



(19)中華民國智慧財產局

(12)發明說明書公開本

(11)公開編號：TW 201014201 A1

(43)公開日：中華民國 99 (2010) 年 04 月 01 日

(21)申請案號：098130629

(22)申請日：中華民國 98 (2009) 年 09 月 11 日

(51)Int. Cl.：

H03M13/11 (2006.01)

G11B20/18 (2006.01)

(30)優先權：2008/09/30 歐洲專利局 08305613.5

(71)申請人：湯姆生特許公司 (法國) THOMSON LICENSING (FR)

法國

(72)發明人：陳曉明 CHEN, XIAO-MING (CN)；希斯 奧力維 THEIS, OLIVER (DE)；提摩曼 費得烈克 TIMMERMANN, FRIEDRICH (DE)

(74)代理人：陳詩經

申請實體審查：無 申請專利範圍項數：8 項 圖式數：4 共 25 頁

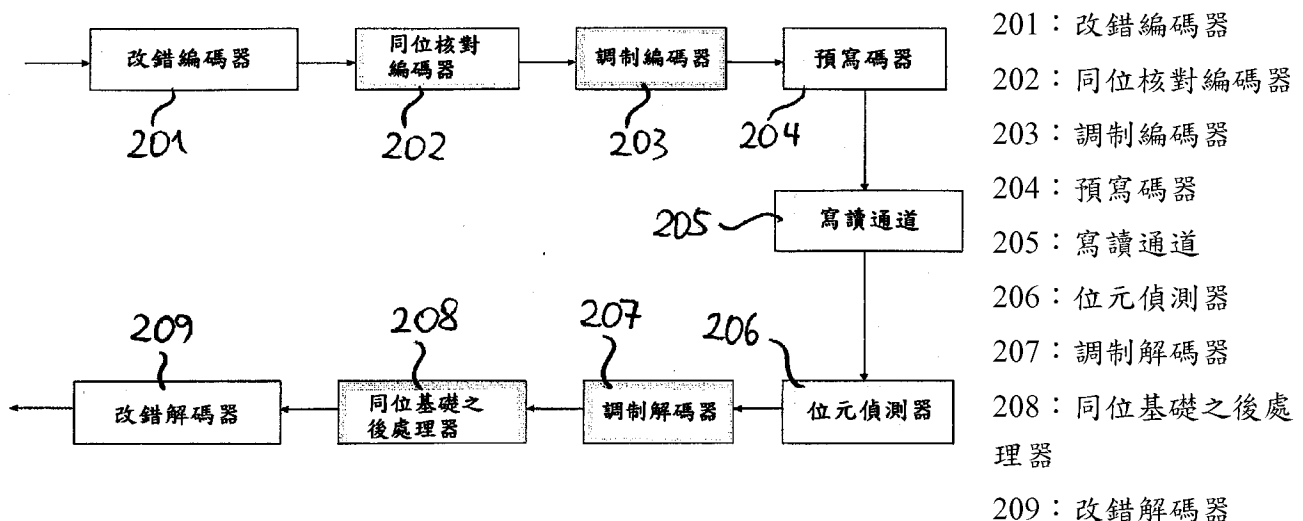
(54)名稱

位元連流之編碼方法和解碼方法以及同位核對矩陣之發生方法

METHOD FOR ENCODING, METHOD FOR DECODING, AND METHOD FOR GENERATING A PARITY CHECK MATRIX

(57)摘要

本發明擬議一種新策略，在記錄側，於習知改錯編碼 (201) 後，先插入 (202) 同位核對位元，得以識別主要錯誤事件，然後，把所得位元連流調制編碼 (203)。因此，在讀回側，於調制解碼 (207) 之後，發生同位基礎之後處理 (208)。





(19)中華民國智慧財產局

(12)發明說明書公開本

(11)公開編號：TW 201014201 A1

(43)公開日：中華民國 99 (2010) 年 04 月 01 日

(21)申請案號：098130629

(22)申請日：中華民國 98 (2009) 年 09 月 11 日

(51)Int. Cl.：

H03M13/11 (2006.01)

G11B20/18 (2006.01)

(30)優先權：2008/09/30 歐洲專利局 08305613.5

(71)申請人：湯姆生特許公司 (法國) THOMSON LICENSING (FR)

法國

(72)發明人：陳曉明 CHEN, XIAO-MING (CN)；希斯 奧力維 THEIS, OLIVER (DE)；提摩曼 費得烈克 TIMMERMANN, FRIEDRICH (DE)

(74)代理人：陳詩經

申請實體審查：無 申請專利範圍項數：8 項 圖式數：4 共 25 頁

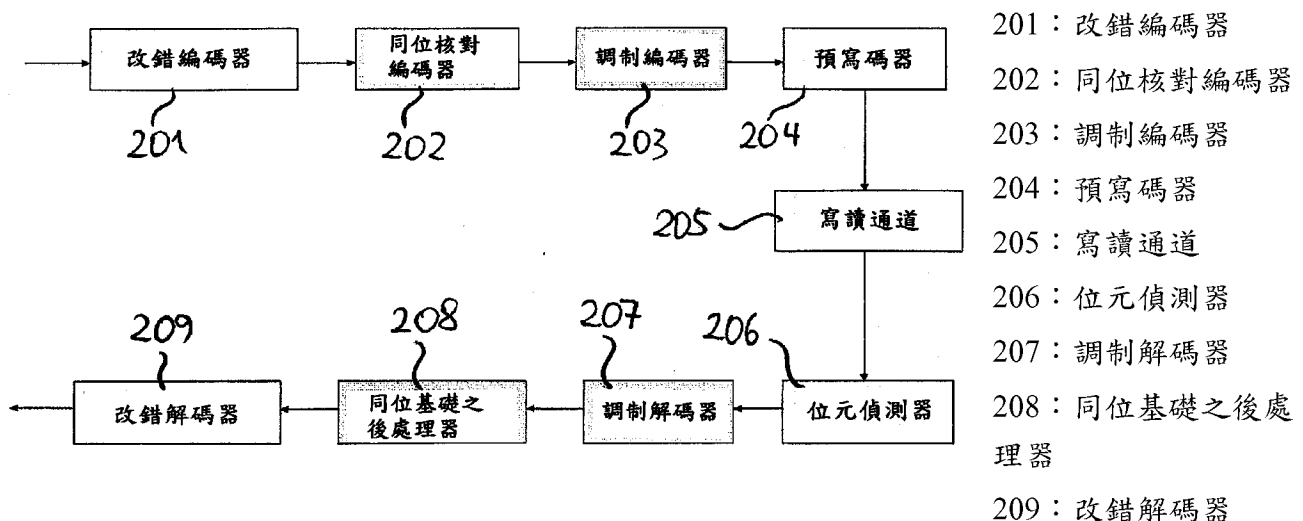
(54)名稱

位元連流之編碼方法和解碼方法以及同位核對矩陣之發生方法

METHOD FOR ENCODING, METHOD FOR DECODING, AND METHOD FOR GENERATING A PARITY CHECK MATRIX

(57)摘要

本發明擬議一種新策略，在記錄側，於習知改錯編碼 (201) 後，先插入 (202) 同位核對位元，得以識別主要錯誤事件，然後，把所得位元連流調制編碼 (203)。因此，在讀回側，於調制解碼 (207) 之後，發生同位基礎之後處理 (208)。



六、發明說明：

【發明所屬之技術領域】

本發明係關於同位核對碼及同位基礎之後處理領域。

【先前技術】

為了可靠之資料復原，在高密度資料儲存系統中，採用進步的位元偵測技術，諸如同位回應最大可能性（PRML）或雜訊預估最大可能性（NPML）。為進一步改進系統效能，例如在 Cideciyan 等人的〈雜訊預估最大可能性偵測兼併同位核對基礎之後處理〉（IEEE Trans. Magn., 第 37 卷, 714-720 頁, 2001 年 3 月），擬議同位基礎之後處理於磁性儲存系統，以及 Cai 等人的〈對 $d=1$ 光學記錄通道之同位核對碼及後處理〉（IEEE Trans. Magn., 第 41 卷, 4338-4340 頁, 2005 年 11 月），用於光學儲存系統。Saeki 等人在美國專利第 6,581,184 號亦揭示同位基礎之後位元偵測器處理。此等計劃使用簡單同位核對碼，在位元偵測器之後，偵測主要錯誤形態，其中採用後處理器來校正此等錯誤形態。相對應簡化系統設置，如第 1 圖所示。

第 1 圖表示後偵測器處理之先前技術系統設置。同位核對編碼器 103 置於調制編碼器 102 之後，相對應地，同位基礎之後處理器 107 直接置於位元偵測器 106 後面。

同位基礎之後處理 107 基於位元偵測器 106 的位元決定，以及在不同位置之預定錯誤形態（此等錯誤形態是位元偵測器後的主要錯誤，可利用模擬或理論分析決定），評估雜訊 PR 訊號和重構 PR 訊號間之交叉相關。基於交叉相關值，可為改錯識別最易發生錯誤事件之型式、極性和位置。

已知在光學和磁性記錄中，於通道調制後，在記錄側規則性插入若干同位位元，旨在可於讀回側進行後處理，以改正最可能的錯誤事件。其例載於 US 6,581,184 號中。其中所用「同位位元」概念之定義為，關係到「同位資訊」，用來「偵測特殊錯誤序列」。以下亦稱「同位核對位元」，而等同

於編碼步驟的同位核對位元插入之作用，亦指稱為「同位核對編碼」。

在記錄側，為偵測特殊錯誤形態，把同位核對碼正規插入通道調制過位元連流之已知措施，可見有如下缺點：

- 因為是在通道調制後實施，故同位核對位元之插入必須特別設計，故除了在連流內任何位置，識別所有經常錯誤形態外，其輸出保留順應調制拘限，像最小／最大連值長度（RLL）或最大過渡運轉（MTR）。因此，較之單獨為同位核對拘限而設計的同位核對位元插入，乃發生速率損失。
- 調制解碼器（以下亦稱為通道解調器）會造成錯誤傳播，造成整體系統效能判斷困難。因為此項錯誤傳播，增加同位核對位元數不一定能改進改錯效能，至少在習知改錯解碼器後測量改錯效能是如此，而此等系統率皆如此。

【發明內容】

本發明擬議一種新策略，把通道調制和同位核對位元插入（亦稱為「同位核對編碼」）之順序顛倒：在記錄側，於習知 ECC 編碼之後，先插入同位核對位元，供偵測特殊錯誤形態，然後，所得位元連流經通道調制。相對應地，在讀回側，於通道解調後，發生同位核對位元基礎之後處理。

本發明亦關係到同位核對位元插入計劃，容許基於同位症候群，識別和部份定位錯誤形態。

因為所擬議處理步驟之新順序，同位核對位元基礎之後處理可逕用：來自軟體決定調制解碼器之軟式輸出（例如記載／可能性比 LLR 可靠性），或來自聯合式（位元偵測器+調制解碼器）。

本發明記載同位核對位元基礎之後處理方法，從軟式輸出衍生失落的錯誤形態定位（以下亦稱錯誤位置資訊），藉相關 LLR 值之記號翻轉，試用最或然之錯誤形態，並分析同位

碼之症候群向量，決定是否維持或撤回試用之錯誤形態。

優點：

- 因通道調制係記錄側之最後處理步驟，自動滿足通道拘限，無任何碼率損失，不論涉及何種同位核對插入計劃。維持調制拘限，無額外碼率損失。
- 改進系統效能，因為已消弭調制解碼器後之主要錯誤。因此，在習知改錯解碼器之後，也期待有更好的改錯效能。系統效能增進是因調制解碼器後的主要錯誤已消弭。因此，預計在改錯解碼器之後，有比先前計劃更好的改錯效能。

【實施方式】

資參見附圖所示具體例詳述本發明如下。

第 1 圖所示先前技術系統設置，顯示具有如下缺點：

- 為維持同位核對編碼器 103 後之調制拘限（例如連值長度拘限），同位核對碼必須設計成，同時滿足調制拘限和同位核對拘限。因此，與單獨為同位核對拘限而設計的同位核對碼相較，發生碼率損失，參見 Cai 等人的〈對 $d=1$ 光學記錄通道之同位核對碼及後處理〉，IEEE Trans. Magn.，第 41 卷，4338-4340 頁，2005 年 11 月。
- 若使用一般同位核對碼，不考慮調制拘限，於同位核對編碼器 103 後，易犯調制拘限。
- 由於調制解碼器 108，可能有錯誤傳播，致總體系統效能之評價困難。在 Feng 等人的〈論磁性記錄系統中同等核對碼之效能〉，Proc. IEEE Globecom'00，第 1877-1881 頁，觀察到提高同位核對編碼器內同位數目，不一定造成改錯解碼器 109 後有更佳改錯效能，因為調制解碼器 108 造成錯誤傳播之故。

本發明解決習知在位元偵測器 106 後的同位核對位元基礎後處理之上述缺點。本發明針對：

- 如何設計簡單同位核對碼，以識別（即偵測發生）預定錯誤形態；
- 如何進行同位核對位元基礎之後處理，從軟式決定調制解碼器 207（有時亦稱為通道解調器），或從軟式決定聯合位元偵測器 / 調制解碼器 206,207，開發軟式輸出。

同位核對編碼器是設計來識別預定錯誤形態，係調變解碼器 207 後之主要錯誤事件，或聯合位元偵測器 / 調變解碼器 206,207。基於軟式資訊（亦稱為有關資料位元之可靠性），相當於調變編碼 203 前之酬載位元，並基於按照同位核對方程式評估之症候群向量（主宰同位核對編碼器 202），可為改錯識別錯誤事件類型及其位置。

鑑於習知同位核對位元基礎之後處理及所述缺點，本發明瞭解同位核對編碼器 202 應置於調變編碼器 203 之前，而非其後。因此，本發明同位核對位元基礎之後處理 208，是在調制解碼器 207 或聯合位元偵測器 / 調制解碼器 206,207 之後進行。本發明如此之系統設置，如第 2 圖所示。明顯優點是，始終能自動滿足調制拘限，無任何碼率損失，不論涉及何種同位核對編碼器。

第 2 圖表示本發明系統設置，係在調制解碼器 207 之後，進行同位基礎之後處理 208。

設計錯誤型式識別用之同位核對碼

依次，令 k 和 n 代表同位核對碼的資訊字長度和碼字長度。資訊字和碼字分別指定 $\underline{u} = [u_1, u_2, \dots, u_k]^T$ ，和 $\underline{c} = [c_1, c_2, \dots, c_n]^T$ 。意即同位核對碼實際上界定 $\underline{u}$ 和 $\underline{c}$ 間之描圖規則。於此，標記 " $[]^T$ " 指一橫行或一直行向量 " $[]$ " 之轉位操作。

做為線性段碼之特殊類，由於 $H\underline{c} = \underline{0}$ ，同位核對碼亦可由其同位核對矩陣 H 界定。例如二元之系統性單一同位核對碼可界定為 $c_1 = u_1, c_2 = u_2, \dots, c_k = u_k, c_n = \text{mod}(u_1 + u_2 + \dots + u_k, 2)$ ，

其中 $n=k+1$ ，而 $\text{mod}(x, 2)$ 指 x 之模-2 操作。相對應之同位核對矩陣只是單一的全一 $1 \times n$ 向量，即 $H=[1 \ 1 \ 1 \dots 1]$ ，而 $Hc=0$ (模 2)。

在調制解碼器 207 後，對同位核對碼的碼字可能會有錯誤。令 e 指可能之錯誤向量。若症候群向量 $s=H(c+e)=He$ 不等於零，則 e 可說是可偵測之錯誤事件。以單一同位核對碼而言，奇數權值（於此，權值指錯誤向量中之“1”數目）之全部錯誤事件，因非零症候群向量之故，均可偵測。

使用周期性核對形態之錯誤偵測

在 J. Moon 等人的〈偵測規定之錯誤事件：應用於垂直記錄法〉（第 2057-2062 頁，Proc. IEEE ICC'05）中，使用不同移位（以下亦稱相位）之周期性二元核對形態，偵測預定之錯誤事件。為澄清起見，使用下例表示其中之基本想法：

(i) 假設發生單元位元錯誤，稱為 $\{1\}$ (“1"指錯誤位元)，則周期一之二元核對形態 $[1111\dots]$ 始終可偵測此項錯誤事件。即全部酬載位元之同位核對合計，始終等於 1，不論錯誤向量內之位元錯誤位置為何。

(ii) 假設發生長度 2 之錯誤事件，稱為 $\{11\}$ ，則周期二的核對形態 $[101010\dots]$ ，能夠偵測此錯誤事件，無關錯誤位置。

(iii) 顧及長度 3 的錯誤事件。有二種截然不同之此類錯誤事件，即 $\{111\}$ 和 $\{101\}$ 。就錯誤事件 $\{111\}$ 而言，周期三之二元形態 $[100100100\dots]$ 可在任何隨意位置偵測此事件。另一方面，以錯誤事件 $\{101\}$ 而言，使用核對形態 $[100100100\dots]$ 之偵錯或然率是 $2/3$ ，由第 3 圖可知。易言之，使用核對形態 $[100100100\dots]$ ，在其 3 個可能之相對位置中，只能在 2 處偵錯事件 $\{101\}$ 。第 3 圖表示使用核對形態 $[100100100\dots]$ 之偵錯或然率，錯誤事件 $\{101\}$ 可否偵測，視錯誤事件和核對形態間之相對位置而定。

為可靠偵測長度 3 的二錯誤事件，必須還要一個核對形

態，為[100100100...]的移位版，例如[001001001...]。此二核對形態可解說成核對形態[100100100...]之二「相位」，因其必須二者兼實施，亦構成二橫行之相對應同位核對矩陣。意即為了偵錯，必須有此二同位核對位元。賦予此二核對形態，錯誤事件{111}之症候群向量是 $[11]^T$ 。錯誤事件{101}之症候群向量是 $[11]^T$ 或 $[01]^T$ ，視錯誤事件的位置而定。

一般而言，為長度 L 之隨意錯誤事件， L 相位之周期性核對形態：

$$[1 \ 0^{(L-1)} \ 1 \ 0^{(L-1)} \ \dots]$$

即足在任何位置偵測錯誤事件。在此，標記" $0^{(L-1)}$ "應指" 0 "重複 $(L-1)$ 次。使用 L 相位之核對形態：

$$[1 \ 0^{(L-1)} \ 1 \ 0^{(L-1)} \ \dots]$$

構成 L 橫行之同位核對矩陣，對長度 L 之隨意錯誤事件而言，症候群向量為非零。

為錯誤型識別之同位核對碼設計

在 J. Moon 等人的〈規定錯誤事件之偵測：應用於垂直記錄法〉（第 2057-2062 頁，Proc. IEEE ICC'05）中，是在位元偵測器後，進行後處理，同第 1 圖所示。同位核對碼純為偵錯而設計。

正如本發明所擬議，為了在調制解碼器 207（具體實施 RLL 解碼）後的同位基礎之後處理 208，宜設計同位核對碼為，另外能夠識別並盡可能可以定位錯誤類型。為了按照症候群向量的識別錯誤形態之任務，以下賦予錯誤形態組為已知前案（即在同位核對碼設計之前，主要錯誤事件業已決定），茲詳述識錯同位核對碼之設計過程。

假設主要錯誤事件之最大長度為 L_m ，首先構成 $m \times q$ 基本核對形態矩陣 H_b ，其中 $m = \text{sum}(1:L_m)$ 指其橫行數，而 $q = \text{lcm}(1:L_m)$ 指直行數。在此，" $\text{sum}(a:b)$ "應指 a 至 b 全部整數之合計，而" $\text{lcm}(a:b)$ "應指 a 至 b 整數的最少通常倍數。

決定核對形態矩陣 H_b 之橫行，為核對形態之不同相

位：

$$[1\ 0^i\ 1\ 0^i\ \dots], \text{ 其中 } 0 \leq i \leq L_m - 1$$

在" $[1\ 0^i\ 1\ 0^i\ \dots]$ "內的零連值長度" i "，是在各組橫行內之常數，說明同樣核對形態之不同相位。延續 H_b 的橫行，" i "可取數值 0, 1, 1, 2, 2, 2, 3, 3, 3, 3, ...。

所得核對形態矩陣 H_b ，能夠偵測長度達 L_m 的全部錯誤事件，至少若錯誤事件完全位在長度 n 之核對視窗內。此 H_b 性質的結果，可藉 H_b 的重複啣接，構成同位核對矩陣 H ， H 係能夠偵測全部錯誤事件，不論其在碼字內之位置。

就 $L_m=3$, $m=\text{sum}(1:3)=6$ 和 $q=\text{lcm}(1:3)=6$ 而言，核對形態矩陣結果為：

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

須知此核對形態矩陣 H_b ，對錯誤形態識別而言可能是冗贅。所以，次一步驟是找到最少數的同位核對，和相對應同位核對方程式，係 H_b 內所含副組，為識別指定錯誤形態組內之全部錯誤形態，足夠但不冗贅。

錯誤形態識別之充分而必要條件是：

- 條件(1)：對錯誤形態組內之全部錯誤形態，所有症候群向量為非零，不論其位置如何。

- 條件(2)：症候群向量可從錯誤形態組，分辨任何不同的錯誤形態。

指定矩陣 H_b ，例如藉逐漸增加同位核對數，從 1 至 m ，即可找到最少同位核對數。亦即首先， H_b 內各橫行經檢查，核對是否滿足上述錯誤形態識別二條件。若否， H_b 內二橫行之所有組合都經檢查；然後，檢查三橫行的所有組合；重複此項搜尋程序，直到符合識錯之二條件。

例如假設有三種主要錯誤事件{1}, {11}, {111}，是發生在調制解碼器 207 之後。則發現具有最少數同位核對之適當核對形態矩陣為：

$$\mathbf{H}_1 = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

逐一審視錯誤事件，相對應症候群向量評估如下：

(i)錯誤事件{1}：

$$\begin{aligned} \mathbf{s}_{1,1} &= \mathbf{H}_1 [100000]^T = [100]^T, \quad \mathbf{s}_{1,2} = \mathbf{H}_1 [010000]^T = [010]^T, \\ \mathbf{s}_{1,3} &= \mathbf{H}_1 [001000]^T = [001]^T, \quad \mathbf{s}_{1,4} = \mathbf{H}_1 [000100]^T = [100]^T = \mathbf{s}_{1,1}, \dots \end{aligned}$$

意即對錯誤事件{1}有三種症候群向量存在，即 $[100]^T$, $[010]^T$ 或 $[001]^T$ ，視其對 $\mathbf{H}_1$ 內所界定核對形態之相對位置而定。於此和下述， $\mathbf{s}_{i,j}$ 的概念指第 i 個錯誤形態之症候群向量，具有“(j-1)”位元之圓形右移，其中 $1 \leq j \leq q$ 。

(ii)錯誤事件{11}：

對於錯誤事件{11}，可類似錯誤事件{1}評估症候群向量。發現有三個症候群向量存在，即 $[110]^T$, $[011]^T$ 和 $[101]^T$ 。

(iii)對錯誤事件{111}，只有一症候群向量 $[111]^T$ ，不論錯誤事件發生在何處。

對此三種錯誤事件，症候群向量為非零，而截然不同，不論錯誤事件在核對視窗內的位置如何。所以， $\mathbf{H}_1$ 界定適當核對形態矩陣，供錯誤形態識別。錯誤形態識別用之適當同位核對矩陣，正是 $\mathbf{H}_1$ 的重複啣接，視碼字長度而定，即 $\mathbf{H} = [\mathbf{H}_1, \mathbf{H}_1, \dots]$ 。

就資訊字的系統碼而言 $\mathbf{u} = [u_1, u_2, \dots, u_k]^T$ ，三個同位核對可計算如下：

$$\begin{aligned} p_1 &= (u_1 + u_4 + u_7 + \dots) \text{modul-2} \\ p_2 &= (u_2 + u_5 + u_8 + \dots) \text{modulo-2} \\ p_3 &= (u_3 + u_6 + u_9 + \dots) \text{modulo-2,} \end{aligned}$$

而得碼字為 $\underline{c}=[u_1, u_2, \dots, u_k, p_1, p_2, p_3]^T$ 。對此情況，相對應同位核對矩陣為 $H=[H_1, H_1, H_1, \dots, I]$ ，其中 I 指 3×3 識別矩陣。

總之，型式識錯之適用同位核對碼，係以下述三步驟衍生：

步驟(A1)：賦予預定的主要錯誤事件，構成維度 $m \times q$ 之核對形態矩陣 H_b ，其中 $m=\text{sum}(1:L_m)$, $q=\text{lcm}(1:L_m)$ 。 H_b 的橫行係核對形態 $[1 \ 0^i \ 1 \ 0^i \ \dots]$ 之不同相位，其中 $0 \leq i \leq L_m-1$ 。 L_m 是錯誤事件之最大長度。

步驟(A2)：找出 H_b 內最少橫行數之適當組合，若錯誤事件係在長度 $q=\text{lcm}(1:L_m)$ 之核對視窗內，則可識別全部錯誤事件。

步驟(A3)：重複啣接 H_b ，得適當同位核對矩陣 H ，能夠識別錯誤事件，不論其位置如何。

因為同位核對矩陣之周期性結構，症候群向量之編碼和評估，均可率直進行。

使用軟式決定的同位基礎之後處理

第 4 圖表示同位基礎之後處理，開發 LLR 值，源自軟進軟出之調制解碼器 207，或軟進軟出聯合位元偵測器 / 調制解碼器 206,207。

軟進軟出調制解碼或軟進軟出位元偵測 / 調制解碼，在調制編碼 102 之前，提供軟式決定資料位元，相當於酬載位元。常用的軟式決定是記載可能性比 (LLR)，其定義為：

$$L(c_i) = \log \frac{P(c_i = 0 | \mathbf{r})}{P(c_i = 1 | \mathbf{r})}$$

在此，LLR 值之符號相當於有關 c_i 之硬式決定，即同位核對碼字之碼位元，等於調制編碼器之資訊位元，而 $\mathbf{r}$ 是至調制解碼器或聯合位元偵測器 / 調制解碼器之軟進向量。

LLR 值的幅度，賦予硬式決定之可靠性，其中 LLR 值小

幅度（「不可靠」）指示潛在錯誤。所以，潛在錯誤位置可按照 LLR 值幅度測定。

改錯之後處理，是以小幅度潛在有誤 LLR 值的符號翻轉，在符號翻轉後，檢查同位核對方程式。若符號翻轉後，符合同位核對方程式，則以高度或然率改正主要錯誤。

第 4 圖表示軟式決定的同位基礎之後處理，詳述如下步驟：

步驟(B1)：症候群向量評估

如上所述，LLR 值的記號相當於硬式決定，用來評估症候群向量 402。

步驟(B2)：識錯形態

如前所討論，各預定錯誤事件造成一些症候群向量，因錯誤位置而定。而同位核對碼的設計，使不同的錯誤形態有截然差別的症候群向量。因此，基於在步驟（B1）所計算的症候群向量，可以識別錯誤形態，如步驟 403 所示。若所計算的症候群向量不合相當於預定錯誤事件之任何症候群向量，即不發生後處理 404。另一方面，同位核對碼之設計，是為主要錯誤事件。因此，不能識別的錯誤或然率低。

步驟(B3)：測定潛在錯誤位置 406

按照 LLR 值之幅度，可測定潛在錯誤位置。例如，幅度在預定臨限值以下之全部 LLR 值，標旗誌為潛在有誤之 LLR 值，即潛在錯誤位置。另外，最不可靠 LLR（具有最小幅度之 LLR 值）之列表，標旗誌為潛在有誤之 LLR 值。選擇臨限值或列表大小，可以選擇效益和計算複雜性之間的權衡。

步驟(B4)：潛在有誤 LLR 值之記號翻轉 407

在步驟（B3）測定的潛在錯誤位置，經接續檢驗。若潛在錯誤位置的組合配合步驟（B2）內識別的錯誤形態，則在相對應位置的 LLR 值記號即翻轉。

在記號翻轉後，再度檢查 408 同位核對方程式。若滿足全部同位核對方程式，即症候群向量成為全零向量，即完成

409 後處理，保持翻轉過記號。否則，在步驟（B4）檢查其他潛在錯誤位置，直至全部位置均已檢查過 410。

本發明可應用於各種通訊系統。

有關調制解碼器，即通道解調器，引起之錯誤傳播

先前技術把同位核對碼 103 置於調制編碼器 102 之後，往往以 RLL 編碼器具體為之，即注意位元偵測器 106 之後和調制解碼器 108 之前的錯誤形態，相對應以 RLL 解碼器具體為之。

本發明設置不同，見第 2 圖。在調制解碼器 207（亦稱通道解調器）後偵測和改正錯誤形態。以此設置，可克服因調制（RLL）解碼器 207 引起的錯誤傳播，至某種程度。第 2 圖所示結構之進一步優點是，可促效聯合位元偵測器 / RLL 解碼器 206,207，係 RLL 編碼器和 PR 通道啣接之最佳接收器。

有關錯誤形態偵測和定位

在本發明中，所發生同位核對碼，對某些錯誤形態是獨一的，即觀察某一症候群形態，得知發生什麼錯誤形態。尤有甚者，亦提供關於錯誤形態位置之若干（雖非全部）資訊，明知排除核對視窗內某些可能的誤差形態位置。以上述實施例而言，至少在單一「基本核對形態矩陣」H1 內，觀察例如[100]症候群組，不但知道錯誤事件的型式是{1}，而且位置在 1 或 4（而非 2 或 3）。易言之，賦予至少若干位置資訊。以 H1 的 n 倍啣接而言，事情相似。以實施例情況言，對錯誤形態{1}和{11}可提供某些位置資訊。在識錯位置過程中，應開發按照症候群向量之可得位置資訊。

其餘錯誤資訊則由通道解碼器，從觀察 LLR 值的幅度衍生。

關於只部份位在核對視窗內之錯誤事件

對於包括在某些內部位置含"0"的錯誤形態之錯誤形態組，應注意二相鄰基本核對矩陣 Hb 間之邊界。於症候群評

估之際，已實際滑動核對視窗。若將第一（最左）Hb 的最末欄，和第二（自左起）Hb 的最初欄，併在一起，同時右圓圈移動 Hb 內之全部橫行，即可得結果之矩陣。以數字標記[Hb Hb]=[Hb1 Hb2 Hb3 Hb4]等，二串級基本核對矩陣，各分成二副矩陣。得修飾之基本核對矩陣，為 $Hb'=[Hb2\ Hb3]$ ，係由 Hb 內全部橫行同時右圓圈移動而得，且欄數與 Hb 相同。

所以，在為適當基本核對矩陣的搜尋程序中，所有可能圓圈移位的錯誤形態，應經測試以便在二基本核對矩陣的邊界，保證識錯形態。

關於識別同位核對矩陣 (H) 的同位方程式之最小副組，在指定錯誤形態組內識別全部錯誤形態是充分但不冗贅

藉逐漸增加同位核對數，從 1 到 m ，可發現同位核對之最小數。最大時，以蠻力策略，使用 / 不使用核對形態矩陣 Hb 的 m 橫行之全部 2^m 組合，必須經核對。然而，由於不用任何橫行，永遠不會有作用，而使用全部橫行始終有作用，故只有 $(2^m)-2$ 組合必須實際核對。使用上述搜尋策略，假設 m' 必須同位核對，則待核對之組合數等於或少於 $\binom{m}{1} + \binom{m}{2} + \dots + \binom{m}{m'}$ ，因為具有 m' 橫行之適當同位核對矩陣有

一以上。若發現 m' 橫行之一適當組合，搜尋程序即告結束。而在最壞情況下，有 $(2^m)-2$ 組合必須核對。

在幾乎全部核對形態「需要」之情況下，此方法亦可逐漸減少所用同位方程式數，從 m 到 m' 。此當然假設當對一定數 m'' 而言， m'' 橫行之組合無一符合條件，即可結論為使用 $m''' < m''$ 橫行之全部較短組合，也通不過條件測試。此項假設可能不真，視錯誤形態組而定。

然而，亦可比從 " m " 橫行當中核對 " $(m-1)$ " 橫行之組合，更快從 " m " 橫行當中核對 " 1 " 橫行之組合，不論事實上在二者情況下有 " m " 的如此組合。理由是症候群向量之評估，使用具有 " $(m-1)$ " 橫行的同位核對矩陣，比使用具有 " 1 " 橫行的同位核

對矩陣更複雜。

關於同位核對構成方法之其他應用

在此所述同位核對構成方法，亦可用於第 1 圖之先前技術系統。識別錯誤形態任務之此項知識，視同位基礎的後處理發生在訊號途徑的何處而定。

關於哪一錯誤形態需測試

若在適當基本核對矩陣的搜尋程序中，具有全部可能圓圈移動之錯誤形態都經測試，會有爭論，至少在單一同位核對矩陣內相鄰 Hb 之「內部邊界」，此舉是否確當。顧及錯誤事件{101}之例，在一 Hb 之右端有{1}暗示右鄰 Hb 在左端接到剩餘{01}，故「圓圈設計」的同位有作用。然而，在截體錯誤事件出現在同位核對視窗最初和最末，即碼字之開始和結束的情況下，事情就不同了。在碼字的邊界需要小心，雖然對夠長的碼字而言，錯誤形態出現在邊界的或然率低。專用邊界程序有益於處理此問題。一種可能邊界程序如下：觀察在二相鄰碼字的邊界區域的 LLR 值幅度。潛在錯誤位置與 LLR 幅度小有關。然後核對潛在錯誤位置和預定錯誤形態之間是否配合。對此邊界區域，並不全面搜尋所有可能的錯誤形態。

由於錯誤形態出現在邊界的或然率低，又因錯誤形態的長度短，此種後處理之額外複雜性預料會低。

關於如何衍生錯誤位置資訊

B. Vasic 在〈對部份回應通道以曲線基礎構造高速率軟式可記錄碼〉(IEEE ICC 2001, 第 2716 頁起, 以下稱 "Vasic"), 揭示「使用為所接收碼字計算之症候群, 可創造會發生錯誤事件的全部可能位置列表, 然後使用錯誤事件可能性, 選擇最可能位置, 和最可能的錯誤事件型式」。

Vasic 文中之後處理措施, 與其他先前技術相似, 即在 RLL 編碼器 102 之後, 有同位核對編碼器 103。此暗示後處理 107 是基於位元偵測器 106, 以最大可能性之知覺, 提供

序列估計。因此，在 Vasic 文中，測定錯誤型式、極性、位置，是基於使用 ML 序列估計和在所有可能位置之可能錯誤形態。在位元偵測輸入訊號和重構 PR 訊號序列間之 Euclidean 距離，參見第IV節 2719 頁。

令 y 指位元偵測器輸入訊號， c 指位元偵測器後之 ML 序列估計。對錯誤形態組內之各錯誤形態而言，就說 e' 吧，就 e' 之所有可能開頭位置，評估 Euclidean 距離 $|y-(c+e(j))*h|^2$ 。於此，" $e(j)$ "應指相當於 e' 之錯誤向量，其長度和 y 同，即 $e(j)=[0,...,0, e', 0,...,0]$ ，以 e' 在位置 j 的起頭，" $(c+e(j))*h$ "應指重構 PR 訊號。Euclidean 距離較小，指更可能有錯誤形態，有相對應極性、型式和位置，此等同於 Vasic 文中第IV節所述。

對相地，本發明假設 SISO 解碼器，對各位元（例如使用 Log-MAP、Max-Log-MAP，或 SOVA 演算所得），提供估計之或然率或等同的 LLR 值。寧可不用先前技術中的硬式決定（ML 序列估計是硬式決定序列）和重構 PR 訊號 $((c+e(j))*h)$ ，本發明使用 LLR 幅度之臨限值測定潛在位置，並核對潛在錯誤位置和辨識錯誤形態間是否相配。

試舉例以明之，假設從 SISO 解碼器，得 LLR 值為 $[8, 9, 0.5, -0.3, -0.4, 7]$ ，而相對應硬式決定（LLR 值之記號）是 $[+1 +1 -1 -1 +1]$ 。為評估症候群向量，假設映射 $+1 \geq 0$ 和 $-1 \geq 1$ ，即在同位核對評估中使用 $[000110]$ 。又假設症候群向量為非零，即，有錯誤事件。以幅度臨限值 1（臨限值可設計成因數大於 1 乘最低 LLR 幅度），則位置 3,4,5 即標旗誌為潛在錯誤位置。基於症候群向量，假設錯誤事件可識別為例如 $\{101\}$ ，表示錯誤發生在位置 3 和 5，而非位置 4。因此，LLR 值改變成 $[8, 9, -0.5, -0.3, 0.4, 7]$ （潛在有誤 LLR 的記號翻轉）。然後，若在此記號翻轉後，症候群向量變零，即改正二位元錯誤。

在此例中，錯誤事件 $\{101\}$ 只說有二位元錯誤，但無關錯

誤的極性。於此，「極性」指是否發生「傳輸 0 而決定 1」之錯誤，或是「傳輸 1 而決定 0」之錯誤。若如此「極性」資訊可行，應內嵌於錯誤位置搜尋程序裡。例如，對事件{101}存在只有二可能性，即{+0+}（"+"意味傳輸 1 而決定 0，而"- "意味傳輸 0 而決定 1）和{-0-}。若比較 LLR 值[0.5, -0.3, -0.4]與此二錯誤形態，即無配合，因為只有一種可能錯誤形態，因[0.5, -0.3, -0.4]會成為{+0-}。須知[0.5, -0.3, -0.4]決定成[0 1 1]，而記號翻轉後之對口，[-0.5, -0.3, 0.4]決定為[1 1 0]。所以，認定之錯誤形態為{+0-}。

總之，Vasic 措施有先前技術系統之缺點。關於後處理，本發明之複雜性較低。識錯同位核對碼需比偵錯同位核對碼更高之冗贅（更低速率），因為較佳效益是以速率損失為代價。本發明有利於冗贅和效益間之更佳權衡。

可以爭論的是，以前沒人想到有關通道（RLL）寫碼和同位寫碼順序互換之事，因為：

- 人們已（假設）觀察到，在 PRML 偵測的輸出，有些錯誤形態發生明顯比其他明顯。
- 明知如此，已設想同位核對寫碼，做為對抗此等典型錯誤形態之方式，當然策略是在正確位置實施，是正在觀察錯誤形態之處，即通道編碼之後 / 通道解碼之前。

本發明不擬以先前技術假定的不同錯誤注入機制，來造成典型的錯誤形態。針對在方塊圖內不同位置，即於通道解碼器和 ECC 解碼器之間，對抗典型的錯誤，有益的是假設和考量不同種類之「典型錯誤形態」。易言之，且舉例說明：假設"101"是在通道解碼器輸入最通常的錯誤形態，會在輸出轉譯成不同的相對應最通常錯誤形態。在 RLL 解碼後的典型（主要）錯誤形態，可利用電腦搜尋得之。對複雜的 PR 目標，很難分析決定主要錯誤形態。

首先，主要錯誤形態造成較小的途徑公制差異（即更易

有雜訊)。此即何以有些錯誤形態比其他更頻繁發生的理由所在。Viterbi trellis 中有一途徑相當於實際傳輸的位元序列，另一途徑相當於不同的位元序列。若此二途徑間的途徑公制差異小，更有可能把錯誤途徑決定成傳輸之途徑，意即相對應錯誤形態（正如二位元序列加模-2）比其他發生有更大或然性。典型上，理論分析只可能對很簡單的 PR 通道，像 PR[1 0 -1] 或 PR11。對於複雜的 PR 通道，像 PR1221 或 PR12221，只可能有模擬措施，即電腦搜尋法。

其次，本發明動機來自聯合位元偵測 / RLL 解碼之措施。在此脈絡中，可以考慮 RLL 編碼器和 PR 通道一同做為超通道。類似 PRML 只單調考慮到 PR 通道，而同位核對碼是設定在 PR 通道之前，同位核對碼是在聯合位元偵測器 / RLL 解碼器存在下，部署於超通道之前。

類似 PRML 情況，分析測定主要錯誤形態需研究此超通道之距離譜。對複雜 PR 通道而言，還是電腦搜尋措施似乎是唯一可能性。

聯合位元偵測器 / RLL 解碼器後之主要錯誤形態，和位元偵測器後的主要錯誤形態，可能不同。

就 PR1221 和 $d=1$ 拘限之 RLL 碼而言，位元偵測器後的主要錯誤係 $\{1\}$, $\{101\}$, $\{10101\}$ ，而聯合位元偵測器 / RLL 解碼器後，主要錯誤形態為 $\{1\}$, $\{11\}$, $\{111\}$ 。

注意位元偵測器後之主要錯誤形態，只單獨視 PR 通道而定（把 RLL 碼之 d 拘限參考在內），而聯合位元偵測器 / RLL 解碼後之主要錯誤形態，視 RLL 編碼器和 PR 通道二者而定。

一如本發明研究系統設置之另一偏愛可能是，先前 RLL 解碼器利用簡單數位邏輯（硬式輸入硬式輸出解碼器，基於查索表或受限阻斷法）實施，即使對 FSM 可記錄之 RLL 碼。在如此設定中，很難實施 RLL 解碼器後以同位核對基礎之後處理。

【圖式簡單說明】

第 1 圖表示後偵測器處理之先前技術系統設置；

第 2 圖表示本發明系統設置；

第 3 圖表示對位元連流內不同位置發生的錯誤事件 {101}，使用[100100100...]核對形態之偵錯或然率；

第 4 圖表示開發 LLR 值之同位基礎後處理。

【主要元件符號說明】

101	改錯編碼器	102	調制編碼器
103	同位核對編碼器	104	預寫碼器
105	寫讀通道	106	位元偵測器
107	同位基礎之後處理器	108	調制解碼器
109	改錯解碼器	201	改錯編碼器
202	同位核對編碼器	203	調制編碼器
204	預寫碼器	205	寫讀通道
206	位元偵測器	207	調制解碼器
208	同位基礎之後處理器	209	改錯解碼器
401	開始之步驟		
402	症候群向量評估之步驟		
403	症候群向量屬於預先決定症候群向量組之步驟		
404	結束之步驟		
405	錯誤形態識別之步驟		
406	測定潛在錯誤位置之步驟		
407	潛在有誤 LLR 值之記號翻轉之步驟		
408	全部同位核對滿足之步驟		
409	結束之步驟		
410	全部潛在錯誤位置已檢查之步驟		
411	結束之步驟		

發明專利說明書

(本說明書格式、順序，請勿任意更動，※記號部分請勿填寫)

※申請案號：98130629

※申請日：98.9.11

※IPC 分類：H03M 13/11 (2006.01)

G11B 20/18 (2006.01)

一、發明名稱：(中文/英文)

位元連流之編碼方法和解碼方法以及同位核對矩陣之發生方法

METHOD FOR ENCODING, METHOD FOR DECODING, AND

METHOD FOR GENERATING A PARITY CHECK MATRIX

二、中文發明摘要：

本發明擬議一種新策略，在記錄側，於習知改錯編碼(201)後，先插入(202)同位核對位元，得以識別主要錯誤事件，然後，把所得位元連流調制編碼(203)。因此，在讀回側，於調制解碼(207)之後，發生同位基礎之後處理(208)。

三、英文發明摘要：

The invention proposes a new approach, where on the recording side, after conventional error correction encoding (201), parity-check bits allowing to identify dominant error events are inserted first (202), after which the resulting bitstream is modulation encoded (203). Correspondingly, at the readback side, the parity-based post processing (208) takes place after modulation decoding (207).

七、申請專利範圍：

1.一種位元連流之編碼方法，包括調制編碼（203）、改錯編碼（201）和同位核對編碼（202），得以識別主要錯誤事件，其特徵為，在改錯編碼（201）之後，和調制編碼（203）之前，進行同位核對編碼（202）者。

2.如申請專利範圍第 1 項之方法，其中使用 RLL 編碼，做為調制編碼（203）者。

3.一種已經按照申請專利範圍第 1 項編碼過的位元連流之解碼方法，包括調制解碼（207）、改錯解碼（209）和同位基礎之後處理（208），得以識別主要錯誤事件，其特徵為，在調制解碼（207）之後，和改錯解碼（209）之前，進行同位基礎之後處理（208）者。

4.如申請專利範圍第 3 項之方法，其中使用 RLL 解碼，做為調制解碼（207）者。

5.如申請專利範圍第 3 項之方法，其中可靠性資訊從調制解碼器（207）轉送用於同位基礎之後處理（208），以識別主要錯誤事件者。

6.如申請專利範圍第 5 項之方法，其中錯誤位置資訊是從可靠性資訊衍生，以顛倒位元連流的相關位元，和為此計算相關症候群向量，而暫時應用一組最或然的錯誤形態，在此分析症候群向量，決定是否保持或不採所應用錯誤形態者。

7.一種用於申請專利範圍第 1 項同位核對編碼步驟 202 的同位核對矩陣（H）之發生方法，包括：

—決定基本核對形態矩陣（Hb），具有由不同相位的周期性核對形態構成之橫行；

—重複啣接基本核對形態矩陣（Hb），構成同位核對矩陣（H）；

—辨識同位核對矩陣（H）的同位方程式之最小副組識別指定錯誤形態組內之全部錯誤形態，已充分但不冗贅，藉核對副組是否滿足識錯形態條件者。

8.如申請專利範圍第 7 項之方法，其中識錯形態條件之具體實施，是對錯誤形態組內之全部錯誤形態，核對全部症候群向量為非零，不論其位置，而對任何二不同錯誤形態，症候群向量係與錯誤形態組有別者。

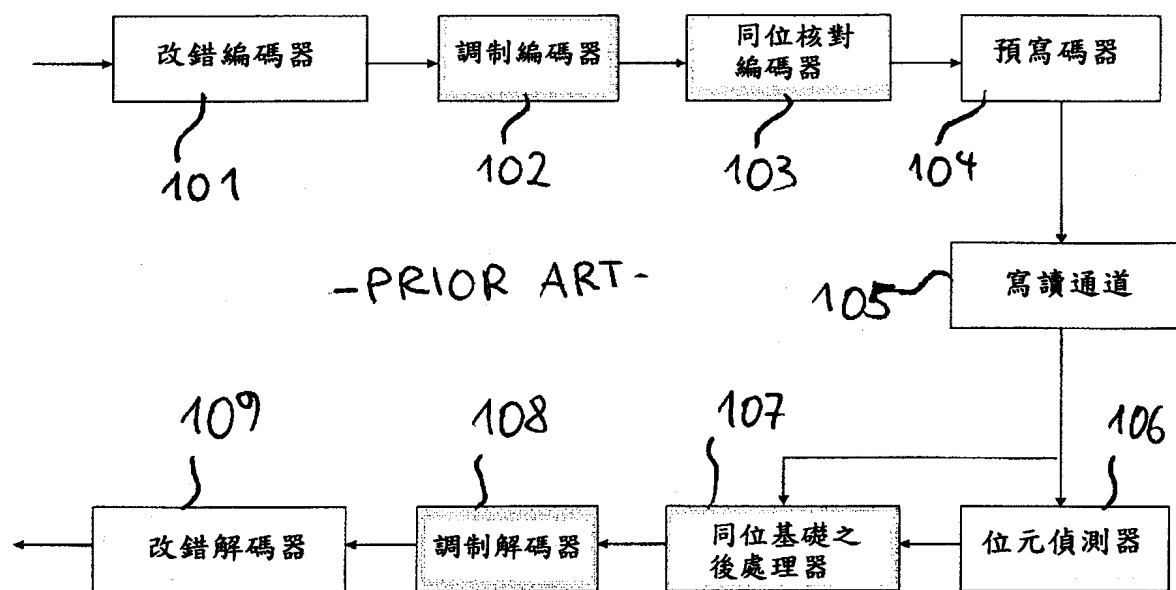


圖 1

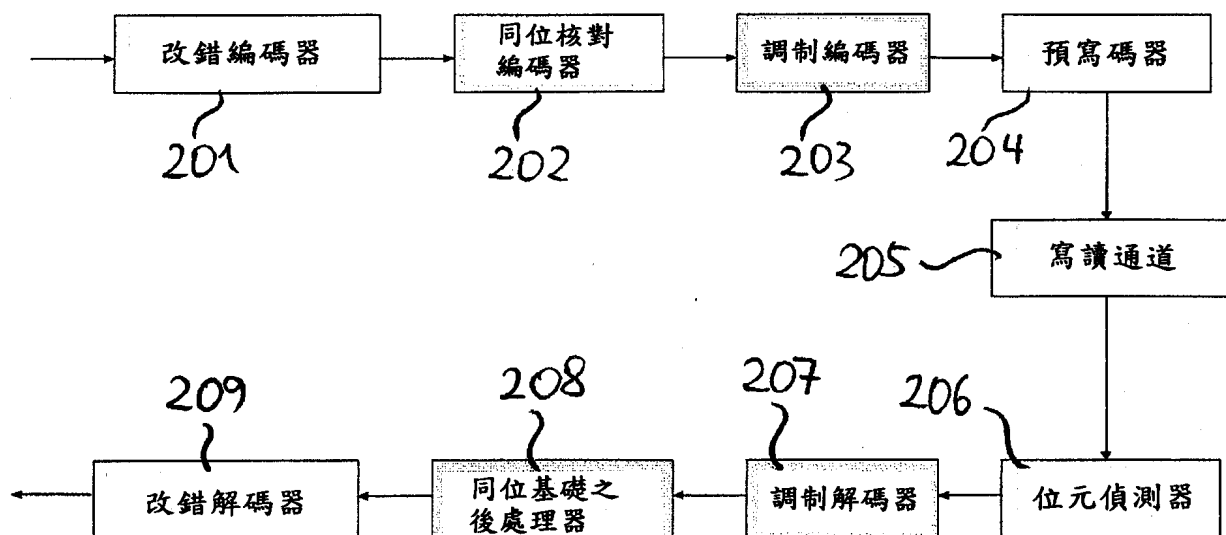


圖 2

核對形態: [100100100100...]
 錯誤形態1: [101000000000...] (可檢測, 同位核對合計等於1);
 錯誤形態2: [010100000000...] (可檢測, 同位核對合計等於1);
 錯誤形態3: [001010000000...] (不可檢測, 同位核對合計等於0)。

圖 3

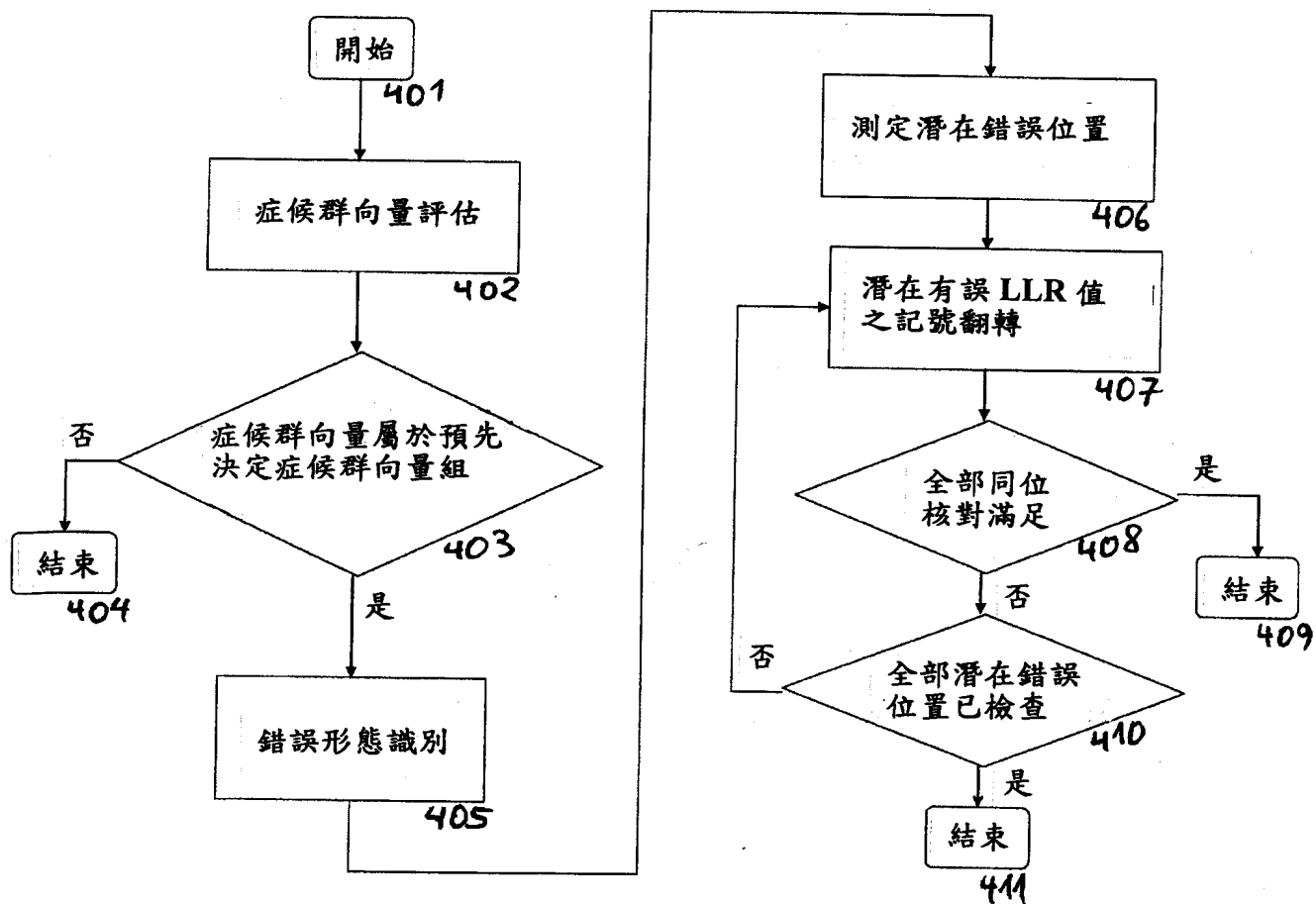


圖 4

四、指定代表圖：

(一)本案指定代表圖為：第 (2) 圖。

(二)本代表圖之元件符號簡單說明：

201	改錯編碼器	202	同位核對編碼器
203	調制編碼器	204	預寫碼器
205	寫讀通道	206	位元偵測器
207	調制解碼器	208	同位基礎之後處理器
209	改錯解碼器		

五、本案若有化學式時，請揭示最能顯示發明特徵的化學式：

- 如何設計簡單同位核對碼，以識別（即偵測發生）預定錯誤形態；
- 如何進行同位核對位元基礎之後處理，從軟式決定調制解碼器 207（有時亦稱為通道解調器），或從軟式決定聯合位元偵測器 / 調制解碼器 206,207，開發軟式輸出。

同位核對編碼器是設計來識別預定錯誤形態，係調變解碼器 207 後之主要錯誤事件，或聯合位元偵測器 / 調變解碼器 206,207。基於軟式資訊（亦稱為有關資料位元之可靠性），相當於調變編碼 203 前之酬載位元，並基於按照同位核對方程式評估之症候群向量（主宰同位核對編碼器 202），可為改錯識別錯誤事件類型及其位置。

鑑於習知同位核對位元基礎之後處理及所述缺點，本發明瞭解同位核對編碼器 202 應置於調變編碼器 203 之前，而非其後。因此，本發明同位核對位元基礎之後處理 208，是在調制解碼器 207 或聯合位元偵測器 / 調制解碼器 206,207 之後進行。本發明如此之系統設置，如第 2 圖所示。明顯優點是，始終能自動滿足調制拘限，無任何碼率損失，不論涉及何種同位核對編碼器。

第 2 圖表示本發明系統設置，係在調制解碼器 207 之後，進行同位基礎之後處理 208。

設計錯誤型式識別用之同位核對碼

依次，令 k 和 n 代表同位核對碼的資訊字長度和碼字長度。資訊字和碼字分別指定 $u = [u_1, u_2, \dots, u_k]^T$ ，和 $c = [c_1, c_2, \dots, c_n]^T$ 。意即同位核對碼實際上界定 u 和 c 間之描圖規則。於此，標記 " $[]^T$ " 指一橫行或一直行向量 " $[]$ " 之轉位操作。

做為線性段碼之特殊類，由於 $Hc=0$ ，同位核對碼亦可由其同位核對矩陣 H 界定。例如二元之系統性單一同位核對碼可界定為 $c_1=u_1, c_2=u_2, \dots, c_k=u_k, c_n=\text{mod}(u_1+u_2+\dots+u_k, 2)$ ，

其中 $n=k+1$ ，而 $\text{mod}(x, 2)$ 指 x 之模-2 操作。相對應之同位核對矩陣只是單一的全一 $1 \times n$ 向量，即 $H=[1 \ 1 \ 1 \dots 1]$ ，而 $Hc=0$ (模 2)。

在調制解碼器 207 後，對同位核對碼的碼字可能會有錯誤。令 e 指可能之錯誤向量。若症候群向量 $s=H(c+e)=He$ 不等於零，則 e 可說是可偵測之錯誤事件。以單一同位核對碼而言，奇數權值（於此，權值指錯誤向量中之“1”數目）之全部錯誤事件，因非零症候群向量之故，均可偵測。

使用周期性核對形態之錯誤偵測

在 J. Moon 等人的〈偵測規定之錯誤事件：應用於垂直記錄法〉（第 2057-2062 頁，Proc. IEEE ICC'05）中，使用不同移位（以下亦稱相位）之周期性二元核對形態，偵測預定之錯誤事件。為澄清起見，使用下例表示其中之基本想法：

(i) 假設發生單元位元錯誤，稱為 $\{1\}$ (“1"指錯誤位元)，則周期一之二元核對形態 $[1111\dots]$ 始終可偵測此項錯誤事件。即全部酬載位元之同位核對合計，始終等於 1，不論錯誤向量內之位元錯誤位置為何。

(ii) 假設發生長度 2 之錯誤事件，稱為 $\{11\}$ ，則周期二的核對形態 $[101010\dots]$ ，能夠偵測此錯誤事件，無關錯誤位置。

(iii) 顧及長度 3 的錯誤事件。有二種截然不同之此類錯誤事件，即 $\{111\}$ 和 $\{101\}$ 。就錯誤事件 $\{111\}$ 而言，周期三之二元形態 $[100100100\dots]$ 可在任何隨意位置偵測此事件。另一方面，以錯誤事件 $\{101\}$ 而言，使用核對形態 $[100100100\dots]$ 之偵錯或然率是 $2/3$ ，由第 3 圖可知。易言之，使用核對形態 $[100100100\dots]$ ，在其 3 個可能之相對位置中，只能在 2 處偵錯事件 $\{101\}$ 。第 3 圖表示使用核對形態 $[100100100\dots]$ 之偵錯或然率，錯誤事件 $\{101\}$ 可否偵測，視錯誤事件和核對形態間之相對位置而定。

為可靠偵測長度 3 的二錯誤事件，必須還要一個核對形

態，為[100100100...]的移位版，例如[001001001...]。此二核對形態可解說成核對形態[100100100...]之二「相位」，因其必須二者兼實施，亦構成二橫行之相對應同位核對矩陣。意即為了偵錯，必須有此二同位核對位元。賦予此二核對形態，錯誤事件{111}之症候群向量是 $[11]^T$ 。錯誤事件{101}之症候群向量是 $[11]^T$ 或 $[01]^T$ ，視錯誤事件的位置而定。

一般而言，為長度 L 之隨意錯誤事件， L 相位之周期性核對形態：

$$[1 \ 0^{(L-1)} \ 1 \ 0^{(L-1)} \ \dots]$$

即足在任何位置偵測錯誤事件。在此，標記" $0^{(L-1)}$ "應指" 0 "重複 $(L-1)$ 次。使用 L 相位之核對形態：

$$[1 \ 0^{(L-1)} \ 1 \ 0^{(L-1)} \ \dots]$$

構成 L 橫行之同位核對矩陣，對長度 L 之隨意錯誤事件而言，症候群向量為非零。

為錯誤型識別之同位核對碼設計

在 J. Moon 等人的〈規定錯誤事件之偵測：應用於垂直記錄法〉（第 2057-2062 頁，Proc. IEEE ICC'05）中，是在位元偵測器後，進行後處理，同第 1 圖所示。同位核對碼純為偵錯而設計。

正如本發明所擬議，為了在調制解碼器 207（具體實施 RLL 解碼）後的同位基礎之後處理 208，宜設計同位核對碼為，另外能夠識別並盡可能可以定位錯誤類型。為了按照症候群向量的識別錯誤形態之任務，以下賦予錯誤形態組為已知前案（即在同位核對碼設計之前，主要錯誤事件業已決定），茲詳述識錯同位核對碼之設計過程。

假設主要錯誤事件之最大長度為 L_m ，首先構成 $m \times q$ 基本核對形態矩陣 H_b ，其中 $m = \text{sum}(1:L_m)$ 指其橫行數，而 $q = \text{lcm}(1:L_m)$ 指直行數。在此，" $\text{sum}(a:b)$ "應指 a 至 b 全部整數之合計，而" $\text{lcm}(a:b)$ "應指 a 至 b 整數的最少通常倍數。

決定核對形態矩陣 H_b 之橫行，為核對形態之不同相

位：

$$[1\ 0^i\ 1\ 0^i\ \dots], \text{ 其中 } 0 \leq i \leq L_m - 1$$

在" $[1\ 0^i\ 1\ 0^i\ \dots]$ "內的零連值長度" i "，是在各組橫行內之常數，說明同樣核對形態之不同相位。延續 H_b 的橫行，" i "可取數值 0, 1, 1, 2, 2, 2, 3, 3, 3, 3, ...。

所得核對形態矩陣 H_b ，能夠偵測長度達 L_m 的全部錯誤事件，至少若錯誤事件完全位在長度 n 之核對視窗內。此 H_b 性質的結果，可藉 H_b 的重複啣接，構成同位核對矩陣 H ， H 係能夠偵測全部錯誤事件，不論其在碼字內之位置。

就 $L_m=3$, $m=\text{sum}(1:3)=6$ 和 $q=\text{lcm}(1:3)=6$ 而言，核對形態矩陣結果為：

$$H_b = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}.$$

須知此核對形態矩陣 H_b ，對錯誤形態識別而言可能是冗贅。所以，次一步驟是找到最少數的同位核對，和相對應同位核對方程式，係 H_b 內所含副組，為識別指定錯誤形態組內之全部錯誤形態，足夠但不冗贅。

錯誤形態識別之充分而必要條件是：

- 條件(1)：對錯誤形態組內之全部錯誤形態，所有症候群向量為非零，不論其位置如何。

- 條件(2)：症候群向量可從錯誤形態組，分辨任何不同的錯誤形態。

指定矩陣 H_b ，例如藉逐漸增加同位核對數，從 1 至 m ，即可找到最少同位核對數。亦即首先， H_b 內各橫行經檢查，核對是否滿足上述錯誤形態識別二條件。若否， H_b 內二橫行之所有組合都經檢查；然後，檢查三橫行的所有組合；重複此項搜尋程序，直到符合識錯之二條件。

例如假設有三種主要錯誤事件{1}, {11}, {111}，是發生在調制解碼器 207 之後。則發現具有最少數同位核對之適當核對形態矩陣為：

$$\mathbf{H}_1 = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

逐一審視錯誤事件，相對應症候群向量評估如下：

(i)錯誤事件{1}：

$$\mathbf{s}_{1,1} = \mathbf{H}_1 [100000]^T = [100]^T, \mathbf{s}_{1,2} = \mathbf{H}_1 [010000]^T = [010]^T,$$

$$\mathbf{s}_{1,3} = \mathbf{H}_1 [001000]^T = [001]^T, \mathbf{s}_{1,4} = \mathbf{H}_1 [000100]^T = [100]^T = \mathbf{s}_{1,1}, \dots$$

意即對錯誤事件{1}有三種症候群向量存在，即 $[100]^T$, $[010]^T$ 或 $[001]^T$ ，視其對 $\mathbf{H}_1$ 內所界定核對形態之相對位置而定。於此和下述， $\mathbf{s}_{i,j}$ 的概念指第 i 個錯誤形態之症候群向量，具有“(j-1)”位元之圓形右移，其中 $1 \leq j \leq q$ 。

(ii)錯誤事件{11}：

對於錯誤事件{11}，可類似錯誤事件{1}評估症候群向量。發現有三個症候群向量存在，即 $[110]^T$, $[011]^T$ 和 $[101]^T$ 。

(iii)對錯誤事件{111}，只有一症候群向量 $[111]^T$ ，不論錯誤事件發生在何處。

對此三種錯誤事件，症候群向量為非零，而截然不同，不論錯誤事件在核對視窗內的位置如何。所以， $\mathbf{H}_1$ 界定適當核對形態矩陣，供錯誤形態識別。錯誤形態識別用之適當同位核對矩陣，正是 $\mathbf{H}_1$ 的重複啣接，視碼字長度而定，即 $\mathbf{H} = [\mathbf{H}_1, \mathbf{H}_1, \dots]$ 。

就資訊字的系統碼而言 $\mathbf{u} = [u_1, u_2, \dots, u_k]^T$ ，三個同位核對可計算如下：

$$p_1 = (u_1 + u_4 + u_7 + \dots) \text{modul-2}$$

$$p_2 = (u_2 + u_5 + u_8 + \dots) \text{modulo-2}$$

$$p_3 = (u_3 + u_6 + u_9 + \dots) \text{modulo-2,}$$

而得碼字為 $c=[u_1, u_2, \dots, u_k, p_1, p_2, p_3]^T$ 。對此情況，相對應同位核對矩陣為 $H=[H_1, H_1, H_1, \dots, I]$ ，其中 I 指 3×3 識別矩陣。

總之，型式識錯之適用同位核對碼，係以下述三步驟衍生：

步驟(A1)：賦予預定的主要錯誤事件，構成維度 $m \times q$ 之核對形態矩陣 H_b ，其中 $m=\text{sum}(1:L_m)$ ， $q=\text{lcm}(1:L_m)$ 。 H_b 的橫行係核對形態 $[1 \ 0^i \ 1 \ 0^i \ \dots]$ 之不同相位，其中 $0 \leq i \leq L_m-1$ 。 L_m 是錯誤事件之最大長度。

步驟(A2)：找出 H_b 內最少橫行數之適當組合，若錯誤事件係在長度 $q=\text{lcm}(1:L_m)$ 之核對視窗內，則可識別全部錯誤事件。

步驟(A3)：重複啣接 H_b ，得適當同位核對矩陣 H ，能夠識別錯誤事件，不論其位置如何。

因為同位核對矩陣之周期性結構，症候群向量之編碼和評估，均可率直進行。

使用軟式決定的同位基礎之後處理

第 4 圖表示同位基礎之後處理，開發 LLR 值，源自軟進軟出之調制解碼器 207，或軟進軟出聯合位元偵測器 / 調制解碼器 206,207。

軟進軟出調制解碼或軟進軟出位元偵測 / 調制解碼，在調制編碼 102 之前，提供軟式決定資料位元，相當於酬載位元。常用的軟式決定是記載可能性比 (LLR)，其定義為：

$$L(c_i) = \log \frac{P(c_i = 0 | \mathbf{r})}{P(c_i = 1 | \mathbf{r})}$$

在此，LLR 值之符號相當於有關 c_i 之硬式決定，即同位核對碼字之碼位元，等於調制編碼器之資訊位元，而 $\mathbf{r}$ 是至調制解碼器或聯合位元偵測器 / 調制解碼器之軟進向量。

LLR 值的幅度，賦予硬式決定之可靠性，其中 LLR 值小

幅度（「不可靠」）指示潛在錯誤。所以，潛在錯誤位置可按照 LLR 值幅度測定。

改錯之後處理，是以小幅度潛在有誤 LLR 值的符號翻轉，在符號翻轉後，檢查同位核對方程式。若符號翻轉後，符合同位核對方程式，則以高度或然率改正主要錯誤。

第 4 圖表示軟式決定的同位基礎之後處理，詳述如下步驟：

步驟(B1)：症候群向量評估

如上所述，LLR 值的記號相當於硬式決定，用來評估症候群向量 402。

步驟(B2)：識錯形態

如前所討論，各預定錯誤事件造成一些症候群向量，因錯誤位置而定。而同位核對碼的設計，使不同的錯誤形態有截然差別的症候群向量。因此，基於在步驟（B1）所計算的症候群向量，可以識別錯誤形態，如步驟 403 所示。若所計算的症候群向量不合相當於預定錯誤事件之任何症候群向量，即不發生後處理 404。另方面，同位核對碼之設計，是為主要錯誤事件。因此，不能識別的錯誤或然率低。

步驟(B3)：測定潛在錯誤位置 406

按照 LLR 值之幅度，可測定潛在錯誤位置。例如，幅度在預定臨限值以下之全部 LLR 值，標旗誌為潛在有誤之 LLR 值，即潛在錯誤位置。另外，最不可靠 LLR（具有最小幅度之 LLR 值）之列表，標旗誌為潛在有誤之 LLR 值。選擇臨限值或列表大小，可以選擇效益和計算複雜性之間的權衡。

步驟(B4)：潛在有誤 LLR 值之記號翻轉 407

在步驟（B3）測定的潛在錯誤位置，經接續檢驗。若潛在錯誤位置的組合配合步驟（B2）內識別的錯誤形態，則在相對應位置的 LLR 值記號即翻轉。

在記號翻轉後，再度檢查 408 同位核對方程式。若滿足全部同位核對方程式，即症候群向量成為全零向量，即完成

409 後處理，保持翻轉過記號。否則，在步驟（B4）檢查其他潛在錯誤位置，直至全部位置均已檢查過 410。

本發明可應用於各種通訊系統。

有關調制解碼器，即通道解調器，引起之錯誤傳播

先前技術把同位核對碼 103 置於調制編碼器 102 之後，往往以 RLL 編碼器具體為之，即注意位元偵測器 106 之後和調制解碼器 108 之前的錯誤形態，相對應以 RLL 解碼器具體為之。

本發明設置不同，見第 2 圖。在調制解碼器 207（亦稱通道解調器）後偵測和改正錯誤形態。以此設置，可克服因調制（RLL）解碼器 207 引起的錯誤傳播，至某種程度。第 2 圖所示結構之進一步優點是，可促效聯合位元偵測器 / RLL 解碼器 206,207，係 RLL 編碼器和 PR 通道啣接之最佳接收器。

有關錯誤形態偵測和定位

在本發明中，所發生同位核對碼，對某些錯誤形態是獨一的，即觀察某一症候群形態，得知發生什麼錯誤形態。尤有甚者，亦提供關於錯誤形態位置之若干（雖非全部）資訊，明知排除核對視窗內某些可能的誤差形態位置。以上述實施例而言，至少在單一「基本核對形態矩陣」H1 內，觀察例如[100]症候群組，不但知道錯誤事件的型式是{1}，而且位置在 1 或 4（而非 2 或 3）。易言之，賦予至少若干位置資訊。以 H1 的 n 倍啣接而言，事情相似。以實施例情況言，對錯誤形態{1}和{11}可提供某些位置資訊。在識錯位置過程中，應開發按照症候群向量之可得位置資訊。

其餘錯誤資訊則由通道解碼器，從觀察 LLR 值的幅度衍生。

關於只部份位在核對視窗內之錯誤事件

對於包括在某些內部位置含"0"的錯誤形態之錯誤形態組，應注意二相鄰基本核對矩陣 Hb 間之邊界。於症候群評

估之際，已實際滑動核對視窗。若將第一（最左）Hb 的最末欄，和第二（自左起）Hb 的最初欄，併在一起，同時右圓圈移動 Hb 內之全部橫行，即可得結果之矩陣。以數字標記[Hb Hb]=[Hb1 Hb2 Hb3 Hb4]等，二串級基本核對矩陣，各分成二副矩陣。得修飾之基本核對矩陣，為 $Hb'=[Hb2\ Hb3]$ ，係由 Hb 內全部橫行同時右圓圈移動而得，且欄數與 Hb 相同。

所以，在為適當基本核對矩陣的搜尋程序中，所有可能圓圈移位的錯誤形態，應經測試以便在二基本核對矩陣的邊界，保證識錯形態。

關於識別同位核對矩陣（H）的同位方程式之最小副組，在指定錯誤形態組內識別全部錯誤形態是充分但不冗贅

藉逐漸增加同位核對數，從 1 到 m，可發現同位核對之最小數。最大時，以蠻力策略，使用 / 不使用核對形態矩陣 Hb 的 m 橫行之全部 2^m 組合，必須經核對。然而，由於不用任何橫行，永遠不會有作用，而使用全部橫行始終有作用，故只有 $(2^m)-2$ 組合必須實際核對。使用上述搜尋策略，假設 m' 必須同位核對，則待核對之組合數等於或少於 $\binom{m}{1} + \binom{m}{2} + \dots + \binom{m}{m'}$ ，因為具有 m' 橫行之適當同位核對矩陣有

一以上。若發現 m' 橫行之一適當組合，搜尋程序即告結束。而在最壞情況下，有 $(2^m)-2$ 組合必須核對。

在幾乎全部核對形態「需要」之情況下，此方法亦可逐漸減少所用同位方程式數，從 m 到 m' 。此當然假設當對一定數 m'' 而言， m'' 橫行之組合無一符合條件，即可結論為使用 $m''' < m''$ 橫行之全部較短組合，也通不過條件測試。此項假設可能不真，視錯誤形態組而定。

然而，亦可比從 " m " 橫行當中核對 " $(m-1)$ " 橫行之組合，更快從 " m " 橫行當中核對 " 1 " 橫行之組合，不論事實上在二者情況下有 " m " 的如此組合。理由是症候群向量之評估，使用具有 " $(m-1)$ " 橫行的同位核對矩陣，比使用具有 " 1 " 橫行的同位核

對矩陣更複雜。

關於同位核對構成方法之其他應用

在此所述同位核對構成方法，亦可用於第 1 圖之先前技術系統。識別錯誤形態任務之此項知識，視同位基礎的後處理發生在訊號途徑的何處而定。

關於哪一錯誤形態需測試

若在適當基本核對矩陣的搜尋程序中，具有全部可能圓圈移動之錯誤形態都經測試，會有爭論，至少在單一同位核對矩陣內相鄰 Hb 之「內部邊界」，此舉是否確當。顧及錯誤事件{101}之例，在一 Hb 之右端有{1}暗示右鄰 Hb 在左端接到剩餘{01}，故「圓圈設計」的同位有作用。然而，在截體錯誤事件出現在同位核對視窗最初和最末，即碼字之開始和結束的情況下，事情就不同了。在碼字的邊界需要小心，雖然對夠長的碼字而言，錯誤形態出現在邊界的或然率低。專用邊界程序有益於處理此問題。一種可能邊界程序如下：觀察在二相鄰碼字的邊界區域的 LLR 值幅度。潛在錯誤位置與 LLR 幅度小有關。然後核對潛在錯誤位置和預定錯誤形態之間是否配合。對此邊界區域，並不全面搜尋所有可能的錯誤形態。

由於錯誤形態出現在邊界的或然率低，又因錯誤形態的長度短，此種後處理之額外複雜性預料會低。

關於如何衍生錯誤位置資訊

B. Vasic 在〈對部份回應通道以曲線基礎構造高速率軟式可記錄碼〉(IEEE ICC 2001, 第 2716 頁起, 以下稱 "Vasic"), 揭示「使用為所接收碼字計算之症候群, 可創造會發生錯誤事件的全部可能位置列表, 然後使用錯誤事件可能性, 選擇最可能位置, 和最可能的錯誤事件型式」。

Vasic 文中之後處理措施, 與其他先前技術相似, 即在 RLL 編碼器 102 之後, 有同位核對編碼器 103。此暗示後處理 107 是基於位元偵測器 106, 以最大可能性之知覺, 提供