

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：93115289

※ 申請日期：93/05/28

※IPC 分類：

G06K17/00

G06F12/02 (2006.01)

壹、發明名稱：(中文/英文)

(中文) 使用記憶體位址對映表之可攜式資料儲存裝置

(英文) PORTABLE DATA STORAGE DEVICE USING A MEMORY ADDRESS MAPPING TABLE

貳、申請人：(共 1 人)

姓名或名稱：(中文/英文)

(中文) 特科 2000 國際有限公司

(英文) Trek 2000 International Ltd.

代表人：(中文/英文)

符國華 / F00 Kok Wah

住居所或營業所地址：(中文/英文)

(中文) 新加坡#07-13/14/15 洛陽工業區洛陽路 30 號

(英文) 30 Loyang Way #07-13/14/15 Loyang Industrial Estate, Singapore
508769

國 籍：(中文) 新加坡 (英文) Singapore

參、發明人：(共 3 人)

姓 名：(中文/英文)

(1) 陳勝利 / TAN Henry

(2) 符廷彬 / P00 Teng Pin

(3) 林利泉 / LIM Lay Chuan

住居所地址：(中文/英文)

(1) 新加坡棕櫚道 1 號

1 Palm Drive, Singapore 456458

(2) 新加坡布洛南路 44 座 11 樓 763 號

Blk 44 Bedok South Road #11-763, Singapore 460044

(3)新加坡武吉巴禎 33 街 322 座 3 樓 4 號

Blk 322 Bukit Batok St. 33 #03-04, Singapore 650322

國 籍：(中文/英文) (1)新加坡 / Singapore (2)、(3)馬來西亞 / Malaysia

肆、聲明事項：

本案係符合專利法第二十條第一項 第一款但書或 第二款但書規定之期間，其日期為： 年 月 日。

◎本案申請前已向下列國家(地區)申請專利 主張國際優先權：

【格式請依：受理國家(地區)；申請日；申請案號數 順序註記】

1. PCT；2004/01/19；PCT/SG2004/000017

2.

3.

4.

5.

主張國內優先權(專利法第二十五條之一)：

【格式請依：申請日；申請案號數 順序註記】

1.

2.

主張專利法第二十六條微生物：

國內微生物 【格式請依：寄存機構；日期；號碼 順序註記】

國外微生物 【格式請依：寄存國名；機構；日期；號碼 順序註記】

熟習該項技術者易於獲得，不須寄存。

(3)新加坡武吉巴禎 33 街 322 座 3 樓 4 號

Blk 322 Bukit Batok St. 33 #03-04, Singapore 650322

國 籍：(中文/英文) (1)新加坡 / Singapore (2)、(3)馬來西亞 / Malaysia

肆、聲明事項：

本案係符合專利法第二十條第一項 第一款但書或 第二款但書規定之期間，其日期為： 年 月 日。

◎本案申請前已向下列國家(地區)申請專利 主張國際優先權：

【格式請依：受理國家(地區)；申請日；申請案號數 順序註記】

1. PCT；2004/01/19；PCT/SG2004/000017

2.

3.

4.

5.

主張國內優先權(專利法第二十五條之一)：

【格式請依：申請日；申請案號數 順序註記】

1.

2.

主張專利法第二十六條微生物：

國內微生物 【格式請依：寄存機構；日期；號碼 順序註記】

國外微生物 【格式請依：寄存國名；機構；日期；號碼 順序註記】

熟習該項技術者易於獲得，不須寄存。

玖、發明說明：

【發明所屬之技術領域】

本發明係關於可攜式資料儲存裝置，及利用此裝置儲存與擷取寫入之資料的方法。

【先前技術】

過去數年中，提供含有快閃記憶體且可連接至電腦之串列匯流排之資料儲存裝置已越來越受重視。此領域之一項領先技術文件係為 W0 01/61692，其揭示一種後來以商標「Thumbdrive」行銷之單件式裝置。在此文件的一具體例中，此裝置之殼體上所裝設之公 USB 插頭直接連接至一電腦中的母 USB 插座，使得電腦能夠在 USB 控制器的控制下將資料來回傳輸到可攜式儲存裝置之快閃記憶體。針對此種裝置，已有各種改良提出。例如，W0 03/003282 揭示裝置可設有一指紋感測器，只有在指紋感測器比較使用者掃描指紋與預先儲存資料，藉以核對使用者身份後，才能存取裝置中所儲存的資料。此等文件所揭示之內容併述於此以供參考。

此種可攜式儲存裝置的結構如圖 1 所示。可攜式儲存裝置標示為 1，其具有一殼體，以虛線表示。其包括一 USB 控制器 2，控制一 USB 介面 3（例如一 USB 插頭），其直接連接到主機電腦 5 之 USB 介面 4（例如一 USB 插座）。從主機電腦 5 傳輸到 USB 介面 3 的資料透過 USB 控制器 2 而傳到一主控制單元 7。

資料封包有各種類型。包括 WRITE 資料封包，其含有

WRITE 指令，將 512 位元組之倍數的資料量寫到特定邏輯位址。另外亦包括 READ 資料封包，其含有一 READ 指令，從特定邏輯位址讀取資料。WRITE 指令一般含有一第一部分資料必須寫入之位置的邏輯位址、欲寫入多少資料之指示、及欲寫入之資料。傳遞一個 WRITE 指令可能需要數個資料封包。同樣地，一 READ 指令指示一開始讀取之邏輯位址、及欲從該處讀取多少記憶體之指示。

主控制單元 7 藉由控制一 NAND 快閃記憶體 9 來實施此等指令。主控制單元 7 可利用示意圖中標示為 12 之一或多條線傳送命令符元，藉以控制 NAND 快閃記憶體 9。典型地，此等線 12 包括一條線在資料欲寫入到快閃記憶體 9 時用於傳送 WRITE 信號，一條線在快閃記憶體欲傳送資料到主控制單元 7 時用於傳送 READ 信號，多條線用於傳送一位址信號，指示資料應寫入記憶體中的位置、或資料應從記憶體中讀取的位置，及一 ENABLE 信號，其必須設為某特定值，快閃記憶體才能夠運作。

當主控制單元 7 需要將資料儲存到快閃記憶體 9 時，其在傳送 WRITE 命令、ENABLE 信號及位址的同時，經由一 8-位元匯流排 8 將資料傳送過去。位址係為一實體位址（亦即記憶體單元 9 中的一特定位址），此實體位址係根據主控制單元 7 內或主控制單元 7 可存取之 RAM 記憶體所儲存的對映表而對應於邏輯位址。反應於一 READ 命令時，資料會從裝置傳出，其係以 512 位元組封包從 NAND 快閃記憶體 9 傳出，經由 8-位元匯流排 8，而傳到主控制單元 7。主控

制單元將 512 位元組封包傳送到 USB 控制器 2，其透過 USB 介面 3 而將封包從裝置 1 傳送到主機 5。

此裝置習知係透過 USB 介面 3 而供應電源，當 USB 介面 3 從電腦的 USB 插座卸下時，裝置的電源即關閉。所有儲存在主控制單元 7 之 RAM 中的資料都會消失。

圖 2 顯示 NAND 快閃記憶體 9 的記憶體空間。此裝置之結構在每一「頁」6 中可儲存 512 位元組區段之資料（請注意亦有其他可能性，例如每頁儲存 2 千位元組），每一頁亦含有一個別控制資料儲存區 11，用以儲存控制資料（典型為 16 位元組）。資料係配置在「區塊」10 中（亦即圖 2 中的各列），例如每一區塊 10 具有 64 頁 6。習知 NAND 快閃記憶體有三項限制：

1. 任何一特定頁不是處於「擦除」狀態、就是處於「未擦除」狀態，在「擦除」狀態中，可將資料寫入該頁，在「未擦除」狀態中，該頁儲存有資料，而不同的資料不可寫入該頁。這些頁只能以區塊為單位（block-by-block）的方式從未擦除狀態轉換到擦除狀態，亦即，一特定區塊的所有未擦除頁必須一次擦除，失去其中所儲存的所有資料。

2. 一特定的區塊或頁具有有限的生命週期。換言之，其從擦除狀態轉換成未擦除狀態只能進行有限的次數，例如 10,000 或 10,000 次。這會限制記憶體裝置的壽命。

3. NAND 快閃記憶體有時會有「損壞」區塊，亦即資料無法可靠地寫入其中。

如上所述，NAND 記憶體裝置 9 中寫入資料之位址或讀出資料之位址，係由 USB 介面 3 所接收之資料封包中編碼的一邏輯位址決定。習知上，主控制單元必須存取一表，用於儲存邏輯位址空間中的位址與不在髒表 (dirty table) 中之記憶體裝置區塊中之實體記憶體空間中的位置 (亦即記憶體中的「實體位址」) 之間的一對映關係。具體言之，每一區塊係對映到邏輯位址空間的一個別區域，其具有之位址數量與頁的數量相同。此對映係被固定。因此，損壞區塊並未關聯於任何邏輯位址。

除了損壞區塊以外，還有其他區塊未關聯於邏輯位址。此等為「保留」區塊，其係用於儲存可攜式儲存裝置可能需要的其他資料。例如，髒位址表本身係儲存在保留區塊中。

主控制單元 7 包括一檔案管理系統，包括一區塊定位表，其指示每一區塊係處於擦除狀態或未擦除狀態、以及有多少區塊係處於擦除狀態或未擦除狀態。當主控制單元 7 接收到資料欲寫入記憶體中之一區塊中的一位置時，主控制單元 7 利用區塊定位表，找出區塊是否處於擦除狀態。習知上，若發現區塊係處於未擦除狀態，其會將區塊中任何不想被覆寫的資料複製到一不同位置，將此區塊擦除，然後將欲儲存到記憶體中的新資料寫回該區塊，並將資料複製到不同位置。

【發明內容】

本發明提供一種新穎且實用之可攜式資料儲存裝置。

概言之，本發明提出：在裝置的操作期間，改變邏輯位址空間之區域與實體記憶體空間之區域間的對映關係。換言之，邏輯位址區域與實體記憶體區域之間維持一種一對一的對映關係，但此對映關係隨時間改變。

這具有數項優點。

首先，本發明人已注意到，通常主機電腦上之習知作業系統所產生的邏輯位址傾向於統計上相關，這表示，若邏輯位址與實體位址具有一固定關係，則某些實體位址將會較其他位址更常被使用，因此容易很快損壞。

再者，能夠改變邏輯位址與實體位址之間的關係，表示需要寫入資料之寫入操作次數減少。實質上，根據本發明之邏輯位址與實體位址之對映關係，當接收到一指令欲將資料寫入到處於未擦除狀態之頁時，可改變邏輯位址與實體位址之對映關係，使得一處於擦除狀態之新區塊關聯於該邏輯位址。新資料被寫入新區塊，而舊區塊中任何所儲存之未被擦除的資料亦寫入新區塊。因此，舊資料只需要複製一次，而非如上揭習知技術複製二次。此使得裝置的整體操作加快。

邏輯位址與實體位址之間的暫時對映關係，係由一記憶體位址對映表所定義。為了操作速度，記憶體位址對映表較佳係儲存在 RAM 記憶體中（例如，在主控制單元本身內）。但，定義之對映資料較佳亦可儲存在快閃記憶體本身內，使得在關閉電源的狀態下不會失去資料。

特別地，一特定區塊之一或多頁之控制資料儲存區可儲

存指示資料，指示該區塊目前關聯於哪一個邏輯位置區域。當裝置連接至一主機電腦且主控制單元供應有電源時，主控制單元利用此資料產生對映表（其可儲存於其快取記憶體中）。當對映關係改變，使得對映於一特定邏輯位址區域之實體位址從一第一區塊改變成一第二區塊，則對映表中的資料及快閃記憶體裝置中所儲存的對映資料會被更新。在資料儲存於快閃記憶體的情況，其方式僅係在第一區塊擦除之前將定義對映關係的資料從第一區塊複製到第二區塊。

如上所述，在習知系統中，邏輯位址空間係小於實體位址空間，因為有些區塊未關聯於任何邏輯位址。此等為保留區塊與損壞區塊。在本發明中，除了保留區塊與損壞區塊，任何時候均另外有一組區塊（此處稱為「貯列區塊」）可利用來對映於一邏輯位址區域，取代目前對映於該邏輯位址區域之區塊。當對映關係需要改變時，其中一貯列區塊會被選取，成為關聯於一個邏輯位址區域。貯列區塊在貯列中排隊時較佳係處於擦除狀態，而不是在其成為關聯於一個邏輯位址區域時才進行擦除。

記憶體位址對映關係的更新（亦即，選擇一擦除之第二區塊來取代對映關係中的一第一區塊）的執行時機，係在每當所接收之新 WRITE 指令到要將資料寫到一非處於擦除狀態之實體位址之位置時。

其可在接收到此 WRITE 指令時就立即執行。或者，在本發明之較佳改良中，主控制單元依據一特定 WRITE 指令所

執行的寫入操作可懸置一段特定期間，只有在該期間未接收到符合一預定之第一指令相似性標準的指令時，才會執行。正如同上述可變化之位址對映表的觀念部分係受啟發於邏輯位址統計上相關之觀察，此一改良係受後述觀察所啟發，亦即，在一相對短時間期間內所接收到的指令經常係為充分強烈相關，一併處理會比個別處理更有效率，因此可增進可攜式資料儲存裝置之速度及/或壽命。此種將寫入操作懸置以便確認是否有另一相關之 WRITE 指令到達的觀念，構成本發明之另一獨立的態樣，除了與可變對映表結合使用外，亦可於本發明之範圍內使用。

一第一此種相關係為密集連續寫入指令指定資料欲寫入連續之相同邏輯區域中。針對此點，主控制裝置接收到一第一指令，其指定將資料寫入一邏輯位址區域，依據記憶體位址對映關係，此邏輯位址區域係對映於實體記憶體之一特定第一區塊，此時，主控制裝置較佳懸置至少一操作，使得不被覆寫之第一區塊中所儲存的資料被複製到第二區塊。如果在該期間中，主控制裝置未接收到含有指令欲將資料寫入到該區塊之連續頁的封包，則其可繼續進行將第一區塊中的資料複製到第二區塊之操作。或者，如果在該期間中接收到一或多個封包指定其他資料欲寫入相同邏輯位址區域的其他位置，則可將所有封包之資料寫入到該區塊中，在此種情況中，只需要將第一區塊之其他部分的資料複製到第二區塊。

一第二此種相關係為，本發明人已注意到，主控制裝置

經常會在一短時間內接收到指定完全相同之邏輯位址之含有 WRITE 指令之封包。每當接收到一個此等指令時，本發明之具體例不會立刻重設記憶體位址對映關係，而是較佳地在一時間期間內懸置此操作。在此期間內，資料儲存在主控制裝置所操作的一資料快取記憶體中（例如，其內部之 RAM 快取記憶體）。如果在此時間期間中未收到關於相同邏輯位址之指令，則主控制裝置如前所述開始將資料寫到快閃記憶體中。然而，在此期間中，若接收到一 WRITE 指令（或者，在另一具體例中，非為關於相同邏輯位址者），則主控制裝置將資料寫到其快取記憶體（並且通常會重設其時鐘）。在此期間中，若接收到一關於相同邏輯位址之 READ 指令，則該資料係從快取記憶體讀取，而非從快閃記憶體裝置讀取。

選擇性地，快取記憶體可大到足以儲存關於複數個邏輯位址之資料。亦即，快取記憶體可分割成複數個區段，每一區段用於儲存關於一對應邏輯位址之資料，且每一區段關聯於一個別計時器，用於從接收到關於該邏輯位址之 WRITE 指令時開始測量時間。

較佳地，資料儲存裝置能夠分辨哪一個邏輯位置特別容易經常有資料寫入（亦即，其根據輸入指令執行一模式辨識演算法），使其可選擇其認為有必要執行前二段所述之快取操作的一組之一或多個邏輯位置。

以上說明係假設每一個欲關聯到邏輯位址區域之區塊均有一個別對映關係，但這點需要記憶體位址對映表之內

容至少與可儲存資料之區塊數目一樣多。另一種方式，係將邏輯位址區域關聯到個別區塊群組。例如，區塊可分成（例如）每四個區塊為一個群組（因此，總共有例如 $4 \times 64 = 256$ 頁），邏輯位址區域會是對映係數之倍數大（例如，四倍大）。此種情況中，記憶體位址對映表在每一群組與一個別之邏輯位址區域之間定義一種一對一的對映關係。

群組可單純是連續的區塊，但是在具有任何損壞區塊的情況下，較佳有一種較複雜的區塊設定方式，將非損壞之區塊分組。然後，區塊群組可視為實體記憶體區域，關聯於邏輯位址空間之區域。主控制單元可存取一指示此分組之分組表，使得指定一邏輯位址即可利用記憶體位址表來決定一對應群組，並利用分組表來識別構成此群組之區塊。

由於損壞區塊很少，因此大部分的群組可依照簡單規則設定（例如，群組設為四個連續區塊為個別一組），分組表僅儲存未依照此規則之個別區塊資料。這將可減少分組表所需的尺寸。

為了方便起見，特定邏輯位址區域關聯於此等特殊群組任一者的事實，可在對映位址表中包括一旗標。因此，記憶體對映位址表將會指示何時需要參考分組表來決定關聯於一特定邏輯位址之實體位址。

主控制單元可將一特定邏輯位址區域中的邏輯位址關聯於對應群組之區塊，使得連續邏輯位址對應於頁之

「欄」。此種將區塊群組對應於邏輯位址區域之概念，以及

伍、中文發明摘要：

一種可攜式資料儲存裝置，包括一 USB 控制器、一主控制單元及一 NAND 快閃記憶體裝置。主控制單元接收欲寫入邏輯位址之資料，並指示從邏輯位址讀取資料。其利用一記憶體位址對映表，而將邏輯位址關聯於記憶體裝置中的實體位址，並將資料寫入或讀出對映於邏輯位址之實體位址。對映關係隨時間改變，使得不同實體位址區域在不同時間關聯於邏輯位址。這可增加裝置之速度，並表示實體位址不會因永久關聯於相對較常寫入資料之邏輯位址而快速磨損。

陸、英文發明摘要：

A portable data storage device includes a USB controller, a master control unit and a NAND flash memory device. The master control unit receives data to be written to logical addresses, and instructions to read data from logical addresses. It uses a memory address mapping table to associate the logical addresses with the physical addresses in the memory device, and writes data to or reads data from the physical address corresponding to the logical address. The mapping is changed at intervals, so that different ones of the physical address regions are associated at different times with the logical addresses. This increases the speed

I277001

of the device, and also means that no physical addresses are rapidly worn out by being permanently associated with logical addresses to which data is written relatively often.

柒、指定代表圖：

(一)本案指定代表圖為：第 (3) 圖。

(二)本代表圖之元件代表符號簡單說明：

- | | |
|----|------|
| 21 | 左欄 |
| 23 | 右欄 |
| 25 | 貯列區塊 |

捌、本案若有化學式時，請揭示最能顯示發明特徵的化學式：

無

將一邏輯位址區域中的連續邏輯位址關聯於頁之欄的概念，構成本發明之另一獨立態樣，除了與可變對映表結合使用外，亦可於本發明之範圍內使用。

本發明第一態樣的具體表現係為一種如後附申請專利範圍第 1 項之可攜式資料儲存裝置。

應瞭解，在意圖之背景中，可能具有含有欲儲存在複數頁中之資料的 WRITE 指令，或者從複數頁要求資料之 READ 資料封包。換言之，上述之位址可例如為一實體位址區域之複數頁部分的起始位址。

【實施方式】

現在將參照以下圖式說明本發明之較佳具體例，其僅作為例示用途。

現在將說明本發明之第一具體例。其可具有相同於圖 1 所示之實體結構，因此，具體例之對應元件將以相同於圖 1 使用之元件符號表示。所有顯示的元件可包含於一單一殼體中，例如一個安裝有 USB 連接器 3 的殼體。USB 連接器 3 (例如 USB 插頭) 可插入主機電腦 5 之一 USB 插座 4，藉以直接連接至一主機電腦 (例如一個人電腦 (PC))。或者，可在二者之間附接一纜線。應注意，此裝置亦可具有圖 1 中未明確顯示之特徵，但為公開可得之可攜式資料儲存裝置所習知者，例如密碼保護、利用指紋核對進行存取控制等。此等特徵之實施係為熟習此項技術者所知。

圖 3 顯示第一具體例所使用的記憶體位址對映表。此表係儲存於主控制單元 7 的揮發性 RAM 記憶體中。左欄 21

係為標示邏輯位址區域之索引，右欄 23 係為標示實體位址空間之區塊的編號，其係以一對一的方式對映於該等邏輯位址區域。為了簡化起見，假設邏輯位址區域的數量為 8（標示為索引 0 至 7），區塊的數量為 16（標示為索引 0 至 15）。實際上，此等數量將會高出非常多。因此，每一邏輯位址區域中可儲存的資料量為 512 位元組（假設此為頁的尺寸）乘以每區塊的頁數（例如 64）。右欄的每一列僅儲存一索引，標示一對應區塊。邏輯位址區域的數量對應於任一時間用於儲存資料之區塊數量。

例如，由於其假設每區塊有 64 頁，邏輯位址 67 係關於邏輯位址區域 1 中的一頁。這是因為邏輯位址區域 0 的頁具有邏輯位址 0, 1, ... 63，而邏輯位址區域 1 的頁具有邏輯位址 64, 65, ... 127，故邏輯位址 67 係為邏輯位址區域 1 中的第四位址。在圖 3 所示的對映關係中，邏輯位址區域 1 係對映至區塊 10。

除了對映於邏輯位址區域之區塊，實體位址空間包括有數個其他區塊（在以上所示之範例中為 8）。此等包括保留區塊 6、12 與 13，及「損壞」區塊 7（無法運作）。因此，此等位址未出現於圖 3 之對映表中（雖然具體例較佳亦具有一隣區塊表及一保留區塊表，用於以習知方式執行習知可攜式儲存裝置中之其他操作）。這留下數個區塊（此實施例為四個）可用於成為對映於邏輯位址區域。

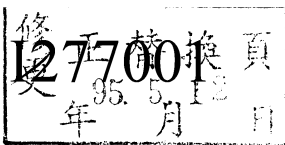
此等區塊稱為「貯列區塊」，其在圖 3 之記憶體位址對映表中顯示為 25。此等區塊係處於擦除狀態。當一區塊從

貯列的頂端移除時，所有其他區塊往上移一列；然後一新區塊插入區段 25 的最下面一列。為方便起見，其實施方式可在一記憶體中配置四個位置，每一者儲存一個索引，並具有一指標，指示四個位置的其中一者。指標所指的位置係邏輯上均等於區塊 25 的「最上面一列」。因此，移除索引及區段 25 的「最上面一列」，並將一新索引寫入區段的「最下面一列」，係對映於將新索引覆寫到指標所指之位置，並以循環 (round-robin) 方式指到下一個位置。

對映至一對應邏輯位址區域之每一區塊之第一頁的控制資料儲存區 11 包括有對應邏輯位址之索引(若儲存此索引所需的位元數大於第一頁之區 11 中可利用的位元數，則索引可被編碼並儲存在對應於區塊之一個以上之區 11 中)。因此，若裝置電源關閉(使得圖 3 之記憶體位址對映表從 RAM 消失)，當裝置再度供應電源時，主控制單元 7 可利用控制資料儲存區 11 所儲存的索引，而在其 RAM 中重新產生記憶體位址對映表。

現在參照圖 4 所示之流程圖考慮第一具體例之操作。在步驟 1 中，接收到一指令，在步驟 2 中，主控制單元 7 判斷其係為 READ 指令或 WRITE 指令。

假設指令係為 READ 指令，欲從邏輯位址 67 開始讀取資料。在步驟 3 中，主控制單元 7 利用圖 3 之記憶體位址對映表，決定對應於含有邏輯位址之對應邏輯位址區域的對應區塊(即區塊 10)，及區塊中對應於邏輯位址之頁(即第四頁)。然後，在步驟 4，根據習知技術執行讀取操作：



替換頁

主控制單元 7 發出一命令至記憶體單元 9，從區塊 10 提取第四頁所儲存的資料；此資料係經由匯流排 8 而從記憶體單元 9 傳送到主控制單元 7；主控制單元將此形成一或多個封包，並傳出裝置。

假設主控制單元接收到一 WRITE 指令，欲從邏輯位址 67 開始寫入某資料。在步驟 5 中，主控制單元 7 判斷對應於邏輯位址之區塊及頁（如同步驟 3），在步驟 6 中，主控制單元判斷此頁處於擦除或未擦除狀態。可利用一檔案管理系統達成（例如，利用前述習知技術中的區塊定位表）。

若區塊 10 的第四頁係為擦除，則根據習知技術，主控制單元 7 發送一寫入指令到記憶體 9，使記憶體將資料儲存在區塊 10 的第四頁中。

另一方面，若區塊 10 的第四頁係為未擦除，則在步驟 8 中，主控制單元指示記憶體單元將區塊 10 的前三頁和區塊 10 的最後 60 頁中所儲存的資料複製到一新區塊。此新區塊係為貯列區塊 25 的第一個，亦即區塊 4。然後，在步驟 9 中，WRITE 指令中所包含的資料被寫到區塊 4 的頁 4。然後，在步驟 10 中，記憶體位址表重設為圖 5 所示的形式。亦即，區塊 4 現在係關聯於邏輯位址區域 1。區塊 10 被擦除，並放入貯列 25 的後面。由於貯列中有四個區塊，主控制單元被指示將資料寫入未擦除頁發生三次之後，區塊 10 可被重新使用。請注意，步驟 8 到 10 的操作可依據實施方式而以其他的順序執行。

請注意，利用一檔案管理系統的另一種方案係使裝置省

略步驟 6 與 7，而直接從步驟 5 到步驟 8。換言之，每當接收到一寫入指令時，都會執行複製步驟 8 到 10。

圖 6 顯示本發明之第二具體例。在第一具體例中，8 邏輯位址區域的每一者係對映到一個別區塊，而在第二具體例中，邏輯位址區域（此實施例中仍為 8 個）的每一者係對映到一對應區塊群組（此實施例中為四個區塊）。在此實施例中，區塊的數量等於 64，以索引 0 到 63 標示。區塊 60、61、62 與 63 係作為保留區塊。區塊 9、17、18 與 27 假設為損壞區塊。損壞群組係在圖 6(a) 所示的「髒表」中指定。此表可在裝置第一次供應電源時藉由測試所有區塊並找出損壞區塊而產生；依照此方式，可確保所定義的保留區塊不會包含損壞區塊。然後，損壞區塊表典型地係儲存在一或多個保留區塊中；或者，其可在每次裝置供應電源的時候重新產生。

記憶體位址對映表係顯示於圖 6(b)。在此例中，每一個邏輯位址區域 0 到 7（左欄 31）係對映於一群組編號（中間欄 33）。共有 12 個群組可用來對映到個別之邏輯位址區域，此等群組係以個別群組索引 0 到 11 標示。

大部分的群組（假設索引為 i ）係由一組區塊 $4i-4$ 、 $4i-3$ 、 $4i-2$ 及 $4i-1$ 所組成。然而，有些區塊屬於此簡單規則的例外，因為依照此規則，群組會包含一或多個損壞區塊。定義此種群組的區塊係設定在「乾淨表」中，如圖 6(c) 所示。

例如，群組 1 係為前四個區塊 0、1、2 與 3。群組 2 係

為第二組四個區塊 4、5、6 與 7。然而，群組 3 非為區塊 8、9、10 與 11，因為如上所述，區塊 9 係為損壞區塊。而，圖 6(c) 的乾淨表指示群組 3 係由區塊 8、59、10 與 11 所組成。群組 4 根據一般規則係為區塊 12、13、14 與 15。群組 5 再度為一般規則的例外（因為區塊 17 與 18 係為損壞區塊），根據乾淨表，其係由區塊 16、58、57 與 19 所組成。群組 6 係再度為正常，亦即，區塊 20、21、22 與 23。群組 7 再度為不正常（因為區塊 27 係為損壞區塊），根據乾淨表，其係為區塊 24、25、26 與 56。群組 8 到 11 係依據一般規則。

因此，此實施例中，乾淨表僅定義三個群組的內容：群組 3、5 與 7。事實上，在典型的具體例中，損壞群組的比例非常低，因此乾淨表比記憶體位址對映表小很多。乾淨表的最大列數係為損壞群組的數量。

為了指示群組 3 未依照規則，記憶體位址對映表在第三欄 37 中含有一旗標，及在第四欄 38 中含有一對應指示，要參照圖 6(c) 的哪一系列以獲得群組的正確內容（在圖 6(b) 中，第四欄 38 的值分別為 0、1、2，這三個值分別標示圖 6(c) 之乾淨表的三列）。

當主控制單元接收到一 WRITE 指令指示其將某資料寫入邏輯位址 67 時，在此例中，其定義邏輯位址係在邏輯位址區域 0 中（因為邏輯位址區域 0 係為邏輯位址 0 至 255）。圖 6(b) 中，邏輯位址與群組之間的對映關係顯示對應群組為群組 2。欄 37 中的對應旗標並未設定，因此不需要參照

乾淨表來識別對應於群組 2 之區塊：依照規則係為 4、5、6 與 7。因此邏輯位址 67 係為區塊 5 的第四頁。

若此頁係處於擦除狀態，則來自 WRITE 指令的資料被寫入到該頁中。

若此頁非處於擦除狀態，則 WRITE 指令中的資料係寫到貯列 25 上端之群組之第二區塊的第四頁，亦即群組 7。然後，圖 6(b)的記憶體位址對映表更新成圖 6(d)，其方法係將貯列上端的群組編號（亦即群組編號 7）移到欄 33 中對應於邏輯位址區域 0 的列，並將指示區塊 7 為不規則的旗標複製到第三欄 37 的相同列中，且將指示乾淨表之列的對應資料複製到第四欄 38 的新列中。區塊 4、5、6 與 7 之其他頁所儲存的任何資料係分別複製到群組 7 的對應頁（亦即，分別為區塊 24、25、26 與 56 的各頁）。

若接著接收到對於邏輯記憶體位址 67 的讀取指令，則主控制單元 7 再度確認其對應到邏輯區域 0，因此檢查圖 6(d)之記憶體位址對映表中的對應列。此時，其可從欄 33 發現對應群組為 7，且欄 37 中的旗標指示此群組係為不規則。欄 38 指示群組係在圖 6(c)之乾淨表的列 2 中（亦即，最後一列）。因此，主控制單元從圖 6(c)之乾淨表提取此列之區塊（亦即區塊 24、25、26、56）。其係從群組 7 的第二區塊之第四頁（亦即區塊 25）讀取資料，產生一或多個編碼有該資料之資料封包，並經由介面 3 而將封包傳出裝置。

如果再度接收到對於邏輯記憶體位址 67 之寫入指令，

主控制單元 7 再度檢查圖 6(d)之記憶體位址對映表中的對應位置。此時，其發現對應群組為 7，且欄 37 中的旗標指示此群組係為不規則。因此，主控制單元從欄 38 提取對應列數（亦即 2），並從圖 6(c)的乾淨表獲得此列的區塊（亦即區塊 24、25、26、56）。其檢查群組 7 的第二區塊的第四頁（亦即區塊 25），查看資料是否儲存在其中（按照以上說明之歷史，當然有資料）。因此，將群組之其他頁中所儲存的資料移動到現在位於貯列 35 上端之群組的對應頁（亦即群組 4），並將 WRITE 指令的資料寫到此群組之第二區塊第四頁。然後，在欄 33 的最上面一列插入數字 4，將對應於群組 4 的（空白）旗標複製到欄 37 的最上面一列，將對應於群組 4 的（空白）資料複製到欄 38 的最上面一列，將索引 7 插入表之區段 35 的最後一列（已將其他列上移一列），將對應旗標複製到欄 37 的最後一列，並將對應資料複製到欄 38 的最後一列。

請注意，此步驟流程幾乎相同於圖 4。然而，應瞭解，步驟 3 與 5 現在較為複雜。區塊並非僅由邏輯位址與記憶體位址對映表（例如圖 3）來確認，而是利用記憶體位址對映表（例如圖 6(b)與 6(d)）來獲得一對應群組，並判斷群組之區塊（依據規則，或者，若記憶體位址對映表的欄 37 存在有旗標，則由圖 6(c)的乾淨表之欄 38 所指示之列），藉以達到確認。再者，在此例中，步驟 8、9 之參照第一貯列區塊應解釋為參照第一貯列區塊群組（亦即，記憶體位址對映表之區塊 35 的頂端之群組）。

這可說明第二具體例如何運作邏輯位址區域與個別區塊群組之間的對映關係。一邏輯上獨立的問題在於具體例如何將任何給定之邏輯位址區域中的邏輯位址對映於對應區塊群組中的個別頁。

一種可能性係用於吾人稱為「水平」之對應。這表示區塊的連續頁對應於連續邏輯位址。每一區塊（群組之最後區塊除外）的最後一頁對應於群組之下一區塊之第一頁的所對應的邏輯位址之前的連續邏輯位址。因此，例如，略大於單一區塊之頁數之資料量將會以下列方式寫入記憶體，亦即資料的起始處係寫入一邏輯位址所指定的一頁，然後寫入區塊的連續頁，直到區塊耗盡，然後其餘部分的資料係寫入下一區塊的第一頁。

然而，這並非唯一的可能性。在本發明第二具體例的較佳形式中，主控制單元可運作使得邏輯對應關係區塊群組之頁的位址邏輯對應係為「垂直」的。具體言之（假設，舉例而言，一特定群組中有四個區塊），前四個邏輯位址可對映到每一區塊的第一頁（亦即，第一邏輯位址對映於群組之第一區塊的第一頁；第二邏輯位址對映於群組之第二區塊的第一頁；等等），接下來四個邏輯位址可對映於每一區塊的第二頁（亦即，第五邏輯位址對映於群組之第一區塊的第二頁；第六邏輯位址對映於群組之第二區塊的第二頁；等等）。

換言之，主控制單元 7 將四個連續邏輯位址組視為分別對應於個別區塊的個別頁。沿個別區塊之頁水平計算測

量，關聯於一特定邏輯位址組的頁均具有相同偏移值（亦即，此等頁形成實體位址空間的一「欄」）。

圖 6(e)顯示一特定資料量欲寫入群組 2 之一位置的情況（亦即區塊 4、5、6 與 7）。相對於對應於區塊 4 第一頁之邏輯位址，寫入資料之起始邏輯位址具有一偏移為 17。亦即，寫入資料之起始邏輯位址係為群組之第一頁之後的 17 頁。這些頁在圖 6(c)中係垂直地計算（亦即，首先由第一欄的頁往下算，接著由下一欄往下算）。因此，具有偏移為 17 的頁係以「A」表示。

在寫入操作中，來自舊群組之資料係複製到斜線區域 32 所指示的群組 2 中的位置。然後，寫入封包中的資料係寫入斜線區域 34 中（亦即從位置 A 開始）。然後，舊區塊中區域 34 之後的無斜線區域 36 中的任何資料係複製到區域 34。

現在說明本發明之第三具體例。第三具體例類似於第一具體例，但有一項（重要）差異。在第三具體例中，在一 WRITE 指令使得記憶體位址對映表所定義的對映關係改變，並且使得 WRITE 指令所含有之資料欲寫入到成為關聯於邏輯位址之新區塊之一位置，此時，將舊區塊其餘資料複製到新區塊之操作係部分地懸置一預定時間，以便查看是否有接收到任何關於記憶體空間之相同區域的新 WRITE 指令。

具體而言，假設接收到一 WRITE 指令，指示資料 A 欲寫到某一邏輯位址。假設邏輯位址係位於目前對應於區塊 0

之邏輯位址區域中。進一步假設邏輯位址對映於區塊 0 的頁 4。進一步假設（圖 3 之）貯列 25 頂端的擦除區塊係為區塊 3。圖 7(a)顯示包含區塊 0 與 3 之部分實體記憶體。亦即，區塊 0 具有標示為 X 的資料儲存在頁 0 到 3、標示為 Y 之資料儲存在頁 4、標示為 Z 之資料儲存在頁 5 到 7，然後區塊的其餘部分係處於擦除狀態（顯示為「0」）。

根據第一具體例，此 WRITE 指令會立即使得區塊 1 與 3 的實體記憶體變成如圖 7(b)所示。亦即，新資料 A 儲存在頁 4，資料 X 與 Z 儲存在區塊 3 中的頁數對應於其先前在區塊 0 之頁數。區塊 0 將會被擦除（代表其之索引將會位於圖 3 之區段 25 的底部）。

然而，本發明之第三具體例中，實體記憶體一開始係重新寫入成如圖 7(c)所示。亦即，資料 A 寫入區塊 3 的頁 4，資料 X 複製到頁 0 至 3，但資料 Z 尚未複製到區塊 3 的頁 5 至 7。系統藉由一計時器在此種組態維持一段時間期間。如過在此期間結束前，沒有接收到另外之關於對應於區塊 3 之頁 5 的邏輯位址之 WRITE 信號，則完成寫入操作，使資料儲存如圖 7(b)所示。然而，在此期間內，若接收到一 WRITE 指令，指示資料 B 欲儲存到現在對應於區塊 3 之頁 5 的邏輯位址，則使資料儲存如圖 7(d)所示。然後計時器重新啟動以定義新的時間期間。

若在此期間結束前，沒有收到另一關於對應於區塊 3 之頁 6 的邏輯位址之 WRITE 信號，則完成寫入操作，使得資料儲存如圖 7(e)所示。然而，若在此期間接收到一新 WRITE

指令，指示資料 C 欲儲存到現在對應於區塊 3 之頁 6 的邏輯位址，則將此資料 B 寫到區塊 3 的頁 6，並重新啟動計時器。

此過程可持續到區塊 3 的最後一頁，或者，直到時間期間經過，卻沒有接收到一 WRITE 指令指示資料欲儲存在接續前一 WRITE 指令所指定之位置之頁。請注意，這表示資料 A、B、... 可比第一具體例更快速地寫到記憶體裝置中，因為複製資料的需求減少。例如，在上述一連串步驟中，不論後續接收到多少關於連續頁之 WRITE 指令，資料 X 只需要在開始時複製一次。

流程圖係顯示於圖 8，其與圖 6 之差異僅在於步驟 8 至 10 取代成步驟 8 至 13。在圖 8 的步驟 8 中，舊區塊中（亦即區塊 0），只有所接收之 WRITE 指令相關之頁以前的頁數被複製到新區塊（亦即區塊 3），而 WRITE 指令中的資料係寫到對應於邏輯位址之新區塊中的頁。步驟 9 中，判斷新區塊的最後一頁是否已被寫入。若是，則裝置進行到步驟 13。否則，在步驟 10 中，裝置判斷在一預定時間之內是否接收到一關於新區塊之下一連續頁的新 WRITE 指令。若是，則具體例在步驟 11 中將資料寫到該處，並回到步驟 9。若否，則在步驟 12 中，具體例複製舊區塊之其餘頁（亦即，關於所接收到 WRITE 指令之最後一頁之後的所有頁，如果有的話）。步驟 13 對應於圖 4 的步驟 10：擦除舊區塊（區塊 0），並更新記憶體對映位址表。

請注意，當具體例進行到步驟 10 的時候，若接收到一

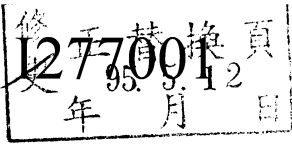
READ 指令，其係關於目前圖 8 之流程的目標邏輯位址區域中的一邏輯位址，則裝置應從實體記憶體中的正確位置讀取資料（亦即，如果邏輯位址對應於步驟 8 中寫入的位址，或者，如果邏輯位址對應於先前步驟 9 中寫入之位址，則從新區塊讀取；否則從舊區塊讀取）。

在本具體例的某些形式中，如步驟 10 中，若其判斷一接收到的新 WRITE 指令指示資料欲寫入任何非為新區塊之下一連續頁之邏輯位址，則裝置亦會從步驟 10 進行到步驟 12。在此種情況中，新 WRITE 指令的處理可在圖 4 之流程完畢之後開始進行。

請注意，計時器典型地係設定成數毫秒的期間，例如約 3ms。若在接收到最後 WRITE 指令之後的預定期間內，裝置與主機的連接切斷，則會有資料遺失的危險。然而，將預定期間設定成毫秒的級次，則不會發生此問題，因此所有資料將可安全地儲存。請注意，本發明第三具體例若將預定期間限制成零，則簡化成第一具體例。

現在將說明本發明之第四具體例。如同第三具體例，第四具體例使用一計時器。

此例中，主控制單元 7 包括一模式辨識單元，其接收主控制單元從 WRITE 指令所提取的邏輯位址資料。在一特定操作階段中，若圖案辨識單元注意到一特定邏輯位址比預期還要頻繁地出現，則將該邏輯記憶體位址寫入「經常使用邏輯位址」空間，例如，定義於主控制單元之 RAM 位址中。更一般的情況，經常使用邏輯位址空間可含有複數個



此種高頻率之識別邏輯位址。模式辨識單元可予以程式化，能夠在邏輯位址的頻率減少時，將邏輯位址從此空間刪除，及/或每當一邏輯位址被鑑定為具有更高使用頻率時，在空間中將其取代。因此，空間可持續儲存最經常發生在 WRITE 指令中的邏輯位址。

主控制單元 7 提供一快取 RAM 記憶體用於經常使用位址空間的中的每一位置。當接收到一關於經常使用邏輯位址空間中所儲存的一位址之 WRITE 指令時，主控制單元不會一開始就將 WRITE 指令中所包含的資料寫入快閃記憶體裝置。而是將該資料寫入到對應快取記憶體中。然後，主控制單元 7 等候一段由計時器所決定之時間。在該時間內，若沒有接收到其他 WRITE 指令（或者，在一種形式之具體例中，若接收到關於另一區塊之封包），則主控制單元依據上述本發明第一至第三具體例中任何一種步驟，而將快取記憶體中的資料寫入到快閃記憶體中。另一方面，在預定期間中，若接收到關於相同邏輯位址之另一 WRITE 指令，則主控制單元將 WRITE 指令中所包含的資料寫入其快取記憶體的相同位置（亦即，覆寫到第一寫入封包所寫入的資料）。然後將計時器重新啟動。

因此，由此可知，若裝置接收到大量之關於相同邏輯記憶體位址之 WRITE 指令，其平均時間間隔低於計時器所設定的預定時間，則此等 WRITE 指令產生對記憶體裝置 9 的（計算昂貴）寫入操作次數將會很低。

主控制單元 7 之部分結構係顯示於圖 9。主控制單元 7

替換頁

包含一區段 51 用於將一 WRITE 指令分成一邏輯位址及欲寫到該邏輯位址之資料。邏輯位址係傳送到一模式辨識單元 53，其可利用它來持續更新一經常使用位址空間 55。主控單元具有一開關 57，其判斷所接收之 WRITE 指令之邏輯位址是否在經常使用位址空間 55 中。若否，則資料與邏輯位址立即寫入到單元 57 中，單元 57 依據第一具體例之方法將其寫入快閃記憶體 9。若是，則資料被寫入一快取記憶體 59，且設定計時單元 61 開始運作。若計時單元 61 中的計時器達到預定期間之結束而未受到重設，則資料及對應邏輯位址係藉由開關 57 而從快取記憶體 59 傳送到單元 57。請注意，雖然圖 9(a) 僅顯示一單一計時單元 61，但該計時單元 61 通常針對經常使用邏輯位址空間中的每一個別邏輯位址設有一個別計時器，並且，針對每一此等邏輯位址設有一個別之快取記憶體位置。

若接收到一 READ 指令，一單元 63 會判斷邏輯位址是否為經常使用位址空間中所儲存的一位址，若是，則判斷對應計時器是否正在運作。若是，其從對應快取記憶體 59 讀取資料；否則，其利用一單元 67 依據記憶體位址對映表所定義的對應關係而從快閃記憶體 9 讀取資料（亦即，依據第一具體例之方法）。在任一種情況中，其將資料編碼成一封包，並透過介面 3 傳出裝置。

此具體例之流程圖係為圖 3 之流程圖，但圖 9(b) 之步驟係插入圖 3 的步驟 2 與 3 之間（由單元 51 與 57 執行），圖 9(c) 之步驟係插入圖 3 之步驟 2 與 5 之間（由單元 63 執

行)。在步驟 7 與 9 中，寫到頁中的資料係為最後接收到之關於該邏輯位址的 WRITE 指令。

每當單元 53 從經常使用邏輯位址空間（亦即更新單元 55）移除一邏輯位址時，快取記憶體 59 之對應位置中的資料係依照圖 3 之步驟 5 至 10 而寫到記憶體 9。

在本發明第三及 / 或第四具體例之任一者中，計時器可配置成使得預定期間僅為數毫秒，例如約 3ms。若在接收到最後 WRITE 指令之後的預定期間內，裝置與主機的連接切斷，則會有資料遺失的危險。然而，將預定期間設定成毫秒的級次，則不會發生此問題，因此所有資料將可安全地儲存。請注意，本發明第三與第四具體例若將預定期間限制成零，則簡化成第一具體例。

請注意，上述之具體例沒有任何一者需要一區塊定位表（雖然其他具體例可能利用到此種表）。

雖然此處僅詳細說明本發明之數個具體例，熟習此項技術者可在本發明之範圍內進行許多可能的變化。例如，第二、第三與第四具體例之特徵可輕易地以任何組合方式結合，甚至較佳結合所有上述特徵（包括區塊群組之頁的垂直填入）。因此，本發明之具體例可形成邏輯位址區域對應到複數個區塊所組成之個別群組，其中一特定邏輯位址區域內的邏輯位址係對應於一區塊群組中的欄，其中一第一計時器信號係用於懸置一舊群組到一新群組之資料複製，且其中一第二（選擇性地不同）計時器信號係用於懸置一 WRITE 指令中所包含之資料寫入到快閃記憶體裝置 9 中。

再者，上述具體例中，僅具有一單一 NAND 快閃記憶體裝置。然而，本發明並不限於此種態樣，而可具有多於一個之 NAND 快閃記憶體裝置，依據上述本發明之原理運作。例如，每一 NAND 記憶體裝置可關聯於邏輯位址空間之一特定個別部分，針對每一 NAND 記憶體裝置，在該記憶體裝置之區塊與邏輯位址空間之對應部分的個別區域之間具有一可變對映關係。

如上所述，本發明可經由一 USB 連接而實施，但其並不限於此種態樣。較佳地，USB 控制器所使用之 USB 標準係為 USB2.0 版本，但本發明亦可以其他 USB 標準版本實施，例如未來所制定的任何版本。

裝置的總記憶體容量不限制於本發明之範圍內，但較佳為至少 1M 位元組，更典型為至少 10M 位元組、至少 100M 位元組或甚至至少 1G 位元組。

【圖式簡單說明】

圖 1 顯示習知可攜式資料儲存裝置的第一構造圖；

圖 2 顯示圖 1 之習知裝置的 NAND 快閃記憶體裝置之實體記憶體空間；

圖 3 顯示本發明第一具體例之記憶體位址對映表；

圖 4 係為本發明第一具體例所執行之步驟流程圖；

圖 5 顯示在一特定資料寫入操作之後的圖 3 之記憶體位址對映表；

圖 6 包含圖 6(a)至 6(e)，其顯示本發明之第二具體例；

圖 7 包含圖 7(a)至 7(e)，其顯示本發明之第三具體例

在個別時間之實體記憶體狀態；

圖 8 係為圖 7 之具體例的操作流程圖；及

圖 9 包含圖 9(a)至 9(c)，其例示本發明之第四具體例。

(元件符號說明)

- 1 可攜式儲存裝置
- 2 USB 控制器
- 3 USB 介面
- 4 USB 介面
- 5 主機電腦
- 6 頁
- 7 主控制單元
- 8 匯流排
- 9 快閃記憶體
- 10 區塊
- 11 控制資料儲存區
- 12 線
- 21 左欄
- 23 右欄
- 25 貯列區塊
- 31 左欄
- 32 斜線區域
- 33 中間欄
- 34 斜線區域
- 35 區段

- 36 無斜線區域
- 37 欄
- 38 欄
- 51 區段
- 53 模式辨識單元
- 55 經常使用位址空間
- 57 開關(單元)
- 59 快取記憶體
- 61 計時單元
- 63 單元
- 67 單元

拾、申請專利範圍：

1. 一種可攜式資料儲存裝置，包括：

(i) 一資料介面，用於將資料封包傳入或傳出裝置，

(ii) 一介面控制器，

(iii) 一主控制單元，及

(iv) 至少一 NAND 快閃記憶體單元，

介面控制器係配置成可將接收之資料透過介面而傳送到主控制單元，及

主控制單元係配置成可辨識某些資料封包編碼有 READ 指令及其他資料封包編碼有 WRITE 指令：

(a) 當接收到指示一邏輯位址的一 READ 指令時，存取一記憶體位址對映表，記憶體位址對映表係將一邏輯記憶體空間中的邏輯位址區域關聯於記憶體單元中的個別第一實體位址區域，根據位址對映表，從對應於邏輯位址之記憶體單元中之實體位址讀取資料，並將一或多個包括所讀取之資料的資料封包傳送到資料介面，及

(b) 當接收到指示一邏輯位址及欲寫入至該邏輯位址之資料的一 WRITE 指令時，根據記憶體位址對映表，確認對映於邏輯位址之實體位址是否處於擦除狀態，及：

若是，將資料寫到該實體位址，或

若否，

(i) 根據一列有一或多個貯列實體位址區域之區塊貯列，修改位址對映表，

(ii) 將一第二實體位址區域關聯於含有邏輯位址之邏

輯位址區域，該邏輯位址區域係該區塊貯列之首的貯列實體位址區域，

(iii) 根據修改之記憶體位址對映表，將資料寫至一對應於邏輯位址之實體位址，及

(iv) 將第一實體位址區域之其他位置中所儲存的資料複製到第二實體位址區域之對應位置。

2. 如申請專利範圍第 1 項之裝置，其中，定義記憶體位址對映表之資料係儲存在快閃記憶體單元中作為對映資料，記憶體控制裝置係配置成可在修改記憶體位址對映表時修改對映資料。

3. 如申請專利範圍第 2 項之裝置，其中，在初始化時，記憶體控制位址單元係配置成可從快閃記憶體單元提取對映資料，並在 RAM 記憶體中產生記憶體位址對映表。

4. 如申請專利範圍第 2 或 3 項之裝置，其中，定義每一個別實體位址區域與一邏輯位址區域之間之對映關係的對映資料部分係儲存在實體位址區域中。

5. 如申請專利範圍第 4 項之裝置，其中，關於一特定實體位址區域之對映資料係儲存在實體位址區域之一或多頁之控制資料儲存區中。

6. 如申請專利範圍第 1 項之裝置，其中，在該位址對映表修改之後，修改區塊貯列而將該第一實體位址區域安置於區塊貯列之後方。

7. 如申請專利範圍第 1 項之裝置，其中，貯列實體記憶體區域係處於擦除狀態。

8. 如申請專利範圍第 1 項之裝置，其中，實體記憶體空間進一步包括保留實體記憶體區域，其無法在主控制單元修改記憶體位址對映表之操作下成為關聯於邏輯位址。

9. 如申請專利範圍第 1 項之裝置，其中，實體位址區域係為記憶體單元之個別區塊。

10. 如申請專利範圍第 1 項之裝置，其中，實體位址區域係為記憶體單元中的區塊群組，群組係依據一分組表而定義。

11. 如申請專利範圍第 10 項之裝置，其中，大部分之區塊群組係根據一規則而定義，而分組表定義規則之例外群組。

12. 如申請專利範圍第 11 項之裝置，其中，記憶體位址對映表含有一旗標，關於任何關聯於規則之例外群組的其中一者之邏輯位址區域。

13. 如申請專利範圍第 1 項之裝置，其中，主控制單元將一邏輯位址區域之連續之邏輯位址，關聯於在不同區塊之頁中的個別頁。

14. 如申請專利範圍第 13 項之裝置，其中，主控制單元將連續邏輯位址關聯成組，每一組邏輯位址具有之元件個數等於每一群組中區塊的個數，並且，針對每一特定組，主控制單元將該組邏輯位址關聯於個別區塊之對應頁。

15. 如申請專利範圍第 1 項之裝置，其中，主控制單元係配置成只有在確認在一預定期間中未收到一符合一預定相似標準之第二 WRITE 指令時，才會響應於接收一第一

WRITE 指令而實施寫入指令。

16. 如申請專利範圍第 15 項之裝置，其中，在關於一特定邏輯位址區域之記憶體位址修改表之修改後，及在資料從第一實體位址區域複製到新第二位址區域之前，該標準係為第二 WRITE 指令是否關於一對應於在欲複製之資料之特定邏輯位址區域之位置之邏輯位址，且在此情況下，一 WRITE 指令被接收以放棄該複製操作，並代替以將第二 WRITE 指令所指定之資料寫入第二實體位址區域之位置。

17. 如申請專利範圍第 15 項之裝置，其中，主控制單元可存取一資料快取記憶體，並響應於第一 WRITE 指令而將資料寫入資料快取記憶體，該標準係為第二 WRITE 指令係關於相同於第一指令之邏輯位址，在確認為肯定的情況，第二 WRITE 指令中指定的資料被寫入資料快取記憶體。

18. 如申請專利範圍第 15 項之裝置，其中，主控制單元可存取一資料快取記憶體，並且，若 WRITE 指令係關於一或多個選定之邏輯位址，可響應於第一 WRITE 指令而將資料寫入資料快取記憶體，該標準係為第二 WRITE 指令係關於相同於第一指令之邏輯位址，在確認為肯定的情況，第二 WRITE 指令中指定的資料被寫入資料快取記憶體。

19. 如申請專利範圍第 18 項之裝置，其中，具有複數個該選定邏輯位址。

20. 如申請專利範圍第 18 或 19 項之裝置，其進一步包括一模式辨識單元，用於辨識出現頻率相對較高之 WRITE 指令中所編碼之邏輯位址，並用於設定該辨識之邏輯位址

頁
換
替
1277004
95. 5. 12
年 月 日

作為該選定邏輯位址。

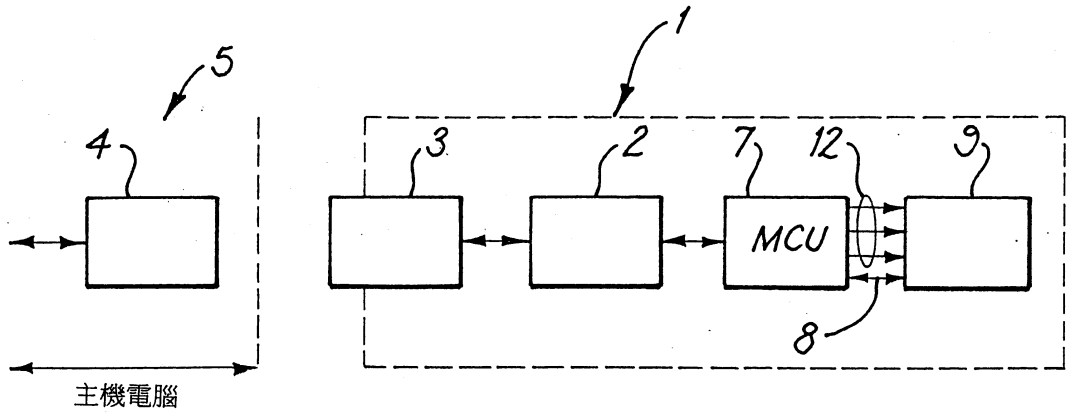


圖 1

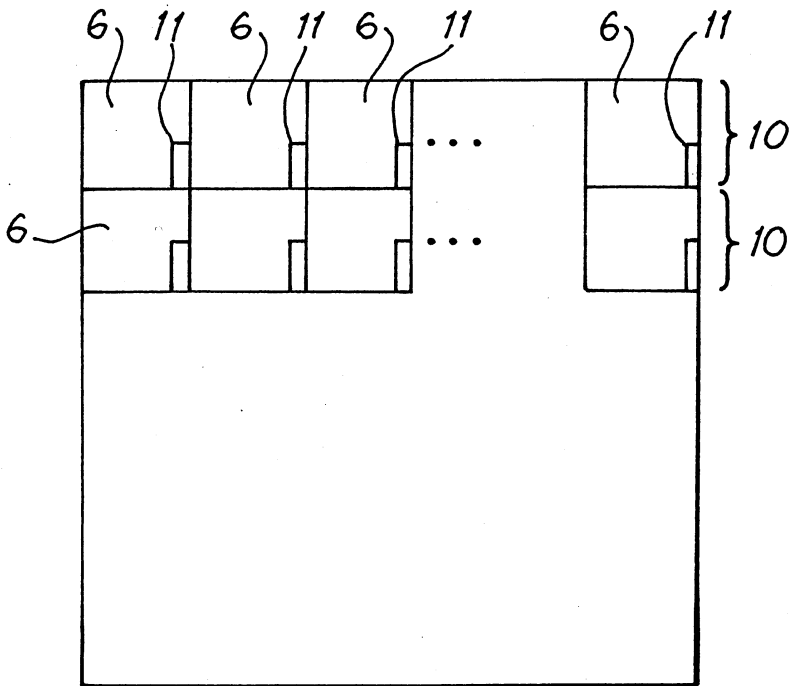


圖 2

21 → ← 23

0	2
1	10
2	8
3	11
4	1
5	14
6	5
7	9
	4
	3
	15
	16

} 25

圖 3

3/11

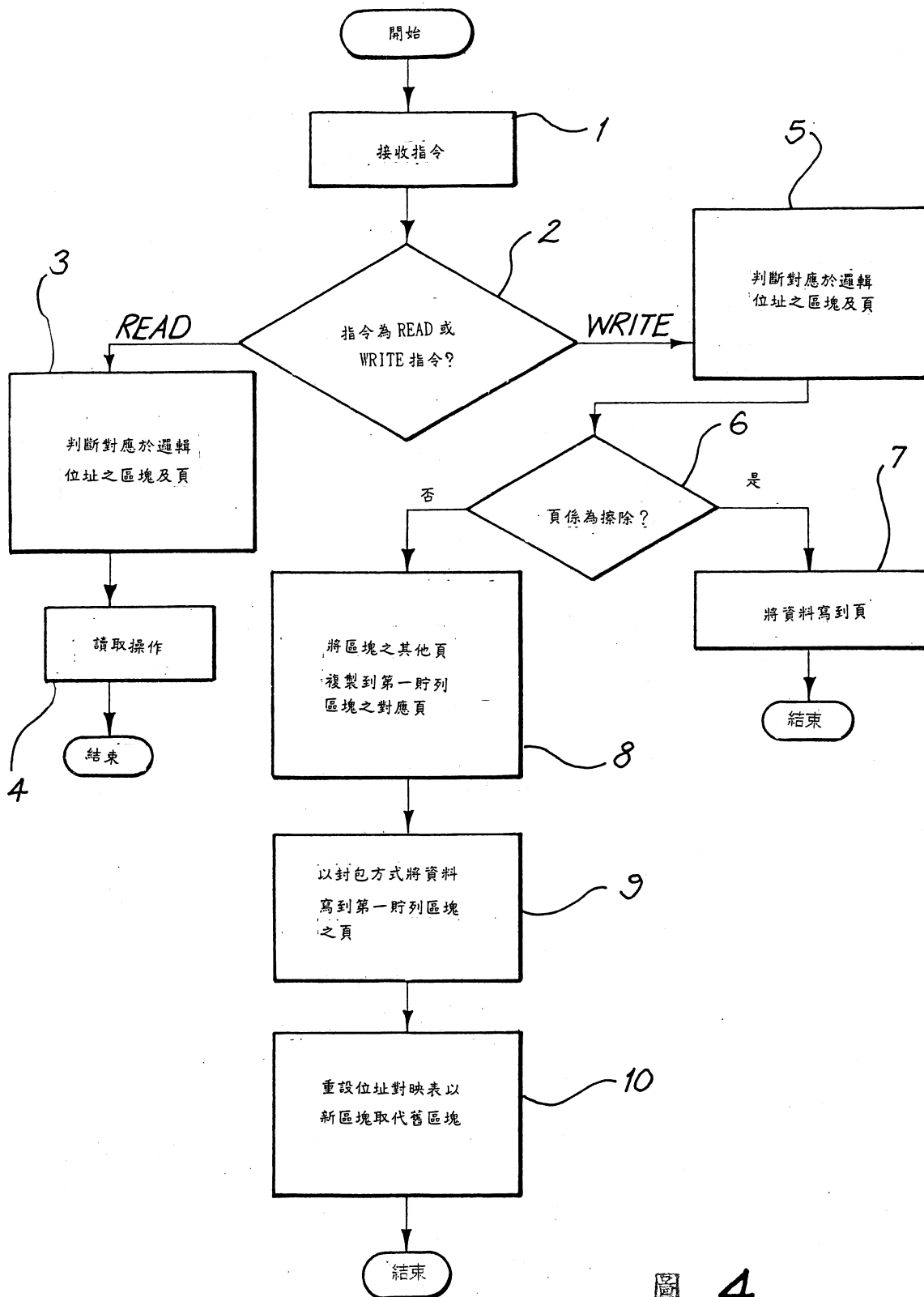


圖 4

修正 77001
95. 5. 12
年 月 日

4/11

0	2
1	4
2	8
3	11
4	1
5	14
6	5
7	9
	3
	15
	16
	10

} 25

5

9
17
18
27

圖 6(a)

	31	33	37	38
0	2			
1	8			
2	3	✓	0	
3	9			
4	1			
5	6			
6	10			
7	11			
	7	✓	2	} 35
	4			
	5	✓	1	
	12			

圖 6(b)

39			
8	59	10	11
16	58	57	19
24	25	26	56

圖 6(c)

6/11

0	7	✓	2
1	8		
2	3	✓	0
3	9		
4	1		
5	6		
6	10		
7	11		
	4		
	5	✓	1
	12		
	2		

圖 6(d)

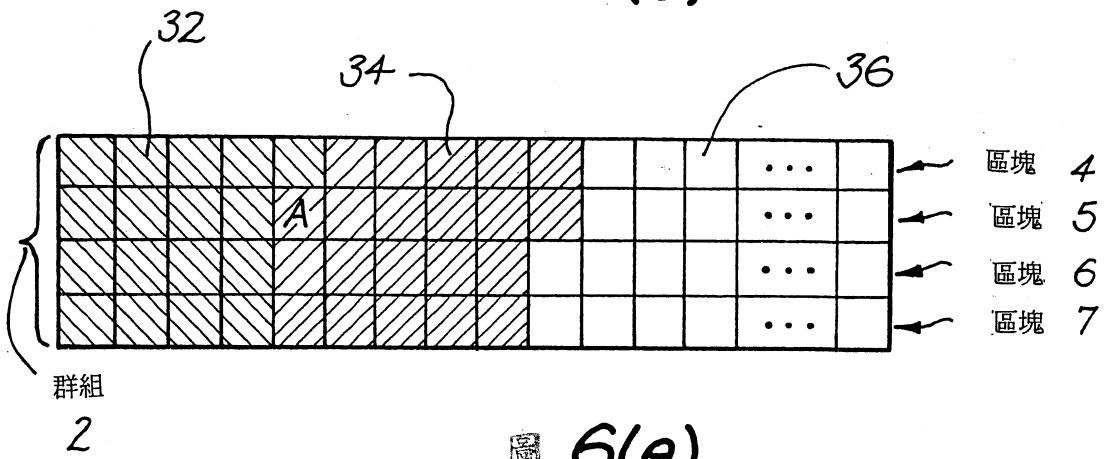


圖 6(e)

7/11

	0	1	2	3	4	5	6	7						63
區塊 0	X	X	X	X	Y	Z	Z	Z	0	0	0	0	...	0
區塊 1													...	
區塊 2													...	
區塊 3	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	...	0
區塊 4														

圖 7(a)

	0	1	2	3	4	5	6	7						63
區塊 0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	...	0
區塊 1													...	
區塊 2													...	
區塊 3	X	X	X	X	A	Z	Z	Z	0	0	0	0	...	0
區塊 4														

圖 7(b)

	0	1	2	3	4	5	6	7					63	
區塊 0	X	X	X	X	Y	Z	Z	Z	0	0	0	0	...	0
區塊 1													...	
區塊 2													...	
區塊 3	X	X	X	X	A	0	0	0	0	0	0	0	...	0
區塊 4														

圖 7(c)

	0	1	2	3	4	5	6	7					63	
區塊 0	X	X	X	X	Y	Z	Z	Z	0	0	0	0	...	0
區塊 1													...	
區塊 2													...	
區塊 3	X	X	X	X	A	B	0	0	0	0	0	0	...	0
區塊 4														

圖 7(d)

	0	1	2	3	4	5	6	7						63
區塊 0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	...	0
區塊 1													...	
區塊 2													...	
區塊 3	X	X	X	X	A	B	Z	Z	0	0	0	0	...	0
區塊 4														

圖 7(e)

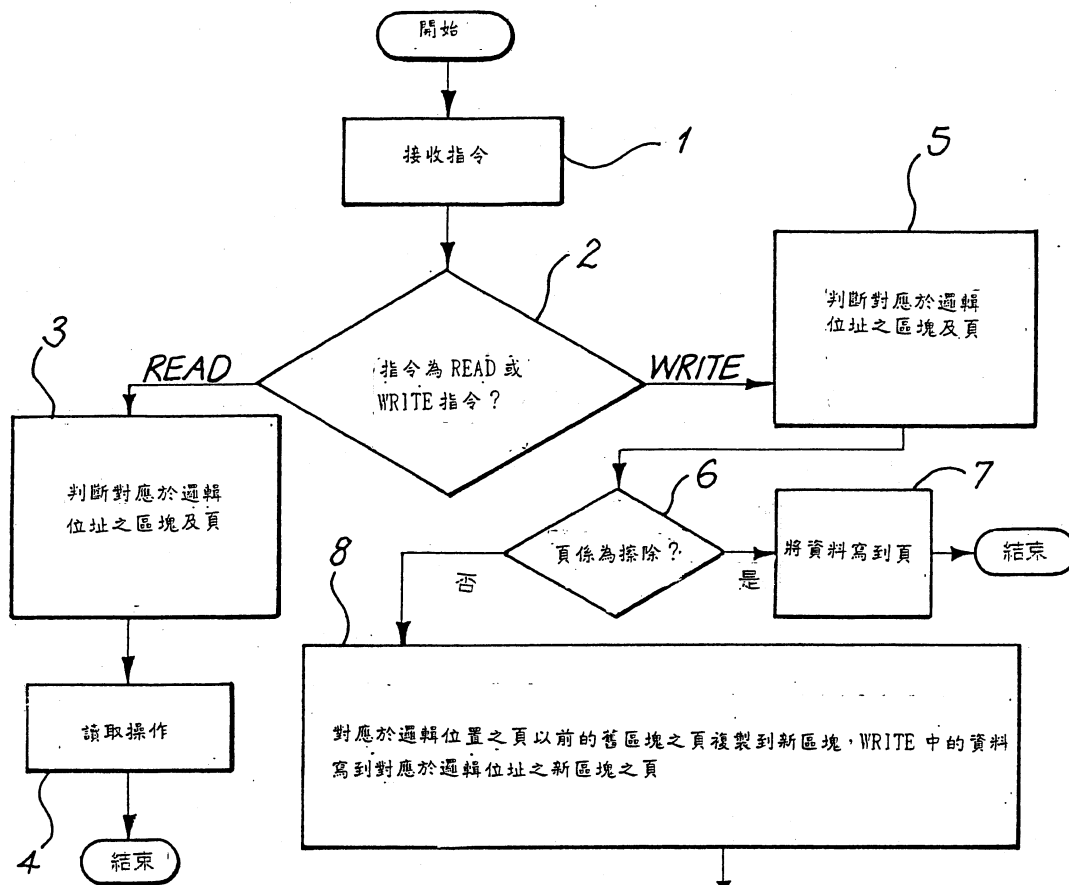
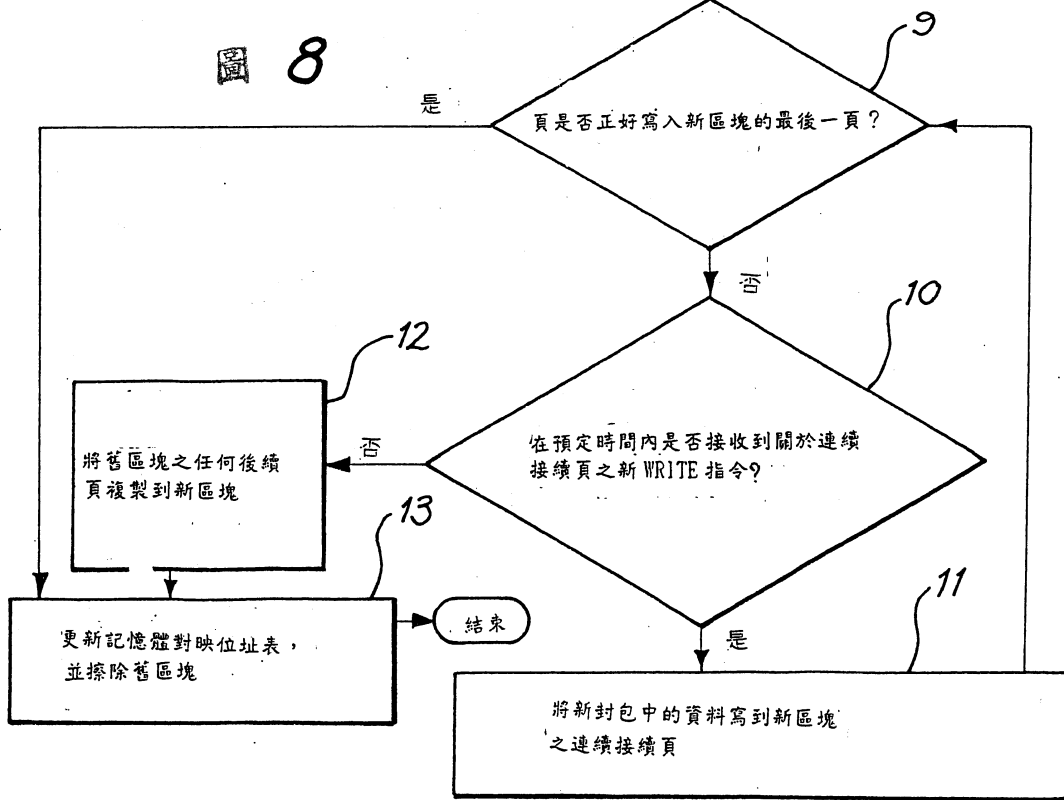


圖 8



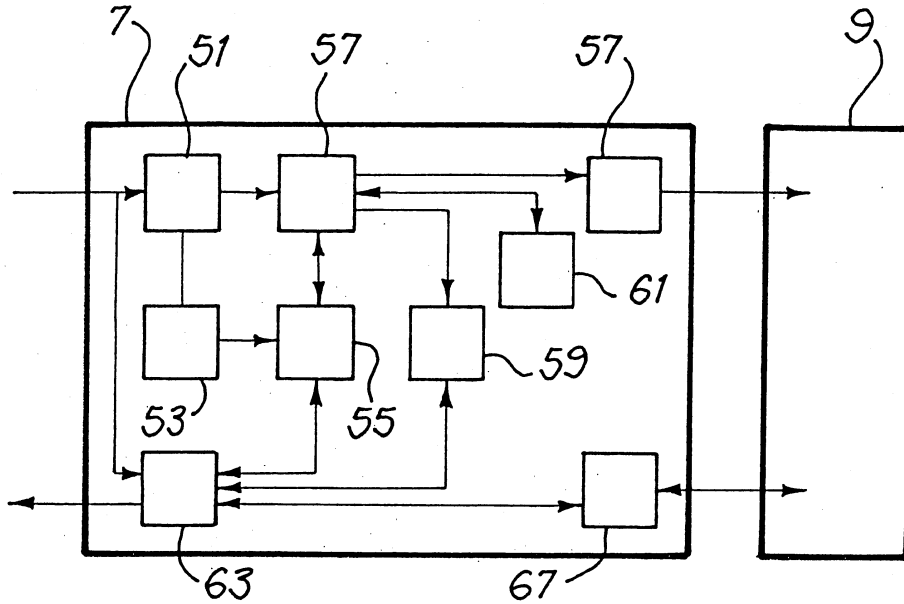


圖 9(a)

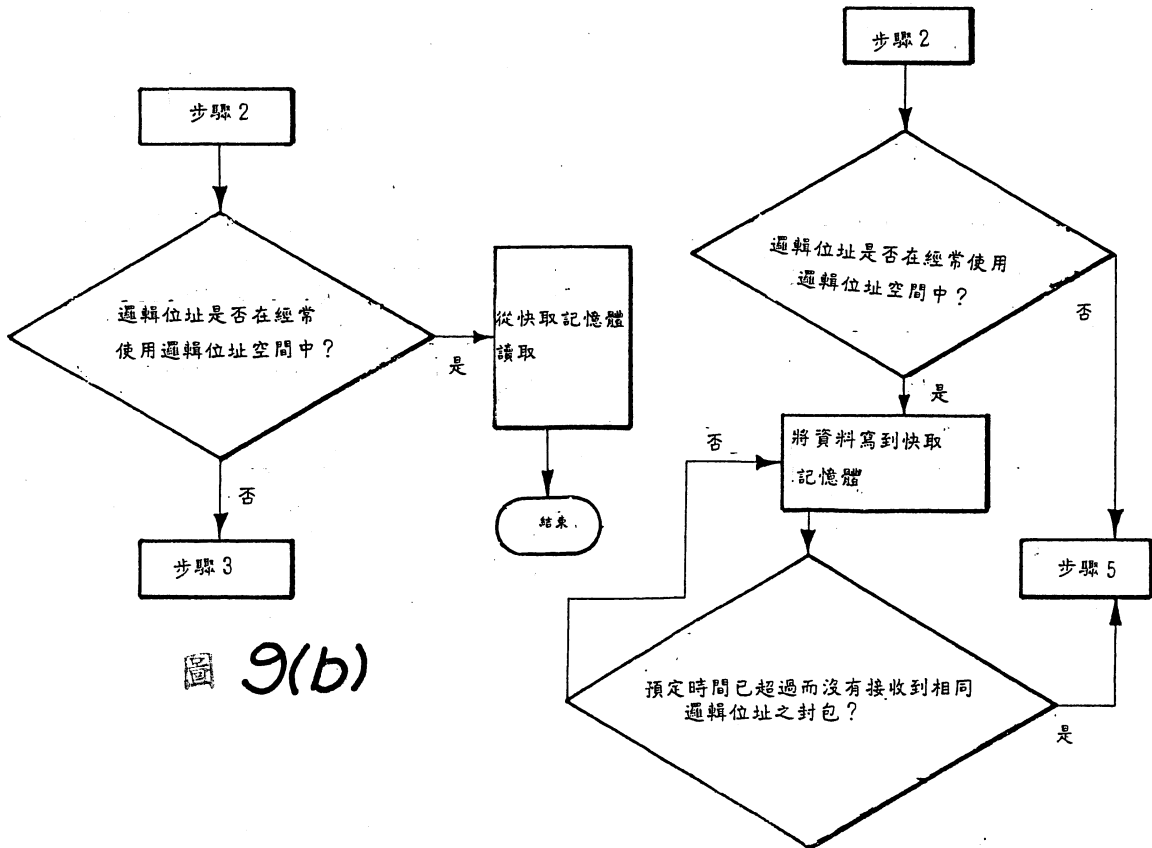


圖 9(b)

圖 9(c)