

[19] 中华人民共和国国家知识产权局

[51] Int. Cl.
H04J 13/02 (2006.01)



[12] 发明专利说明书

专利号 ZL 200410028607.7

[45] 授权公告日 2009 年 11 月 4 日

[11] 授权公告号 CN 100558024C

[22] 申请日 2004.3.4

[21] 申请号 200410028607.7

[73] 专利权人 智邦科技股份有限公司

地址 台湾省新竹科学工业园区新竹市研
新三路一号

[72] 发明人 杨谷章

[56] 参考文献

US2003/058788A1 2003.3.27

CN1374772A 2002.10.16

CN1363145A 2002.8.7

审查员 李 微

[74] 专利代理机构 上海专利商标事务所有限公司
代理人 陈 亮

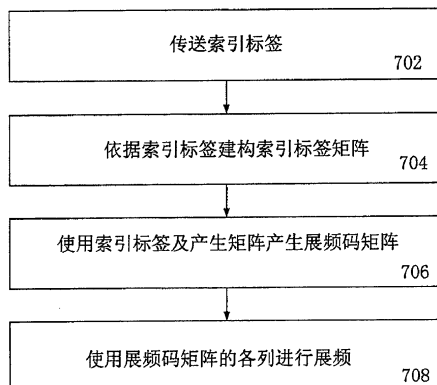
权利要求书 2 页 说明书 19 页 附图 17 页

[54] 发明名称

多速率多载波多码分工系统的通信方法

[57] 摘要

在码分多址多速率通信系统中，基地台将索引标签传给数个用户端。索引标签之长度对应其所容许之传输速率，并且所有的索引标签构成一个码树。在这个码树中，母节点与子节点互相阻挡，但同一阶层节点则彼此正交。用户端依据索引标签先产生索引标签矩阵，接着在利用预先存于所有用户端中的产生矩阵，去乘索引标签矩阵，以产生展频码矩阵，而此展频码矩阵之各列分别对应到不同的载波。



1. 一种通信方法，用于一码分多址多速率通信系统，该方法包含：

传送一索引标签给一用户端，该索引标签之长度决定一传输速率；

该用户端依据该索引标签建构一索引标签矩阵；

该用户端依据该索引标签矩阵及一产生矩阵以产生一展频码矩阵，使该索引标签矩阵之每一列对应至该展频码矩阵之一对应列，该展频码矩阵的每一列则分别对应至一个载波，且该展频码矩阵的各列间系保持正交；以及

该用户端使用该展频码矩阵的这些列，以解译分别承载在多个载波之一展频码数据。

2. 根据权利要求 1 所述的方法，其特征在于，该索引标签是一码树的一节点，该码树的不同阶层代表不同传输速率。

3. 根据权利要求 2 所述的方法，其特征在于，进一步包含依据一所需传输速率及目前该码树的一使用状态，以决定分配哪一个节点的该索引标签进行数据传输。

4. 根据权利要求 3 所述的方法，其特征在于，进一步包含通过该索引标签的码判别两个该索引标签彼此间是否为母节点与子节点的关系。

5. 根据权利要求 4 所述的方法，其特征在于，该索引标签是依据一格雷码序列建构而成。

6. 根据权利要求 5 所述的方法，其特征在于，该码树供应多个该用户端于一通信区域同时接收数据，而该多个该用户端存放相同的该产生矩阵。

7. 根据权利要求 6 所述的方法, 其特征在于, 该用户端是将该索引标签矩阵乘上该产生矩阵以获得该展频码矩阵。

8. 根据权利要求 5 所述的方法, 其特征在于, 该码树的母节点对应的该产生矩阵系子节点对应的该产生矩阵的一子矩阵。

9. 根据权利要求 1 所述的方法, 其特征在于, 该用户端系一移动通信装置, 用于后第三代移动通信。

多速率多载波多码分工系统的通信方法

【技术领域】

本发明是关于一种展频通信方法，且特别关于一种产生展频码的展频通信方法。

【背景技术】

行动电话在全球各地的应用及市场的快速发展，促进了无线通信技术的突飞猛进。目前广泛使用的第二代(2G)行动通信系统之成功不仅影响了现代人的生活，也加速了第三代行动通信系统(3G)的发展。目前蓬勃发展的第三代无线通信中，较重要者包括以码分多址(Code Division Multiple Access, CDMA)技术为基础的 CDMA2000、与现行 2.5 代 GSM 网路兼容的 Wideband-CDMA(W-CDMA)以及中国大陆提出 TD-SCDMA 技术等。

然而，人们并不满足所谓的 3G 技术，随着对于无线通信科技的需求与日俱增，为了以更新的技术提供更优质的服务，已经有许多国际大厂开始投入比 3G 更为先进的技术研发，这些研发通称为后第三代行动通信(Beyond 3G)技术。这些技术将加强 3G 不足之处，例如提高频谱的使用效率、增加传输的频宽、提高传输速率、分时双工(Time Division Duplex, TDD)、全球漫游服务以及高服务品质等等。

例如，在 3G 系统中，高速率和多速率传输的特性是 2G 所不能达到的。然而，为了有更高的位元传送能力，多载波调变的方式已经被提出来，此系因为多载波技术有抗多路径衰减和抑制窄频带干扰等等优点。将多载波调变技术容纳到 CDMA 的技术中，便是后第三代行动通信的重要一环。

必须面对的课题是，当多载波调变的技术与 CDMA 技术结合时，如何与原先的 CDMA 技术予以有效地整合，将成为后第三代行动通信能否成功的重要

关键之一。

举例来说，在基地台(Base Station)对多个用户端(Mobile Station)的展频应用中，为了同时使用多个载波来进行展频数据传输，一个用户需要使用多个展频码以在多个载波中编译及解译数据。此时，为了达成多速率的传输需求，基地台将配置不同长度的展频码给不同传输速度需求的用户或对于同一用户配给多个展频码。为了避免这些不同长度的展频码彼此间发生干扰，理想的方法是所有用户使用彼此间在各载波正交的展频码。然而，如何有效地配置并将展频码传输给各个用户，则决定整个通信系统建构的成本。

由于通信频宽非常珍贵，因此在通信过程才将数据量相当大的展频码直接传输给用户端将不是一件符合成本效益的事。相对地，如果在用户端直接储存所有可用的展频码表格，例如储存一整个码树，则将造成整体设备的成本提升，无法有效地普及运用在市场上。

综上所述，如何找出一种展频码的产生与传输方法，使用于多载波多速率的码分多址系统，便成为一件非常具有价值的工作。

【发明内容】

因此，本发明目的之一系在于提供一种能够用在多速率、多载波的通信方法，使展频码能够有效地在基地台跟用户端之间进行传递。

依据本发明之一较佳实施例，此种通信方法，系用于一码分多址多速率通信系统，并至少包括下列步骤。

首先，传送一索引标签给用户端，此索引标签之长度决定一传输速率。用户端依据该索引标签建构一索引标签矩阵。用户端则依据该索引标签矩阵及一产生矩阵以产生一展频码矩阵，使索引标签矩阵之每一列对应至该展频码矩阵之一对应列，而展频码矩阵之每一列则个别对应至一个载波。并且，展频码矩阵之各列间系保持正交，以避免用户端间信号互相干扰。接着，用户端使用展频码矩阵之这些列，以解译分别承载在多个载波之一展频数据。

这些索引标签能够以格雷码序列实作成码树，换言之，基地台只要传送一个格雷码给用户端，然后用户端便可依据此格雷码产生对应的索引标签矩阵。

在格雷码的码树建构例子中，所有用户端皆储存相同的产生矩阵。对于不同大小的索引标签矩阵，使用产生矩阵的子矩阵即可，因为这些产生矩阵皆重叠在同一矩阵中。

因此，本发明至少具有下列优点。首先，基地台能够快速传递展频码给用户端，在此同时，用户端也只需存放一产生矩阵。其次，经由本发明之方法所提供的装置，其电路简单，但亦同时能够支援多速率、多载波的码分多址通信系统的需求。此外，通过索引标签在码树的位置，即能判断索引标签之间彼此是否会发生干扰，因此基地台亦能用有效的电路来有效地分配展频码。

【附图说明】

图 1 系例示一通信系统示意图；

图 2 系例示多载波展频系统示意图；

图 3 系例示一码树结构；

图 4 系例示另一码树结构；

图 5 系例示另一码树结构；

图 6 系例示在码树中互相干扰的节点；

图 7 系例示依据实施例之流程图；

图 8 系例示一组格雷码序列；

图 9 系例示用格雷码序列建构的码树；

图 10 系例示一码树结构；

图 11 系例示单体电路示意图；

图 12 系例示单体电路逻辑示意图；

图 13 系例示电路示意图；

图 14 系例示电路逻辑示意图；

图 15 系例示用户端装置示意图；

图 16 系例示基地台示意图；以及

图 17 系例示另一码树示意图。

【具体实施方式】

较佳实施例

以下将以多速率多载波的 CDMA 通信系统为例，由此说明本发明的特征。

图 1 系示意在一个区域内，由一个基地台 100 服务多个用户端 102。在行动通信的应用中，用户端 102 有时会在不同的区域内移动，因此同一基地台 100 未必一直都连接到相同的用户端 102。此外，这些用户端 102 则通过展频技术，每一个用户端使用不同的展频码，以重叠使用相同的多个载波。

举例来说，假如要传送给 A 用户端 102 的待传位元为 a (值为 +1 或 -1)，A 用户端 102 在第一个载波展频用的展频码为 (+1, -1)；要传送给 B 用户端 102 的待传位元为 b (值为 +1 或 -1)，B 用户端 102 在第一个载波展频用的展频码为 (+1, +1)。此例中的展频因子数目为 2， a 经过展频后在第一个载波传送的片码(chip code)为 $(+a, -a)$ ， b 经过展频后在第一个载波传送的片码为 $(+b, +b)$ 。当 a 与 b 的片码加总后成为 $(a+b, -a+b)$ ，也就是基地台 100 通过第一个载波以无线方式传播出来的展频数据。

接着，当 A 用户端 102 在第一个载波收到这个展频数据，并将其乘上 A 用户端 102 专属的展频码 (+1, -1)，将得到 $a+b+a-b$ 也就是 $2a$ 的值。相对地，B 用户端 102 在第一个载波收到这个展频数据并乘上 B 用户端 102 专属的展频码 (+1, +1) 后，将得到 $a+b-a+b$ 也就是 $2b$ 的值。因此，即使在空中传播的是混杂有要传给不同用户端 102 的数据，各用户端 102 只要有对应的展频码，即能将其所需要的数据取回。

依此类推，如果有四个相关系数低的展频码，可以同时容纳四个用户端 102 使用相同的频段传送数据 a, b, c, d 而不会互相干扰。如过这四个展频码又是正交的话，接收端解码后将分别得到 $4a, 4b, 4c, 4d$ 。然而，如果是其他的第三者，将因为欠缺展频码，解出的数据将在四个维度互相干扰，而无法接近 $4a, 4b, 4c, 4d$ 的程度，反而将获得类似乱数数据的结果。换言之，经由适当的展频码之选定，多个用户可共用频段同时传送数据，只要接收端有对应的展频码，便能将数据还原回来。

图 2 例示使用四个载波传送给某一用户端 102 的展频方法示意图。需要展

频的数据 202, 204, 206, 208 分别乘上对应四个载波的展频码 212, 214, 216, 218, 再分别传送到四个载波 222, 224, 226, 228。这四个载波系以部分重叠但正交的方式, 分割原先的波段, 这样以增加数据的传输容量, 此系多频段调变的技术, 例如 OFDM, 在此不赘。

依据图 2, 要使用四个载波来进行展频, 需要有四组展频码 212, 214, 216, 218, 也就是一个具有四列的展频码矩阵, 每一列为对应到一个载波的展频码。相同道理, 要使用十六个载波来进行展频, 则需要十六组展频码, 亦即列为 16 的展频码矩阵, 每一列为对应到一个载波的展频码。

为了避免不同用户端 102 间的信号互相干扰, 因理想状况下, 共用同一载波的展频码彼此间互相正交。此外, 当展频因子越小, 也就是展频码的长度越短时, 其能够用来支援较快的传输率, 例如多媒体视讯。反之, 当展频因子越大, 也就是展频码的长度越长时, 其能够用来支援较低的传输率, 例如文字简讯。

为了支援多速率的传输, 不同传输速率的用户端 102 给定不同长度的展频码。由于不同长度展频码的分配相当复杂, 因此为了使指定展频码的效率提升, 使用码树来整理不同长度之展频码。以下说明如何建构码树。

产生矩阵大小为 $N \times N$ 和基数为 N 的二维正交可变展频码 $A_{N \times N}^{(i)} (i \in \{1, 2, \dots, N\})$ 要从两个正交矩阵 $A_{2 \times 2}^{(1)}$ 和 $A_{2 \times 2}^{(2)}$ 开始:

$$A_{2 \times 2}^{(1)} = \begin{bmatrix} + & + \\ + & - \end{bmatrix} \quad (A01)$$

$$A_{2 \times 2}^{(2)} = \begin{bmatrix} + & - \\ + & + \end{bmatrix} \quad (A02)$$

其中, $N = 2^k$, k 为正整数, “+” 表示 “+1” 和 “-” 表示 “-1”。

然而欲产生 $N = 2^2$ (也就是 $k = 2$) 的二维正交码的步骤可表示如下:

$$A_{4 \times 4}^{(1)} = [A_{2 \times 2}^{(1)} \otimes A_{2 \times 2}^{(1)}] = \begin{bmatrix} + & + & + & + \\ + & - & + & - \\ + & + & - & - \\ + & - & - & + \end{bmatrix} \quad (A03)$$

$$A_{4 \times 4}^{(2)} = [A_{2 \times 2}^{(2)} \otimes A_{2 \times 2}^{(1)}] = \begin{bmatrix} + & + & - & - \\ + & - & - & + \\ + & + & + & + \\ + & - & + & - \end{bmatrix} \quad (A04)$$

$$A_{4 \times 4}^{(3)} = [A_{2 \times 2}^{(1)} \otimes A_{2 \times 2}^{(2)}] = \begin{bmatrix} + & - & + & - \\ + & + & + & + \\ + & - & - & + \\ + & + & - & - \end{bmatrix} \quad (A05)$$

$$A_{4 \times 4}^{(4)} = [A_{2 \times 2}^{(2)} \otimes A_{2 \times 2}^{(2)}] = \begin{bmatrix} + & - & - & + \\ + & + & - & - \\ + & - & + & - \\ + & + & + & + \end{bmatrix} \quad (A06)$$

其中, $\otimes$ 表示两个矩阵 $B^{M_2 \times N_2} \otimes A^{M_1 \times N_1}$ 的 Kronecker 乘积被定义为

$$B \otimes A = \begin{bmatrix} b_{0,0}A & b_{0,1}A & \cdots & b_{0,N_2-1}A \\ b_{1,0}A & b_{1,1}A & \cdots & b_{1,N_2-1}A \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ b_{M_2-1,0}A & b_{M_2-1,1}A & \cdots & b_{M_2-1,N_2-1}A \end{bmatrix} \quad (A07)$$

因此, 要产生码长为 $N = 2^k$ 的二维正交展频码可以写成下列的通式:

$$A_{2^{k+1} \times 2^{k+1}}^{(2i-1)} = [A_{2 \times 2}^{(1)} \otimes A_{2^k \times 2^k}^{(i)}] = \begin{bmatrix} A_{2^k \times 2^k}^{(i)} & -A_{2^k \times 2^k}^{(i)} \\ A_{2^k \times 2^k}^{(i)} & A_{2^k \times 2^k}^{(i)} \end{bmatrix} \quad (A08)$$

$$A_{2^{k+1} \times 2^{k+1}}^{(2i)} = [A_{2 \times 2}^{(2)} \otimes A_{2^k \times 2^k}^{(i)}] = \begin{bmatrix} A_{2^k \times 2^k}^{(i)} & A_{2^k \times 2^k}^{(i)} \\ A_{2^k \times 2^k}^{(i)} & -A_{2^k \times 2^k}^{(i)} \end{bmatrix} \quad (A09)$$

必须指出的是, 此处使用上述之 $A_{2 \times 2}^{(1)}$ 及 $A_{2 \times 2}^{(2)}$ 系作为说明之用。熟悉该领域

的技术人员应该知道, 如果将 $A_{2 \times 2}^{(1)}$ 及 $A_{2 \times 2}^{(2)}$ 之行列互换或提供其他的转换, 只要符合了上述的递归产生方式, 仍然能够维持上述的性质。举例来说, 将 $A_{2 \times 2}^{(1)}$ 及 $A_{2 \times 2}^{(2)}$ 的“+”改成“-”, “-”改成“+”。并且, Kronecker 乘积亦可替代以其他的运算, 提供递归产生上述矩阵的能力。

图3所示为 $M = N = 2^k$ 的二维正交可变展频码使用树状结构被反复地产生直到第三层 ($k=3$) 的码树 (code tree) 图, 而其树状结构的根 (root) 为 $A_{2 \times 2}^{(1)}$ 和 $A_{2 \times 2}^{(2)}$ 。此外, 任一二维正交码的自相关波瓣为零, 亦即将同一列进行移动 (shift) 彼此间正交, 且任两个不同二维正交展频码的互相关亦为零。

上述的展频码矩阵的列数代表其所使用的载波数目, 而行数则代表展频因子。展频因子亦未必要等同于载波数目, 以下说明当 M 不等于 N 的情况, 如何建构码树。

产生矩阵大小为 $M \times N$ 和基数为 N 的二维正交展频码 $A_{M \times N}^{(i)}$ ($i \in \{1, 2, \dots, M\}$) 亦可从 (A01) 和 (A02) 两个正交矩阵 $A_{2 \times 2}^{(1)}$ 和 $A_{2 \times 2}^{(2)}$ 开始:

$$A_{2 \times 4}^{(1)} = \begin{bmatrix} A_{2 \times 2}^{(1)} & A_{2 \times 2}^{(2)} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} + & + & + & - \\ + & - & + & + \end{bmatrix} \quad (\text{A10})$$

$$A_{2 \times 4}^{(2)} = \begin{bmatrix} A_{2 \times 2}^{(1)} & -A_{2 \times 2}^{(2)} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} + & + & - & + \\ + & - & - & - \end{bmatrix} \quad (\text{A11})$$

其中, $M = 2^k$, $N = 2^{k+\alpha}$, k 和 α 为正整数。

用 $M = 2$ 和 $N = 2^{1+\alpha}$ ($\alpha \geq 1$) 根据下式 (A12) 和 (A13) 的递归规则可产生二维正交码的码树的根 ($k=1$):

$$A_{2 \times 2^{1+\alpha}}^{(1)} = \begin{bmatrix} A_{2 \times 2^\alpha}^{(1)} & A_{2 \times 2^\alpha}^{(2)} \end{bmatrix} \quad (\text{A12})$$

$$A_{2 \times 2^{1+\alpha}}^{(2)} = \begin{bmatrix} A_{2 \times 2^\alpha}^{(1)} & -A_{2 \times 2^\alpha}^{(2)} \end{bmatrix} \quad (\text{A13})$$

若把 $2^{k+1} \times 2^{k+1}$ 替换成 $2^{k+1} \times 2^{k+1+\alpha}$, 这种递归的步骤很类似于 (A08) 和 (A09)。通常, $A_{2^{k+1} \times 2^{k+1+\alpha}}^{(2i-1)}$ 和 $A_{2^{k+1} \times 2^{k+1+\alpha}}^{(2i)}$ 是从 $A_{2^k \times 2^{k+\alpha}}^{(i)}$ 所产生, 也就是在 (A08) 和 (A09)

中可将 $A_{2^k \times 2^k}^{(i)}$ 替换成 $A_{2^k \times 2^{k+\alpha}}^{(i)}$ 去建构二维正交码。

当然, 上述的 $A_{2 \times 2}^{(1)}$ 和 $A_{2 \times 2}^{(2)}$ 仅作为说明之用, 亦可寻找正交的矩阵来替代 $A_{2 \times 2}^{(1)}$ 和 $A_{2 \times 2}^{(2)}$, 通过递归的方式亦可建构同样效果的码树。

图 3 所示为 $M = 2^k$, $N = 2^{k+\alpha}$ ($\alpha = 1$) 的二维正交可变展频码使用树状结构被反复地产生直到第三层 ($k = 3$) 之码树图, 而其树状结构的根为 $A_{2 \times 4}^{(1)}$ 和 $A_{2 \times 4}^{(2)}$ 。此外, 任一二维正交码之自相关波瓣为零, 且任两个不同二维正交展频码之互相关亦为零。 M 和 N 为 2 的任意次方, 所以二维正交码可被建构成完整的树状结构, 如图 4 所示。

图 3 ($M = N$) 和图 5 ($M < N$) 说明了二维正交码的码树中, 不同的码序列间彼此保持正交。而二维正交码 $A_{2^k \times 2^{k+\alpha}}^{(i)}$, 上标 i 表示第 k 层中二维码的号码, $1 \leq i \leq M$ 。每一层的码长是一样的。而第 $k+1$ 层的二维码是从第 k 层所产生。因此, 二维正交展频码可使用树状结构被反复地产生。同一层的任何两个二维码是正交的, 而相同 α 但不同层的两个二维码除非彼此是母码 (mother code) 或子码 (child code) 的关系, 不然亦为正交。如果一个码树中的任两个二维码拥有相同的根, 则位于上层的码称母码, 位于下层的码称为子码。例如图 6 所示, $A_{2 \times 2}^{(1)}$ 、 $A_{4 \times 4}^{(1)}$ 、 $A_{8 \times 8}^{(2)}$ 和 $A_{16 \times 16}^{(3)}$ 都是 $A_{32 \times 32}^{(5)}$ 的母码, 而 $A_{4 \times 4}^{(1)}$ 、 $A_{8 \times 8}^{(2)}$ 、 $A_{16 \times 16}^{(3)}$ 和 $A_{32 \times 32}^{(5)}$ 都是 $A_{2 \times 2}^{(1)}$ 的子码。所以, $A_{2 \times 2}^{(1)}$ 、 $A_{4 \times 4}^{(1)}$ 、 $A_{8 \times 8}^{(2)}$ 、 $A_{16 \times 16}^{(3)}$ 和 $A_{32 \times 32}^{(5)}$ 都不是正交。

换句话说, 这些二维码不能在同一个通道同时被使用。当一个二维码被分配时, 其他的二维码被分配不能是这个二维码的母码或是这个二维码的子码, 然而才能维持码之间的正交性。因此, 若随意地将较大的展频因子码指定给需要低速率的使用者时, 则可能会对较小的展频因子码之分配造成阻碍。假设 $A_{8 \times 8}^{(2)}$ 被分配给一个使用者, 由 $A_{8 \times 8}^{(2)}$ 所产生的子码 $\{A_{16 \times 16}^{(3)}, A_{16 \times 16}^{(4)}, A_{32 \times 32}^{(5)}, \dots, A_{32 \times 32}^{(8)}\}$ 就都不能被分配给其他需要较低速率的使用者。此外, $A_{8 \times 8}^{(2)}$ 的母码 $\{A_{2 \times 2}^{(1)}, A_{4 \times 4}^{(1)}\}$ 亦不能被分配给其他需要较高速率的使用者。换句话说, 可被其他使用者使用

之码的个数不仅要视在码树中所被分配的码而定，而且也要视这些被分配的码之母码和子码的关系而定。

上述之码树在建构上没有问题，也确实提供了多速率、多载波的码分多址通信系统展频码建构的需求。然而，如果将整个码树存在用户端 102，将会造成用户端 102 的电路制作上的成本问题。相对地，如果每次皆将所需展频码直接传给用户端 102，则亦浪费宝贵的频宽。

以下的方法仅需在用户端 102 存放产生矩阵，而不用存放整个码树，即可通过将索引标签传给用户端 102 而达成指定展频码的工作。

图 7 例示使用索引标签技巧的方法，以在多速率、多载波的码分多址通信系统中，指定用户端 102 所需的展频码。

首先，将索引标签传给用户端 102(步骤 702)，该索引标签的长度系对应该用户端 102 所需的传输速率。接着，该用户端 102 依据该索引标签建构索引标签矩阵(步骤 704)。然后，该用户端依据该索引标签矩阵及存于内部之一产生矩阵以产生一展频码矩阵(步骤 706)，使该索引标签矩阵之每一列对应至该展频码矩阵之一对应列，该展频码矩阵之每一列则个别对应至一个载波，且该展频码矩阵的各列间系保持正交。在完成上述的步骤后，该用户端使用该展频码矩阵的这些列，以解译分别承载在多个载波之一展频加码数据(步骤 708)。

换言之，通过上述的方法，用户端 102 要存放的是产生矩阵，而基地台 100 在指定用户端 102 的展频码时，亦无需将整个展频码矩阵传给用户端 102，乃系通过传送一个索引标签，以有效的方法完成展频码的指定。

通过下列的技巧，可将索引标签对应到整个码树，并进一步使所有用户端 102 只需存放一个最大的产生矩阵，因为码树其他阶层所需的产生矩阵，系该存放之产生矩阵的子矩阵。

建构索引标签的方法之一是使用格雷码(Gray code)序列。格雷码系二位元序列，此序列相邻二数仅有一个位元不同。基本上，一组格雷码可以想象成一个超方块(Cube)的一个汉弥尔顿路径(Hamilton Path)。因此，格雷码并非指一组固定的序列，图 8 例示一个格雷码的范例。

图 9 例示如何将格雷码序列的索引标签嵌入到一个前述的码树。在码树的第一层(LV=1)中的一条汉弥尔顿路径为 0->1。在第二层(LV=2)中的一条汉弥尔顿路径为 00->01->11->10。扣除每个码最左边的位元，剩下的位元顺序刚好为上一层(LV=1)由左边走到右边，再从右边走向左边的次序(0->1 => 1->0)。同理，第三层(LV=3)中的一条汉弥尔顿路径为(排版) 000 -> 001-> 011-> 010=> 110-> 111-> 101->100，亦通过扣除最左边的位元后，剩下的位元序列为上一层(LV=2)中由左边走到右边再从右边走向左边的次序(00->01->11->10=>10->11->01->00)。同理，对于第四层以后的码树也可依据此种方式予以配置。

在图 9 及上面所描述的配置方法下，此码树具有一个非常特别的性质，就是只要从索引标签的开头就可以辨识出两个码是否为母节点与子节点的关系。举例来说，00 的两个子节点为 000 与 001。当然，如果两个码的长度一样，则表示其在码树的同一阶层中。

接下来说明如何把码树的索引标签对应到最后的展频码矩阵。

在码树其根为 $M=N$ 的二维正交展频码，也就是，二维的华许码(Walsh code)可表示如下：

$$D_{2 \times 2}(0) = \begin{bmatrix} 0 & 0 \\ 0 & 1 \end{bmatrix} \quad (A14)$$

$$D_{2 \times 2}(1) = \begin{bmatrix} 0 & 1 \\ 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (A15)$$

其中，下标为矩阵的大小，(0)和(1)分别表示第一层中两个码的编号，而(A14)和(A15)的“0”和“1”则分别表示(A01)和(A02)的“+”和“-”。

所以通过通过上述的对应方式，(A14)的第一列为 00 可被标成格雷码为 0，第二列为 01 则被标成格雷码为 1。同理，(A15)的第一列为 01 可被标成格雷码为 1，第二列为 00 则被标成格雷码为 0。因此，(A14)和(A15)的索引标签矩阵可表示如下：

$$T_1^{(0)} = \begin{bmatrix} 0 \\ 1 \end{bmatrix} \quad (A16)$$

$$T_1^{(1)} = \begin{bmatrix} 1 \\ 0 \end{bmatrix} \quad (A17)$$

，其中，下标为第一层，上标(0)和(1)分别表示第一层中两个码的编号。

所以在二维正交展频码的码树中，可标上所有二维正交码所对应的索引标签矩阵，且亦可标上一维的格瑞码标签，以便判别两个码之间是否为母码或子码的关系，如图 10 所示。图中， $\boxed{0}$ 、 $\boxed{1}$ 、 $\boxed{00}$ 、 $\boxed{01}$ 、 $\dots$ 为格瑞码标签，其用途是判断某一个码的格瑞码标签是否为另一个码的格瑞码标签的字首。

图 10 例示一码树以及其索引标签、索引标签矩阵与展频码。例如，格瑞码标签为 $\boxed{01}$ 是 $\boxed{011}$ 和 $\boxed{010}$ 的字首，所以可以知道二维正交展频码 $D_{4 \times 4}(1)$ 为 $D_{8 \times 8}(2)$ 和 $D_{8 \times 8}(3)$ 的母码。此外，由图 10 可发现另一个产生索引标签矩阵的方法。首先，由图可发现在任意相邻的两层 ($k \geq 1$) 中，索引码标签全为 0 的二维正交展频码之索引标签矩阵间的关系式可表示如下：

$$T_{k+1}^{(0)} = \left[\begin{array}{c|c} T_k^{(0)} & \begin{matrix} 0_{2^{k-1}} \\ 1_{2^{k-1}} \end{matrix} \\ \hline T_k^{(0)} & \begin{matrix} 1_{2^{k-1}} \\ 0_{2^{k-1}} \end{matrix} \end{array} \right] \quad (A18)$$

其中， $T_k^{(0)}$ 和 $T_{k+1}^{(0)}$ 分别表示第 k 层和第 $k+1$ 层格瑞码标签全为 0 的二维正交展频码之格瑞索引矩阵，而 $0_{2^{k-1}}$ 和 $1_{2^{k-1}}$ 则分别表示 2^{k-1} 个全为 0 和全为 1 的向量。因此，通过 (A18) 可得到各层索引标签全为 0 的索引标签矩阵。然而再利用一维索引标签就可分别得到该层的所有二维正交展频码的索引标签矩阵。

例如，欲求第二层 ($k=2$) 格瑞码标签为 $\boxed{01}$ 和 $\boxed{01}$ 的二维正交展频码的格瑞索引矩阵。首先，由 $T_1^{(0)}$ 求得 $T_2^{(0)}$ 。然而，

$$T_2^{(0)} = \left[\begin{array}{c|c} T_1^{(0)} & 0_1 \\ \hline & 1_1 \\ T_1^{(0)} & 0_1 \end{array} \right] = \left[\begin{array}{c|c} 0 & 0 \\ \hline 1 & 1 \\ 0 & 1 \\ 1 & 0 \end{array} \right] \quad (\text{A19})$$

可知 $D_{4 \times 4}(0)$ 和 $D_{4 \times 4}(1)$ 的格雷码标签分别为 $\boxed{00}$ 和 $\boxed{01}$ ，而这两个标签有一个位元不同，即为第二个位元，所以可以将 $T_2^{(0)}$ 的第二行序列作二位元补数 (complement) 运算，其所得结果即为 $D_{4 \times 4}(1)$ 的格雷索引矩阵。

$$T_2^{(1)} = \left[\begin{array}{cc} 0 & 1 \\ 1 & 0 \\ 0 & 0 \\ 1 & 1 \end{array} \right] \quad (\text{A20})$$

又可知 $D_{4 \times 4}(2)$ 的索引标签为 $\boxed{11}$ ，与 $D_{4 \times 4}(0)$ 的索引标签 $\boxed{00}$ 有两个位元不同，所以可将 $T_2^{(0)}$ 作补数运算，其所得结果即为 $D_{4 \times 4}(2)$ 索引标签矩阵。

$$T_2^{(2)} = \overline{T_2^{(0)}} = \left[\begin{array}{cc} 1 & 1 \\ 0 & 0 \\ 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{array} \right] \quad (\text{A21})$$

在每一层中，索引标签矩阵是依每个索引标签不同而不同。在本处所揭示的例子中，只要决定或存放每一层的最左方的第一个索引标签矩阵，该层的其他索引标签矩阵可以将索引标签分别加到第一个索引标签矩阵的各列而获得。也就是说，每个索引标签有自己的索引标签矩阵。此外，索引标签矩阵的每一列系对应一个用于某载波的展频码。

在有了索引标签矩阵后，为了快速取得展频码，可存放一生产矩阵，使得索引标签矩阵在乘上该生产矩阵后即能得出展频码。在此例中，任意相邻两层 ($k \geq 1$) 间的产生矩阵之关系式可以表示如下：

$$G_{k+1} = \left[\begin{array}{c|c} G_k & \overline{G_k} \\ \hline 0_{2^k} & 1_{2^k} \end{array} \right] \quad (\text{A22})$$

其中, G_k 和 G_{k+1} 分别为第 k 层和第 $k+1$ 层的产生矩阵, $\overline{G_k}$ 是 G_k 的二位元补数, $0_{2^k} = (0, 0, \dots, 0)$ 和 $1_{2^k} = (1, 1, \dots, 1)$ 则分别表示 2^k 个全为 0 和全为 1 的向量。

每一层的产生矩阵是可以通过 (A22) 反复地产生。也就是说, 第二层的产生矩阵 G_2 可从第一层的产生矩阵 G_1 得到, 而第三层的产生矩阵 G_3 可以由第二层的产生矩阵 G_2 得到, 以此类推。

$$G_1 = [0 \quad 1] \quad (\text{A23})$$

$$G_2 = \left[\begin{array}{c|c} G_1 & \overline{G_1} \\ \hline 0_2 & 1_2 \end{array} \right] = \left[\begin{array}{cc|cc} 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \end{array} \right] \quad (\text{A24})$$

$$G_3 = \left[\begin{array}{c|c} G_2 & \overline{G_2} \\ \hline 0_4 & 1_4 \end{array} \right] = \left[\begin{array}{cccc|cccc} 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{array} \right] \quad (\text{A25})$$

说明至此, 以解释如何产生索引标签、索引标签矩阵, 以及生产矩阵。接着, 将说明如何用真实的电路来完成上述概念。

假设 (N, K) 的区段码 (block code) 代表一组数目为 2^K 且长度为 N 的码字 (code word)。任何 (N, K) 的线性码 (linear code) 可以用一个 $K \times N$ 的产生矩阵 G 来产生。位于一维正交展频码中, 第 k 层中之 2^k 个码是一组 $(2^k, k)$ 的线性码所产生。可利用这个观念将一维正交展频码扩展二维正交展频码。因此, 位于第 k 层中的第 j 个二维正交展频码可利用下列的关系式所产生:

$$D_{2^k \times 2^k}(j) = T_k^{(j)} \cdot G_k \quad (\text{A26})$$

也就是,

$$\begin{bmatrix} d_{k,0,0}^{(j)} & d_{k,0,1}^{(j)} & \cdots & d_{k,0,2^k-1}^{(j)} \\ d_{k,1,0}^{(j)} & d_{k,1,1}^{(j)} & \cdots & d_{k,1,2^k-1}^{(j)} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ d_{k,2^k-1,0}^{(j)} & d_{k,2^k-1,1}^{(j)} & \cdots & d_{k,2^k-1,2^k-1}^{(j)} \end{bmatrix} \\
= \begin{bmatrix} t_{k,0,0}^{(j)} & t_{k,0,1}^{(j)} & \cdots & t_{k,0,k-1}^{(j)} \\ t_{k,1,0}^{(j)} & t_{k,1,1}^{(j)} & \cdots & t_{k,1,k-1}^{(j)} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ t_{k,2^k-1,0}^{(j)} & t_{k,2^k-1,1}^{(j)} & \cdots & t_{k,2^k-1,k-1}^{(j)} \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} g_{k,0,0} & g_{k,0,1} & \cdots & g_{k,0,2^k-1} \\ g_{k,1,0} & g_{k,1,1} & \cdots & g_{k,1,2^k-1} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ g_{k,k-1,0} & g_{k,k-1,1} & \cdots & g_{k,k-1,2^k-1} \end{bmatrix} \quad (A27)$$

其中, $0 \leq j \leq 2^k - 1$, $0 \leq m \leq 2^k - 1$ 和 $0 \leq n \leq 2^k - 1$ 。

如, 欲产生第二层 ($k=2$) 格瑞码标签为 $\boxed{00}$ 的二维华许码 $D_{4 \times 4}(0)$ 。首先, 根据 (A24) 从 $D_{2 \times 2}(0)$ 的格瑞索引矩阵 $T_1^{(0)}$ 得到 $D_{4 \times 4}(0)$ 的格瑞索引矩阵 $T_2^{(0)}$, 然而

$$T_2^{(0)} = \left[\begin{array}{c|c} T_1^{(0)} & 0_1 \\ \hline T_1^{(0)} & 1_1 \end{array} \right] = \left[\begin{array}{c|c} 0 & 0 \\ 1 & 1 \\ \hline 0 & 1 \\ 1 & 0 \end{array} \right] \quad (A28)$$

又 (A24) 为第二层 ($k=2$) 的产生矩阵, 所以该码的格瑞索引矩阵乘上该层的产生矩阵就可得到所需之二维华许码。

$$D_{4 \times 4}(0) = T_2^{(0)} \cdot G_2 = \begin{bmatrix} 0 & 0 \\ 1 & 1 \\ 0 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 \end{bmatrix} \quad (A29)$$

图 11 与图 12 所示为根据 (A26) 或 (A27) 的关系式所产生第 k 层第 j 个二维正交可变展频码的第 m 列第 n 行元素之编码器示意图与电路图。其中, $0 \leq j \leq 2^k - 1$, $0 \leq l \leq k - 1$, $0 \leq m \leq 2^k - 1$ 和 $0 \leq n \leq 2^k - 1$ 。此示意图中, 假如

$g_{k,l,n} = 1$ ，则“ $\rightarrow \bigcirc \rightarrow$ ”代表电路有连接，相反的，若 $g_{k,l,n} = 0$ ，则代表没有连接，而“ $\oplus$ ”则表示一个模数 2 的加法器(modulo-2 adder)。图 12 所示为用逻辑闸的组合电路来实现二维正交展频码的元素的电路图。图 13 和图 14 所示为产生在第二层中索引标签为 $\boxed{00}$ 的二维正交展频码的完整编码器示意图与电路图。

图 15 例示用户端之展频通信接收装置 15，例如手机，的电路示意图。此展频通信接收装置 15 系用于多速率之一码分多址通信系统，并具有存储电路 151、接收电路 153、计算电路 155，及解码电路 157。存储电路 151 供存放上述的产生矩阵，而接收电路 153 则接收一展频数据及上述的索引标签，该展频数据系承载于多个载波上。计算电路 155 以该索引标签为参数计算索引标签矩阵，并将该索引标签矩阵与该产生矩阵进行一运算以产生展频码矩阵，该展频码矩阵的各列分别对应一个该载波。此外，解码电路 155 则分别利用该展频码矩阵的各列分别解译该展频加码数据。

图 16 例示与用户端相对的基地台的装置示意图。此基地台 16 系用于一码分多址通信系统，以对应多个接收装置，且至少具有产生电路 162、分派电路 164 与传送电路 166。产生电路 162 纪录可使用之多个索引标签，每一索引标签对应一码树上的一节点，每一索引标签对应一索引矩阵，以该索引矩阵参照一产生矩阵后进行一运算以获得一展频码矩阵，该展频码矩阵之每一列则供于一载波上进行展频传输，并且该码树之母节点跟子节点间以及该码树之同一阶层之节点间，所对应之这些展频码矩阵在各载波彼此正交。分派电路 164 将不同长度之该索引标签传分别送给需要不同传输速率之这些接收装置。至于传送电路 166 则依据这些接收装置所使用之该索引标签所对应之该展频码矩阵，以多个载波以码分多址方法传送数据。

此外，当载波数目小于展频因子，也就是 $M \neq N$ 的时候，为了使编码器能够产生所有 $M \neq N$ 的二维正交可变展频码之标签索引矩阵，则必须改变码树($\alpha = 0$)中的根。而所改变的根又可以通过(A12)和(A13)得到码树($\alpha \neq 0$)

中的根，然而再利用上述的建构方式仍然可以产生此码树中所有的二维正交展频码。基于此种方法所产生的二维正交展频码，只要在同步的系统中，仍可正确使用。

例如，在 $\alpha=0$ 的码树中，原来的根 (A14) 和 (A15) 可改变为 (A30) 和 (A31) 的二维正交展频码来作为此码树中的新根。然而根据 (A12) 和 (A13) 可得到码树 ($\alpha=1$) 中的根 (A32) 和 (A33)。

$$D_{2 \times 2}(0) = \begin{bmatrix} 0 & 0 \\ 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (A30)$$

$$D_{2 \times 2}(0) = \begin{bmatrix} 0 & 0 \\ 1 & 1 \end{bmatrix} \quad (A31)$$

$$D_{2 \times 4}(0) = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix} \quad (A32)$$

$$D_{2 \times 4}(1) = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (A33)$$

此外，如同上述的建构方式，可将 (A32) 和 (A33) 分别与 (A14)、(A15) 作 Kronecker 乘积来产生第二层 4×8 的二维正交展频码，其运算过程如下：

$$D_{4 \times 8}(0) = [D_{2 \times 2}(0) \otimes D_{2 \times 4}(0)] = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (A34)$$

$$D_{4 \times 8}(1) = [D_{2 \times 2}(1) \otimes D_{2 \times 4}(0)] = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix} \quad (A35)$$

$$D_{4 \times 8}(2) = [D_{2 \times 2}(0) \otimes D_{2 \times 4}(1)] = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix} \quad (A36)$$

$$D_{4 \times 8}(3) = [D_{2 \times 2}(1) \otimes D_{2 \times 4}(1)] = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (A37)$$

所以利用此建构的方式可反复地产生第三层 8×16 、第四层 16×32 、...等等所有的二维正交展频码。因此，上述产生 $M \neq N$ 的二维正交展频码之索引标签矩阵皆可被编码器所产生。

欲使用编码器产生 $M \neq N$ 的二维正交展频码，如 2×4 、 2×8 、 4×8 、 4×16 ...等等，必须先知道每个码所对应的索引标签矩阵与每一层所对应的产生矩阵。其索引标签矩阵可利用之前叙述的二维华许码之索引标签矩阵得之，也就是说，想要得到 $M \neq N$ 的二维正交展频码之索引标签矩阵，可从 $M = N$ 的二维华许码之索引标签矩阵取出奇数列的序列，然而所形成的矩阵即为所对应的二维正交展频码之索引标签矩阵。例如，在 $\alpha = 1$ 的码树中， 2×4 的二维正交展频码之索引标签矩阵可从 4×4 的二维华许码之索引标签矩阵取第一列与第三列的序列所形成的矩阵即是 2×4 的二维正交展频码之索引标签矩阵； 4×8 的二维正交展频码之索引标签矩阵则可从 8×8 的二维华许码之索引标签矩阵取第一列、第三列、第五列及第七列的序列所形成的矩阵即是 4×8 的二维正交展频码之索引标签矩阵，以此类推则可取得该码树中所有码所对应之索引标签矩阵。同理，在 $\alpha = 2$ 的码树中，取 8×8 的二维华许码之索引标签矩阵的第一列和第五列序列可得到 2×8 的二维正交展频码之索引标签矩阵； 4×16 、 8×32 ...等等的二维正交展频码之索引标签矩阵亦可用相同的方式得之。此外，亦可利用根(即为 $2 \times 2^{1+\alpha}$ 的二维正交展频码)之索引标签矩阵与(A38)或(A39)的关系式，则可产生码树中所有的索引标签矩阵。

$$T_{k+1}^{(j)} = \left[\begin{array}{c|c} T_k^{(j)} & 0_{2^{k-1}} \\ \hline & 1_{2^{k-1}} \\ T_k^{(j)} & 1_{2^{k-1}} \\ \hline & 0_{2^{k-1}} \end{array} \right] \quad (\text{A38})$$

$$T_{k+1}^{(j)} = \left[\begin{array}{c|c} T_k^{(j)} & 1_{2^{k-1}} \\ \hline & 0_{2^{k-1}} \\ T_k^{(j)} & 0_{2^{k-1}} \\ \hline & 1_{2^{k-1}} \end{array} \right] \quad (\text{A39})$$

其中, j 为二维正交展频码的编号, $0 \leq j \leq 2^k - 1$ 。

至于产生矩阵则必须选择行数与欲产生的二维正交展频码之码长相同的矩阵。例如, 要产生 4×8 的二维正交展频码, 则要选择 (A25) 矩阵大小为 3×8 的产生矩阵。

图 17 所示为 $\alpha=1$ 的二维正交展频码之码树图。第一层 ($k=1$) 的产生矩阵为 (A24), 可通过 (A22) 反复地产生每一层的产生矩阵。然而欲产生第二层 ($k=2$) 索引标签 $\boxed{00}$ 的二维正交展频码 $D_{4 \times 8}(0)$, 可以将该码的索引标签矩阵乘上第二层的产生矩阵即可获得。其索引标签矩阵为

$$T_2^{(0)} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 \end{bmatrix} \quad (\text{A40})$$

该层的产生矩阵为

$$G_2 = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix} \quad (\text{A41})$$

所以此二维正交展频码为

$$D_{4 \times 8}(0) = T_2^{(0)} \cdot G_2 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (A42)$$

虽然本发明已以一较佳实施例揭露如上，然其并非用以限定本发明，任何熟悉该领域的技术人员，在不脱离本发明的精神和范围内，当可作各种的更动与润饰，因此本发明之保护范围应根据权利要求书的范围所界定为准。

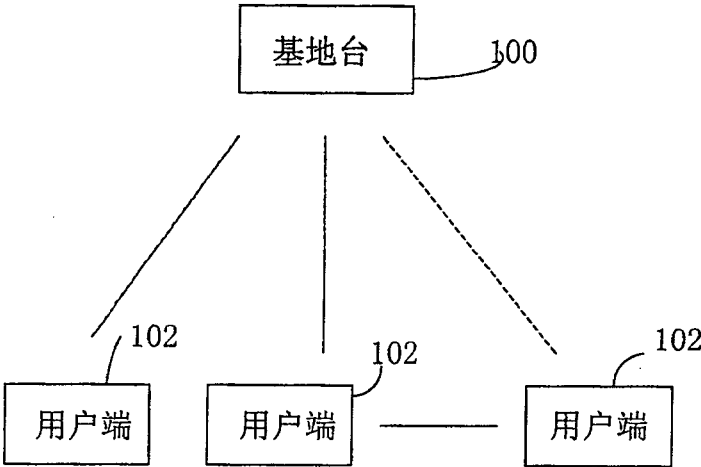


图 1

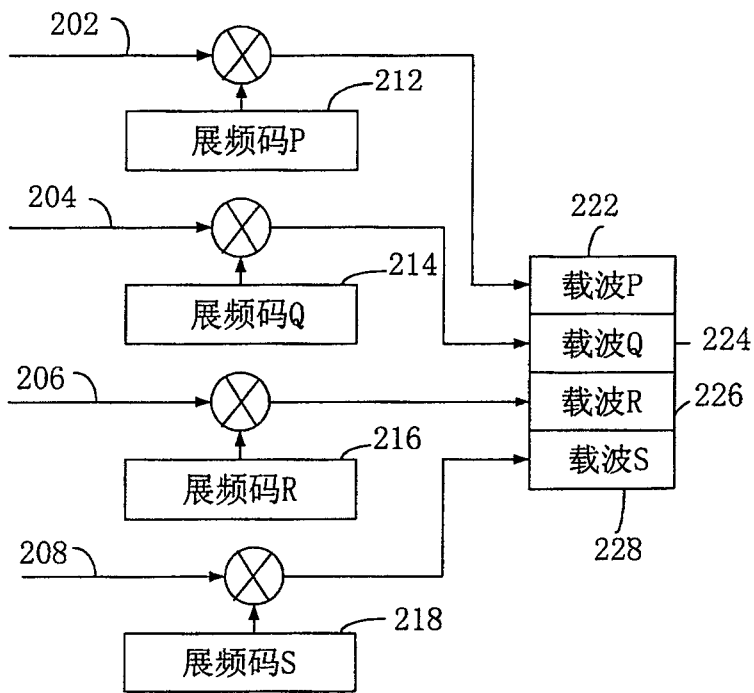


图 2

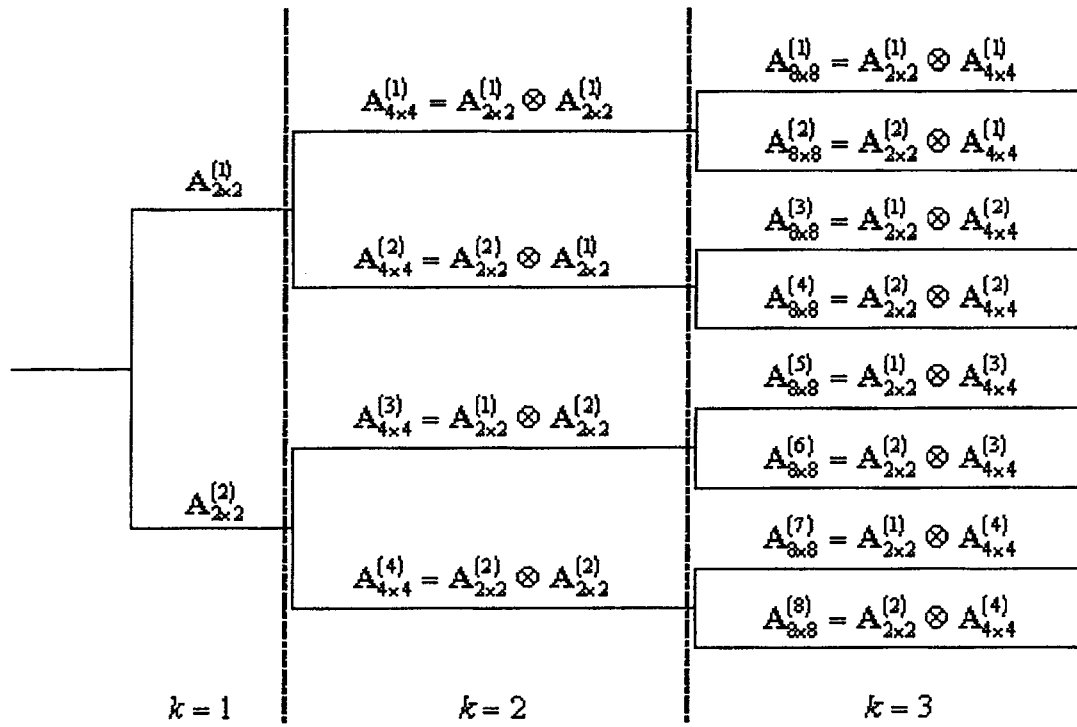


图 3

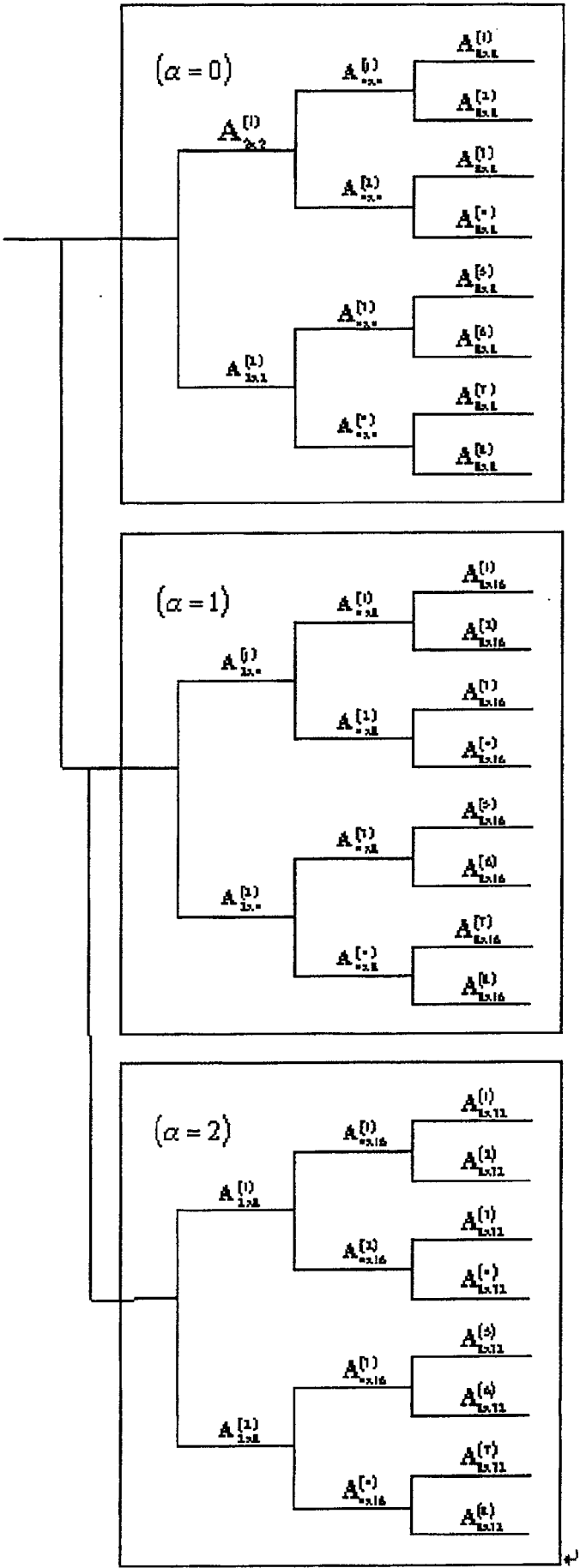


图 4

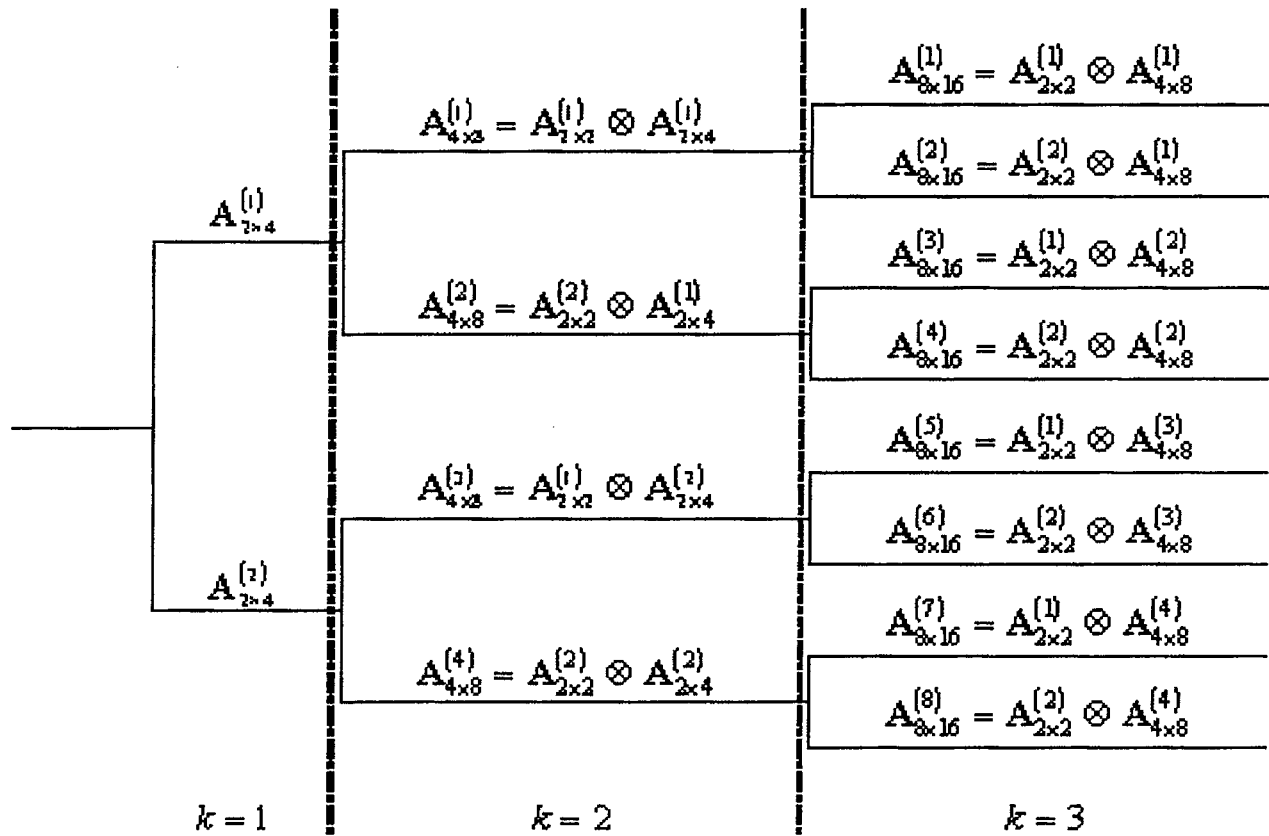


图 5

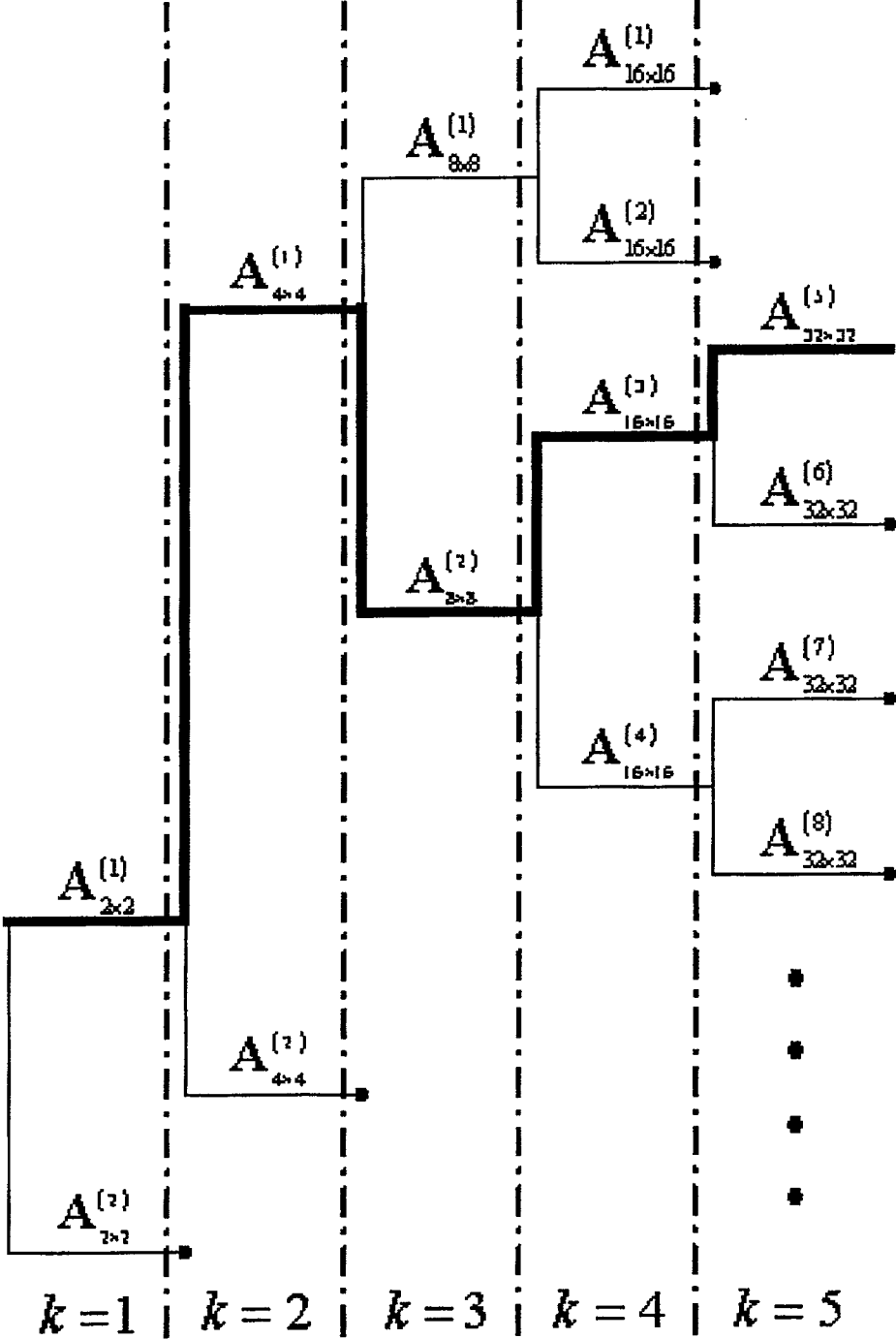


图 6

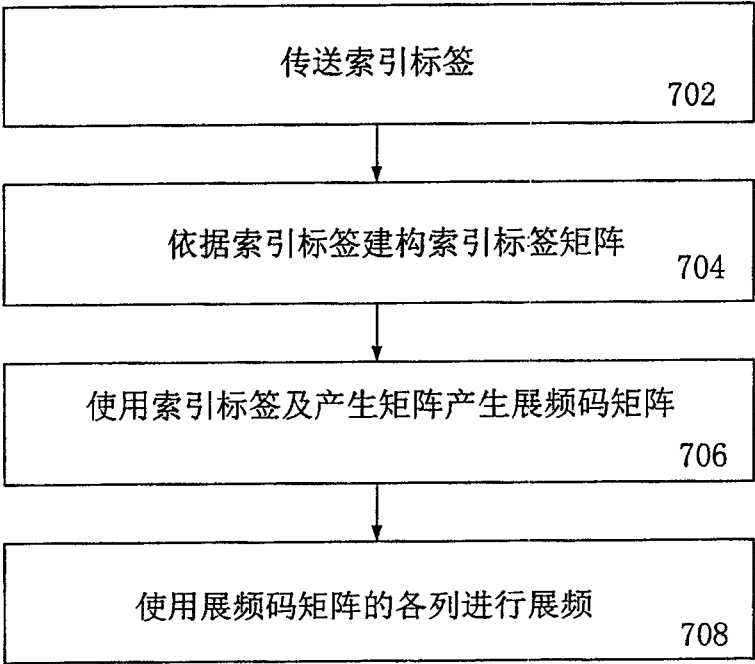


图 7

格 瑞 碼 $y_3y_2y_1y_0$	二進位碼 $x_3x_2x_1x_0$	等值 十進位
0000	0000	0
0001	0001	1
0011	0010	2
0010	0011	3
0110	0100	4
0111	0101	5
0101	0110	6
0100	0111	7
1100	1000	8
1101	1001	9
1111	1010	10
1110	1011	11
1010	1100	12
1011	1101	13
1001	1110	14
1000	1111	15

图 8

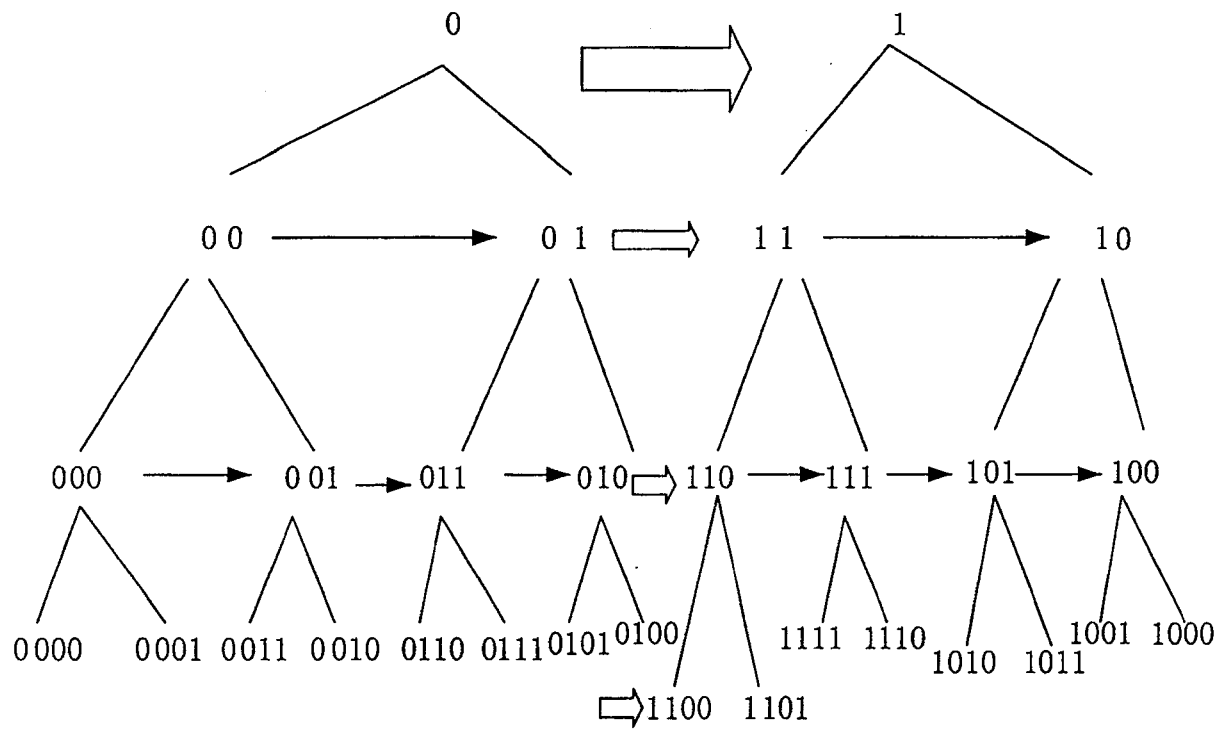


图 9

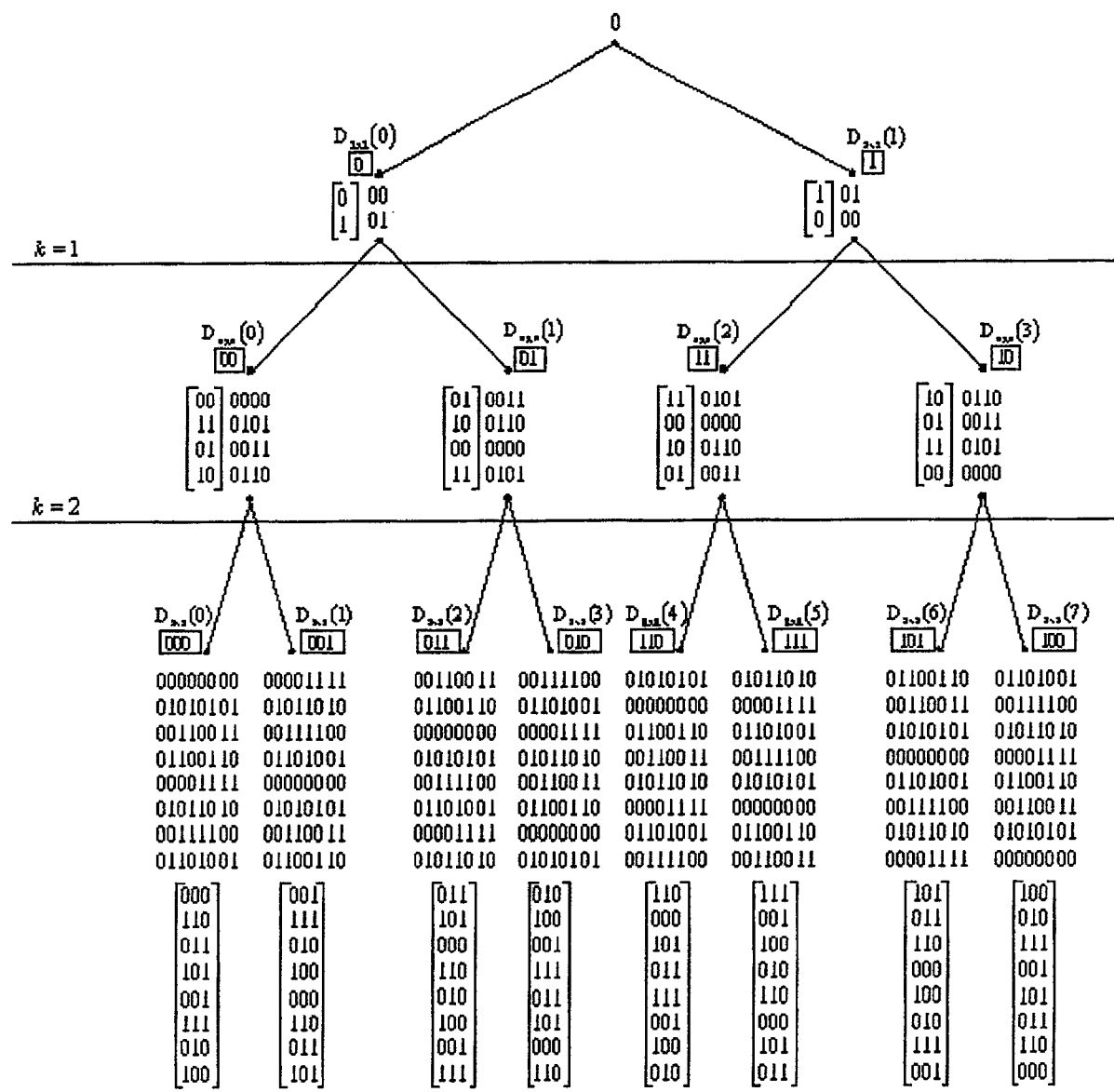


图 10

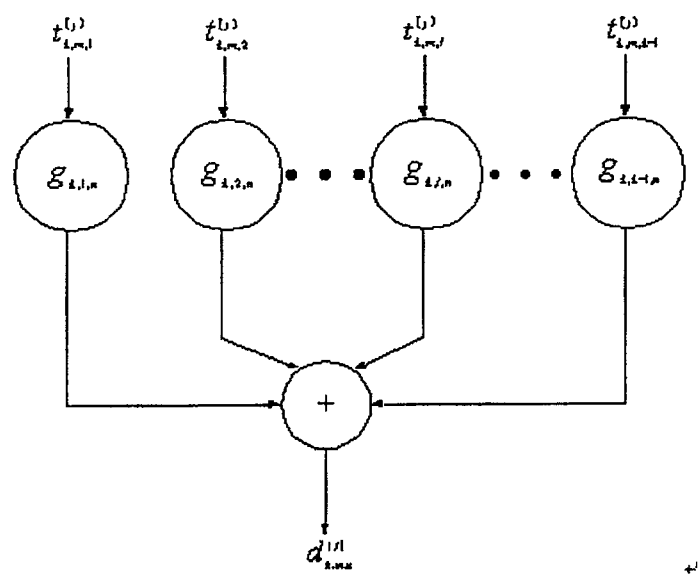


图 11

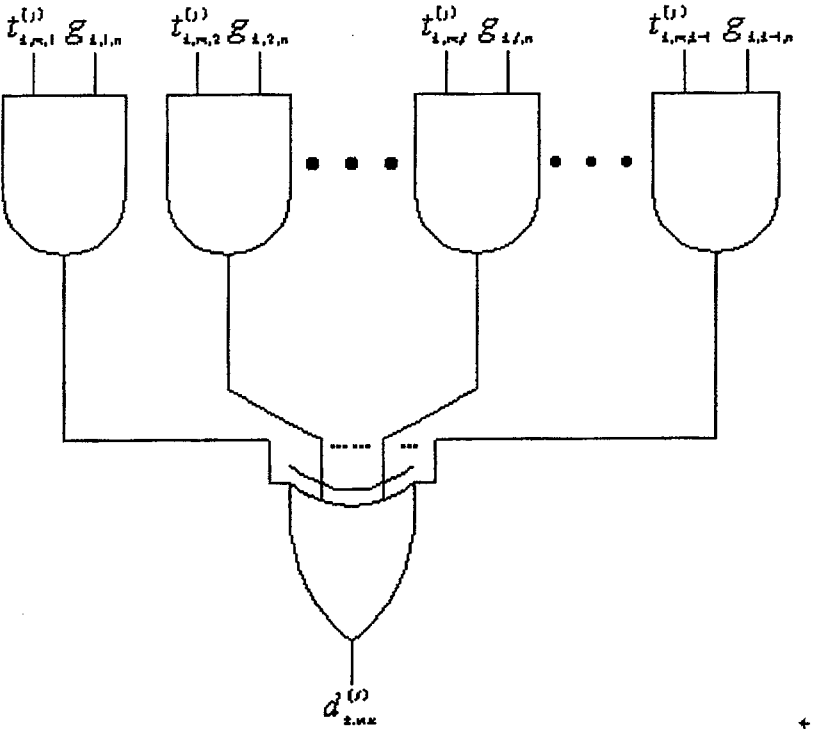


图 12

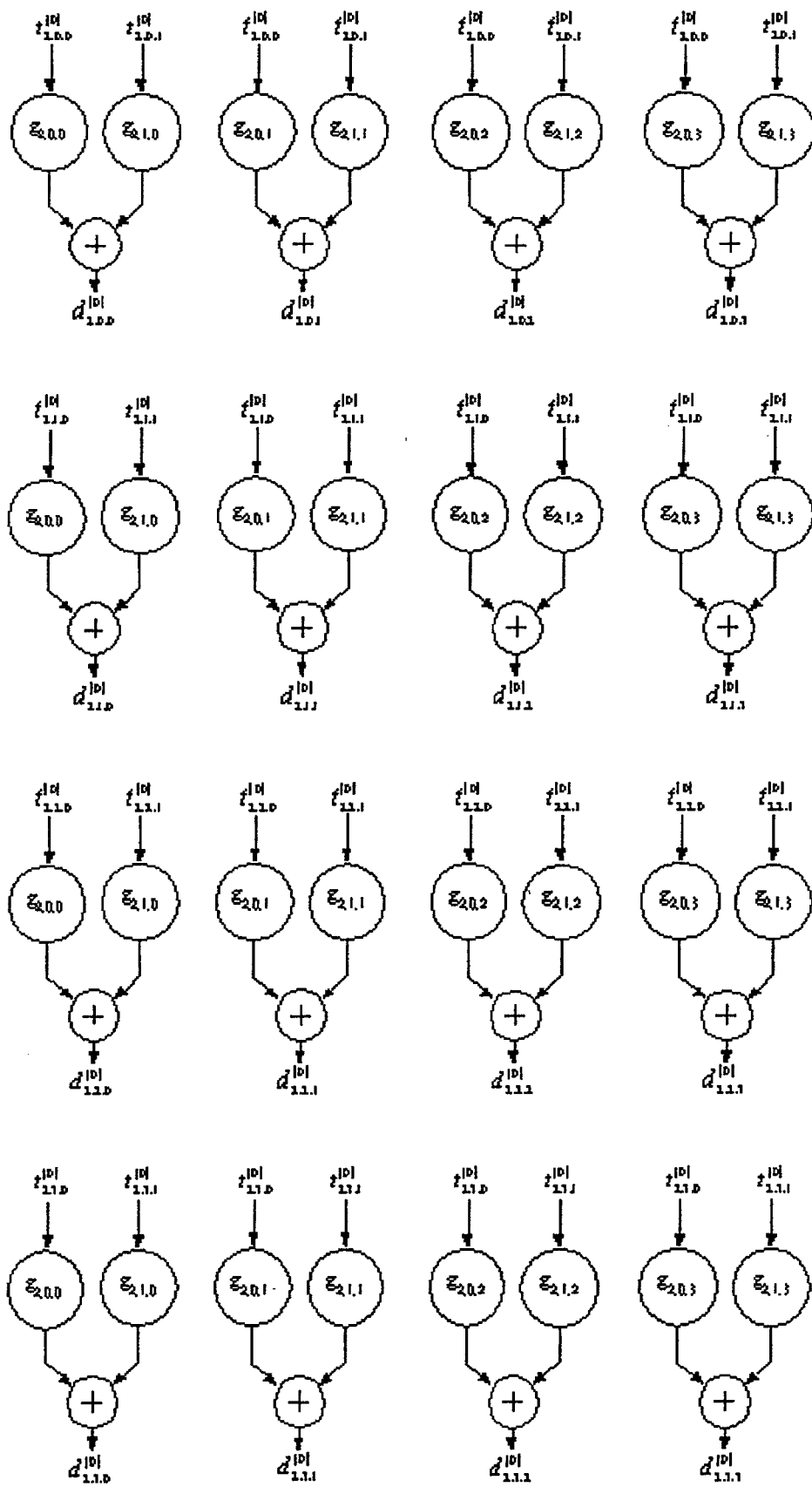


图 13

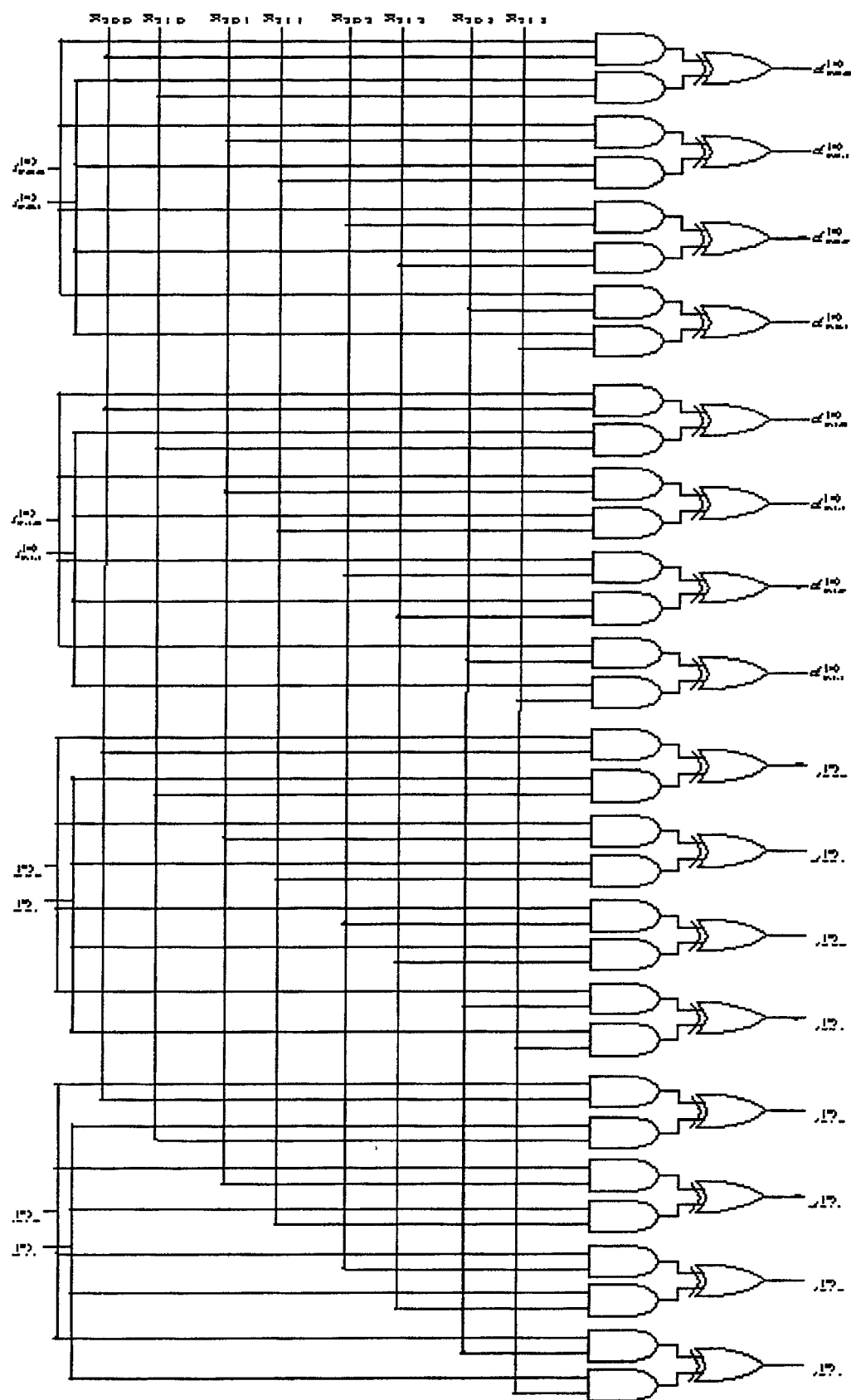


图 14

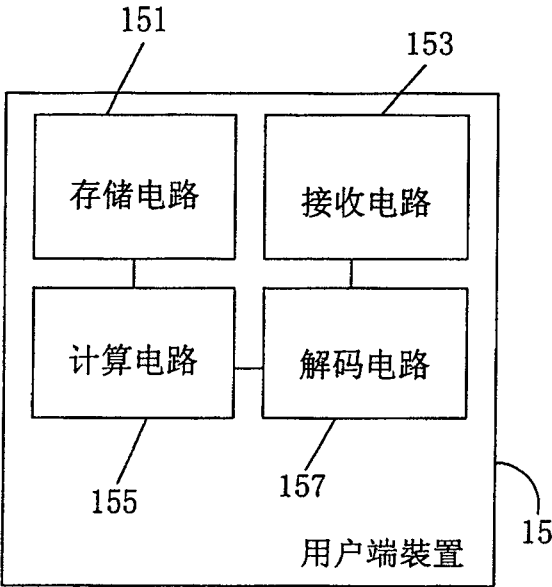


图 15

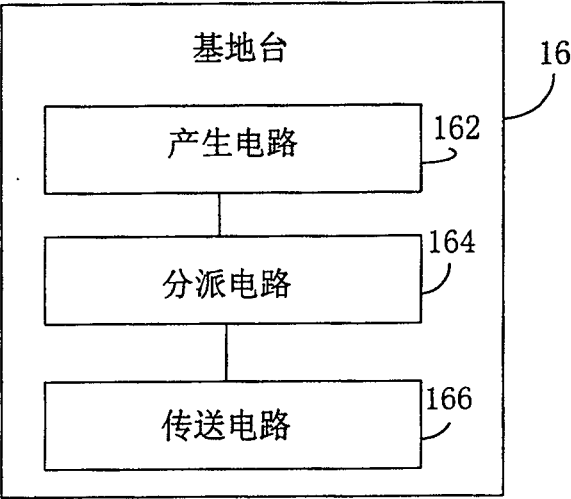


图 16

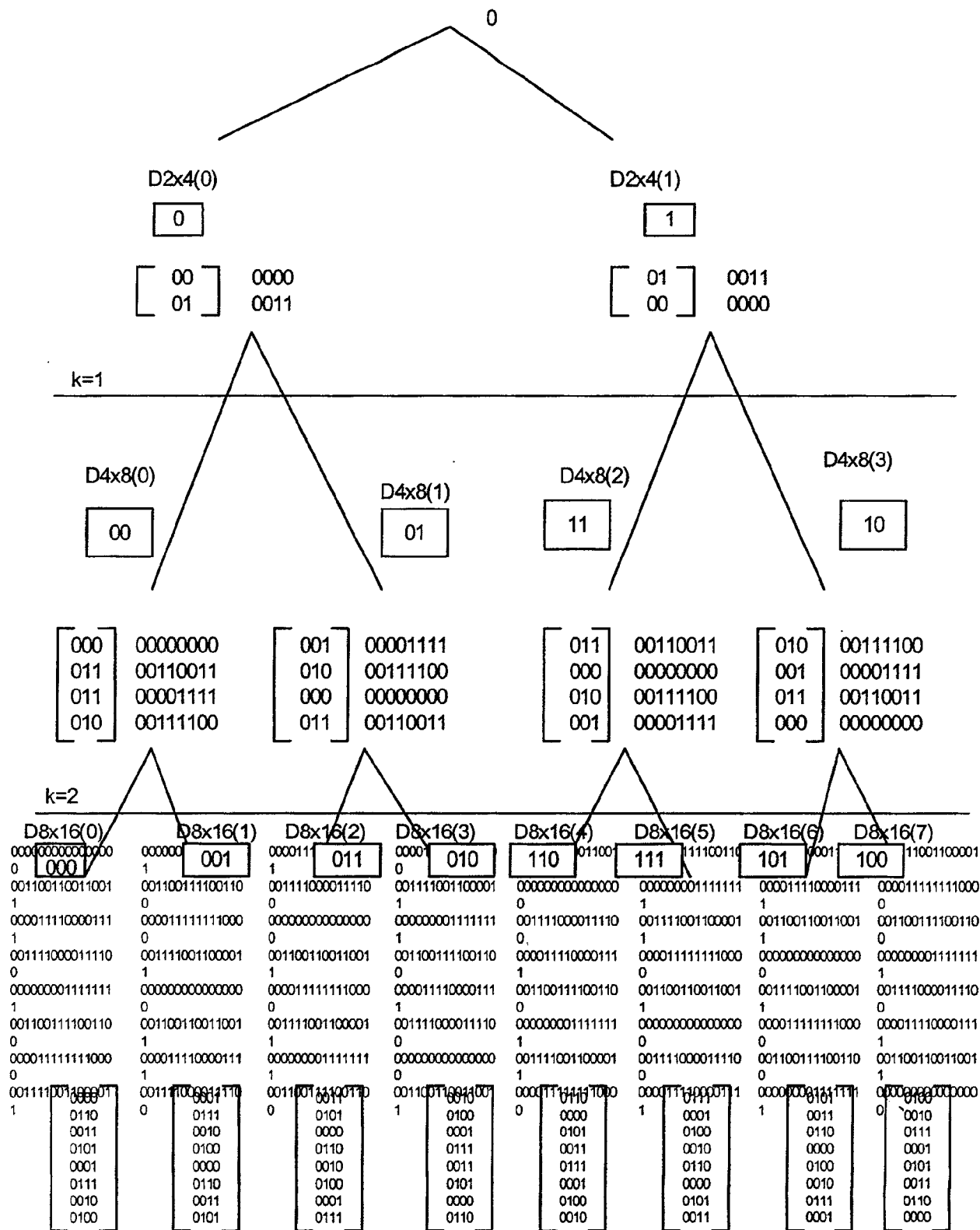


图 17