



(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 201119250 A1

(43)公開日：中華民國 100 (2011) 年 06 月 01 日

(21)申請案號：098142188

(22)申請日：中華民國 98 (2009) 年 12 月 09 日

(51)Int. Cl. : **H03M7/40 (2006.01)**

H04N7/26 (2006.01)

(30)優先權：2008/12/09 美國

61/121,147

2009/12/04 美國

12/631,215

(71)申請人：高通公司 (美國) QUALCOMM INCORPORATED (US)

美國

(72)發明人：瑞尼克 優里 REZNIK, YURIY (UA)

(74)代理人：陳長文

申請實體審查：有 申請專利範圍項數：25 項 圖式數：10 共 78 頁

(54)名稱

可變動的至固定的長度碼之快速剖析

FAST PARSING OF VARIABLE-TO-FIXED-LENGTH CODES

(57)摘要

本發明提供用於剖析及解碼壓縮資料之方法及系統。可將壓縮資料的任意區段適當地解壓縮並定位於對應未壓縮資料集合中。該等方法及系統利用可變動的至固定的長度(VF)寫碼技術。對於一些應用，該等 VF 寫碼技術可實施於媒體編碼器、解碼器或組合編碼器-解碼器(CODEC)內。

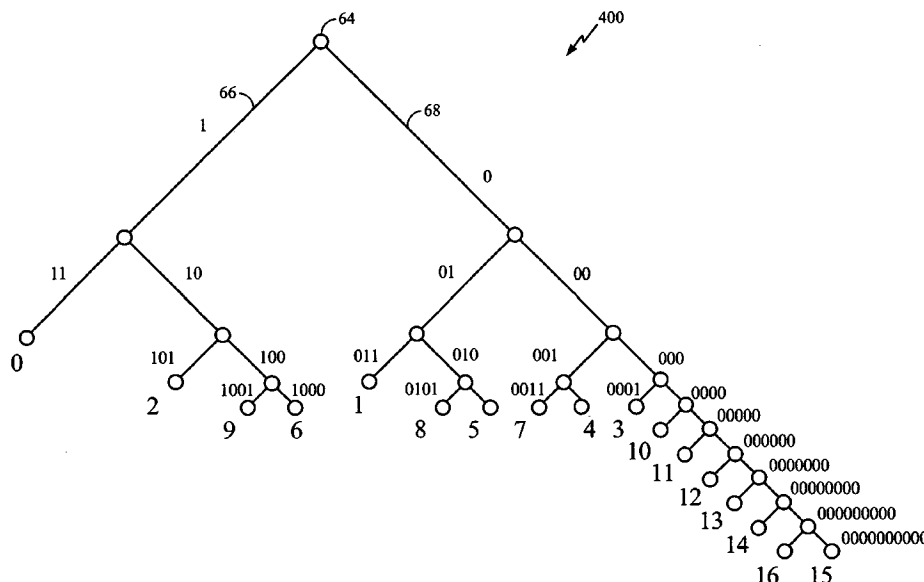
0~16：節點

64：根節點/求和器

66：鏈路/左分枝

68：鏈路/右分枝

400：二進位 VF 碼樹





(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 201119250 A1

(43)公開日：中華民國 100 (2011) 年 06 月 01 日

(21)申請案號：098142188

(22)申請日：中華民國 98 (2009) 年 12 月 09 日

(51)Int. Cl. : **H03M7/40 (2006.01)**

H04N7/26 (2006.01)

(30)優先權：2008/12/09 美國

61/121,147

2009/12/04 美國

12/631,215

(71)申請人：高通公司 (美國) QUALCOMM INCORPORATED (US)

美國

(72)發明人：瑞尼克 優里 REZNIK, YURIY (UA)

(74)代理人：陳長文

申請實體審查：有 申請專利範圍項數：25 項 圖式數：10 共 78 頁

(54)名稱

可變動的至固定的長度碼之快速剖析

FAST PARSING OF VARIABLE-TO-FIXED-LENGTH CODES

(57)摘要

本發明提供用於剖析及解碼壓縮資料之方法及系統。可將壓縮資料的任意區段適當地解壓縮並定位於對應未壓縮資料集合中。該等方法及系統利用可變動的至固定的長度(VF)寫碼技術。對於一些應用，該等 VF 寫碼技術可實施於媒體編碼器、解碼器或組合編碼器-解碼器(CODEC)內。

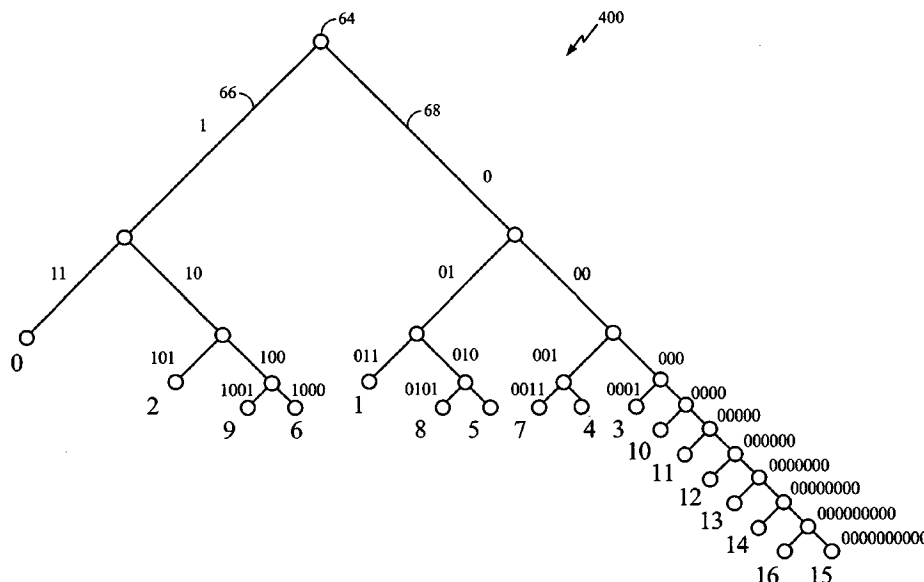
0~16：節點

64：根節點/求和器

66：鏈路/左分枝

68：鏈路/右分枝

400：二進位 VF 碼樹



六、發明說明：

【發明所屬之技術領域】

本發明係關於資料之快速剖析，且更特定言之係關於使用可變動的至固定的長度碼所壓縮之資料的剖析。

本申請案主張2008年12月9日申請之美國臨時申請案第61/121,147號的權利，該案中之每一者之全部內容以引用的方式併入本文中。

【先前技術】

資料壓縮廣泛用於多種應用中以降低對資料儲存空間、傳輸頻寬或兩者之消耗。資料壓縮之實例應用包括數位視訊、影像、話音及音訊寫碼。數位視訊寫碼(例如)用於廣泛範圍之器件中，該等器件包括數位電視、數位直播系統、無線通信器件、個人數位助理(PDA)、膝上型或桌上型電腦、數位相機、數位記錄器件、視訊遊戲器件、蜂巢式或衛星無線電電話或其類似者。數位視訊器件實施視訊壓縮技術(諸如，MPEG-2、MPEG-4或H.264/MPEG-4進階視訊寫碼(AVC))以更有效地傳輸並接收數位視訊。

大體而言，視訊壓縮技術執行空間預測、運動估計及運動補償以減少或移除視訊資料中所固有之冗餘。詳言之，框內寫碼依賴於空間預測以減少或移除給定視訊圖框內之視訊中的空間冗餘。框間寫碼依賴於時間預測以減少或移除鄰近圖框內之視訊中的時間冗餘。對於框間寫碼，視訊編碼器執行運動估計以追蹤兩個或兩個以上鄰近圖框之間的匹配視訊區塊之移動。運動估計產生運動向量，該等運

動向量指示視訊區塊相對於一或多個參考圖框中之對應視訊區塊的移位。運動補償使用該運動向量以自參考圖框產生一預測視訊區塊。在運動補償之後，藉由自原始視訊區塊減去該預測視訊區塊而形成殘餘視訊區塊。

視訊編碼器應用變換、量化及無損失源寫碼過程(亦即，熵寫碼)以進一步降低由視訊寫碼過程產生之殘餘區塊的位元速率。無損失寫碼技術在經編碼資料的儲存或傳輸之前用於視訊編碼器之末級中並用於各種其他寫碼應用中。無損失源寫碼大體涉及應用算術碼或可變動長度碼(VLC)以進一步壓縮由變換及量化運算產生之殘餘係數。無損失寫碼技術之實例包括可用作一些編碼器中之替代無損失寫碼模式之內容適應性二進位算術寫碼(CABAC)及內容適應性可變動長度寫碼(CAVLC)。其他可能無損失寫碼技術包括可變動的至固定的長度碼，有時被稱為VF碼。熟知VF碼之實例包括Tunstall碼及Khodak碼。視訊解碼器執行無損失解碼以解壓縮關於區塊中之每一者的殘餘資訊，並使用運動資訊及殘餘資訊來重建構經編碼視訊。

【發明內容】

大體而言，本發明係針對用於多種應用(諸如，資料壓縮)之VF碼之快速剖析的技術。舉例而言，此等技術可應用於解碼壓縮資料集合之任意區段。如本文中所使用，術語「寫碼」可大體涉及編碼、解碼或兩者。本發明中所描述之技術可利用使用Tunstall或Khodak演算法所建構之VF寫碼樹的代數性質，並使用組合列舉技術以用於碼字之建

構、編碼及解碼。對於一些應用，VF寫碼技術可實施於媒體編碼器、解碼器或組合編碼器-解碼器(CODEC)內。又，在一些態樣中，定義根據本發明建構之VF寫碼樹的各種屬性可提供於記憶體有效資料結構中，該記憶體有效資料結構儲存於與寫碼器件相關聯之記憶體中。

【實施方式】

大體而言，本發明係針對用於多種應用(諸如，數位視訊、影像、音訊或話音資料之寫碼)之可變動的至固定的長度(VF)碼之快速剖析的技術。如本文中所使用，術語「寫碼」可涉及編碼、解碼或兩者。儘管本發明中所描述之技術可適用於廣泛多種實際應用(包括通用資料壓縮及寫碼)，但出於實例及說明之目的，本發明將涉及數位視訊編碼及解碼。

使用VF碼之寫碼的過程涉及將可變動長度之字編碼成固定長度碼。可將此等固定長度碼儲存或傳輸至另一器件。接著可將該等固定長度碼解碼回至可變動長度碼。此等技術作為資料壓縮之形式可為有用的。舉例而言，未壓縮位元串111011000011可表示一或多個資料結構(例如，陣列)。該位元串可由被稱為字{11, 101, 1000, 011}的較短位元串之序列表示。可使用VF碼將此等字中之每一者編碼成一對應固定長度碼。舉例而言，若碼經指派用於字：{11->0, 101->1, 1000->2, 011->3}，則可將該實例序列編碼為：0、1、2、3，其中每一碼字為2位元碼。

VF碼可由VF碼樹表示。圖4為二進位VF碼樹400之實

例。VF碼可包含複數個字與複數個固定長度碼之間的配對。VF碼樹400中之葉節點中的每一者表示VF碼中之一字。內部節點並未表示於VF碼中。該樹經建構成開始於根節點64處。沿一鏈路向下移動至右方表示位元值0。沿一鏈路向下移動至左方表示位元值1。因此，字11係藉由開始於根節點64處並沿兩條鏈路向下移動至左方而表示。

用數字0至16標記樹400之葉節點中的每一者。所標記數字對應於與葉節點所表示之字相關聯的固定長度碼。根據定義，固定長度碼係由相同長度之碼值表示。在一些實施例中，固定長度碼之數目為二進位串。為了以二進位表示數字0至16，固定長度碼中之每一者由5個位元表示。

因此，根據VF碼樹400，字11由固定長度碼00000表示。字{101, 1000, 011}分別由固定長度碼{00010, 00110, 00001}表示。因此，可藉由樹400之VF碼將未壓縮位元串111011000011編碼成壓縮位元串00000000100011000001。固定長度碼之使用允許壓縮位元串中之固定長度碼中的任一者之任意解碼。因為每一固定長度碼之長度為已知的(其在此實例中為5個位元)，所以新固定長度碼每隔5個位元開始。因此，在壓縮位元串中，固定長度碼開始於位置0、5、10及15處。因此，壓縮位元串之開始於位置5處的固定長度碼00010可在不解碼該壓縮位元串中之殘餘固定長度碼的情況下立即解碼成對應字101。

然而，儘管壓縮位元串00000000100011000001中之固定長度碼00010的解碼產生字101，但並未判定經解碼之字應

被置放於未壓縮位元串中的何處。舉例而言，原始未壓縮位元串111011000011可對應於記憶體陣列之內容。此實例中之陣列因此為12個位元長。該陣列可經編碼成壓縮位元串，如上文中詳述。接著，解碼壓縮位元串應導致同一12位元陣列之重現，其中該等位元處於該陣列中之正確位置中。本文中所描述之剖析技術提供一種判定經解碼之字在未壓縮位元串中之位置的快速方法。

如本文中所描述之剖析技術係基於以下概念：為了判定自經任意解碼之固定長度碼產生的字之位置，僅必需知曉與出現於經解碼固定長度碼之前的固定長度碼相關聯之字中之每一者的長度。舉例而言，在上文之實例中，在壓縮位元流中，一個固定長度碼(00000)定位於選定固定長度碼(00010)之前。為了定位對應於選定固定長度碼00010之字101，僅必需知曉與固定長度碼00000相關聯之字(11)的長度為2。因此，已知字101在未壓縮位元串中開始於位置2處，其中第一位置為位置0。

儲存與每一固定長度碼相關聯之每一字的長度將需要大的記憶體儲存。然而，本文中所描述之技術僅需要針對固定長度碼之一子集知曉長度。此子集內之固定長度碼中的每一者被稱為基碼字(base codeword)。

基碼字之選擇係基於諸如樹400之VF碼樹的性質。該樹中之每一字的長度等於在該樹上發現字之層級。舉例而言，字11發現於樹之層級2處且1001發現於樹之層級4處。因此，藉由判定固定長度碼在VF碼樹上所關聯之層級，與

該固定長度碼相關聯之字的長度為可確定的。

以字母次序(lexicographical order)分配與字相關聯之固定長度碼。因此，與特定層級處之給定葉節點相關聯之固定長度碼在值上大於在任何較低層級上的固定長度碼。舉例而言，固定長度碼6在層級4處。因此，根據樹之性質，固定長度碼6大於在層級3、2或1上之任何碼。此外，固定長度碼6小於在較高層級上之任何碼。利用上文之性質，可使用在樹之每一層級處的最小字母排序固定長度碼之清單來獲得與任何固定長度碼相關聯之字的長度。在樹400中，在該樹之包括至少一葉節點之每一層級處，最小字母排序固定長度碼與最右邊葉節點相關聯。

舉例而言，在圖4之樹中，關於該樹之每一層級的最小字母排序固定長度碼之清單為{0, 1, 3, 10, 11, 12, 13, 14, 15}。此等固定長度碼中之每一者為基碼字。與每一基碼字相關聯之字的長度可與該基碼字一起儲存。因此，可使用該清單直接映射與所有基碼字相關聯之字的長度。此外，使用上文所論述之性質，可判定與任何固定長度碼相關聯之字的長度。小於或等於選定固定長度碼之最大基碼字與選定固定長度碼處於VF碼樹之同一層級上。因此，與選定固定長度碼相關聯之字的長度等於連同小於或等於選定固定長度碼之最大基碼字儲存於一起之長度。舉例而言，小於或等於固定長度碼6之最大基碼字為基碼字3。基碼字3處於樹400之層級4上，且因此具有相關聯之字長度4。因此，固定長度碼6具有相關聯之字長度4。因此，藉

由儲存簡單基碼字清單並執行簡單搜尋，可判定任何固定長度碼之相關聯字長度。

上文僅為VF寫碼及剖析技術之一實施例的一個實例。下文以更多細節描述此實施例及其他實施例。

根據本發明之一些態樣，VF寫碼技術可以減小量之記憶體空間支援VF碼之編碼及解碼。舉例而言，使用Bachmann之O記法，此等技術可能需要至多二次量之空間 $O(L^2)$ ，其中L為VF寫碼樹之深度。二次量之空間 $O(L^2)$ 的利用可呈現相比藉由利用電腦記憶體中之寫碼樹之全部表示的其他技術之指數使用之空間 $O(2^L)$ 的實質改良。

根據本發明之一態樣，藉由利用使用Tunstall或Khodak演算法所建構之VF寫碼樹的代數性質並使用組合列舉以用於碼字之編碼及解碼，可達成記憶體空間之減小。本發明中所描述之技術的編碼/解碼複雜性可與由此等技術處理之符號之數目成線性關係。降低之記憶體要求可致能大VF寫碼樹之使用，此又可產生編碼之增強效率(亦即，較低冗餘)。

根據本發明之一些其他態樣，VF寫碼技術可使用快速剖析技術支援在壓縮位元流中之隨機選定碼字的快速解碼。舉例而言，此等技術可能需要至多一 $O(\log(D))$ 數目之運算以用於判定由未壓縮位元流中之碼字表示的片語之位置，其中壓縮位元流為未壓縮位元流的經編碼表示，且其中D為平均經解碼片語長度。利用碼之全解碼來判定位置之其他技術的複雜性為 $O(D)$ 。

將更詳細地描述本發明之各種態樣。下文闡述適於與本發明中所描述之VF寫碼技術及VF碼結構一起使用之例示性視訊寫碼系統的描述。此等寫碼系統及技術對於寫碼(包括編碼、解碼或兩者)可為有用的。

圖1為說明一視訊編碼及解碼系統10之方塊圖。如圖1中所展示，系統10包括一經由通信頻道16將經編碼之視訊傳輸至接收器件14的源器件12。源器件12可包括一視訊源18、視訊編碼器20及一傳輸器22。接收器件14可包括一接收器24、視訊解碼器26及視訊顯示器件28。系統10可經組態以應用根據本發明之用於數位視訊資料之記憶體有效VF寫碼的技術。舉例而言，記憶體有效VF寫碼技術可用於由預測視訊寫碼過程產生之殘餘區塊係數的無損失寫碼。作為說明，可將該等技術應用於使用多個系列之零寫碼非零變換係數之位置的視訊寫碼方案，或應用於其他視訊寫碼方案。

在圖1之實例中，通信頻道16可包含任何無線或有線通信媒體，諸如射頻(RF)頻譜或一或多個實體傳輸線、或無線媒體與有線媒體之任何組合。頻道16可形成一基於封包之網路(諸如，區域網路、廣域網路或諸如網際網路之全球網路)之部分。通信頻道16大體表示任何合適通信媒體或不同通信媒體之集合以用於將視訊資料自源器件12傳輸至接收器件14。

源器件12產生視訊以用於至目的器件14之傳輸。然而，在一些狀況下，器件12、14可以大體上對稱之方式操作。

舉例而言，器件12、14中之每一者可包括視訊編碼及解碼組件。因此，系統10可支援視訊器件12、14之間的單路或雙路視訊傳輸(例如)以用於視訊串流、視訊廣播或視訊電話。對於其他資料壓縮及寫碼應用，器件12、14可經組態以發送並接收或交換其他類型之資料，諸如影像、話音或音訊資料，或視訊、影像、話音及音訊資料中之兩者或兩者以上的組合。因此，視訊編碼及解碼應用之論述係出於說明之目的而提供且不應被認為限制本發明之各種態樣(如本文中廣泛描述)。

視訊源18可包括一視訊俘獲器件，諸如一或多個視訊相機、一含有先前俘獲之視訊的視訊封存儲存單元或一來自視訊內容提供者之實況視訊饋入物。作為另一替代，視訊源18可產生作為源視訊之基於電腦圖形之資料、或實況視訊與電腦產生之視訊的組合。在一些狀況下，若視訊源18為相機，則源器件12及接收器件14可形成所謂的相機電話或視訊電話。因此，在一些態樣中，源器件12、接收器件14或兩者可形成無線通信器件手機，諸如行動電話手機。在每一狀況下，經俘獲、預俘獲或電腦產生之視訊可由視訊編碼器20編碼以用於經由傳輸器22、頻道16及接收器24自視訊源器件12傳輸至視訊接收器件14之視訊解碼器26。顯示器件28可包括多種顯示器件中之任一者，諸如液晶顯示器(LCD)、電漿顯示器或有機發光二極體(OLED)顯示器。

視訊編碼器20及視訊解碼器26可經組態以支援可調整視

訊寫碼(SVC)以實現空間、時間及/或信雜比(SNR)可調整性。在一些態樣中，視訊編碼器20及視訊解碼器22可經組態以支援SVC之精細粒度SNR可調整性(FGS)寫碼。編碼器20及解碼器26可藉由支援基礎層及一或多個可調整增強層之編碼、傳輸及解碼而支援各種程度之可調整性。對於可調整視訊寫碼而言，基礎層載運具有最小品質位準之視訊資料。一或多個增強層載運額外位元流以支援較高空間、時間及/或SNR位準。

視訊編碼器20及視訊解碼器26可根據諸如以下各者之視訊壓縮標準而操作：MPEG-2、MPEG-4、ITU-T H.263或ITU-T H.264/MPEG-4進階視訊寫碼(AVC)。儘管未展示於圖1中，但在一些態樣中，視訊編碼器20及視訊解碼器26可分別與音訊編碼器及解碼器整合，並包括適當MUX-DEMUX單元或其他硬體及軟體，以處置在一共同資料流或單獨資料流中之音訊及視訊兩者的編碼。若適用，則MUX-DEMUX單元可遵循ITU H.223多工器協定或諸如使用者資料報協定(UDP)之其他協定。

H.264/MPEG-4(AVC)標準係藉由作為被稱為聯合視訊組(JVT)之集體夥伴關係之產物的ITU-T視訊寫碼專家組(VCEG)連同ISO/IEC動畫專家組(MPEG)制訂。H.264標準由ITU-T研究組描述於ITU-T推薦標準H.264「Advanced video coding for generic audiovisual services」中且標註日期2005年3月，其在本文中可被稱作H.264標準或H.264規範，或H.264/AVC標準或規範。

在一些態樣中，對於視訊廣播，本發明中所描述之技術可應用於增強型H.264視訊寫碼以用於使用唯前向鏈路(FLO)空中介面規範「Forward Link Only Air Interface Specification for Terrestrial Mobile Multimedia Multicast」而(例如)經由無線視訊廣播伺服器或無線通信器件手機在陸上行動多媒體多播(TM3)系統中遞送即時視訊服務，該規範作為技術標準TIA-1099(「FLO規範」)出版。FLO規範包括定義位元流語法及語義之實例及適用於FLO空中介面之解碼過程。或者，可根據諸如DVB-H(數位視訊廣播-掌上型)、ISDB-T(整合服務數位廣播-陸上型)或DMB(數位媒體廣播)之其他標準來廣播視訊。因此，源器件12可為行動無線終端機、視訊串流伺服器或視訊廣播伺服器。然而，本發明中所描述之技術並不限於任何特定類型之廣播、多播或點對點系統。在廣播之狀況下，源器件12可將視訊資料之若干頻道廣播至多個接收器件，該等接收器件中之每一者可類似於圖1之接收器件14。

可將視訊編碼器20及視訊解碼器26各自實施為一或多個微處理器、數位信號處理器(DSP)、特殊應用積體電路(ASIC)、場可程式化閘陣列(FPGA)、離散邏輯、軟體、硬體、韌體或其任何組合。因此，可將視訊編碼器20及視訊解碼器26中之每一者至少部分地實施為一積體電路(IC)晶片或器件，並包括於一或多個編碼器或解碼器中，其中任一者可在各別行動器件、用戶器件、廣播器件、伺服器或其類似者中整合為組合編碼器/解碼器(CODEC)的部分。

另外，源器件12及接收器件14可各自包括適當調變、解調變、頻率轉換、濾波及放大器組件以用於傳輸及接收經編碼之視訊，適用時，該等組件包括足以支援無線通信的射頻(RF)無線組件及天線。然而，為了說明容易起見，在圖1中未展示此等組件。

一視訊序列包括一系列視訊圖框。視訊編碼器20對個別視訊圖框內之像素區塊進行操作以便編碼視訊資料。視訊區塊可具有固定或變化的大小，且其大小可根據所規定之寫碼標準而不同。每一視訊圖框包括一系列片段。每一片段可包括可配置成子區塊之一系列巨集區塊。作為一實例，ITU-T H.264標準支援各種區塊大小之框內預測，諸如用於亮度分量之16乘16、8乘8、4乘4，及用於色度分量之8×8，並且支援各種區塊大小之框間預測，諸如用於亮度分量之16乘16、16乘8、8乘16、8乘8、8乘4、4乘8及4乘4及用於色度分量之對應的按比例縮放之大小。

較小視訊區塊可提供更好解析度，且可用於包括較高明細度的視訊圖框之位置。大體而言，巨集區塊(MB)及各種子區塊可視作視訊區塊。另外，一片段可視作一系列視訊區塊，諸如MB及/或子區塊。每一片段可為可獨立解碼之單元。在預測之後，可對8×8之殘餘區塊或4×4之殘餘區塊執行變換，且若使用框內16×16預測模式，則可向用於色度分量或亮度分量之4×4區塊之DC係數應用額外變換。

圖1之系統10的視訊編碼器20及/或視訊解碼器26可經組態以使用如本發明中所描述之關於記憶體有效VF寫碼技術

及VF碼之快速剖析的技術。詳言之，視訊編碼器20及/或視訊解碼器26可分別包括熵編碼器及熵解碼器，其應用此等技術中之至少一些技術來減小記憶體利用、處理耗用、處理複雜性、頻寬消耗、資料儲存空間及/或功率消耗。

圖2為說明如圖1中所展示之視訊編碼器20之一實例的方塊圖。視訊編碼器20可至少部分地形成為一或多個積體電路器件，其可統稱為一積體電路器件。在一些態樣中，視訊編碼器20可形成無線通信器件手機或廣播伺服器之部分。視訊編碼器20可執行視訊圖框內的區塊之框內寫碼及框間寫碼。框內寫碼依賴於空間預測來減小或移除一給定視訊圖框內之視訊中的空間冗餘。框間寫碼依賴於時間預測來減小或移除一視訊序列之鄰近圖框內之視訊中的時間冗餘。對於框間寫碼而言，視訊編碼器20執行運動估計以追蹤鄰近圖框之間的匹配視訊區塊之移動。

如圖2中所展示，視訊編碼器20接收一待編碼之視訊圖框內之當前視訊區塊30。在圖2之實例中，視訊編碼器20包括運動估計單元32、參考圖框儲存器34、運動補償單元36、區塊變換單元38、量化單元40、逆量化單元42、逆變換單元44及熵編碼單元46。根據本發明之各種態樣，視訊編碼器20亦可包括包括記憶體47之記憶體，該記憶體可由熵編碼單元46用於儲存及擷取包括一或多個資料結構之內容的寫碼資料，一或多個資料結構之內容包括定義由用於VF寫碼(包括編碼或解碼)中之VF寫碼樹表示的VF碼結構之配置的屬性。迴路中解區塊濾波器(未圖示)可應用於對

區塊進行濾波以移除區塊假影。視訊編碼器20亦包括求和器48及求和器50。圖2說明用於視訊區塊之框間寫碼之視訊編碼器20的時間預測組件。儘管為易於說明在圖2中未展示，但視訊編碼器20亦可包括用於一些視訊區塊之框內寫碼的空間預測組件。

運動估計單元32將視訊區塊30與一或多個鄰近視訊圖框中之區塊相比較以產生一或多個運動向量。可自參考圖框儲存器34擷取一個或多個鄰近圖框，該參考圖框儲存器34可包含任何類型之記憶體或資料儲存器件以儲存自先前編碼區塊重建構之視訊區塊。對於可變動大小之區塊(例如， 16×16 、 16×8 、 8×16 、 8×8 或更小之區塊大小)，可執行運動估計。

在操作中，運動估計單元32識別鄰近圖框中的最緊密地匹配當前視訊區塊30之一或多個區塊(例如，基於率失真模型)，且判定鄰近圖框中之該等區塊與當前視訊區塊之間的移位。以此為基礎，運動估計單元32產生一或多個運動向量(MV)，其指示當前視訊區塊30與來自用以寫碼當前視訊區塊30之參考圖框的一或多個匹配區塊之間的移位的量值及軌跡。

運動向量可具有二分之一或四分之一像素精確度，或者甚至更精細的精確度，從而允許視訊編碼器20追蹤具有比整數像素位置高的精確度之運動，且獲得一更好的預測區塊。當使用具有分數像素值之運動向量時，在運動補償單元36中執行內插運算。運動估計單元32使用特定準則(諸

如，率失真模型)針對視訊區塊識別最佳區塊分割及(一個或多個)運動向量。舉例而言，在雙向預測之狀況下，可不僅存在運動向量。使用所得區塊分割及運動向量，運動補償單元36形成預測視訊區塊。

視訊編碼器20藉由自求和器48處之原始、當前視訊區塊30減去由運動補償單元36產生之預測視訊區塊而形成一殘餘視訊區塊。區塊變換單元38將變換(諸如，用於H.264/AVC中之 4×4 或 8×8 整數變換)應用於該殘餘區塊，從而產生殘餘變換區塊係數。量化單元40量化該等殘餘變換區塊係數以進一步降低位元速率。無損失編碼單元46熵寫碼經量化之係數以更進一步降低位元速率。

無損失編碼單元46操作為VF編碼單元以將VF編碼應用於經量化之區塊係數。詳言之，熵編碼單元46可經組態以使用如本發明中所描述之記憶體有效VF編碼技術來執行數位視訊區塊係數之VF編碼。因此，本發明中所描述之各種VF編碼過程可實施於無損失編碼單元46內以執行視訊資料之編碼。或者，此無損失編碼單元46可執行本發明中所描述之過程以編碼多種資料(包括(但不限於)視訊、影像、話音及音訊資料)中之任一者。大體而言，如將(例如)參看圖3所描述，視訊解碼器26執行逆運算(包括VF解碼及剖析)，以解碼及重建構經編碼之視訊。

逆量化單元42及逆變換單元44分別應用逆量化及逆變換，以重建構殘餘區塊。加法器50將經重建構之殘餘區塊加至由運動補償單元36產生之經運動補償之預測區塊以產

生經重建構之視訊區塊，以儲存於參考圖框儲存器34中。運動估計單元32及運動補償單元36使用經重建構之視訊區塊，以編碼後續視訊圖框中的區塊。

圖3為說明視訊解碼器26之一實例的方塊圖。視訊解碼器26可至少部分地形成為一或多個積體電路器件，其可統稱為一積體電路器件。在一些態樣中，視訊解碼器26可形成無線通信器件手機之部分。視訊解碼器26可執行視訊圖框內的區塊之框內解碼及框間解碼。如圖3中所展示，視訊解碼器26接收來自接收器24(圖1)之已由視訊編碼器20編碼之經編碼視訊位元流。在圖3之實例中，視訊解碼器26包括熵解碼單元52、運動補償單元54、逆量化單元56、逆變換單元58及參考圖框儲存器62。視訊解碼器26亦可包括包括記憶體53之記憶體，該記憶體可由熵解碼單元52用於儲存及擷取包括一或多個資料結構之內容的寫碼資料，一或多個資料結構之內容包括定義用於VF解碼中之VF寫碼樹之配置的屬性。視訊解碼器26亦可包括對求和器64之輸出進行濾波的迴路中解區塊濾波器(未圖示)。視訊解碼器26亦包括求和器64。圖3說明用於視訊區塊之框間解碼之視訊解碼器26的時間預測組件。儘管圖3中未展示，但視訊解碼器26亦可包括用於一些視訊區塊之框內解碼的空間預測組件。

無損失解碼單元52自位元流量化殘餘係數、巨集區塊寫碼模式及運動資訊(其可包括運動向量及區塊分割)接收經編碼之視訊位元流且進行解碼。因此，熵解碼單元52充當

VF解碼單元，且可依賴於儲存於記憶體53中以定義VF寫碼樹之各種屬性的資料結構。舉例而言，為了解碼來自經編碼位元流(如同圖2之無損失編碼單元46)之經量化殘餘係數，圖3之熵解碼單元52可執行數位視訊區塊係數之記憶體有效VF解碼，如本發明中所描述。然而，無損失解碼單元52可以相對於圖2之無損失編碼單元46之相反方式執行VF解碼以便自經編碼位元流擷取經量化區塊係數。無損失解碼單元52亦可執行用於快速解碼經編碼位元流中之隨機選定碼字的VF剖析技術。本發明中所描述之各種解碼及剖析過程可實施於熵解碼單元52內以執行視訊資料之解碼。或者，此無損失解碼單元52可執行本發明中所描述之過程以解碼多種資料(包括(但不限於)視訊、影像、話音及音訊資料)中之任一者。在任一狀況下，由熵解碼單元52執行之可變動長度寫碼之結果可輸出至使用者、儲存於記憶體中及/或傳輸至另一器件或處理單元。

運動補償單元54自參考圖框儲存器62接收運動向量及區塊分割與一或多個經重建構之參考圖框以產生預測視訊區塊。逆量化單元56逆量化(亦即，解量化)經量化之區塊係數。逆變換單元58將逆變換(例如，逆DCT或逆 4×4 或 8×8 整數變換)應用於該等係數以產生殘餘區塊。接著，求和器64對預測視訊區塊與殘餘區塊求和以形成經解碼之區塊。解區塊濾波器(未圖示)可應用於對經解碼之區塊進行濾波以移除區塊假影。接著，將經濾波之區塊置放於參考圖框儲存器62中，參考圖框儲存器62提供用於解碼後續視

訊圖框之參考圖框且亦產生經解碼之視訊以驅動顯示器件28(圖1)。

現將更詳細地描述用於VF寫碼之支援各種資料結構的記憶體有效技術之實例。此等寫碼技術可實施於上文所描述之編碼器及解碼器內。考慮一無記憶體源 S 。源 S 產生來自輸入字母表 $A=\{a_1, \dots, a_m\}$ ($2 \leq m < \infty$)之符號，其中每一符號產生之機率為機率 $\{p_i=P(a_i), i=1, \dots, m\}$ 。所產生之每一符號之機率中的全部之總和為1。舉例而言，其中 $m=2$ ，關於 a_1 及 a_2 之符號可分別為0及1。1 ($P(1)$)之機率可為0.6，則 $P(0)$ 將等於0.4。在假定 $0 < p_{\min} \leq p_{\max} < 1$ 之狀況下，值 $p_{\min}$ 、 $p_{\max}$ 相應地表示最小可能符號及最大可能符號之機率。

假定訊息 $\Sigma=\{a_{i_k}\}_{k=1}^{\infty}$ 為由源 S 產生之符號之無限長度序列。可變動長度寫碼之主要概念為定義字集合 $X=\{x_j \in A^*, j=1, \dots, M\}$ ($m \leq M < \infty$)，以使得任何訊息 Σ 可由來自 X 之字之一序列唯一地表示且接著將字 x_j 映射至由輸出字母表 $B=\{b_1, \dots, b_n\}$ ($2 \leq n < \infty$): $\{a_{i_k}\}_{k=1}^{\infty} = \{X_{j_r}\}_{r=1}^{\infty} \rightarrow \{\phi(X_{j_r})\}_{r=1}^{\infty} = \{b_{i_s}\}_{s=1}^{\infty}$ 之字母所形成的碼字 $\Phi(x_j)$ 。

假定映射 Φ 為單射的且輸出碼 $\{\Phi(x_j)\}$ 可唯一解碼，例如，如T. M. Cover及J. M. Thomas之「Elements of Information Theory」(紐約John Wiley & Sons, 1991年)中所描述。

根據本發明，VF寫碼技術可應用於產生具有相同長度之碼字 $\Phi(x_j)$ 的寫碼系統。舉例而言，有可能簡單地選擇

$|\Phi(x_j)| = \lceil \log_n M \rceil (1 \leq j \leq M)$ ，並使用字 x_j 之索引來產生用於此等字之碼。由此等寫碼系統產生之碼可被稱為可變動長度至區塊(VB)或可變動的至固定的長度(VF)碼。大體而言，將在本發明中使用術語「VF碼」。

給定源 S 之 VF 碼之建構的問題涉及發現限定大小 $|X| \leq M$ 之無首碼集合 X ，以使得以下源之編碼的平均冗餘為最小的：

$$R_{VF}(X, S) = \frac{\lceil \log M \rceil}{d(X, S)} - h(S) \quad (1)$$

在此狀況下， $d(X, S)$ 表示平均延遲(或 X 中之字之平均長度)：

$$d(X, S) = \sum_{j=1}^M P(x_j) |x_j|, \quad (2)$$

且 $h(S)$ 為源之熵：

$$h(S) = - \sum_{i=1}^m p_i \log p_i, \quad (3)$$

在一些狀況下，此可能足以得出使理想化平均冗餘最小化之首碼集合 X ：

$$R_{VF}^*(X, S) = \frac{\log M}{d(X, S)} - h(S), \quad (4)$$

以上問題為類似的。

用於無記憶體源之最佳 VF 碼之建構的最為熟知的演算法由 B. P. Tunstall 描述於 B. P. Tunstall 之博士論文「Synthesis of Noiseless Compression Codes」(喬治亞州-亞特蘭大之 Georgia Inst. Tech., 1968 年)中。Tunstall 寫碼

亦描述及分析於F. Jelinek及K. S. Schneider之IEEE Trans. Inf. Theory之「On Variable-Length-to-Block Coding」18 (6) (1972) 765-774中。Tunstall寫碼過程以樹 $\Delta^{(1)}$ 開始，該樹由連接至對應於輸入字母表A之字母的m個葉的單一節點組成。舉例而言，圖4之節點64將為單一開始節點。圖4為二進位樹，因此 $m=2$ ，且由此在第一步驟中，節點64經由鏈路66及68而連接至兩個葉。接著，寫碼過程挑選一對應於一具有最高機率之字母的葉並用經連接至新葉之節點替換該葉。連續地重複此過程，從而在每一步驟處挑選一對應於具有最高機率之字的葉。可見，在i個步驟之後，此寫碼過程產生一具有 $(m-1)i+1$ 個葉之樹 $\Delta^{(i)}$ 。此樹對應於字之無首碼集合 $X(\Delta^{(i)})$ ，其可為易於列舉且映射至 $\lceil \log((m-1)i+1) \rceil$ 數位碼的。

圖4為說明VF寫碼樹之實例之圖。圖4之VF寫碼樹為由Tunstall演算法產生之關於二進位無記憶體源之寫碼樹的實例，其在十六個迭代之後具有機率 $\Pr(1)=0.2$ 。下文之表1展示關於圖4之樹中之節點的碼、字及機率(Pr)之值。

表 1

碼	字	Pr
0	11	0.04
1	011	0.032
2	101	0.032
3	0001	0.1024
4	0010	0.1024
5	0100	0.1024
6	1000	0.1024
7	0011	0.0256
8	0101	0.0256
9	1001	0.0256

10	00001	0.08192
11	000001	0.065536
12	0000001	0.0524288
13	00000001	0.041943
14	000000001	0.0335544
15	0000000000	0.107374
16	0000000001	0.0268435

如圖4中所展示，寫碼過程自根節點64並分別沿左分枝66及右分枝68向外擴展。寫碼過程追蹤樹之分枝以將固定長度碼指派給表1中之可變動長度字中的每一者。圖4之樹中的節點0至16針對上文之表1中所呈現的各別可變動長度輸入字規定對應固定長度碼。該等字具有可變動長度，以使得一些字比其他字含有更多符號。以特定次序進行圖4及表1中之VF碼中的碼數目之指派，此便於解釋根據本發明之例示性技術。然而，在更一般狀況下，可不同地進行碼數目之指派，從而允許碼數目之所有可能排列。

Tunstall寫碼過程已得以極充分地研究且用於寫碼理論中及寫碼理論之外的多個應用。關於其冗餘之簡單界限已獨立地獲得並描述於All-Union Conference on Problems of Theoretical Cybernetics(蘇聯新西伯利亞，1969)12(在俄羅斯)的G. L. Khodak之「Connection Between Redundancy and Average Delay of Fixed-Length Coding」及IEEE Trans. Inf. Theory的F. Jelinek及K. S. Schneider之「On Variable-Length-to-Block Coding」(18 (6) (1972) 765-774)中。具有記憶體之源之Tunstall碼的概括已由I.E.E.E. Trans. Inf. Theory第IT-33卷第246至257頁(1987年)之T. J. Tjalkens及F. M. J. Willems之「Variable to Fixed-length codes for

Markov sources」及IEEE Trans. Info. Theory第IT-43卷第658至668頁(1997年3月)的S. A. Savari、Robert G. Gallager之「Generalized Tunstall codes for sources with memory」提出。其冗餘(4)之更準確之漸近分析已由Proc IEEE Data Compression Conference(猶他州Snowbird, 1998年3月30日至4月1日)第481至490頁的S. A. Savari之「Variable-to-Fixed Length Codes for Predictable Sources」及IEEE International Symposium on Information Theory(ISIT06)(華盛頓州西雅圖, 2006年7月9日至14日)的M. Drmota、Y. A. Reznik、S. A. Savari及W. Szpankowski之「Precise Asymptotic Analysis of the Tunstall Code」提供。已論述Tunstall演算法關於均勻分配之近似法、隨機數產生及相關問題的應用。

Tunstall寫碼過程並非可用於建構可變動的至固定的長度(VF)碼之唯一技術。G. L. Khodak在All-Union Conference on Problems of Theoretical Cybernetics(蘇聯新西伯利亞, 1969)12(在俄羅斯)的G. L. Khodak之「Connection Between Redundancy and Average Delay of Fixed-Length Coding」中描述另一碼建構技術。Khodak過程亦描述於G. L. Khodak之「Redundancy Estimates for Word-Based Encoding of Messages Produced by Bernoulli Sources」(Probl. Inf. Trans., 8, (2) (1972) 21-32)(在俄羅斯)及R. E. Krichevsky之「Universal Data Compression and Retrieval」(Kluwer, 1993年)中。Khodak過程以含有單一

節點(諸如，圖4之節點64)之樹開始，並使其逐漸地生長直至所有其葉 x 滿足以下條件為止：

$$\frac{1}{N} \leq P(x) < \frac{1}{N_{p_{\min}}} , \quad (5)$$

其中 N 為固定實數($N > 1/p_{\min}$)。上文之條件(5)意味在所得樹 Δ_N 中之葉的總數目滿足：

$$|X(\Delta_N)| \leq N . \quad (6)$$

藉由選擇 N 之不同值，可控制所得樹之大小，但具有特定粒度，因為條件(5)適用於所有葉。亦可展示，使用Khodak技術以參數 N 建構之樹 Δ_N 與使用Tunstall技術在 $i_N = \frac{|X(\Delta_N)|-1}{m-1}$ 個步驟之後所建構的樹 $\Delta^{(i_N)}$ 完全相同。因此，可使用Tunstall或Khodak技術建構圖4之樹400。

因此，Tunstall及Khodak技術兩者可用於解決同一問題。Tunstall技術具有提供對所得樹中之葉之數目的明確控制之優點。另一方面，Khodak方案每一表達式(5)提供寫碼樹之簡單代數特性化，此可用於執行寫碼樹之直接建構。類似於Tunstall碼，在選擇碼索引經指派之次序時存在靈活性，且本發明之態樣中的一者定義此指派的特定次序。

根據本發明，提供用於VF碼之有效編碼及/或解碼之技術。此等技術可應用於視訊寫碼、音訊寫碼、語音寫碼、話音寫碼或其他應用。利用(例如)使用Tunstall或Khodak演算法建構之VF寫碼樹的代數性質並以特定次序重新排列其碼索引，允許使用組合列舉技術來用於碼字之編碼及/

或解碼，該等技術可支援實質記憶體節省。舉例而言，在一些態樣中，此等技術可能需要至多二次量之記憶體空間 $O(L^2)$ ，其中 L 為寫碼樹之深度。另外，此等技術之寫碼複雜性可與其處理之符號的數目成線性關係。

兩個簡單輔助定理支援根據本發明之 VF 寫碼樹中之內部碼的直接列舉。

根據輔助定理 1，滿足上文之 Khodak 條件 (5) 之樹 Δ_N 中的內部節點 ω 之機率具有以下性質：

$$P(\omega) \geq \frac{1}{N_{p_{\min}}} \quad (7)$$

證明：其係直接根據條件 (5) 及 $P(\omega)$ 必須大於葉之機率的事實而得出的。

根據輔助定理 2，使得 $P(\omega) \geq \frac{1}{N_{p_{\min}}} (8)$ 之任何串 $\omega \in A^*$ 導致滿足上文之 Khodak 條件 (5) 的在樹 Δ_N 中之一現有內部節點。證明：若此不正確，則必須存在一導致一外部節點之首碼 $u: \omega = uv (|u| > 0, |v| > 0)$ 。接著，根據上文之條件 (5)， $P(u) < 1/N_{p_{\min}}$ 一定為真。然而，此與上文之方程式 (8) 及 $P(\omega) = P(u)P(v) < P(u)$ 之事實相矛盾。

使用 Khodak 之演算法建構之樹中的葉之機率之較緊界限可根據以下輔助定理導出。根據輔助定理 3，附接至滿足上文之條件 (5) 之樹 Δ_N 中之 α -分枝 ($\alpha \in A$) 的葉 x 具有以下性質：

$$\frac{P(\alpha)}{N_{p_{\min}}} \leq P(x) = P(\omega\alpha) < \frac{1}{N_{p_{\min}}} \quad (9)$$

證明：考慮對應於串 ω 之內部節點。其子代對應於 $\omega: \omega\alpha (\alpha \in A)$ 之單字母擴展。若節點 $\omega\alpha$ 變成外部節點，則根據上文之 Khodak 條件 (5)，其必須滿足：

$$P(\omega\alpha) = P(\omega)P(\alpha) < \frac{1}{N_{p_{\min}}}。 \quad (10)$$

因為 ω 為內部的 (比較輔助定理 1)：

$$P(\omega) \geq \frac{1}{N_{p_{\min}}}。 \quad (11)$$

組合上文之兩個表達式產生表達式 (9)。

根據輔助定理 4，使得 $\frac{P(\alpha)}{N_{p_{\min}}} \leq P(\omega\alpha) < \frac{1}{N_{p_{\min}}} (12)$ 之所有串 $\omega \in A^*$

對應於具有直接連接至滿足 Khodak 條件 (5) 之樹 Δ_N 中之葉的 α -分枝之內部節點。證明：表達式 (12) 之左側確保 ω 為樹 Δ_N 中之有效內部節點 (比較輔助定理 2)。亦意味對於 $\omega\alpha$ 而言滿足條件 (5) 以使得其一定為葉。儘管 Khodak 之條件 (5) 經闡明為對葉之機率的限制，但其不可用於其直接列舉。為了使用條件 (5)，必須維持二進位樹結構並使其逐漸地生長直至所有其葉滿足條件 (5) 為止。可在不建置樹結構之狀況下直接使用上文之條件 (12)。

現將描述根據本發明中所呈現之列舉寫碼技術的實例 VF 寫碼樹之結構。上文之輔助定理 4 意味無記憶體源之 VF 碼樹 Δ_N 中的所有字可列舉如下：

$$X(\Delta_N) = \bigcup_{\ell, k_1, \dots, k_m, i \mid p_1 N^{-1} p_{\min}^{-1} \leq p_1^{k_1} \dots p_m^{k_m} p_2 \leq N^{-1} p_{\min}^{-1}} X_{\ell, k_1, \dots, k_m, i} \quad (13)$$

其中每一群 $X_{\ell, k_1, \dots, k_m, i}$ 含有 $\binom{\ell}{k_1, \dots, k_m}$ 個終止於第 i 個符號並具有機

率 $p_1^{k_1} \dots p_m^{k_m} p_i$ 之長度為 $l+1$ 的字，其中 $k_1, \dots, k_m, i$ 指示其最初 l 個位置中之每一種類之符號的數目。

在二進位狀況下，在 $\Pr(1)=p$ ， $\Pr(0)=q$ ， $p < q$ 之狀況下，方程式(13)可重寫為：

$$X(\Delta_N) = \bigcup_{\substack{\ell, k, 0: qN^{-1}p^{-1} \leq p^k q^{\ell-k} < N^{-1}p^{-1} \\ \ell, k, 1: N^{-1} \leq p^{k+1} q^{\ell-k} < N^{-1}p^{-1}}} X_{\ell, k, \alpha} \quad (14)$$

其中群 $X_{\text{sub}.l, k, a}$ 係由 $\binom{\ell}{k}$ 個長度為 $l+1$ 之字形成，其中最初 l 個位元含有 k 個 1 且最後之符號為 a 。

除群之此分離之外，本發明中所描述之技術亦可規定每一子群中之所有字 $\binom{\ell}{k_1, \dots, k_m}$ 或 $\binom{\ell}{k}$ 以字母次序或更大體而言允許此等子群中之區塊之索引的快速組合計算之任何其他次序排列。以此方式，該等技術可產生准許快速組合計算的 VF 碼之特定變型。

對於適當短之字(例如，小於或近似等於 12)而言，其字母索引(或使用其索引之字合成)之計算可為單一查找之問題。對於較長字而言，有可能使用以下熟知組合公式

$$\text{索引}(\ell, k, \omega) = \sum_{i=1}^{\ell} \omega_i \binom{\ell-j}{\sum_{k=j}^{\ell} \omega_k},$$

其中 ω_j 表示字 ω 之個別位元，且假定

對於所有 $k > 1$ ， $\binom{\ell}{k} = 0$ 。以此方式，該碼可支援有效組合列舉以用於子群中之區塊之索引的快速計算。

圖 5 為圖 4 之 VF 寫碼樹之圖，其中節點根據列舉 VF 寫碼方案而排列成群。VF 寫碼樹表示例示性碼結構。詳言之，

圖5說明如由方程式(14)所定義之分割之結構。圖5之樹中的VF碼結構與圖4之實例中之VF碼結構等同，但係就指定該樹內之碼群清單而說明列舉寫碼方案。詳言之，對於寫碼樹之每一層級 l ，屬於彼層級之群 $X_{l,k,a}$ 之數目為至多 $2^{*(l+1)}$ 。此數目對應於樹為完整樹(其中所有葉定位於層級 l 處)之狀況。因此，使用Bachmann之 O 記法，樹 Δ_N 之 L 個層級中所含有之群的總數目為至多 $O(L^2)$ 。此數目顯著小於相同深度之習知樹中所含有的節點或葉之總數目，該總數目通常為指數的(亦即， $O(2^L)$)。

如圖5之實例中所展示，VF寫碼樹包括12個群 $X_{l,k,a}$ ，該等群將藉由參考有關 l 、 k 及 a 值而識別， l 、 k 及 a 值分別指示首碼長度、首碼中之1之數目及終止符號(例如，0或1位元)。1之值亦指示樹內之層級。在圖5之VF寫碼樹中，存在處於層級1處之單一群。群(1, 1), 1包括一對應於碼0及字11之單一葉。在此狀況下， $l=1$ 為首碼之長度， $k=1$ 為首碼中之1之數目且 $a=1$ 為終止位元。在VF寫碼樹之層級2處，存在一個群。群(2, 1), 1包括關於碼1及字011以及碼2及字101之兩個葉。在此狀況下， $l=2$ 為首碼之長度， $k=1$ 為首碼中之1之數目且 $a=1$ 為終止位元。

在VF寫碼樹之層級3處，存在三個群。群(3, 1), 1包括關於碼7及字0011、碼8及字0101以及碼9及字1001之三個葉。對於此群， $l=3$ 為首碼之長度， $k=1$ 為首碼中之1之數目且 $a=1$ 為終止位元。群(3, 1), 0包括關於碼4及字0010、碼5及字0100以及碼6及字1000之三個葉。對於此群， $l=3$

為首碼之長度， $k=1$ 為首碼中之1之數目且 $a=0$ 為終止位元。群 $(3, 0)$ ，1包括一關於碼3及字0001之單一葉。對於此群， $l=3$ 為首碼之長度， $k=0$ 為首碼中之1之數目且 $a=1$ 為終止位元。藉由額外群 $X_{l,k,a}$ 以類似方式識別樹之殘餘部分。

l 、 k 及 a 值以及指示與每一群中之碼相關聯的字母次序上第一個字之值的偏移或「基」值支援VF寫碼樹內之碼的列舉建構及利用。另外，該等群可根據固定長度碼之次序而排序，以使得含有碼0之第一群為群 $(1, 1)$ ，1、含有碼1及2之第二群為群 $(2, 1)$ ，1、含有碼3之第三群為群 $(3, 0)$ ，1、含有碼4、5及6之第四群為群 $(3, 1)$ ，0、含有碼7、8及9之第五群為群 $(3, 1)$ ，1，等等。給定此排序，群索引 j 可經建立以易於識別VF寫碼樹之群清單內的群。

現將進一步參看圖5來描述用於VF碼之列舉建構之技術的設計。亦提供關於二進位無記憶體源之建構程序之緊密資料結構及C碼的實例。參看圖5，除用於每一群 $X_{l,k,a}$ 之識別的參數 l 、 k 及 a 之外，列舉建構技術亦可儲存用於每一群的表示各別群中之第一碼之值的值偏移。每一群中之第一碼(由偏移指定)可被稱為偏移碼或基碼。如圖5中所展示，基碼中之每一者被圈住。如上文所論述，電腦記憶體中之所得VF寫碼樹表示之大小可至多為 $O(L^2)$ ，其中 L 為樹之高度(亦即，樹中之層級 l 之數目)。

大體而言，在一些態樣中，用於建構VF碼之技術可包含產生一表示具有字母次序之可變動長度字的固定長度碼集合。參看表1，舉例而言，一輸入字集合具有自第一字

11至最後字0000000001之字母次序。碼0至16分別用於編碼字11至0000000001。VF碼之建構可進一步包含排列群 $X_{l,k,a}$ 中之固定長度碼，例如，如上文中關於圖5之VF寫碼樹所描述。該等群中之每一者包括一或多個固定長度碼。給定群中之一或多個固定長度碼表示機率相同且終止符號相同之可變動長度字。

參看表1及圖5，舉例而言，碼7、8及9表示可變動長度字0011、0101及1001。字0011、0101及1001中之每一者具有一為1之終止符號a(例如，終止位元)，如由底線所指示。另外，如表1中所展示，字0011、0101及1001中之每一者具有機率0.0256。因此，碼7、8及9置放於同一群 $X_{l,k,a}=X_{3,1,1}$ 內，該群可替代地指定為群(3, 1), 1。進一步參看表1，碼4、5及6表示具有與由碼7、8及9表示之字相同之長度的輸入字(0010, 0100, 1000)。然而，由碼4、5及6表示之輸入字具有不同終止位元a(0)及不同機率(0.1024)。

因此，碼4、5及6置放於一不同群 $X_{l,k,a}=X_{3,1,0}$ 內，該群可替代地指定為群(3, 1), 0。碼3表示具有與由處於寫碼樹之層級3處之其他碼表示的輸入字相同之長度的輸入字(0001)。另外，由碼3表示之輸入字0001的機率與由碼4、5及6表示之輸入字的機率相同。然而，碼3表示具有不同終止位元a(1)之碼。因此，碼3駐留於一不同群 $X_{l,k,a}=X_{3,0,1}$ 中，該群可替代地指定為群(3, 0), 1。

可變動長度字集合具有字母次序，例如，如表1中所指示。在VF群中之每一者中，一或多個固定長度碼係以其表

示之可變動長度字之字母次序來排列。若群僅包括單一固定長度碼，則字母次序大體為不重要的。然而，若群包括兩個或兩個以上固定長度碼，則該群中之固定長度碼係根據由該等固定長度碼表示之可變動長度輸入字的字母次序而排序。關於群 $(3, 1), 0$ ，舉例而言，碼4表示字0010、碼5表示字0100且碼6表示字1000。字0010為輸入字集合之字母次序中的第一個字、字0100為第二個字且字1000為第三個字。群內之碼的根據其表示之字之字母次序的排列可基於字母次序上第一個碼(該碼在本文中可互換地稱為偏移或基碼)之值及該群內之其他碼的索引位置而支援該群中之碼的定向計算。

與上文之 l 、 k 、 a 記法一致，群中之每一者可由以下各者表示：由該群中之固定長度碼表示之可變動長度字中的每一者之首碼之長度 l ；由該群中之固定長度碼表示之可變動長度字中的每一者之首碼中之 l 的數目 k ；及由該群中之固定長度碼表示之可變動長度字中的每一者之終止符號 a 。終止符號可為0或1之一位元值。首碼指代字之在最後終止符號之前的部分且根據可變動長度字之總長度而在長度上變化。另外，可基於固定長度碼相對於各別群中之字母排序第一個固定長度碼(亦即，偏移或基碼)的字母排序而進一步表示群中之每一者中的固定長度碼中之每一者，如上文所論述。

舉例而言，給定對應於群 $(3, 1), 0$ 中之字0010的字母次序上第一個固定長度碼4，且給定由該群內之碼6表示之字

1000的索引位置(亦即，可能索引位置0、1及2中之2)，可藉由簡單地將第一個字0010乘以4或藉由某一其他數學運算來直接計算用於碼6之字。給定在碼相對於各別群中之第一固定長度或「基」碼之字母次序內的碼之索引位置，此代數性質可促進在解碼操作期間根據碼直接計算字。

為了促進列舉寫碼技術，根據本發明，可將每一群中之首碼之長度、首碼中之1的數目及關於一或多個碼之終止符號儲存於記憶體中之資料結構中。在本發明之一些態樣中，記憶體可駐留於寫碼器件(諸如，媒體寫碼器件)內或以其他方式與該寫碼器件相關聯。舉例而言，可藉由媒體寫碼器將由資料結構表示之固定長度碼應用於編碼及解碼視訊資料、影像資料、音訊資料或話音資料中之至少一者中的至少一者。參考圖1至圖3之視訊寫碼實例，資料結構可駐留於視訊編碼器20、視訊解碼器26或兩者內或與其相關聯。舉例而言，資料結構可分別儲存於圖2及圖3之記憶體47或記憶體53中。視訊編碼器20及視訊解碼器26可存取資料結構以藉由固定長度碼編碼可變動長度字，並解碼固定長度碼以產生可變動長度字。更特定言之，與熵編碼單元46及熵解碼單元52相關聯之一或多個處理器可存取(例如)各別記憶體47及53中之此資料結構以分別執行熵編碼及解碼。

在圖4及圖5以及表1之實例中，為說明容易起見，VF寫碼樹包括小數目之具有相對短長度之碼及輸入字。然而，實務上，根據本發明之各種態樣建構之VF寫碼樹可包括數

百或數千個碼及輸入字，其中一些可包括長得多之碼及/或字長度。因此，記憶體空間之用以表示一VF碼集合之消耗可為所關注問題。如本發明中所描述，列舉技術之應用、利用VF寫碼樹之代數性質可准許記憶體有效資料結構之使用，藉此節省記憶體空間。舉例而言，使用Bachmann O記法，資料結構有可能需要記憶體中之至多量 $O(L^2)$ 之空間，其中L為定義無記憶體源之固定長度碼的配置之可變動的至固定的長度寫碼樹之深度。

在下文中描述緊密資料結構及C碼之用於實施二進位無記憶體源之建構程序的應用之實例。大體而言，下文之C碼概括用於建構與由資料結構定義之VF寫碼樹一致的VF碼之過程。如上文所描述，資料結構可規定由群中之固定長度碼表示之可變動長度字中的每一者之首碼之長度l、由群中之固定長度碼表示之可變動長度字中的每一者之首碼中之l的數目k及由群中之固定長度碼表示之可變動長度字中的每一者之終止符號a。在下文之實例碼中，將l及a值展示為「l」及「a」。

另外，資料結構可規定一指示表示每一群中之字母次序上第一個字之碼的偏移。每一群中之字母次序上第一個字可為該群中之最小字。然而，在其他實施中，每一群中之字母次序上第一個字可為該群中之最大字。出於說明之目的，將在本發明中描述字母次序上最小之字之碼作為偏移的使用。然而，如上文所論述，可顛倒群之排序以使得偏移規定該群中之字母次序上最大之字的碼。因此，此例示

性描述不應被認為限制如本發明中廣泛描述之技術。

VF碼之列舉建構

```

/* VF-Code Group structure: */
typedef struct {
    unsigned char l,k,a; /* l - prefix length; k - # of ones; a - last symbol */
    unsigned int offset; /* code of the lexicographically smallest word in the group */
} VFCG;

int make_code (double p, double N, int L, VFCG *vfcg)
{
    int k,l,j=0,M=0; // j=group #; M=# of codewords
    for (l=0; l<=L; l++) { // l=length of words w; L=max. length
        for (k=0; k<=1; k++) { // k=number of ones in w
            /* compute probability of an l-bit word with k ones: */
            double pr=pow(p,k) * pow(1-p,l-k);
            /* internal nodes? */
            if (pr >= 1/(N * p)) {
                /* check if left extensions turn into leaves: */
                if (pr < 1/(N * p * p)) {
                    /* register an l,k,0 group: */
                    vfcg[j].l=l; vfcg[j].k=k; vfcg[j].a=0;
                    vfcg[j].offset=M;
                    j++;
                    M += binomial(l,k);
                } /* check if right extensions turn into leaves: */
                if (pr < 1/(N * p * (1-p))) {
                    /* register an l,k,1 group: */
                    vfcg[j].l=l; vfcg[j].k=k; vfcg[j].a=1;
                    vfcg[j].offset=M;
                    j++;
                    M += binomial(l,k);
                }
            }
        }
    }
    /* set end-of-list record & return # of codewords */
    vfcg[j].offset=M;
    return M;
}

```

上文之碼可藉由駐留於寫碼器件(諸如，用於寫碼視訊資料、影像資料、話音資料及/或語音資料之媒體寫碼器件)內或與其相關聯之處理器執行。或者或另外，上文之碼可執行於獨立於此寫碼器件之一或多個處理器中以產生

定義VF寫碼樹之VF資料結構及內容。術語「處理器」可大體指代具有本發明中所描述之各種功能可能(但無需)由單一處理單元執行之理解的一或多個處理器。因此，術語「處理器」將在本文中用以指代可採取諸如以下各者之多種形式中之任一者的單一處理器或多個處理器：一或多個數位信號處理器(DSP)、通用微處理器、特殊應用積體電路(ASIC)、場可程式化邏輯陣列(FPGA)、其任何組合，或等效積體或離散邏輯電路之其他組合。

在VF碼之列舉建構後，所得VF資料結構及其內容即可接著載入於與寫碼器件相關聯之記憶體中(例如)以用於由經組態以執行VF編碼、VF解碼或兩者之一或多個處理器存取及使用。舉例而言，駐留於視訊編碼器20及視訊解碼器26內或與其相關聯之記憶體可儲存資料結構及相關聯內容以分別用於編碼及解碼中。在一些狀況下，由視訊編碼器20及視訊解碼器26儲存之資料結構可為傳達足夠資訊以在適用時准許編碼或解碼之同一資料結構或不同資料結構。

在上文之碼中，假定VF寫碼樹具有樹中之L個層級之最大值。VF寫碼資料結構中之首碼長度l符合地指定樹中之對應層級。在首碼長度l不大於最大長度L之同時，處理器執行上文之碼並考慮具有在各別字之首碼中具有0個1及1個1之首碼的字。處理器計算具有k個1之每一適用l位元字的機率與雙精度值 $Pr = \text{pow}(p, k) * \text{pow}(1-p, l-k)$ ，其中p為1之機率。

若機率 Pr 大於或等於 $1/(N \cdot p)$ ，則執行上文之碼的處理器檢查以瞭解VF寫碼樹內之左擴展是否變成葉。舉例而言，如由上文之碼所指示，若機率小於 $1/(N \cdot p \cdot p)$ ，則處理器登記一 $l, k, 0$ 群(亦即，具有首碼長度 l 、首碼中之 l 的數目 k 及為 0 之終止符號 a 的群)。處理器將 l 、 k 及 a 之值記錄於分別由 $vfcg[j].l$ 、 $vfcg[j].k$ 及 $vfcg[j].a$ 指定之陣列中，其中 j 為群號碼或索引且 $vfcg$ 表示VF碼群參數之陣列。另外，處理器將偏移值 M (特定碼之號碼)記錄於如由 $vfcg[j].offset$ 指定之陣列中。處理器接著增大群號碼 j 及碼號碼 M ，其中碼號碼 M 為 l 及 k 之二項式函數。

若左擴展未變成葉(亦即，若 Pr 不小於 $1/(N \cdot p \cdot p)$)，則處理器判定右擴展是否變成葉。在實例碼中，處理器判定 Pr 是否小於 $1/(N \cdot p \cdot (1-p))$ 。若是，則處理器登記 $l, k, 1$ 群(亦即，具有首碼長度 l 、首碼中之 l 的數目 k 及為 1 之終止符號 a 的群)。處理器接著將 l 、 k 及 a 值記錄於分別由 $vfcg[j].l$ 、 $vfcg[j].k$ 及 $vfcg[j].a$ 指定之陣列中。處理器亦將偏移值 M (特定碼之號碼)記錄於如由 $vfcg[j].offset$ 指定之陣列中。處理器接著增大群號碼 j 及碼號碼 M ，其中碼號碼 M 為 l 及 k 之二項式函數。過程針對樹中之連續層級及連續群而繼續，從而導致用於中間葉之 a 個 $vfcg[j]$ 值及用於最終葉之 $vfcg[j].offset$ 值，該 $vfcg[j].offset$ 值等於 M 之當時(then-current)值。

現將描述使用根據本發明建構之VF寫碼樹的實例編碼程序。大體而言，該編碼程序可包括獲得具有字母次序之

可變動長度字，及藉由複數個固定長度碼中之一者編碼可變動長度字中之每一者。根據VF寫碼樹，固定長度碼以群排列，該等群中之每一者包括表示機率相同且終止符號相同之可變動長度字的一或多個固定長度碼。該等群中之每一者中的該一或多個固定長度碼係以其表示之可變動長度字之字母次序來排列。

編碼可變動長度字可包含基於以下各者選擇固定長度碼：由各別群中之固定長度碼表示之可變動長度字中的每一者之首碼的長度；由各別群中之固定長度碼表示之可變動長度字中的每一者之首碼中之1的數目；及由各別群中之固定長度碼表示之可變動長度字中的每一者之終止符號。與組成VF寫碼樹之群清單相關聯的首碼長度、1之數目及終止符號可儲存於一或多個資料結構中。該等資料結構可儲存於駐留於編碼器件(可為媒體寫碼器，諸如圖2之視訊編碼器20)內或可以其他方式由該編碼器件存取的記憶體中，以用於在編碼程序期間進行擷取。更特定言之，編碼器件可為與熵寫碼器件(諸如，圖2之熵編碼單元46)相關聯之一或多個處理器。

寫碼器件可基於固定長度碼相對於各別群中之字母排序第一個固定長度碼的字母排序而選擇該等群中之每一者中之固定長度碼中的每一者。字母排序第一個固定長度碼可被認為係關於群之偏移碼或基碼。偏移碼或基碼表示由特定群中之碼表示之字當中的字母排序第一個可變動長度字。偏移碼或基碼可基於碼群中的碼相對於處於該碼群之

第一索引位置處之基碼的索引位置而准許碼之計算。

大體而言，關於可變動長度字的首碼長度、首碼中之1之數目及終止符號可用以選擇一與彼等特性相關聯的固定長度碼群。使用可變動長度字相對於與群中之第一、偏移或基碼相關聯的可變動長度字之字母排序位置的字母排序位置，寫碼器件可選擇碼之索引位置。使用該索引位置，寫碼器件可(例如)藉由將基碼加上碼之索引位置與基碼的索引位置之間的差而計算適當碼。結果為關於可變動長度輸入字之正確固定長度碼。

如上文所提及，關於群的首碼長度、首碼中之1之數目及終止符號可儲存自一儲存於記憶體中之資料結構。顯著地，由於列舉建構技術，使用Bachmann O記法，由資料結構定義之群清單可能需要記憶體中的至多量 $O(L^2)$ 之空間，其中L為定義無記憶體源之固定長度碼的配置之可變動的至固定的長度寫碼樹之深度。儘管編碼程序可大體適用於多種資料，但在一些應用中，可變動長度字可表示視訊資料、影像資料、音訊資料或話音資料中之至少一者，且編碼程序可進一步包含編碼可變動長度字以編碼視訊資料、影像資料、音訊資料或話音資料中之該一者。

下文中所闡述者為用於實施關於使用如本發明中所描述地建構之資料結構來編碼及解碼VF碼之程序的C碼之實例。為簡單起見，使用用於識別匹配群之簡單線性搜尋技術來描述編碼及解碼程序。使用Bachmann之記法，每一狀況(編碼及解碼)下之搜尋項之數目為至多 $O(L^2)$ ，其中L表

示 VF 寫碼樹之深度。

尤其易於應用於解碼程序中之二進位搜尋的使用將導致 $O(\log L)$ 個步驟，該等步驟比剖析習知 VF 寫碼樹通常本將需要之 $O(L)$ 個步驟快得多。為了計算屬於群 $X_{l,k,a}$ 之字 w 的碼，編碼程序可經組態以計算具有 k 個 1 之所有 l 位元長字之集合中的 w 之 l 位元首碼之字母索引。此過程在下文之編碼程序之 C 碼中表示為索引 (l, k, w) 。類似地，解碼程序可經組態以使用在下文之解碼程序之 C 碼中表示為字 (l, k, i) 的顛倒過程，該過程自具有 k 個 1 之 l 位元序列之字母排序集合產生第 i 個字。

下文概括關於 VF 編碼程序之實例 C 碼：

使用寫碼樹中之群清單編碼 VF 碼

```

/* Variable-to-fixed-length encoder: */
void vfcg_encode (BITSTREAM *in, unsigned *code, VFCG *vfcg)
{
    unsigned l, k, j, i, w;
    for (l=0,k=0,j=0,w=0; ; ) {
        i=get_bit(in); // read next bit
        while (l == vfcg[j].l) { // see if we have a match
            if (k == vfcg[j].k && i == vfcg[j].a)
                goto found;
            j++;
        }
        w=w * 2 + i; k += i; l++; // include l-th bit in prefix
    }
found:
    i=index(l,k,w); // get lexicographic index of the prefix
    *code=vfcg[j].offset + i // compute codeword
}

```

在上文之 C 碼中，與編碼器（諸如，視訊編碼器 20 或另一媒體編碼器）相關聯之處理器接收待編碼之輸入字 w ，其中 $i=\text{get_bit}(in)$ 表示位元自輸入字 w 之讀取。若首碼之長度 l

等於針對當前群所指定之首碼長度 $vfcg[j].l$ 、首碼中之1的數目 k 等於針對當前群所指定之 $vfcg[j].k$ 且 i 等於針對當前群所指定之終止位元 $vfcg[j].a$ ，則過程已發現關於輸入字之匹配碼。在此狀況下，處理器進行至「發現」，其中其根據 i =索引(1, k , w)判定首碼之字母索引，並計算關於輸入字之適當VF碼。

舉例而言，處理器可基於群內之首碼之字母索引而計算碼。在此狀況下，該碼對應於處於字母次序上第一位置處之碼 $vfcg[j].offset$ 加索引值 i 。因此，參看圖5，若當前群為(3, 1), 1群且碼之字母索引為三個可能索引位置0、1及2中之2，則該碼為偏移(基)碼7加索引值1，其等於碼8。類似地，若索引值為2，則碼將為偏移或基碼7加2，其等於9。

若長度 l 不匹配首碼長度 $vfcg[j].l$ ，則處理器增大長度 $l(l++)$ 。處理器亦對值 k 與位元 $i(k+=i)$ 求和，並將位元 l 加至首碼($w=w*2+i$)。結果為將第 l 個位元加至首碼。處理器接著重複搜尋過程以判定在下一層級處之群中是否存在匹配。詳言之，處理器再次判定首碼之更新長度 l 是否等於針對當前群所指定之首碼長度 $vfcg[j].l$ 、首碼中之1的更新數目 k 是否等於針對當前群所指定之 $vfcg[j].k$ 且更新終止位元 i 是否等於針對當前群所指定之終止位元 $vfcg[j].a$ 。若是，則過程已發現關於輸入字之匹配碼並產生該碼，如上文關於「發現」所描述。

處理器可針對每一可變動長度輸入字應用同一通用過程

以產生有關固定長度碼。由VF碼之列舉建構產生的資料結構可促進輸入字之編碼，同時降低總記憶體要求。詳言之，將碼排列成具有對應首碼長度、首碼零數目及終止位元之群准許藉由約 $O(L^2)$ 而非 $O(2^L)$ 之記憶體空間的碼之相對快速產生。

現將描述使用根據本發明建構之VF寫碼樹的實例解碼程序。大體而言，編碼程序可包含獲得固定長度碼，及解碼固定長度碼以產生具有字母次序之可變動長度字。根據本發明中所描述之列舉建構技術，固定長度碼可以群排列。群中之每一者包括表示機率相同且終止符號相同之可變動長度字的一或多個固定長度碼。另外，該等群中之每一者中的該一或多個固定長度碼係以其表示之可變動長度字之字母次序來排列。

解碼器件(其可為媒體解碼器，諸如圖3之視訊解碼器26)可使用表示VF寫碼樹之各種屬性的資料結構來解碼固定長度碼中的一各別者。更特定言之，寫碼器件可為熵編碼器件，諸如圖2之熵編碼單元46。解碼器件可基於各別碼與所識別群中之字母排序第一個碼的比較來識別群中之包括各別固定長度碼之一者。群中之字母排序第一個碼可被認為係偏移碼或基碼。解碼器件可判定所識別群內之各別碼(待解碼)的字母索引。

可(例如)基於各別碼與各別群中之字母排序第一個基碼之間的差來判定字母索引。字母排序第一個碼表示在由群中之固定長度碼表示的可變動長度字之字母次序當中的第

一個可變動長度字，且可被認為係關於該群之基碼。解碼器件接著可基於所識別群內之各別碼的字母索引而產生可變動長度字中之一各別者。舉例而言，解碼器件可藉由基於字母索引判定由各別碼表示之可變動長度字的首碼而產生關於待解碼之固定長度碼之可變動長度字、判定關於所識別群之終止符號並將終止符號附加至首碼以形成可變動長度字。

又，為了促進解碼，可藉由以下各者定義群中之每一者：由群中之固定長度碼表示之可變動長度字中的每一者之首碼之長度；由群中之固定長度碼表示之可變動長度字中的每一者之首碼中之1的數目；及由群中之固定長度碼表示之可變動長度字中的每一者之終止符號。此等屬性可儲存於駐留於寫碼器件內或與其相關聯之記憶體中的資料結構中。

如上文所描述，使用 Bachmann O 記法，資料結構可能需要記憶體中之至多量 $O(L^2)$ 之空間，且其中 L 為定義無記憶體源之固定長度碼的配置之可變動的至固定的長度寫碼樹之深度。儘管解碼程序可大體適用於多種資料，但在一些應用中，由解碼程序產生之可變動長度字可表示視訊資料、影像資料、音訊資料或話音資料中之至少一者。因此，解碼程序可進一步包含解碼固定長度碼以產生表示視訊資料、影像資料、音訊資料或話音資料中之一者的可變動長度字。

下文概括關於 VF 解碼程序之實例 C 碼：

使用寫碼樹中之群清單解碼VF碼

```

/* Variable-to-fixed-length decoder: */
void vfcg_decode (unsigned *code, BITSTREAM *out, VF CG *vfcg)
{
    unsigned i, j, w;
    for (j=0; code < vfcg[j+1].offset; j++) ; // find a subgroup containing the code
    i=code - vfcg[j].offset; // i=lexicographic index of a word in (l, k) set
    w=word(vfcg[j].l,vfcg[j].k,i); // generate i-th word in an (l,k) set
    w=w * 2 + vfcg[j].a; // append last bit
    put_bits(w, vfcg[j].l+1, out); // output decoded word
}

```

在上文之C碼中，與解碼器(諸如，視訊解碼器26或另一媒體解碼器)相關聯之處理器接收一待解碼之固定長度碼。處理器使用如本發明中所描述地建構之資料結構在VF寫碼樹內搜尋一含有該碼之群。對於VF寫碼樹中之群清單，使用群索引j，搜尋繼續直至發現碼小於下一(i+1)群中之偏移碼(亦即，字母次序上第一個碼vfcg[j+1].offset)為止。

處理器增大群索引j直至發現適當群為止。若發現待解碼之當前碼小於第(i+1)群之偏移碼vfcg[j+1].offset，則處理器判定該碼駐留於第j群(亦即，直接在第(i+1)群之前的群)中。作為一實例，參考圖5之VF寫碼樹，若碼為碼8，則處理器在比較碼8與每一第(i+1)群之偏移的同時繼續增大j索引。直至j索引指示具有基碼10之(4,0),1群，碼8才變得小於該第(i+1)群之偏移碼。在此點處，處理器判定碼8處於直接在前第j群中，其為群(3, 1),1。

處理器接著藉由自經解碼之碼減去第j群之偏移碼vfcg[j].offset而判定碼之字母索引。對於群(3, 1), 1，偏

移。若待解碼之碼為碼8，則碼8在群(3, 1)，1內之索引*i*為在關於基碼7之可能索引0、關於碼8之1及關於碼9之2中的8-7=1。使用索引*i*，處理器產生(1, *k*)集合中之第*i*個字*w*，其中*w*=字(vfcg[j].l, vfcg[j].k, *i*)。處理器接著藉由將字*w*乘以2以將其向左移位一個位置並加上終止位元vfcg[j].a而附加終止位元。接著(例如)藉由命令放位元(*w*, vfcg[j].l+1, out)而輸出根據固定長度碼產生之可變動長度字。

如先前所提及，對於適當短之字(例如，*l*小於或近似等於12)而言，其字母索引(或使用其索引之字合成)之計算可為單一查找之問題。對於較長字而言，有可能使用以下熟知組合公式

$$\text{索引}(\ell, k, \omega) = \sum_{i=1}^{\ell} \omega_j \binom{\ell-j}{\sum_{k=j}^{\ell} \omega_k} \quad (15)$$

其中 ω_j 表示字*w*之個別位元，且假定對於所有 $k > 1$ ， $\binom{\ell}{k} = 0$ 。已在以下各者中論述組合公式(15)：例如，Vyc. Math. and Math. Phys.(5 (4) (1965) 776-778)(在俄羅斯)之 V. I. Mudrov 之「An algorithm for enumeration of combinations」；Probl. Inf. Trans.(1 (4) (1971) 13-21)(在俄羅斯)之 V. F. Babkin 之「A method of universal coding with non-exponent labour consumption」；IEEE Trans. Inf. Theory(18 (3) (1972), 395-399)之 J. P. M. Schalkwijk 之「An Algorithm For Source Coding」；IEEE Trans. Inf. Theory(19 (1) (1973) 73-77)之 T. M. Cover 之「Enumerative Sources Encoding」；Benelux (2000 年 5

月)(247-254)中之Proc. 21-th Symp. Inf. Theory中的Tj.J. Tjalkens之「The Complexity of Minimum Redundancy Coding」；及Proc. Data Compression Conference (DCC'05)(猶他州Snowbird, 2005年3月29日至31日)(123-132)中的T. Tjalkens之「Implementation cost of the Huffman-Shannon-Fano code」。為了實施此組合公式，一方法將為預計算達至巴斯卡三角形中之層級1的所有二項式係數或使用以下簡單恆等式動態地對其進行計算：

$$\left(\frac{l-k}{k-1}\right) = \frac{k}{l} \left(\frac{l}{k}\right) \text{ 及 } \left(\frac{l-k}{k}\right) = \frac{l-k}{l} \left(\frac{l}{k}\right)。$$

基於經預計算之係數的實施大體需要

記憶體之 $\frac{l(l+1)}{2} = O(l^2)$ 個字及 $O(1)$ 個加法。係數之動態計算將大體需要 $O(1)$ 個加法、乘法及除法。然而，整個過程通常將僅需要數個登記。

圖6為說明一用於VF碼之記憶體有效建構之方法的流程圖。圖6中所說明之方法為本發明中所描述之VF碼建構技術的實例。該方法可藉由與編碼器、解碼器相關聯或與另一器件相關聯之一或多個處理器實施以建構供熵編碼單元46及熵解碼單元52(如圖2及圖3中所展示)使用之VF碼，且可支援多種資料(包括(但不限於)視訊、影像、話音及音訊資料)中之任一者的壓縮及寫碼。遍及本發明，術語「處理器」可指代一或多個處理器，及多種類型之處理器中之任一者，如在別處詳細描述。無論如何，此處理器可提供於(例如)編碼器或解碼器內或通用計算系統內，(例如)以

準備一定義在VF寫碼中 useful 之碼結構屬性的資料結構。

如圖6中所展示，處理器獲得一具有字母次序之可變動長度字集合並產生表示此等可變動長度字之固定長度碼集合(82)。該等字具有各別首碼長度、首碼中之1之數目、終止符號及機率。處理器將固定長度碼以含有表示具有相同機率及相同終止符號之可變動長度字之固定長度碼的群來排列(84)。另外，處理器將該等群中之每一者中的固定長度碼以其表示之可變動長度字之字母次序來排列(86)。

處理器規定由每一群中之固定長度碼表示的可變動長度字中之每一者之首碼長度(88)。另外，處理器規定由每一群中之固定長度碼表示的可變動長度字之首碼中之1的數目(90)。處理器亦規定與由每一群中之固定長度碼表示的可變動長度字相關聯之終止符號(92)。處理器將關於每一群之所得首碼長度、1之數目及終止符號儲存於資料結構中(94)。該資料結構可儲存於記憶體中且由與編碼器件或解碼器件相關聯之處理器使用來表示VF寫碼樹以分別促進編碼及解碼程序。

圖7為說明一用於以使用根據圖6之方法建構之VF碼來編碼符號的形式進行VF寫碼之方法的流程圖。圖7中所說明之方法為本發明中所描述之VF編碼技術的實例。圖7之方法可由與編碼器件(諸如，媒體編碼器件)相關聯之處理器(亦即，一或多個處理器)實施。媒體編碼器件之實例包括視訊編碼器20或在編碼多種資料(諸如，視訊、影像、話音及/或語音資料)時有用之其他編碼器。

如圖7之實例中所展示，編碼器件可獲得待藉由固定長度碼編碼之可變動長度字(96)。可變動長度字可形成具有特定字母次序之輸入字集合的部分。另外，該等字可具有相關聯之首碼長度、首碼中之1之數目、終止符號及機率，(例如)如表1之實例中所指示。為了編碼可變動長度字，編碼器件可存取定義碼結構(例如，就VF寫碼樹內之固定長度碼群而言)之資料結構(98)，如本發明中所描述。

使用該資料結構，編碼器件可選擇寫碼樹中之碼群中的一者。舉例而言，編碼器件可基於待編碼之可變動長度字的首碼長度、首碼中之1之數目及終止符號而選擇該等群中的一者(100)。編碼器件接著可選擇選定群中之固定長度碼中之一者。舉例而言，編碼器件可基於選定碼群內之字母排序而選擇選定群中之固定長度碼中的一者(102)。

作為說明，該等碼可以其表示之字之字母次序來排列。因此，適當碼在群中之位置可藉由待編碼之可變動長度字的首碼相對於由選定群中之碼表示之其他可變動長度字的字母位置或「索引」判定。使用此字母索引，編碼器件使用選定固定長度碼來編碼可變動長度字(104)。編碼器件可判定群之字母排序第一個碼(亦即，基碼)，且接著將基碼加上由基碼表示之字的索引與待編碼之字的索引之間的差或僅該索引(若基字索引為0)。

在此實例中，編碼器件將字編碼為基碼與待編碼之字之字母索引的總和。如先前所描述，參看圖5，若當前群為(3, 1)，1群且碼之字母索引為三個可能索引位置0、1及2中

之2，則該碼為偏移碼7加索引值1，其等於碼8。類似地，若索引值為2，則碼將為偏移碼7加2，其等於9。在每一狀況下，儲存於記憶體有效資料結構中之屬性促進根據VF寫碼樹將可變動長度字編碼成固定長度碼。

圖8為說明呈用於解碼根據圖6之方法建構之VF碼的方法之形式的VF寫碼之流程圖。圖8中所說明之方法為本發明中所描述之VF解碼技術的實例。圖8之方法可由與解碼器件(諸如，媒體解碼器件)相關聯之處理器(亦即，一或多個處理器)實施。媒體解碼器件之實例包括視訊解碼器26或在解碼多種資料(諸如，視訊、影像、話音及/或語音資料)時有用之其他解碼器。

如圖8中所展示，解碼器件獲得待解碼之固定長度碼(106)以產生由該碼表示之對應可變動長度字。解碼器件根據VF寫碼樹存取定義碼群之資料結構(108)。資料結構可規定關於由群中之每一者中的固定長度碼表示之可變動長度字的首碼長度、首碼中之1之數目、終止符號及機率。為了解碼固定長度碼，使用該資料結構，解碼器件基於固定長度碼與樹中之群之基碼的比較而選擇群(110)。

舉例而言，解碼器件可在與樹中之 j 個群相關聯之基碼中進行自上而下的搜尋。當解碼器件識別一大於待解碼之碼的基碼時，該搜尋終止。與所識別基碼相關聯之群為第 $(j+1)$ 群，且待解碼之碼接著屬於第 j 群。作為說明，參看圖5，若待解碼之固定長度碼為碼9，則搜尋檢驗關於群中之每一者的基碼(以第一群開始)。在給定群之根據由該等

群中之碼表示的字之字母排序的排序之狀況下，當搜尋到達群(3, 0), 1時，判定碼10大於碼9且因此碼9屬於直接在前面的群(其為群(3, 1), 1)。

在選擇群後，解碼器件即藉由碼與該群之基碼的比較而判定選定群內之碼之字母索引(112)。若群(3, 1), 1之基碼為7且待解碼之碼為9，則碼9之字母索引為2，亦即，7與9之間的差。使用碼之字母索引，解碼器件產生對應可變動長度字。舉例而言，解碼器件可基於碼之字母索引及由群之基碼表示的可變動長度字而產生該可變動長度字(114)。

因此，參看圖5，若基碼7表示具有首碼001之可變動長度字0011且碼8之字母索引為1，則解碼器件可將索引1加至首碼001以產生010。解碼器件接著可附加群之終止位元(1)以產生關於固定長度碼8之可變動長度字0101。解碼器件接著使用所產生可變動長度字來解碼固定長度碼(116)。換言之，解碼器件將所產生之可變動長度字(例如，在此實例中為0101)作為固定長度碼(例如，在此實例中為碼8)之經解碼輸出而輸出。

碼結構可藉由儲存於多種電腦可讀媒體(包括記憶體或資料儲存媒體)中之任一者中的資料結構而定義，如本發明中所描述。舉例而言，電腦可讀媒體可包含一表示一固定長度碼集合的資料結構，該固定長度碼集合表示具有字母次序之可變動長度字。固定長度碼係以群排列，其中該等群中之每一者包括表示機率相同且終止符號相同之可變動長度字的一或多個固定長度碼。另外，該等群中之每一

者中的該一或多個固定長度碼係以其表示之可變動長度字之字母次序來排列。

根據本發明，提供用於剖析VF碼之技術。下文中所描述之實例使用圖5之VF寫碼樹的VF碼。一般熟習此項技術者將認識到，其他VF碼可結合所描述之剖析技術而使用。VF碼允許對由複數個固定長度碼(例如，1、2、5、7、8)組成之壓縮位元流中之任意固定長度碼的存取(及其直接解碼)。該壓縮位元流可為由複數個可變動長度字(例如，011、101、0100、0011、0101)組成之未壓縮位元流的經編碼表示。然而，因為不知曉未壓縮位元流中之處於所產生可變動長度字之前的位元，所以不知曉所產生可變動長度字在未壓縮位元流中的位置。舉例而言，該實例序列中之固定長度碼2可經解碼以產生字101。然而，在未解碼出現於實例序列中之2之前的固定長度碼1之狀況下，不知曉字101屬於未壓縮位元流中之何位置。一種用於判定字101之位置的方法將為解碼固定長度碼1以產生字011。因此，因為字011之長度為3，所以將判定字101之位置開始於未壓縮位元流的第4個位元處。使用Bachmann之O記法，用於解碼VF碼之複雜性為 $O(D)$ ，其中D為預期經解碼片語長度。

然而，為了判定可變動長度字在未壓縮位元流中之位置，僅必需知曉對應於出現於經任意選擇以進行解碼之固定長度碼之前的固定長度碼之字的長度。剖析壓縮流之所提供技術提供與壓縮流中之固定長度碼中的每一者相關聯

之可變動長度字之長度，而不需要待解碼之固定長度碼。在一些實施例中，所描述之剖析技術可與標準搜尋演算法一起使用。因此，剖析技術之複雜性在使用內插搜尋演算法時可為(例如)近似 $O(\log(\log(D)))$ ，或在使用二進位搜尋演算法時可為 $O(\log(D))$ 。

下文概括關於VF剖析程序之實例偽碼。該實例程序選擇如上文所描述之基碼並產生對應於該等基碼之碼索引。該等索引儲存於陣列 `level_offset[]` 中。

使用關於每一層級之基碼清單剖析VF碼

```

/*
 * Computes indices for base codes for each level:
 */
int compute_level_offsets(int M, int L, VF CG *vfcg, unsigned *level_offset)
{
    int j, l; // j – group number, l – level number
    for (l=0; l<L; l++) level_offset[l]=M;
    for (j=0, l=0; vfcg[j].offset < M; j++) {
        if (level_offset[vfcg[j].l] > vfcg[j].offset) {
            level_offset[vfcg[j].l]=vfcg[j].offset;
            if (l < vfcg[j].l)
                l=vfcg[j].l;
        }
    }
    return l; // returns maximum length of a variable length word
}

```

下文中展示用於使用關於層級之基碼清單剖析VF碼的實例演算法。此偽碼在基碼之陣列中使用簡單順序搜尋以識別對應於VF碼之字的長度。因為搜尋為順序的，所以此實例演算法之複雜性為線性 $O(l)$ ，其中 l 為經編碼序列之長度。

```

/*
 * Parsing of VF codes - using basic linear search:
 */
void vfcg_parse (unsigned *code, BITSTREAM *out, unsigned *level_offset)
{
    int l;
    for (l=0; code < level_offset[l+1]; l++) ; // l+1=level containing the code
    scroll_bits(l+1, out);                      // scroll bitstream to the next codeword
}

```

所提出之資料結構亦支援VF碼之較快速剖析技術。舉例而言，因為level_offset[]實質上為碼值之有序陣列，所以可執行該陣列之二分搜尋。下文中展示關於利用二分搜尋之例示性快速剖析常式的偽碼。

```

/*
 * Fast parsing of VF codes - using dichotomic search
 */
void vfcg_parse_fast (unsigned *code, BITSTREAM *out, int l, unsigned *level_offset)
{
    int low, high, j;
    low=0; high=l;
    while (high - low > 1) {
        j=(high - low) / 2;
        if (code < level_offset[j])
            high=j;
        else
            low=j;
    }
    scroll_bits(low+1, out);    // scroll bitstream to the next codeword
}

```

二分搜尋使剖析之複雜性自 $O(l)$ 個操作減少至僅 $O(\log l)$ 個操作，其中 l 為經編碼序列之長度。此演算法可以子線性時間剖析VF碼，此比任何可行全解碼過程快得多。

應認識到，上文所描述的資料結構完全支援VF碼之剖析之速度上的進一步改良。舉例而言，內插搜尋演算法可用於字長度之定位。此等演算法之複雜性為約 $O(\log \log$

1)。此等搜尋演算法之實例可發現於關於演算法之教科書中，諸如 Addison-Wesley(1984 年)之第 35 至 37 頁的 G.H.Gonnet 之「Handbook of algorithms and data structures」。

關於圖 5 之 VF 碼樹描述剖析技術之一個實施例。該技術需要產生關於一給定 VF 碼樹之基碼字集合。該等基碼字為給定 VF 碼中所使用之固定長度碼之集合的子集。單一基碼字係針對含有至少一外部節點之 VF 碼樹之每一層級而選擇。在一些實施例中，處於 VF 碼樹之特定層級處的第一個字母排序固定長度碼為彼層級之基碼字。舉例而言，圖 5 之 VF 碼樹的基碼字將為 {0、1、3、10、11、12、13、14 及 15}。在其他實施例中，基碼字可為處於 VF 碼樹之特定層級處的第一個字母排序群。舉例而言，圖 5 之 VF 碼樹之基碼字將為 {(1,1),1；(2,1),1；(3,0),1；(4,0),1；(5,0),1；(6,0),1；(7,0),1；(8,0),1；及(9,0),0}。該等基碼字接著以字母次序排列於一清單中。該清單可作為一鏈結清單、陣列或另一合適資料結構儲存於記憶體 53 中。

在一些實施例中，基碼字可與對應於經解碼之基碼字之字的長度相關聯。與給定固定長度碼相關聯之可變動長度字的長度為該固定長度碼定位於 VF 樹上的層級。因此，與給定基碼字相關聯之可變動長度字的長度等於與在 VF 樹上處於與該基碼字相同之層級處的每一固定長度碼相關聯之每一可變動長度字的長度。利用此性質，與固定長度碼相關聯之可變動長度字的長度可藉由判定與處於 VF 樹之與該固定長度碼相同之層級上的基碼字相關聯之可變動長度字

的長度而判定。

在本發明之解碼器件之一個實施例中，解碼器件可在與給定VF碼樹之層級相關聯之基碼字清單中進行搜尋。當解碼器件識別一大於待剖析之碼的基碼字時，搜尋終止，其中所識別之基碼字在清單上處於位置x處。解碼器件接著可注意小於所識別之基碼字之最大基碼字，該最大基碼字在清單上處於位置x-1處。此基碼字與具有與相關聯於待剖析之碼的可變動長度字相同之長度的可變動長度字相關聯。舉例而言，關於圖5之VF樹的基碼字清單可為(0、1、3、10、11、12、13、14、15)。若9為待解碼之碼，則解碼器件搜尋直至發現基碼字10為止。接著，基碼字3為小於10之最大基碼字。基碼字3與大小為4之可變動長度字相關聯，因此與碼9相關聯之可變動長度字的長度亦為4。

歸因於無需儲存與每一固定長度碼相關聯之可變動長度字之長度的事實而獲得記憶體效率。實情為，僅需要針對每一基碼字儲存相關資訊。此外，與解碼每一者相反，因為可藉由剖析固定長度碼而判定字在未壓縮位元流中之位置，所以獲得在判定該位置上之效率。

在一些實施例中，將壓縮位元流劃分成複數個區段。每一區段可包括一或多個固定長度碼。在一些實施例中，每一區段包括相同數目個固定長度碼。在其他實施例中，不同區段可包括不同數目個固定長度碼。在一些此等實施例中，每一區段係相關聯於與壓縮位元流之出現於選定區段之前的部分相關聯之未壓縮位元流之長度。舉例而言，可

將壓縮位元流 2,3,4,5,2,3,4,2,1 劃分成 3 個區段 {(2,3,4); (5,2,3); (4,2,1)}。因為壓縮位元流中沒有部分出現於第一區段之前，所以第一區段 (2,3,4) 將與 0 相關聯。第二區段 (5,2,3) 將與 11 相關聯。此係因為壓縮位元流之在第二區段之前的部分為 (2,3,4)，此部分經解碼後產生具有長度 11 之未壓縮位元流 10100010011。在此等實施例中，為了發現對應於任意選定固定長度碼之字的位置，並非必需剖析出現於選定碼之前的每一固定長度碼，而僅必需剖析出現於選定碼之前的處於與選定碼相同之區段中的固定長度碼。此需要額外記憶體來儲存該等區段之長度，但減少需要進行剖析之固定長度碼的數目。

圖 9 為說明呈用於解碼根據圖 6 之方法建構之 VF 碼的另一方法之形式的 VF 寫碼之流程圖。過程 900 為藉以使來自壓縮位元流之任意選定固定長度碼得以解碼及定位於對應未壓縮位元流中的方法之實施例。在一些實施例中，可藉由熵解碼單元 52 執行過程 900。在步驟 902 處，自壓縮位元流選擇固定長度碼。選定固定長度碼可(例如)對應於視訊流中之視訊之任意圖框的資料表示。在下一步驟 904 處，判定壓縮位元流中之定位有選定固定長度碼的區段。在另一步驟 906 處，判定對應於壓縮位元流中之出現於選定固定長度碼之前的部分之未壓縮位元流的長度。如上文所論述，在一些實施例中，將此長度值儲存於記憶體 53 中且步驟 906 包含自記憶體 53 擷取該長度值。在步驟 908 處繼續，針對該區段，判定對應於出現於選定固定長度碼之前的每

一固定長度碼之每一字的長度。在一個實施例中，藉由下文中關於圖10所描述之過程1000來判定該等長度。在下一步驟910處，解碼固定長度碼以產生對應字。在一些實施例中，解碼係藉由關於圖8所描述之方法而執行。此外，在步驟912處，判定字在未壓縮位元流中之位置。該位置係藉由將步驟906中所發現之長度值與步驟908中所發現之長度值中的每一者相加而判定。字在未壓縮位元流中之開始位置等於經求和之值+1。在一些實施例中，字之位置可為視訊流中之視訊之圖框的位置。

應注意，在一些實施例中，並不將壓縮位元流劃分成區段且自過程900省略步驟904至906。

圖10為說明呈用於判定對應於根據圖6之方法建構之VF碼的字之長度之方法的形式之VF剖析之過程1000的流程圖。在一些實施例中，藉由熵解碼單元52執行過程1000。在步驟1002處，獲得固定長度碼。在下一步驟1004處，存取儲存如上文所描述之基碼字的資料結構。在另一步驟1006處，基於固定長度碼與該結構中之基碼字的比較而自該資料結構選擇基碼字。選定基碼字為小於固定長度碼之字母次序上最大之基碼字。在下一步驟1008處，判定對應於固定長度碼之可變動長度字之長度。該長度等於與基碼字相關聯之可變動長度字之長度。在一些實施例中，將該長度儲存於基碼字之結構中。此等實施例中之判定包含自記憶體擷取該長度。

熟習此項技術者應理解，可使用多種不同技藝及技術中

之任一者來表示資訊及信號。舉例而言，可藉由電壓、電流、電磁波、磁場或磁粒子、光場或光粒子，或其任何組合來表示貫穿以上描述可引用之資料、指令、命令、資訊、信號、位元、符號及碼片。

熟習此項技術者將進一步瞭解，可將結合本文中所揭示之實施例所描述的各種說明性邏輯區塊、模組、電路及演算法步驟實施為電子硬體、電腦軟體或兩者之組合。為了清楚地說明硬體與軟體之此可互換性，各種說明性組件、區塊、模組、電路及步驟已在上文大體按其功能性被描述。將此功能性實施為硬體或是軟體視特定應用及強加於整個系統之設計約束而定。熟習此項技術者可針對每一特定應用以不同方式實施所描述之功能性，但此等實施決策不應被解譯為引起脫離本發明之範疇。

本文中描述之技術可以硬體、軟體、韌體或其任何組合來實施。此等技術可實施於多種器件中之任一者中，諸如通用電腦、無線通信器件手機或積體電路器件，其具有包括在無線通信器件手機及其他器件中之應用的多種用途。描述為模組或組件之任何特徵可在整合邏輯器件中一起實施或作為離散但可交互操作之邏輯器件單獨實施。若以軟體實施，則技術可至少部分地由包含程式碼之電腦可讀資料儲存媒體來實現，該程式碼包括在執行時執行上文所描述之方法中的一或多者之指令。電腦可讀資料儲存媒體可形成電腦程式產品之部分，該電腦程式產品可包括封裝材料。電腦可讀媒體可包含記憶體或資料儲存媒體，諸如隨

機存取記憶體(RAM)(諸如，同步動態隨機存取記憶體(SDRAM))、唯讀記憶體(ROM)、非揮發性隨機存取記憶體(NVRAM)、電可抹除可程式化唯讀記憶體(EEPROM)、快閃記憶體、磁性或光學資料儲存媒體及其類似者。另外或其他，該等技術可至少部分地由電腦可讀通信媒體來實現，該電腦可讀通信媒體以指令或資料結構之形式載運或傳達程式碼且可由電腦存取、讀取及/或執行(諸如，傳播之信號或波)。

程式碼可藉由一處理器執行，該處理器可包括一或多個處理器，諸如一或多個數位信號處理器(DSP)、通用微處理器、特殊應用積體電路(ASIC)、場可程式化邏輯陣列(FPGA)，或其他等效積體或離散邏輯電路。此處理器可經組態以執行本發明中描述之技術中之任一者。通用處理器可為微處理器；但在替代例中，處理器可為任何習知處理器、控制器、微控制器或狀態機。亦可將處理器實施為計算器件之組合，例如，DSP與微處理器之組合、複數個微處理器、一或多個微處理器連同一DSP核心，或任何其他此組態。因此，如本文中所使用之術語「處理器」可指代上述結構中之任一者、上述結構之任何組合，或適用於實施本文中所描述之技術之任何其他結構或裝置。另外，在一些態樣中，可將本文中所描述之功能性提供於經組態以用於編碼及解碼之專用軟體模組或硬體模組內，或併入於組合視訊編碼器-解碼器(CODEC)中。

已描述本發明之各種實施例。此等及其他實施例處於以

下申請專利範圍之範疇內。

【圖式簡單說明】

圖1為說明一視訊編碼及解碼系統之方塊圖；

圖2為說明一視訊編碼器之一實例之方塊圖；

圖3為說明一視訊解碼器之一實例之方塊圖；

圖4為說明VF寫碼樹之實例之圖；

圖5為圖4之VF寫碼樹之圖；

圖6為說明一用於VF碼之記憶體有效建構之方法的流程圖；

圖7為說明一用於使用根據圖6之方法建構之VF碼來編碼字的方法之流程圖；

圖8為說明一用於解碼根據圖6之方法建構之VF碼的方法之流程圖；

圖9為說明用於解碼根據圖6之方法建構之VF碼的另一方法之流程圖；及

圖10為說明呈用於判定對應於根據圖6之方法建構之VF碼的字之長度之方法的形式之VF剖析之流程圖。

【主要元件符號說明】

0至16	節點
10	視訊編碼及解碼系統
12	視訊源器件/視訊器件
14	視訊接收器件/目的器件/視訊器件
16	通信頻道
18	視訊源

20	視訊編碼器
22	傳輸器
24	接收器
26	視訊解碼器
28	視訊顯示器件
30	視訊區塊
32	運動估計單元
34	參考圖框儲存器
36	運動補償單元
38	區塊變換單元
40	量化單元
42	逆量化單元
44	逆變換單元
46	熵編碼單元/無損失編碼單元
47	記憶體
48	求和器
50	求和器/加法器
52	熵解碼單元/無損失解碼單元
53	記憶體
54	運動補償單元
56	逆量化單元
58	逆變換單元
62	參考圖框儲存器
64	根節點/求和器

201119250

66	鏈路/左分枝
68	鏈路/右分枝
400	二進位 VF 碼樹

發明專利說明書

(本說明書格式、順序及粗體字，請勿任意更動，※記號部分請勿填寫)

※ 申請案號：98142188

※ 申請日：98.12.09

※IPC 分類：H03M 7/40 (2006.01)
H04N 7/26 (2006.01)

一、發明名稱：(中文/英文)

可變動的至固定的長度碼之快速剖析

FAST PARSING OF VARIABLE-TO-FIXED-LENGTH CODES

二、中文發明摘要：

本發明提供用於剖析及解碼壓縮資料之方法及系統。可將壓縮資料的任意區段適當地解壓縮並定位於對應未壓縮資料集合中。該等方法及系統利用可變動的至固定的長度(VF)寫碼技術。對於一些應用，該等VF寫碼技術可實施於媒體編碼器、解碼器或組合編碼器-解碼器(CODEC)內。

三、英文發明摘要：

Methods and systems for parsing and decoding compressed data are provided. Random segments of the compressed data may be decompressed and positioned appropriately in the corresponding uncompressed data set. The methods and systems utilize variable to fixed length (VF) coding techniques. For some applications, the VF coding techniques may be implemented within media encoders, decoders, or combined encoder-decoders (CODECs).

七、申請專利範圍：

1. 一種方法，其包含：

在記憶體中儲存一資料結構，該資料結構表示呈字母次序之基碼字的一清單，其中一可變動的至固定的長度碼樹之包括一固定長度碼之每一層級存在一個基碼字；

自一包含複數個固定長度碼之壓縮資料集合選擇一固定長度碼；

判定與該選定固定長度碼相關聯之基碼字；及

基於與該選定固定長度碼相關聯之該基碼字判定一由該選定固定長度碼表示之字的長度。

2. 如請求項1之方法，其中該可變動的至固定的長度碼樹之包括一固定長度碼之每一層級的該基碼字表示在該可變動的至固定的長度碼樹之包括一固定長度碼之每一層級處的最小固定長度碼。
3. 如請求項1之方法，其中該資料結構包含一陣列。
4. 如請求項1之方法，其中該資料結構包含一鏈結清單。
5. 如請求項1之方法，其中該資料結構包含一二進位搜尋樹。
6. 如請求項1之方法，其中該資料結構包含一數位搜尋樹。
7. 如請求項1之方法，其進一步包含判定一與該選定固定長度碼相關聯之區段。
8. 如請求項1之方法，其中該壓縮資料集合包含一壓縮視訊流。

9. 一種裝置，其包含：

一記憶體，其經組態以：

儲存一資料結構，該資料結構表示呈字母次序之基碼字的一清單，其中一可變動的至固定的長度碼樹之包括一固定長度碼之每一層級存在一個基碼字；

一處理器，其經組態以：

自一包含複數個固定長度碼之壓縮資料集合選擇一固定長度碼；

判定與該選定固定長度碼相關聯之基碼字；及

基於與該選定固定長度碼相關聯之該基碼字判定一由該選定固定長度碼表示之字的長度。

10. 如請求項9之裝置，其中該可變動的至固定的長度碼樹之包括一固定長度碼之每一層級的該基碼字表示在該可變動的至固定的長度碼樹之包括一固定長度碼之每一層級處的最小固定長度碼。

11. 如請求項9之裝置，其中該資料結構包含一陣列。

12. 如請求項9之裝置，其中該資料結構包含一鏈結清單。

13. 如請求項9之裝置，其中該資料結構包含一二進位搜尋樹。

14. 如請求項9之裝置，其中該資料結構包含一數位搜尋樹。

15. 如請求項9之裝置，其中該處理器進一步經組態以判定一與該選定固定長度碼相關聯之區段。

16. 如請求項9之裝置，其中該壓縮資料集合包含一壓縮視

訊流。

17. 一種裝置，其包含：

用於在記憶體中儲存一資料結構的構件，該資料結構表示呈字母次序之基碼字的一清單，其中一可變動的至固定的長度碼樹之包括一固定長度碼之每一層級存在一個基碼字；

用於自一包含複數個固定長度碼之壓縮資料集合選擇一固定長度碼的構件；

用於判定與該選定固定長度碼相關聯之基碼字的構件；及

用於基於與該選定固定長度碼相關聯之該基碼字判定一由該選定固定長度碼表示之字的長度之構件。

18. 如請求項17之裝置，其中該可變動的至固定的長度碼樹之包括一固定長度碼之每一層級的該基碼字表示在該可變動的至固定的長度碼樹之包括一固定長度碼之每一層級處的最小固定長度碼。

19. 如請求項17之裝置，其中該資料結構包含一陣列。

20. 如請求項17之裝置，其中該資料結構包含一鏈結清單。

21. 如請求項17之裝置，其中該資料結構包含一二進位搜尋樹。

22. 如請求項17之裝置，其中該資料結構包含一數位搜尋樹。

23. 如請求項17之裝置，其進一步包含用於判定一與該選定固定長度碼相關聯之區段的構件。

24. 如請求項17之裝置，其中該壓縮資料集合包含一壓縮視訊流。

25. 一種電腦可讀媒體，其包含在執行時執行一包含以下各者之方法的指令：

在記憶體中儲存一資料結構，該資料結構表示呈字母次序之基碼字的一清單，其中可變動的至固定的長度碼樹之包括一固定長度碼之每一層級存在一個基碼字；

自一包含複數個固定長度碼之壓縮資料集合選擇一固定長度碼；

判定與該選定固定長度碼相關聯之基碼字；及

基於與該選定固定長度碼相關聯之該基碼字判定一由該選定固定長度碼表示之字的長度。

八、圖式：

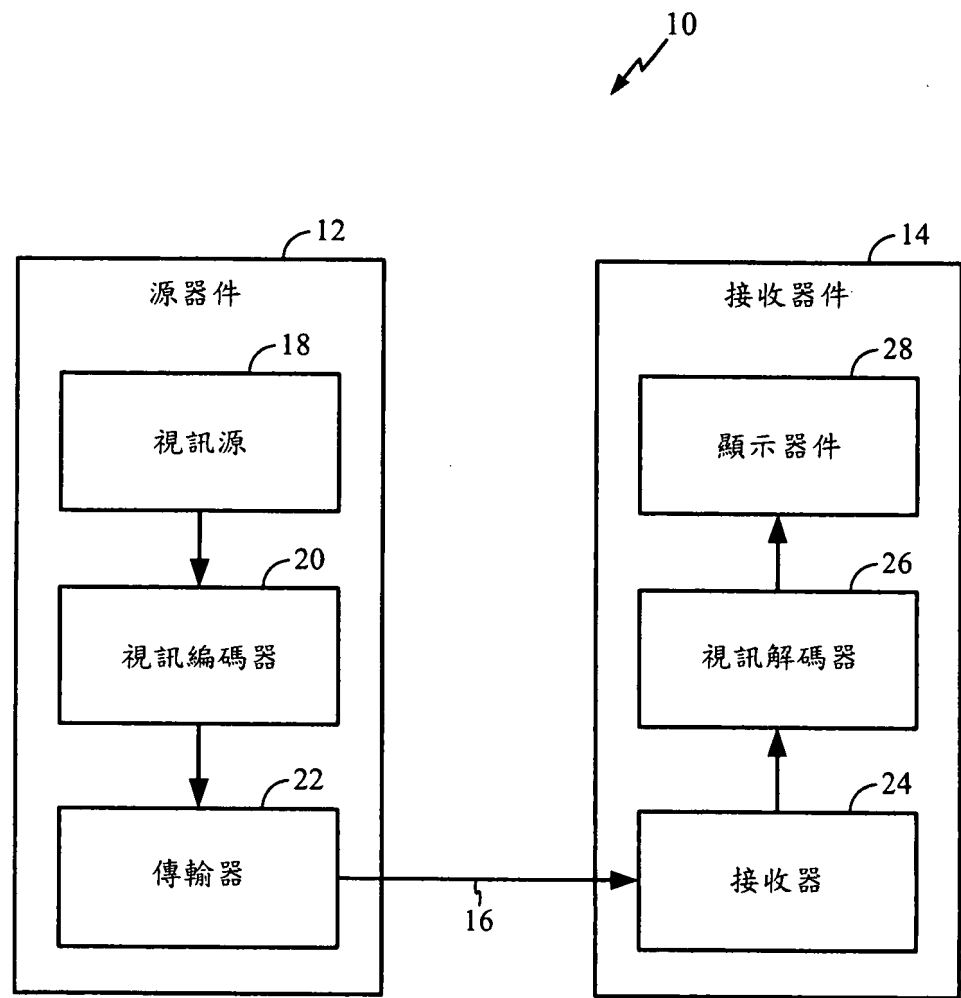
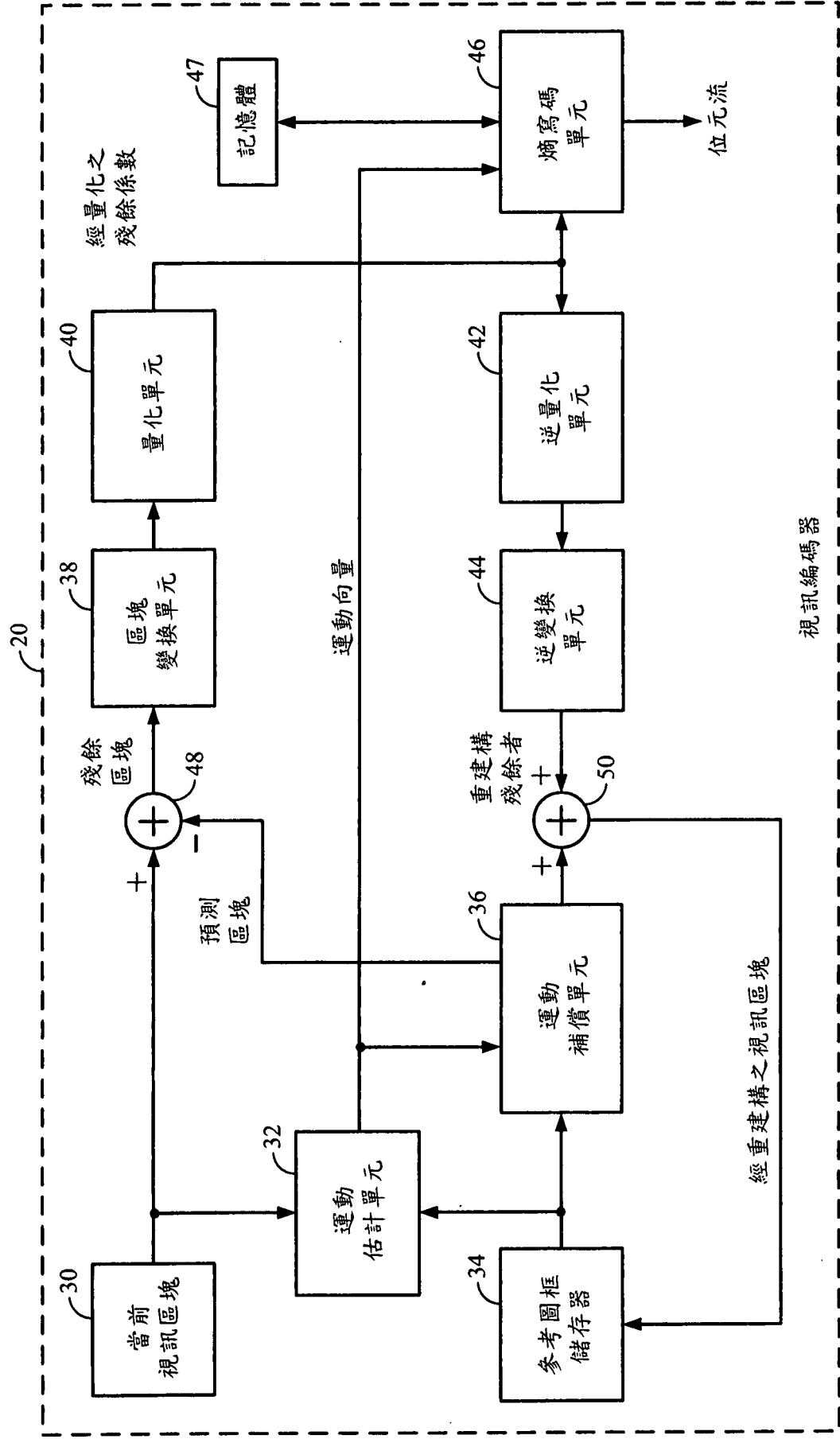


圖 1



視訊編碼器

圖2

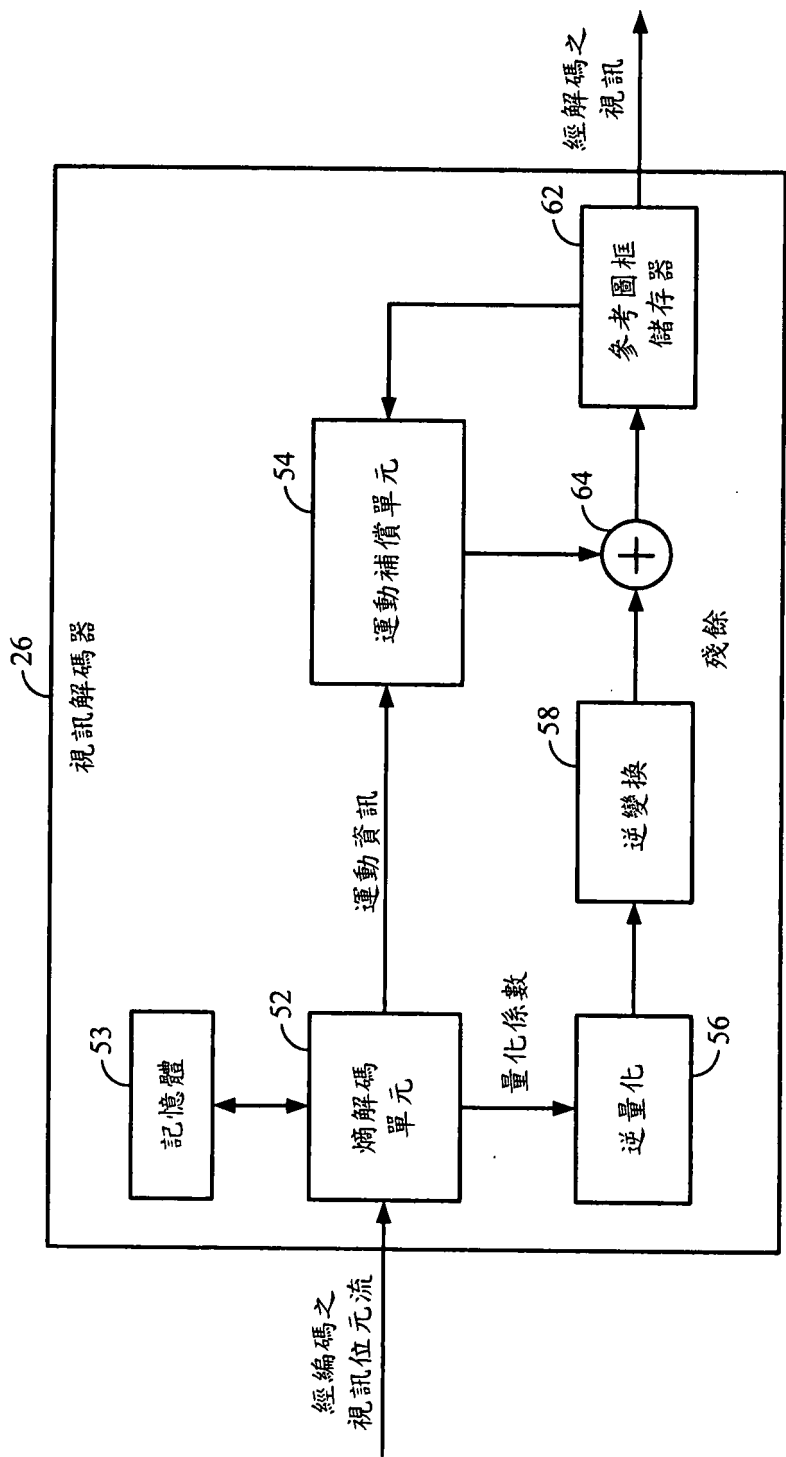


圖3

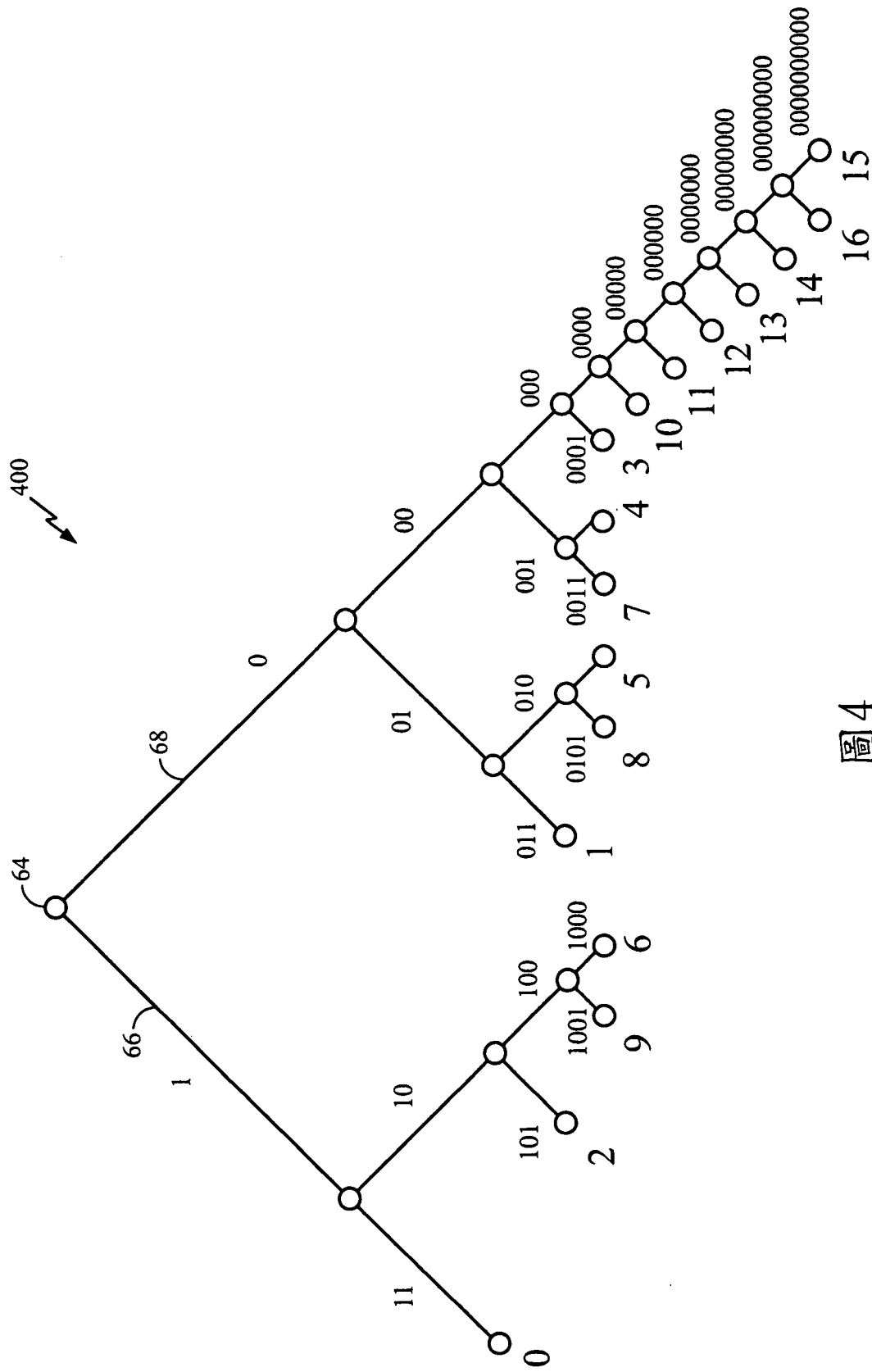


圖 4

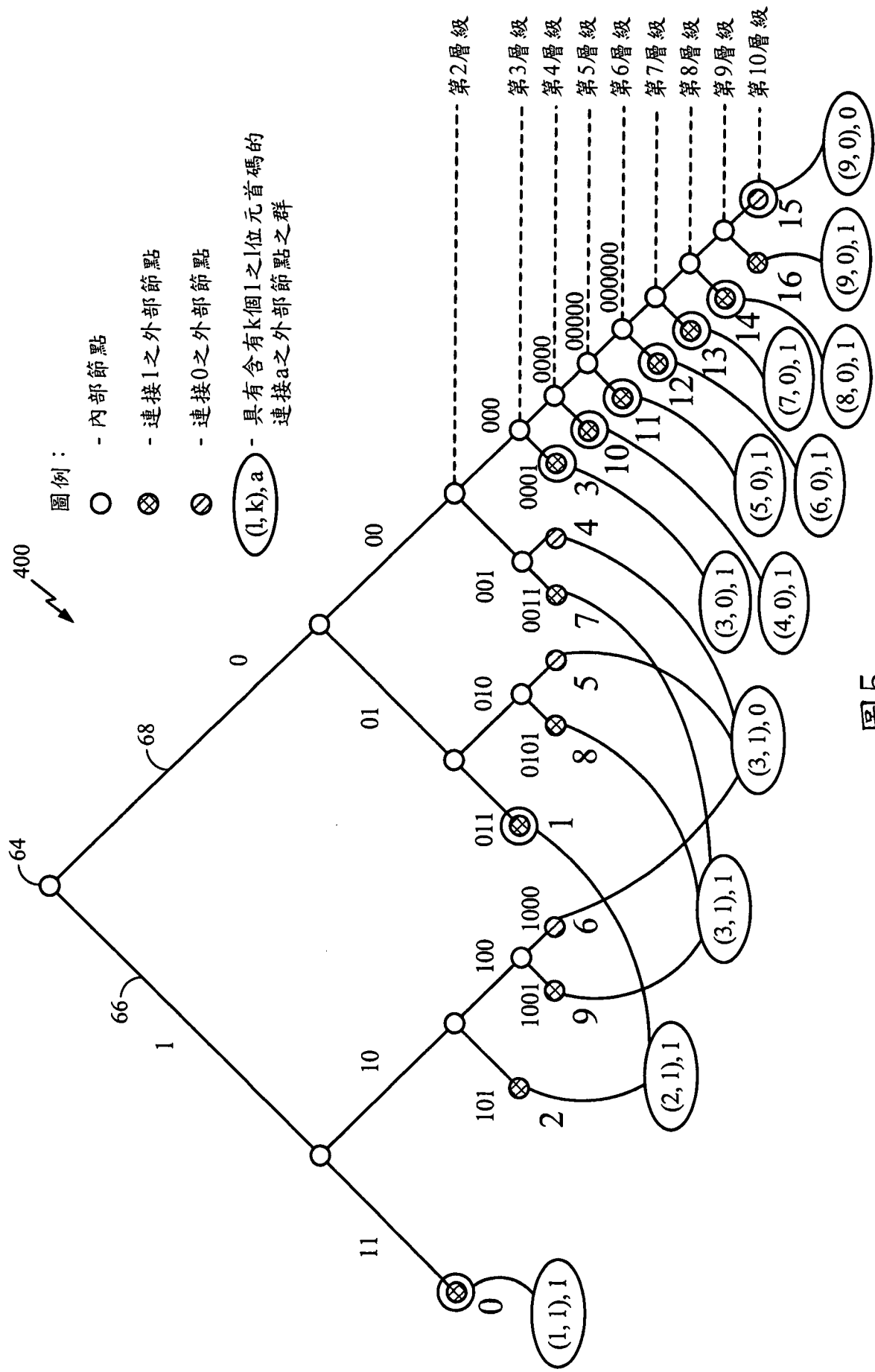


圖5

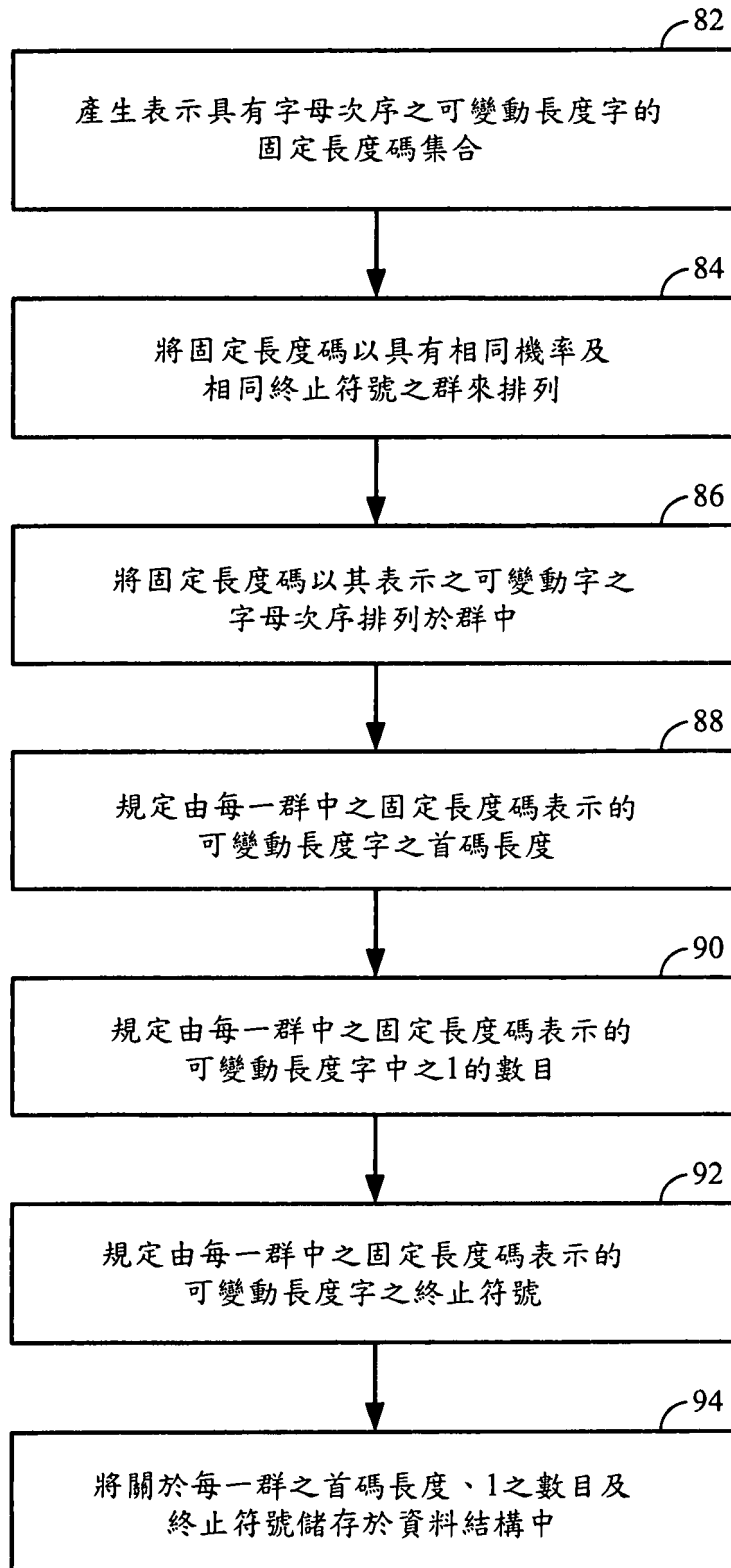


圖6

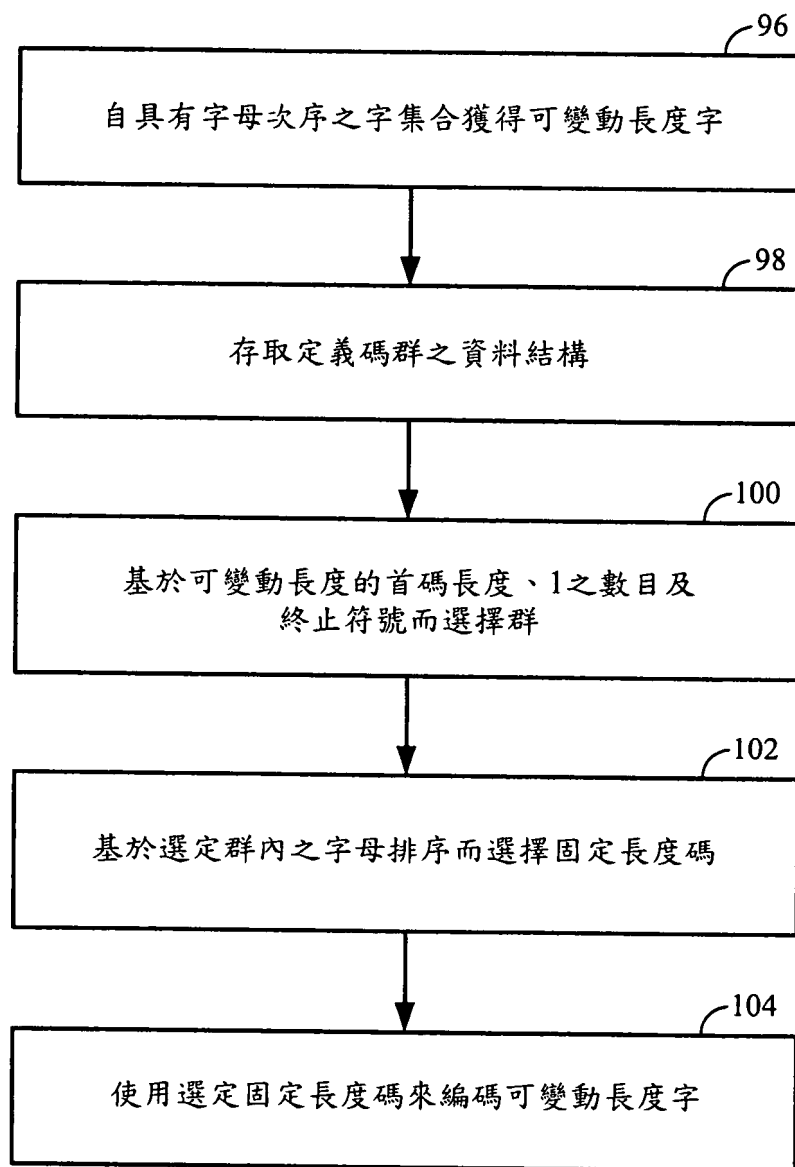


圖7

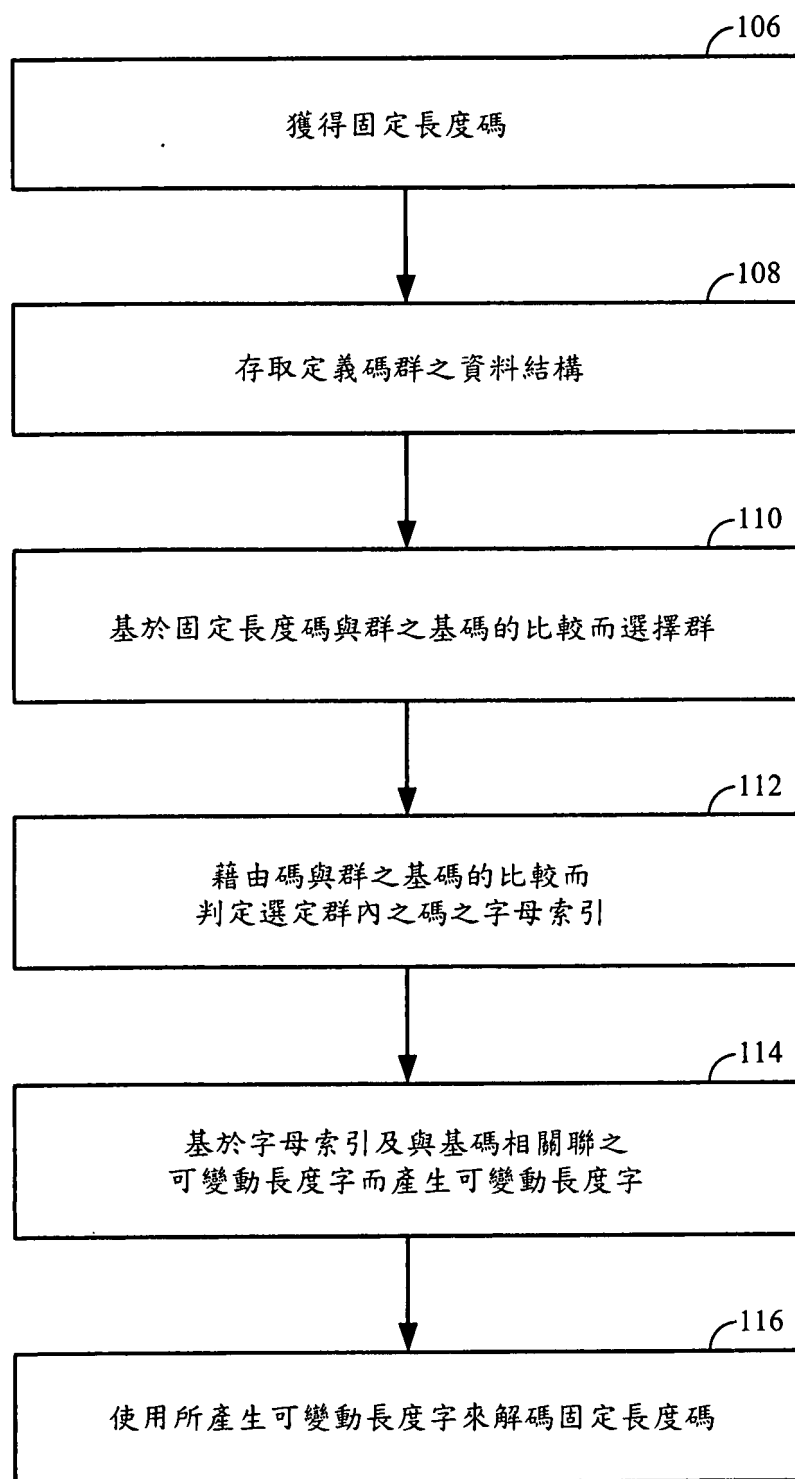


圖8

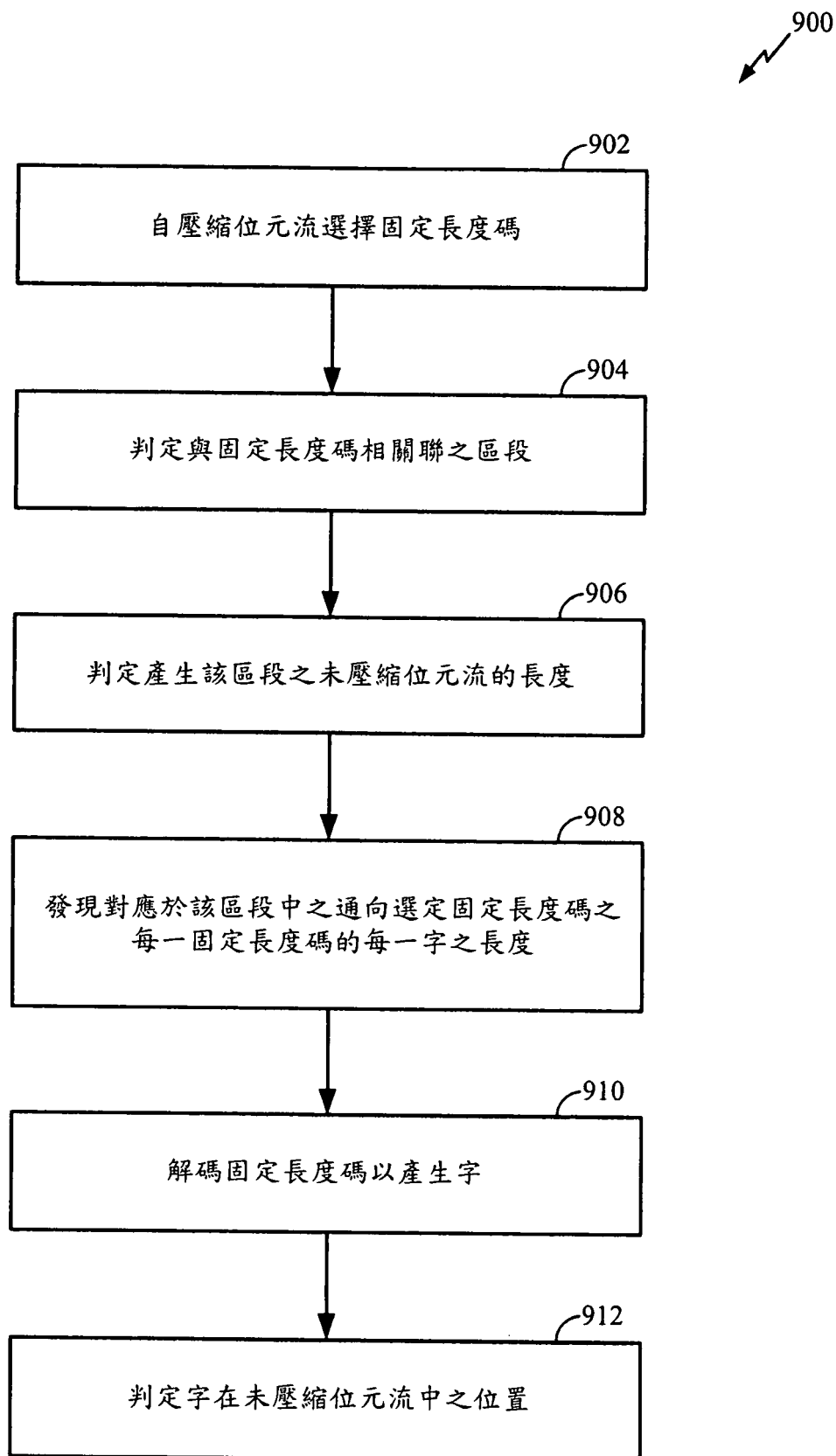


圖9

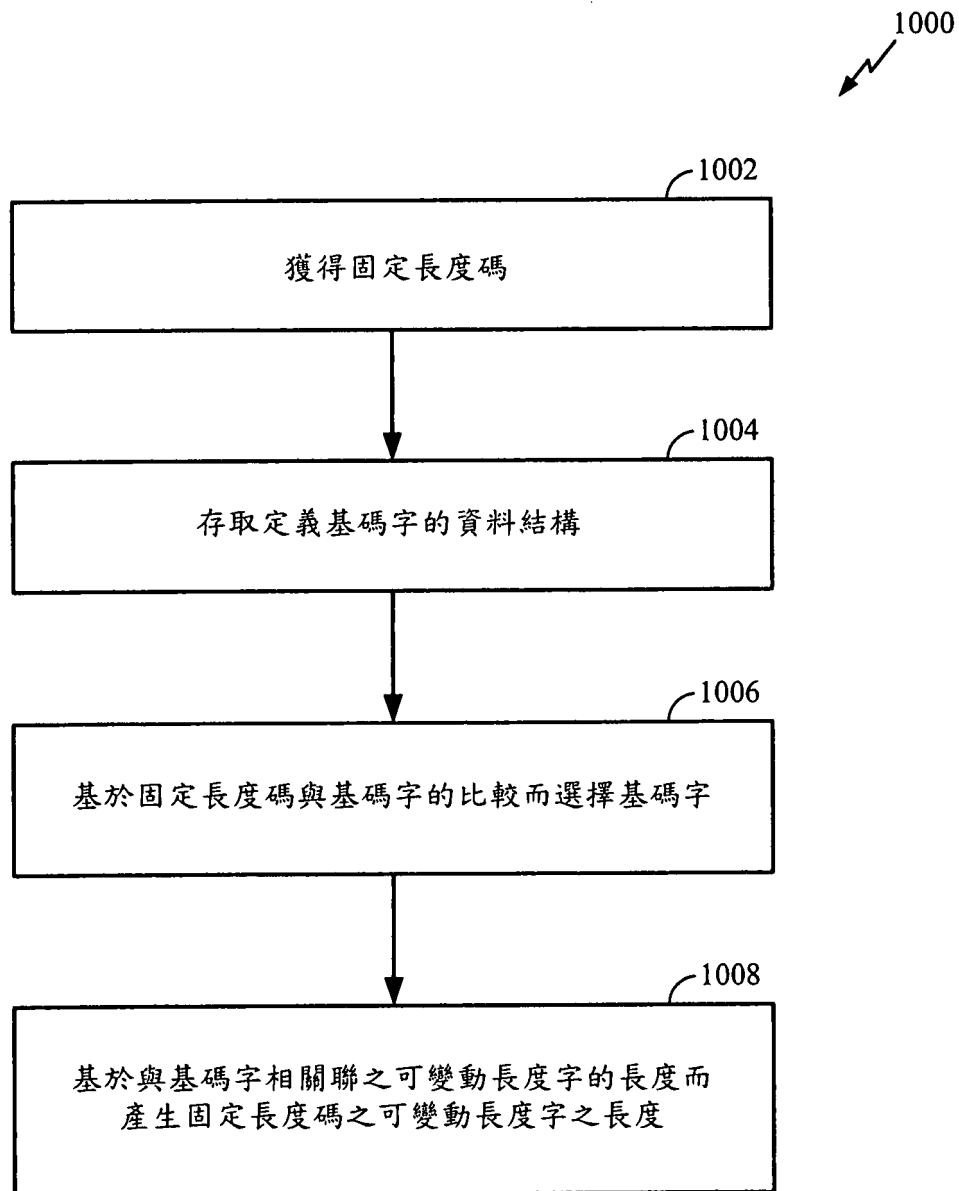


圖 10

四、指定代表圖：

(一)本案指定代表圖為：第 (4) 圖。

(二)本代表圖之元件符號簡單說明：

0至16	節點
64	根節點/求和器
66	鏈路/左分枝
68	鏈路/右分枝
400	二進位VF碼樹

五、本案若有化學式時，請揭示最能顯示發明特徵的化學式：

(無)