所述的方法, 其特征在于, 如果 $(i+1) < 12*z$, 则将所述二进制生成矩阵的第 i 行、第 $i+1$ 列的元素 $\text{Gtmp}_{i,i+1}$ 设置为 1, 如果 $(i+\text{fix}(z/12)) < 12*z$, 则将所述二进制生成矩阵的第 i 行、第 $i+\text{fix}(z/12)$ 列的元素 $\text{Gtmp}_{i,i+\text{fix}(z/12)}$ 设置为 1, 如果 $(i+\text{fix}(z/4)) < 12*z$, 则将所述二进制生成矩阵的第 i 行、第 $(i+\text{fix}(z/4))$ 列的元素 $\text{Gtmp}_{i,i+\text{fix}(z/4)}$ 设置为 1, 如果 $(i+\text{fix}(z/3)) < 12*z$, 则将所述二进制生成矩阵的第 i 行、第 $(i+\text{fix}(z/3))$ 列的元素 $\text{Gtmp}_{i,i+\text{fix}(z/3)}$ 设置为 1, 其中, i 处于 $11*z$ 到 $12*z-1$ 的范围中, fix 表示向下取整运算, 在 i 处于 0 到 $11*z-1$ 范围中, j 处于 $11*z$ 到 $12*z-1$ 范围中, $\text{Gtmp}_{ij} = \text{Gtmp}_{ij} + \text{Gtmp}_{ij+25*z} + \text{Gtmp}_{ij+26*z} + \text{Gtmp}_{ij+27*z} + \text{Gtmp}_{ij+28*z}$ 的情况下, 如果 $\text{Gtmp}_{ij} > 1$, 则将所述二进制生成矩阵的第 i 行、第 j 列的元素 Gtmp_{ij} 设置为 1。

17. 根据权利要求 5 所述的方法, 其特征在于, 所述基础矩阵的行数为 12, 列数为 40。

18. 根据权利要求 1 所述的方法, 其特征在于, 在所述步骤五中, 对修正得到的所述二进制生成矩阵做修正处理, 用于编码, 对所述二进制生成矩阵的校验比特部分的某些列进行列置换。

19. 根据权利要求 18 所述的方法, 其特征在于, 在开销很小的条件下, 所述二进制生成矩阵的校验比特部分的列重量都比较大 (列重量 >10), 通过所述列置换使得所述二进制生成矩阵的校验比特部分出现一些重量较轻的列 (列重量 <5), 其中, 所述列置换是指两列之间交换位置。

20. 根据权利要求 1 所述的方法, 其特征在于, 所述步骤一到所述步骤五的矩阵生成过程穿插在步骤六编码过程中。

21. 一种低密度生成矩阵码的生成矩阵的产生装置, 其特征在于, 包括:

基础矩阵存储单元, 用于存储由多个码率为 R_0 的、不同码长的低密度生成矩阵码构建的低密度生成矩阵码母码集的统一的基础矩阵 $\mathbf{G}_b^{uniform}$, 其中, $R_0 = \frac{k_b}{n_b}$, k_b 是所述基础矩阵的行数, n_b 是所述基础矩阵的列数;

矩阵参数计算单元, 用于根据所述低密度生成矩阵码母码集中的待编码的信息比特序列的长度 K 与中间变量的长度 L 之间的关系, 计算所述中间变量的长度 L , 利用所述中间变量的长度和所述基础矩阵的行数计算用于对所述基础矩阵进行处理的扩展因子 z ;

基础矩阵修正单元, 用于利用所述扩展因子对所述基础矩阵进行修正, 以获取修正后的基础矩阵 $\mathbf{G}_b^{modified}$;

基础矩阵扩展单元, 用于利用所述扩展因子对所述修正后的基础矩阵进行扩展, 以获取二进制生成矩阵 $\mathbf{G}_{tmp}$, 其中, 所述二进制生成矩阵的前 L 行和前 L 列组成三角矩阵;

生成矩阵修正单元, 用于对所述二进制生成矩阵进行修正, 以获取修正后的二进制生成矩阵; 以及

生成矩阵提取单元,用于提取所述修正后的二进制生成矩阵的 L 行和前 $N + L - K$ 列作为用于对所述信号比特序列进行编码的生成矩阵 $\mathbf{G}_{ldgc}$, 其中, N 是对所述信号比特序列进行编码后输出的码字的长度。

22. 根据权利要求 21 所述的装置,其特征在于,所述信息比特序列的长度与
5 所述中间变量的长度之间存在以下关系: $L = 12 \cdot \text{ceil}((p \times K + q) / 12)$, 其中, p 和 q 都是大于 0 的常数, ceil 表示向上取整运算。
23. 根据权利要求 22 所述的装置,其特征在于, $p = 1.0235, q = 30$ 。
24. 根据权利要求 21 或 22 所述的装置,其特征在于,所述矩阵参数计算单元通过以下方法,利用所述中间变量的长度和所述基础矩阵的行数获取
10 所述扩展因子: $z = L / k_b$ 。
25. 根据权利要求 24 所述的装置,其特征在于,所述基础矩阵修正单元利用所述扩展因子对所述基础矩阵中用于表示所有非零分块方阵的元素 $(g_{i,j}^b)_{uniform}$ 进行修正运算。
26. 根据权利要求 25 所述的装置,其特征在于,所述基础矩阵修正单元利用
15 所述扩展因子对所述基础矩阵中用于表示所有非零分块方阵的元素 $(g_{i,j}^b)_{uniform}$ 进行如下修正运算: $g_{i,j}^b = \text{floor}(z \cdot (g_{i,j}^b)_{uniform} / z_{\max})$, 其中, $z_{\max}$ 是特定正整数, floor 表示向下取整运算。
27. 根据权利要求 26 所述的装置,其特征在于, $z_{\max} = 683$ 。
28. 根据权利要求 25 所述的装置,其特征在于,所述基础矩阵扩展单元利用
20 所述扩展因子对所述修正后的基础矩阵进行扩展而获取的所述二进制生成矩阵由 $k_b \times n_b$ 个大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b}$ 构成,其中,所述大小为 $z \times z$ 的分块方阵是零矩阵、单位阵、或单位阵的循环移位矩阵。
29. 根据权利要求 28 所述的装置,其特征在于,如果所述修正后的基础矩阵的元素 $g_{i,j}^b$ 是表示 $z \times z$ 零方阵的数值,则所述大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b}$

= 0, 否则, 所述大小为 $z \times z$ 的分块方阵 $\mathbf{P}^{g_{i,j}^b} = (\mathbf{P})^{g_{i,j}^b}$, 其中,

$$\mathbf{P} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & 0 & 1 & \cdots & 0 \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 1 \\ 1 & 0 & 0 & \cdots & 0 \end{bmatrix}.$$

30. 根据权利要求 29 所述的装置, 其特征在于, 所述生成矩阵修正单元通过以下方法对所述二进制生成矩阵进行修正: 如果所述二进制生成矩阵的前 L 行和前 L 列组成上右三角矩阵, 则所述生成矩阵修正单元将所述二进制生成矩阵的 $offset$ 列到 $z-1$ 列的列重量增加为 2, 其中, $offset$ 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。
31. 根据权利要求 29 所述的装置, 其特征在于, 所述生成矩阵修正单元通过以下方法对所述二进制生成矩阵进行修正: 如果所述二进制生成矩阵的前 L 行和前 L 列组成上右三角矩阵, 则将所述二进制生成矩阵的 $(k_b-1)*z$ 列到 k_b*z-1 列的列重量增加为大于或者等于 30, 其中, $offset$ 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。
32. 根据权利要求 29 所述的装置, 其特征在于, 所述生成矩阵修正单元通过以下方法对所述二进制生成矩阵进行修正: 如果所述二进制生成矩阵的前 L 行和前 L 列组成下右三角矩阵, 则所述生成矩阵修正单元将所述二进制生成矩阵的 $offset$ 列到 $z-1$ 列的列重量增加为 2, 并将所述二进制生成矩阵的 $(k_b-1)*z$ 列到 k_b*z-1 列的列重量增加为大于或者等于 30, 其中, $offset$ 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。
33. 根据权利要求 29 所述的装置, 其特征在于, 所述生成矩阵修正单元通过以下方法对所述二进制生成矩阵进行修正: 如果所述二进制生成矩阵的前 L 行和前 L 列组成上左三角或下左三角矩阵, 则所述生成矩阵修正单元将所述二进制生成矩阵的 $(k_b-1)*z + offset$ 列到 k_b*z-1 列的列重量增加为 2, 并将所述二进制生成矩阵的 $11*z$ 列到 $12*z-offset$ 列的列重量增加为大于或者等于 30, 其中, $offset$ 是处于 0 到 $z/3$ 范围中的正整数。
34. 根据权利要求 30 所述的装置, 其特征在于, 所述生成矩阵修正单元将所述二进制生成矩阵的第 $i-1$ 行、第 i 列的元素设置为 1, 其中, i 处于 1 到 $z-1$ 的范围中。

35. 根据权利要求 31 所述的装置, 其特征在于, 如果 $(i+1) < 12 \times z$, 则所述生成矩阵修正单元将所述二进制生成矩阵的第 i 行、第 $i+1$ 列的元素 **Gtmp** _{$i, i+1$} 设置为 1, 如果 $(i+\text{fix}(z/12)) < 12 \times z$, 则所述生成矩阵修正单元将所述二进制生成矩阵的第 i 行、第 $i+\text{fix}(z/12)$ 列的元素 **Gtmp** _{$i, i+\text{fix}(z/12)$} 设置为 1, 如果 $(i+\text{fix}(z/4)) < 12 \times z$, 则所述生成矩阵修正单元将所述二进制生成矩阵的第 i 行、第 $(i+\text{fix}(z/4))$ 列的元素 **Gtmp** _{$i, i+\text{fix}(z/4)$} 设置为 1, 如果 $(i+\text{fix}(z/3)) < 12 \times z$, 则所述生成矩阵修正单元将所述二进制生成矩阵的第 i 行、第 $(i+\text{fix}(z/3))$ 列的元素 **Gtmp** _{$i, i+\text{fix}(z/3)$} 设置为 1, 其中, i 处于 $11 \times z$ 到 $12 \times z-1$ 的范围中, fix 表示向下取整运算, 在 i 处于 0 到 $11 \times z-1$ 的范围中、 j 处于 $11 \times z$ 到 $12 \times z-1$ 的范围中, **Gtmp** _{i, j} = **Gtmp** _{i, j} + **Gtmp** _{$i, j+25 \times z$} + **Gtmp** _{$i, j+26 \times z$} + **Gtmp** _{$i, j+27 \times z$} + **Gtmp** _{$i, j+28 \times z$} 的情况下, 如果 **Gtmp** _{i, j} > 1, 则所述生成矩阵修正单元将所述二进制生成矩阵的第 i 行、第 j 列的元素 **Gtmp** _{i, j} 设置为 1。
36. 根据权利要求 21 所述的装置, 其特征在于, 所述生成矩阵修正单元对修正得到的二进制生成矩阵做修正处理, 用于编码。对所述二进制生成矩阵的校验比特部分的某些列进行列置换。
37. 根据权利要求 36 所述的装置, 其特征在于, 在开销很小的条件下, 所述二进制生成矩阵的校验比特部分的列重量都比较大 (列重量 > 10), 通过所述列置换使得所述二进制生成矩阵的校验比特部分出现一些重量较轻的列 (列重量 < 5), 其中, 所述列置换是指两列之间交换位置。
38. 根据权利要求 21 所述的装置, 其特征在于, 矩阵生成过程穿插在后续的编码过程中。



图 1

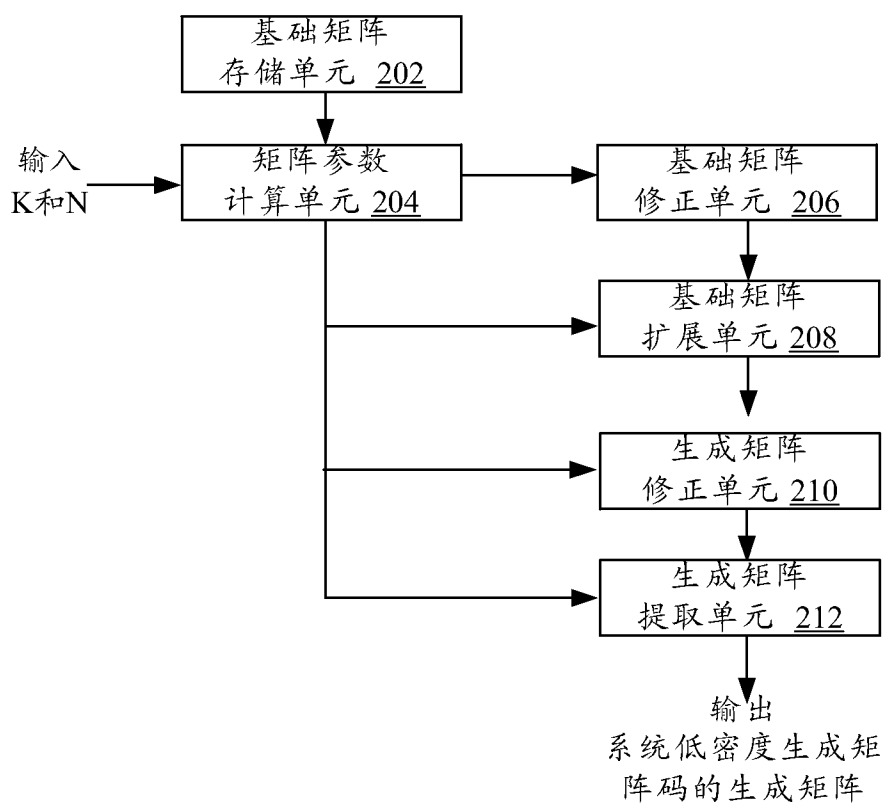


图 2

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/CN2008/071283

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER

H03M 13/13 (2006.01) i

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)

IPC: H04L; H03M

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practicable, search terms used)

CNPAT; CNKI; WPI; EPODOC; PAJ; IEEE: LDGC, low, density, matrix, code, generator

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	CN1953335A(ZTE CORP)25 Apr. 2007 (25.04.2007) See the whole document	1-38
A	CN1808955A(ZTE CORP)26 Jul. 2006 (26.07.2006) See the whole document	1-38
A	EP1385270A2(HUGHES ELECTRONICS CORPORATION)28 Jan. 2004 (28.01.2004) See the whole document	1-38
A	EP1641128A1(STMICROELECTRONICS N.V.)29 Mar. 2006 (29.03.2006) See the whole document	1-38

☐ Further documents are listed in the continuation of Box C.

☒ See patent family annex.

* Special categories of cited documents:

“A” document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance

“E” earlier application or patent but published on or after the international filing date

“L” document which may throw doubts on priority claim (S) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)

“O” document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means

“P” document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed

“T” later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention

“X” document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone

“Y” document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art

“&” document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search

21 Sep. 2008(21.09.2008)

Date of mailing of the international search report

23 Oct. 2008 (23.10.2008)

Name and mailing address of the ISA/CN

The State Intellectual Property Office, the P.R.China
6 Xitucheng Rd., Jimen Bridge, Haidian District, Beijing, China
100088

Facsimile No. 86-10-62019451

Authorized officer

SUN,Fangtao

Telephone No. (86-10)62413546

INTERNATIONAL SEARCH REPORT
Information on patent family members

International application No.

PCT/CN2008/071283

Patent Documents referred in the Report	Publication Date	Patent Family	Publication Date
CN1953335A	25.04.2007	None	
CN1808955A	26.07.2006	WO2006076834A1	27.07.2006
		EP1850484A1	31.10.2007
EP1385270A2	28.01.2004	DE60313832T2	24.01.2008
		JP2004064756A	26.02.2004
		US2004019845A1	29.01.2004
		KR20040010116A	31.01.2004
		CN1481130A	10.03.2004
		KR100543154B1	20.01.2006
		EP1385270B1	16.05.2007
		DE60313832E	28.06.2007
		ES2285049T3	16.11.2007
EP1641128A1	29.03.2006	US2006064627A1	23.03.2006

国际检索报告

国际申请号
PCT/CN2008/071283

A. 主题的分类

H03M 13/13 (2006.01) i

按照国际专利分类表(IPC)或者同时按照国家分类和 IPC 两种分类

B. 检索领域

检索的最低限度文献(标明分类系统和分类号)

IPC: H04L; H03M

包含在检索领域中的除最低限度文献以外的检索文献

在国际检索时查阅的电子数据库(数据库的名称, 和使用的检索词(如使用))

CNPAT; CNKI; WPI; EPODOC; PAJ; IEEE: 徐俊, 李松, 袁志锋, 方源立, 许进, 晏祥彪, 中兴, 低密度, 生成, 矩阵, LDGC, low, density, matrix, code, generator

C. 相关文件

类 型*	引用文件, 必要时, 指明相关段落	相关的权利要求
A	CN1953335A(中兴通讯股份有限公司)25.4 月 2007 (25.04.2007) 参见全文	1-38
A	CN1808955A(中兴通讯股份有限公司)26.7 月 2006 (26.07.2006) 参见全文	1-38
A	EP1385270A2(HUGHES ELECTRONICS CORPORATION)28.1 月 2004 (28.01.2004) 参见全文	1-38
A	EP1641128A1(STMICROELECTRONICS N.V.)29.3 月 2006 (29.03.2006) 参见全文	1-38

☐ 其余文件在 C 栏的续页中列出。

☒ 见同族专利附件。

* 引用文件的具体类型:

“A” 认为不特别相关的表示了现有技术一般状态的文件

“E” 在国际申请日的当天或之后公布的在先申请或专利

“L” 可能对优先权要求构成怀疑的文件, 或为确定另一篇引用文件的公布日而引用的或者因其他特殊理由而引用的文件

“O” 涉及口头公开、使用、展览或其他方式公开的文件

“P” 公布日先于国际申请日但迟于所要求的优先权日的文件

“T” 在申请日或优先权日之后公布, 与申请不相抵触, 但为了理解发明之理论或原理的在后文件

“X” 特别相关的文件, 单独考虑该文件, 认定要求保护的发明不是新颖的或不具有创造性

“Y” 特别相关的文件, 当该文件与另一篇或者多篇该类文件结合并且这种结合对于本领域技术人员为显而易见时, 要求保护的发明不具有创造性

“&” 同族专利的文件

国际检索实际完成的日期
21.9 月 2008 (21.09.2008)

国际检索报告邮寄日期
23.10 月 2008 (23.10.2008)

中华人民共和国国家知识产权局(ISA/CN)
中国北京市海淀区蓟门桥西土城路 6 号 100088
传真号: (86-10)62019451

授权官员
孙方涛
电话号码: (86-10) 62413546

国际检索报告
关于同族专利的信息

国际申请号
PCT/CN2008/071283

检索报告中引用的 专利文件	公布日期	同族专利	公布日期
CN1953335A	25.04.2007	无	
CN1808955A	26.07.2006	WO2006076834A1	27.07.2006
		EP1850484A1	31.10.2007
EPI385270A2	28.01.2004	DE60313832T2	24.01.2008
		JP2004064756A	26.02.2004
		US2004019845A1	29.01.2004
		KR20040010116A	31.01.2004
		CN1481130A	10.03.2004
		KR100543154B1	20.01.2006
		EP1385270B1	16.05.2007
		DE60313832E	28.06.2007
		ES2285049T3	16.11.2007
EP1641128A1	29.03.2006	US2006064627A1	23.03.2006