



(12) 发明专利申请

(10) 申请公布号 CN 105009094 A

(43) 申请公布日 2015. 10. 28

(21) 申请号 201480011821. 3

(74) 专利代理机构 永新专利商标代理有限公司
72002

(22) 申请日 2014. 02. 28

代理人 刘瑜 王英

(30) 优先权数据

13/786, 352 2013. 03. 05 US

(51) Int. Cl.

G06F 12/02(2006. 01)

(85) PCT国际申请进入国家阶段日

G06F 13/14(2006. 01)

2015. 09. 01

G06F 11/10(2006. 01)

(86) PCT国际申请的申请数据

PCT/US2014/019681 2014. 02. 28

(87) PCT国际申请的公布数据

W02014/137842 EN 2014. 09. 12

(71) 申请人 西部数据技术公司

地址 美国加利福尼亚

申请人 天空时代有限责任公司

(72) 发明人 A·J·汤姆林 J·琼斯

R·N·马伦多尔

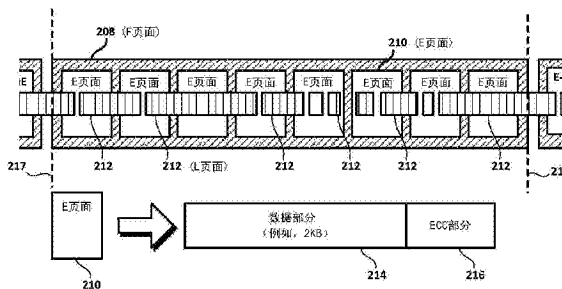
权利要求书3页 说明书13页 附图11页

(54) 发明名称

在固态驱动器中利用空闲空间计数来重建两阶加电映射的方法、设备和系统

(57) 摘要

一种数据存储设备包括非易失性存储器,所述非易失性存储器包含多个块,每一个块被配置为在预定物理位置处存储多个物理页。控制器对存储在多个逻辑页中的数据进行编程和读取。易失性存储器包括逻辑到物理地址转换映射,所述映射被配置为使得能够确定存储在每一个逻辑页中的数据在一个或多个物理页中的物理位置。可以存储多个日志,每一个日志包括将一个或多个物理页与每一个逻辑页相关联的多个条目。在启动时,所述控制器可以有序读取所述多个日志中的至少一些,并且重建该映射;表明在重建映射后服务数据访问命令的预备状态;根据映射来重建表,并且基于其,在已经表明了处理所述命令的预备状态后选择块以用于垃圾收集。



1. 一种被配置为耦合到包括多个块的非易失性存储器的数据存储设备控制器, 每一个块被配置为在预定物理位置存储多个物理页, 所述控制器包括:

处理器, 其被配置为将数据编程到所述非易失性存储器以及从所述非易失性存储器读取数据, 所述数据被存储在多个逻辑页中;

易失性存储器, 其包括逻辑到物理地址转换映射, 所述逻辑到物理地址转换映射被配置为使得所述处理器能够确定存储在每一个逻辑页中的数据在一个或多个物理页中的物理位置; 以及

存储在所述非易失性存储器中的多个日志, 每一个日志包括将一个或多个物理页关联到每一个逻辑页的多个日志条目,

其中, 所述控制器在启动时被配置为:

有序读取所述多个日志中的每一个, 并且根据所读取的多个日志来重建所述易失性存储器中的映射;

表明在所述映射被重建后处理数据访问命令的预备状态; 以及

根据所述映射来重建表, 并且基于所重建的表在已经表明了处理数据访问命令的所述预备状态后选择所述多个块中的至少一个以用于垃圾收集。

2. 如权利要求 1 所述的数据存储设备控制器, 其中, 所述表被配置为指定所述多个块中的每一个中的空闲空间。

3. 如权利要求 1 所述的数据存储设备, 其中, 所述控制器被配置为当所述表正在被重建时处理数据访问命令。

4. 如权利要求 1 所述的数据存储设备, 其中, 所述控制器被配置为当所述表正在被重建时进行垃圾收集。

5. 如权利要求 2 所述的数据存储设备控制器, 其中, 所述块的每一个具有预定大小, 并且其中, 所述处理器被配置为通过从所述预定大小减去从读取所述映射获得的每一个块中的有效数据的大小来计算空闲空间的量。

6. 如权利要求 5 所述的数据存储设备控制器, 其中, 所述处理器还被配置为通过所述映射进行顺序读取, 以针对每一个块来确定有效数据的大小, 并且利用所确定的有效数据的大小来更新有效大小信息表。

7. 如权利要求 6 所述的数据存储设备控制器, 其中, 所述处理器还被配置为实施单独的空闲空间计数操作, 以更新存储逻辑页的块的空闲空间, 所述逻辑页与在已经表明服务数据访问命令的所述预备状态后被更新的所述映射的已经读取的条目相对应。

8. 如权利要求 6 所述的数据存储控制器, 其中, 所述处理器还被配置为避免实施单独的空闲空间计数操作以更新存储逻辑页的块的空闲空间, 所述逻辑页与在已经表明服务数据访问命令的所述预备状态之后被更新的所述映射的将被读取的条目相对应。

9. 如权利要求 1 所述的数据存储设备控制器, 其中, 所述处理器还被配置为当所述多个日志中的每一个被读取时在所述易失性存储器中建立日志映射, 所述日志映射指定所读取的日志中的每一个在所述非易失性存储器中的物理位置。

10. 如权利要求 1 所述的数据存储设备控制器, 其中, 所述非易失性存储器包括多级单元 (MLC), 并且其中, 所述处理器还被配置为在非易失性缓冲器中存储每一个逻辑页至少直到与存储所述逻辑页的非易失性存储器的较低页相对应的较高页被编程为止。

11. 如权利要求 10 所述的数据存储设备控制器,其中,所述处理器还被配置为读取存储在所述非易失性缓冲器中的逻辑页,并且利用从所述非易失性缓冲器中读取出的逻辑页来重建所述映射。

12. 如权利要求 1 所述的数据存储设备控制器,其中,所述非易失性存储器包括多级单元 (MLC),其中,所述非易失性存储器包括物理区域,所述物理区域包括最近进行垃圾收集的有效逻辑页,并且其中,所述处理器还被配置为读取与所述物理区域相对应的日志,而不超过与在相对应的较高页已经被编程的非易失性存储器的较低页中存储的安全逻辑页相对应的其它条目。

13. 如权利要求 12 所述的数据存储设备控制器,其中,针对对应于与相对应的较高页尚未被编程的较低页中存储的不安全的逻辑页相对应的物理区域的日志的条目,所述处理器还被配置为读取将有效数据已经被从其进行垃圾收集的块的一个或多个物理页相关联的日志。

14. 一种数据存储设备,包括:

非易失性存储器,以及

如权利要求 1 所述的数据存储设备控制器。

15. 一种控制包括非易失性存储器的数据存储设备的方法,所述非易失性存储器包含多个块,每一个块被配置为在预定物理位置存储多个物理页,所述方法包括:

将数据编程到所述非易失性存储器以及从所述非易失性存储器读取数据,所述数据被存储在多个逻辑页中;

在易失性存储器中维护逻辑到物理地址转换映射,所述逻辑到物理地址转换映射被配置为使得能够确定存储在每一个逻辑页中的数据在一个或多个物理页中的物理位置;以及

在所述非易失性存储器中维护多个日志,每一个日志包括将一个或多个物理页与每一个逻辑页相关联的多个日志条目,并且在启动时:

有序读取所述多个日志中的每一个,并且根据所读取的多个日志来重建所述易失性存储器中的映射;

表明在所述映射被重建后处理数据访问命令的预备状态;以及

根据所述映射来重建表,并且基于所重建的表,在已经表明处理数据访问命令的所述预备状态后选择所述多个块中的至少一个以用于垃圾收集。

16. 如权利要求 15 所述的方法,其中,所述表被配置为指定所述多个块的每一个中的空闲空间的量。

17. 如权利要求 15 所述的方法,还包括:当所述表正在被重建时处理数据访问命令。

18. 如权利要求 15 所述的方法,还包括:当所述表正在被重建时进行垃圾收集。

19. 如权利要求 16 所述的方法,其中,所述块的每一个具有预定大小,并且其中,所述方法还包括:通过从所述预定大小减去从读取所述映射获得的每一个块中的有效数据的大小来计算所述空闲空间的量。

20. 如权利要求 19 所述的方法,还包括:通过所述映射进行顺序读取,以针对每一个块确定有效数据的大小,并且利用所确定的有效数据的大小来更新有效大小信息表。

21. 如权利要求 20 所述的方法,还包括:实施单独的空闲空间计数操作,以更新存储逻辑页的块的空闲空间,所述逻辑页与在已经表明服务数据访问命令的所述预备状态后被更

新的映射的已经读取的条目相对应。

22. 如权利要求 19 所述的方法,还包括避免实施单独的空闲空间计数操作以更新存储逻辑页的块的空闲空间,所述逻辑页与在已经表明服务数据访问命令的所述预备状态之后被更新的映射的将被读取条目相对应。

23. 如权利要求 15 所述的方法,还包括:当所述多个日志中的每一个被读取时在所述易失性存储器中建立日志映射,所述日志映射指定所读取的日志中的每一个在所述非易失性存储器中的物理位置。

24. 如权利要求 15 所述的方法,其中,所述非易失性存储器包括多级单元 (MLC),并且其中,所述方法还包括:在非易失性缓冲器中存储每一个逻辑页至少直到与存储所述逻辑页的非易失性存储器的较低页相对应的较高页被编程为止。

25. 如权利要求 24 所述的方法,还包括:读取存储在所述非易失性缓冲器中的逻辑页,并且利用从所述非易失性缓冲器中读取出的逻辑页来重建所述映射。

26. 如权利要求 15 所述的方法,其中,所述非易失性存储器包括多级单元 (MLC),其中,所述非易失性存储器包括存储从垃圾收集过程保留的数据的存储器的物理区域,并且其中,所述方法还包括读取与所述物理区域相对应的日志,而不超过与在相对应的较高页已经被编程的非易失性存储器的较低页中存储的安全逻辑页相对应的其条目。

27. 如权利要求 26 所述的方法,其中,针对对应于与相对应的较高页尚未被编程的较低页中存储的不安全的逻辑页相对应的物理区域的日志的条目,所述方法还包括读取将有效数据已经被从其进行垃圾收集的块的一个或多个物理页相关联的日志。

在固态驱动器中利用空闲空间计数来重建两阶加电映射的方法、设备和系统

背景技术

[0001] 由于固态驱动器 (SSD) 中闪存存储器的本质, 数据通常由页进行编程并且以块擦除。在 SSD 中的页一般大小是 8-16 千字节 (KB), 而块包含大量页 (例如, 256 或 512)。因此, SSD 中特定的物理位置 (例如, 页) 不能直接进行覆写, 而不会覆写相同块中页内的数据, 这在磁性硬盘驱动中是可能的。这样, 需要间接地址。传统的数据存储设备控制器管理数据存储设备上的闪存存储器并且与主机系统交互, 其使用作为闪存转换层 (FTL) 的一部分的被称为逻辑块寻址 (LBA) 的逻辑到物理 (L2P) 映射系统。当新数据代替已经写入的旧数据时, 数据存储设备控制器使得新的数据写在新位置 (因为数据存储设备不能直接覆写旧数据), 并且更新逻辑映射以指向新的物理位置。此时, 旧的物理位置不再保存有效数据。这样, 旧的物理位置将最终需要在能够被再次写入之前被擦除。

[0002] 通常, 大的 L2P 映射表将逻辑条目映射到 SSD 上的物理地址位置。当写入到来时, 该大的 L2P 映射表通常被保存在小段中。例如, 如果发生随机写入, 虽然系统可能不得不只更新一个条目, 但是必须要保存整个表或其部分, 包括未被更新的条目, 这是固有低效的。

[0003] 图 1 示出了用于数据存储设备的传统逻辑块寻址 (LBA) 方案的方面。如图所示, 映射表 104 包括针对数据存储设备的闪存存储器 106 定义的每个逻辑块 102 的一个条目。例如, 支持 512 字节逻辑块的 64GB 数据存储设备可以将自己呈现给主机作为具有 125, 000, 000 逻辑块。映射表 104 中的一个条目包括闪存存储器 106 中的 125, 000 个逻辑块中每一个的当前位置。在常规的数据存储设备中, 闪存页保存有整数个逻辑块 (即, 逻辑块不跨闪存页)。在该常规示例中, 8KB 闪存页将保存有 16 个 (大小为 512 字节的) 逻辑块。因此, 逻辑到物理映射表 104 中的每一个条目包含识别在其上存储有 LBA 的管芯的字段 108, 识别在其上存储有 LBA 的闪存块的字段 110, 识别闪存块内的闪存页的另一字段 112, 以及识别用于识别 LBA 数据开始于所识别出的闪存页中何处的闪存页内的偏移的字段 114。映射表 104 的大尺寸防止该表被保存于 SSD 控制器内。照惯例, 大的映射表 104 被保存在与 SSD 控制器连接的外部 DRAM 中。由于映射表 104 存储在易失性 DRAM 中, 所以其必须在 SSD 加电时恢复, 因为表的大尺寸, 这将花费很长时间。

[0004] 当写入逻辑块时, 更新映射表 104 中的相对应的条目以反映逻辑块的新位置。当读取逻辑块时, 读取映射表 104 中的相对应的条目以确定在闪存存储器中将要读取的位置。然后针对在映射表 104 中相对应的条目指定的闪存页执行读取。当所读取的数据对于闪存页可用时, 将在映射条目指定的偏移处的数据从闪存设备传送到主机。当写入逻辑块时, 保存有“旧”版本数据的闪存存储器变成“垃圾” (即, 数据不再有效)。需要注意的是, 当写入逻辑块时, 闪存存储器将初始包含至少两个版本的逻辑块; 即, 有效的、最近写入的版本 (由映射表 104 指向), 以及其至少一个其它的旧版本, 其是陈旧的并且不再由映射表 104 中的任何条目所指向。这些“陈旧的”条目被称作“垃圾”, 其占据了必须被计数、收集、擦除以及供将来使用可用的空间。这个过程被称作“垃圾收集”。

[0005] 当关机或其它电力中断事件时, 存储有映射表 104 的易失性存储器的内容不再有

效。因此必须重建映射表 104。该过程的目标是 1) 创建逻辑到物理关系的相干映射,以及 2) 允许存储器系统的正常操作。该正常操作应该允许由准备时间 (time-to-ready) 约束的数据访问命令的服务,并且应该允许存储器系统拾取最佳块以用于垃圾收集操作。拾取最佳块以用于垃圾收集继而涉及准确地针对存储器块中的空闲空间等其它可能因素进行计数。

[0006] 重建映射表 104 的常规方法包括:当 RAM 以随机状态加电(即,没有有效的 ECC)时,首先将易失性存储器内的所有存储器位置初始化为零。之后,L2P 映射可以根据保存在非易失性存储器中的映射信息来进行重建,同时实施空闲空间计数。这些操作涉及冗长的随机读取和随机写入,这花费大量时间,并且最终延迟驱动器在加电时用于主机读取和写入的准备时间。照常规,映射重建和空闲空间计数二者必须在驱动器能够向主机报告准备好服务数据访问命令之前被完成。

附图说明

[0007] 图 1 示出了用于 SSD 的常规逻辑块寻址方案的方面。

[0008] 图 2 是根据一个实施例的数据存储设备的框图。

[0009] 图 3 是示出了根据一个实施例的数据存储设备的物理和逻辑数据组织的方面的图。

[0010] 图 4 示出了根据一个实施例的逻辑到物理地址转换映射及其图示条目。

[0011] 图 5 示出了根据一个实施例的用于更新逻辑到物理地址转换映射以及用于创建 S 日志条目的方法的方面。

[0012] 图 6 是根据一个实施例的 S 日志的框图。

[0013] 图 7 示出了根据一个实施例的 S 日志的一个条目的示例性组织。

[0014] 图 8 是根据一个实施例的超级块(S 块)的框图。

[0015] 图 9 示出了根据一个实施例的超级页(S 页)的另一视图。

[0016] 图 10A 示出了根据一个实施例的逻辑到物理地址转换映射、S 日志以及 S 块之间的关系。

[0017] 图 10B 是根据一个实施例的 S 日志映射的框图。

[0018] 图 11 是根据一个实施例的实施两阶加电逻辑到物理映射重建的方法的流程图。

[0019] 图 12 是根据一个实施例的示出了实施两阶加电逻辑到物理映射重建的方法的另一方面的框图。

[0020] 图 13 表示根据一个实施例的有效大小信息表。

[0021] 图 14 是示出了根据一个实施例的实施利用空闲空间计数进行两阶加电逻辑到物理映射重建的方法的方面的框图。

[0022] 图 15 是示出了根据一个实施例的垃圾收集的方面的框图。

[0023] 图 16 是示出了根据一个实施例的垃圾收集的另一方面的框图。

[0024] 图 17 是示出了根据一个实施例的垃圾收集的又一方面的框图。

[0025] 图 18 是示出了根据一个实施例的垃圾收集的再一方面的框图。

具体实施方式

[0026] 系统概述

[0027] 图 2 是示出了根据一个实施例的数据存储设备的物理和逻辑数据组织的方面的框图。在一个实施例中,数据存储设备是 SSD。在另一实施例中,数据存储设备是混合驱动器,其包括闪速存储器和旋转磁性存储介质。本公开适应于 SSD 和混合实现方式二种,但是为了简单,将结合基于 SSD 的实现来描述各种实施例。根据一个实施例的数据存储设备控制器 202 可以被配置为与如附图标记 218 示出的主机耦合。控制器可以包括执行以下描述的由控制器执行的一些或全部功能的一个或多个处理器。主机 218 可以利用逻辑块寻址 (LBA) 方案。虽然 LBA 大小一般是固定的,但主机可以动态地改变 LBA 的大小。例如, LBA 大小可以通过接口和接口模式而改变。事实上,虽然 512 字节是最常见的,但 4KB 也变得更加普通,如作为 512+(520、528 等) 和 4KB+(4KB+8、4KB+16 等) 格式。如图所示,数据存储设备控制器 202 可以包括页寄存器 204 或与页寄存器 204 耦合。页寄存器 204 可以被配置为使得控制器 202 能够从数据存储设备读取数据以及向数据存储设备存储数据。控制器 202 可以被配置为响应于来自主机 218 的数据访问命令对来自闪速存储器设备的阵列的数据进行编程并且来从其读取数据。虽然本文的描述提及闪速存储器,但可以理解的是存储器设备的阵列可以包括其它类型的非易失性存储器设备,例如,闪存集成电路、硫属化合物 RAM(C-RAM)、相变存储器(PC-RAM 或 PRAM)、可编程金属化单元 RAM(PMC-RAM 或 PMCm)、双向通用存储器(OUM)、阻抗 RAM(RRAM)、NAND 存储器(例如,单层单元(SLC)存储器、多级单元(MLC)存储器、或其任意组合)、NOR 存储器、EEPROM、铁电存储器(FeRAM)、磁阻 RAM(MRAM)、其它分立的 NVM(非易失性存储器)芯片、或其任意组合。

[0028] 页寄存器 204 可以被配置为使得控制器 202 从阵列读取数据以及将数据存储到阵列。根据一个实施例,闪速存储器设备的阵列可以包括管芯(例如,128 个管芯)中的多个非易失性存储器设备,所述多个非易失性存储器设备中的每一个包括多个块,例如图 2 的 206 所示出的。其它页寄存器 204(未示出)可以耦合到另一管芯上的块。闪存块的组合组合到一起可以被称作超级块或 S 块。在一些实施例中,形成 S 块的个体块可以从一个或多个管芯、平面或其它级别粒度中选择。因此,S 块可以包括分布于一个或多个管芯的、组合到一起的多个闪存块。以这种方式,S 块可以形成闪存管理系统(FMS)在其上操作的单元。在一些实施例中,形成 S 块的个体块可以根据不同于管芯级别的粒度来选择,例如当存储器设备包括细分为例如平面的结构的管芯(即,块可以取自个体平面)的情况。根据一个实施例,可以在 S 块级别实施分配、擦除以及垃圾收集。在其它实施例中,FMS 可以根据例如页、块、平面、管芯等的其它逻辑分组来执行数据操作。

[0029] 接下来,闪存块 206 中的每一个包括多个闪存页(F 页)208。每一个 F 页可以具有固定的大小,例如 16KB。根据一个实施例,F 页为给定闪存设备的最小程序单元的大小。如图 3 所示,每一个 F 页 208 可以被配置为容纳多个物理页,之后被称为 E 页 210。术语“E 页”指的是存储在闪速存储器中的数据结构,在其上应用了误差校正码(ECC)。根据一个实施例,E 页 210 可以形成在数据存储设备内进行物理寻址的基础,并且可以构成闪存读取数据传送的最小单位。因此,E 页 210 可以(但不必)具有预定的固定大小(例如,2KB),并且确定 ECC 系统的有效载荷(例如,主机数据)的大小。根据一个实施例,每一个 F 页 208 可以被配置为在其边界内适应预定的多个 E 页 210。例如,给定 16KB 大小的 F 页 208 以及每 E 页 210 固定大小 2KB,如图 3 所示,八个 E 页 210 在单个 F 页 208 内适应。在任何情况

下,根据一个实施例,包括 ECC 的 E 页 210 的 2 的幂次可以被配置为适应 F 页 208。每一个 E 页 210 可以包括数据部分 214,以及取决于 E 页 210 所在之处,还可以包括 ECC 部分 216。数据部分 214 和 ECC 部分 216 在大小上都不需要是固定的。E 页的地址唯一地识别 E 页在闪存存储器内的位置。例如,E 页的地址可以指定闪存信道、在识别出的闪存信道内的特定管芯、管芯内的特定块、特定的 F 页,以及最后在所识别出的 F 页内的 E 页。

[0030] 为了桥接主机在数据存储设备上的物理寻址和逻辑块寻址,引入逻辑页(L 页)构造。L 页在图 3 中由附图标记 212 示出,其可以包括 FMS 所使用的地址变换的最小单元。根据一个实施例,每一个 L 页可以与 L 页号相关联。因此,L 页 212 的 L 页号可以被配置为使控制器 202 能够逻辑地引用存储在一个或多个物理页(例如,E 页 210)中的主机数据。L 页 212 还可以用作压缩的基本单元。根据一个实施例,与 F 页 208 和 E 页 210 不同,由于要存储的数据压缩的可变性,L 页 212 在大小上并不是固定的而在大小上可以改变。例如,因为数据的压缩性变化,所以可以将一种类型的 4KB 的数据压缩成 2KB 的 L 页,同时可以将不同类型的 4KB 的数据压缩成 1KB 的 L 页。由于这种压缩,所以 L 页的大小在最小压缩大小(例如,24 字节)到最大未压缩大小(例如,4KB 或 4KB+)所定义的范围内可以变化。可以实现其它的大小和范围。如图 3 所示,L 页 212 不需要与 E 页 210 的边界对齐。事实上,L 页 212 不仅可以被配置为与 F 页 208 和 / 或 E 页 210 边界对齐的开始地址,而且可以被配置为与 F 页 208 或 E 页 210 的边界不对齐。也就是说,L 页开始地址可以位于与 F 页 208 的开始地址或结束地址或者 E 页 210 的开始地址或结束地址的非零偏移处,如图 3 所示。由于 L 页 212 在大小上并不固定并且可能小于固定大小的 E 页 210,所以多于一个的 L 页 212 可以在单个 E 页 210 内适应。类似地,由于 L 页 212 大小可能大于 E 页 210,所以 L 页 212 可能跨越多于一个 E 页,并且可能甚至跨 F 页 208 的边界,如图 3 中附图标记 217 所示。

[0031] 例如,当 LBA 大小为 512 或 512+ 字节时,例如,假设未压缩的 L 页 212 可以是 4KB 到 4KB+,则最大的八个连续 LBA 可以被封装到 4KB 的 L 页 212 中。应该注意的是,根据一个实施例,L 页 212 的准确逻辑大小不重要,这是因为在压缩后,物理大小可能跨越从最小尺寸的几百字节到全尺寸的几千字节。例如,对于 4TB SSD 设备,可以使用 30 位寻址来寻址可能存在于这种 SSD 中的每一个 L 页 212。

[0032] 地址转换映射和相关数据结构

[0033] 图 4 示出了根据一个实施例的逻辑到物理地址转换映射及其图示条目。当主机数据被主机在 L 页 212 中引用并且当数据存储设备将 L 页 212 存储在一个或多个连续 E 页 210 中时,需要逻辑到物理地址转换映射来使得控制器 202 能够将 L 页 212 的 L 页号与一个或多个 E 页 210 相关联。这种逻辑到物理地址转换映射在图 4 的 302 处示出,并且在一个实施例中,其是具有每 L 页 212 一个条目的线性阵列。这种逻辑到物理地址转换映射 302 可以存储在易失性存储器中,例如,DRAM 或 SRAM。图 4 还示出了用于四个不同 L 页 212 的逻辑到物理地址转换映射中的条目,图 4 中的 L 页 212 与标示为 L 页 1、L 页 2、L 页 3 和 L 页 4 的 L 页号相关联。根据一个实施例,存储在数据存储设备中的每一个 L 页可以由逻辑到物理地址转换映射 302 中的单个并且唯一的条目指向。因此,在与其发展的示例中,示出了四个条目。如 302 处所示,映射 302 中的每一个条目可以包括 L 页号,其可以包括包含被引用的 L 页的开始地址的物理页(例如,E 页)的识别、物理页(例如,E 页)中开始地址的偏移以及 L 页的长度。另外,多个 ECC 位可以为映射条目提供误差校正功能。例如,以及如图 4

所示的,并且假设 E 页大小为 2KB,则可以按如下在逻辑到物理地址转换映射 302 中引用 L 页 :E 页 1003、偏移 800、长度 1624,随后是预定量的 ECC 位(未示出)。也就是,在物理地址方面,L 页 1 的开始在 E 页 300 中(未对齐),而且位于距 E 页 1003 的开始物理位置等于 800 字节的偏移处。此外,压缩的 L 页 1 延伸 1,624 字节,从而跨 E 页边界到 E 页 1004。因此,E 页 1003 和 1004 中的每一个存储由 L 页号 L 页 1 所标示的 L 页 212 的一部分。类似地,由 L 页号 L 页 2 所引用的压缩的 L 页整体存储在 E 页 1004 中,并且在其 400 字节的偏移处开始,并且仅在 E 页 1004 中延伸 696 字节。与 L 页号 L 页 3 相关联的压缩的 L 页在 E 页 1004 的 1,120 字节的偏移处开始(仅与 L 页 2 的边界距离 24 字节),并且延伸 4,096 字节经过 E 页 1005 进入 E 页 1006。因此,与 L 页号 L 页 3 相关联的 L 页跨越 E 页 1004 的一部分、E 页 1005 的全部以及 E 页 1006 的一部分。最后,与 L 页号 L 页 4 相关联的 L 页在 E 页 1006 中的 1,144 字节的偏移处开始,并且延伸 3,128 字节以完全跨越 E 页 1007,跨 F 页边界进入下一 F 页的 E 页 1008。

[0034] 共同地,这些组成逻辑到物理地址转换映射 302 的每一个条目的构成标识符字段(E 页、偏移、长度和 ECC)中的每一个例如大小可以是 8 字节。也就是,对于示例性 4TB 驱动器,E 页的地址大小可以是 32 位,偏移大小可以是 12 位(对于高达 4KB 的 E 页数据部分),长度大小可以是 10 位,并且可以提供 ECC 字段。其它组织和位字段也是可能的。可以在每次写入或修改 L 页时创建这种 8 字节条目,以使得控制器 202 能够在闪速存储设备中跟踪在 L 页写入的主机数据。在逻辑到物理地址转换映射中的该 8 字节条目可以由 L 页号或 LPN 进行索引。换句话说,根据一个实施例,L 页号用作对逻辑到物理地址转换映射 302 的索引。需要注意的是,在 4KB 扇区大小的情况下,LBA 与 LPN 相同。因此,LPN 可以组成易失性存储器中条目的地址。当控制器 202 从主机 218 接收读取命令时,可以从所提供的 LBA 推导出 LPN,并且将所述 LPN 用于对逻辑到物理地址转换映射 302 进行索引以提取将在闪速存储器中读取的数据位置。当控制器 202 从主机接收到写入命令时,可以根据 LBA 构建 LPN,并且可以修改逻辑到物理地址转换映射 302。例如,可以在其中创建新的条目。取决于存储逻辑到物理地址转换映射 302 的易失性存储器的大小,LPN 可以存储在单个条目中,或例如被分解为识别包含所讨论的 L 页的开始地址的 E 页(加 ECC 位)的第一条目和识别偏移和长度(加 ECC 位)的第二条目。因此,根据一个实施例,这两个条目可以一起对应于并且指向闪速存储器中的单个 L 页。在其它实施例中,逻辑到物理地址转换映射条目的具体格式可以不同于上述所示的示例。

[0035] 由于逻辑到物理地址转换映射 302 可以存储在易失性存储器中,所以当易失性存储器开始或任何其它丢失电力时必须被重建。因此,这要求在非易失性存储器中存储一些机制和信息,来使得控制器 202 在开始之后或电源故障之后在控制器能够“知道”L 页存储在非易失性存储器何处之前对逻辑到物理地址转换映射 302 进行重构。根据一个实施例,这种机制和信息可以具体实现在可以被称作系统日志或 S 日志的构造中。根据一个实施例,控制器 202 可以被配置为在多个非易失性存储器设备(例如,在一个或多个管芯、信道或平面中的一个或多个块 206)中维持多个定义物理到逻辑地址对应的 S 日志。根据一个实施例,每一个 S 日志可以覆盖预定范围的物理页(例如,E 页)。根据一个实施例,每一个 S 日志可以包括多个日志条目,每一个条目被配置为将一个或多个物理页(例如 E 页)与每一个 L 页的 L 页号相关联。根据一个实施例,每次控制器 202 重启或者无论何时必须重建

逻辑到物理地址转换映射 302 时, 控制器 202 读取 S 日志, 并且根据从 S 日志条目读取的信息来重建逻辑到物理地址转换映射 302。

[0036] 图 5 示出了根据一个实施例的用于更新逻辑到物理地址转换映射以及用于创建 S 日志条目的方法的方面。如图所示, 为了确保逻辑到物理地址转换映射 302 保持最新, 当如框 B51 所示 L 页被写入或更新时, 逻辑到物理地址转换映射 302 如 B52 处所示被更新。如 B53 处所示, S 日志条目还可以被创建, 在其内存储指向更新后的 L 页的位置的信息。以这种方式, 当发生新写入时 (例如, 当主机发布写入到非易失性存储器时, 当发生垃圾收集 / 耗损平衡时, 等), 逻辑到物理地址转换映射 302 和 S 日志都被更新。因此, 到非易失性存储器设备以维持地址转换数据的电力安全副本的写操作可以被配置为由新创建的 S 日志条目 (其大小可能仅几字节) 被触发而不是重新保存逻辑到物理地址转换映射的全部或部分, 从而降低写入放大率 (WA)。更新 S 日志确保控制器 202 能够访问新更新的 L 页, 以及确保当重启或其它影响存储逻辑到物理地址转换映射的非易失性存储器的信息擦除电力事件时可以对逻辑到物理地址转换映射 302 进行重构。此外, 除了重建逻辑到物理地址转换映射 302 的效用之外, S 日志还可用于运行有效的垃圾收集 (GC)。事实上, S 日志可以包含对所有 L 页号的最近更新, 以及还可以包含陈旧条目、不指向有效 L 页的条目。

[0037] 根据一个实施例, S 日志可以构成写入到介质中的主闪存管理数据。根据一个实施例, S 日志可以包括针对给定 S 块的映射信息, 以及可以包括针对给定 S 块的物理到逻辑 (P2L) 信息。图 6 是示出了根据一个实施例的 S 日志的方面的框图。如图所示以及根据一个实施例, 每一个 S 日志 602 覆盖非易失性存储器的预定物理区域, 例如, 如 606 处显示的 32E 页, 利用 5 位来对其进行寻址。每一个 S 日志 602 可以由 S 日志号 604 来进行识别。用于存储主机数据的 P2L 信息的 S 日志号 604 可以包括由 S 日志覆盖的第一物理页的地址的一部分。例如, S 日志 602 的 S 日志号例如可以包括由该 S 日志 602 覆盖的第一 E 页的 27MSb。

[0038] 图 7 示出了根据一个实施例的 S 日志 602 的一个条目 702 的示例性组织。S 日志 602 的每一个条目 702 可以指向在 E 页物理定址的一个 L 页的开始地址。每一个条目 702 可以包括例如包含 L 页的开始 E 页的 E 页的多个 LSb (例如, 5 个)。可以通过将这些 5 个 LSb 和头部中 S 日志号的 27 个 MSb 进行级联而获得完整的 E 页地址。随后, 条目 702 可以包括 L 页号, 其在识别出的 E 页中的偏移以及其大小。例如, 数据带 S 日志 602 的每一个条目 702 可以包括该 S 日志条目覆盖的第一 E 页的 5 个 LSb, 30 位的 L 页号, 9 位的 E 页偏移以及 10 位的 L 页大小, 加起来总共大约 7 字节的大小。在其它实施例中可以使用各种其它内部日志条目格式。

[0039] 根据一个实施例, 由于存储在 L 页的数据的压缩可变性或者主机配置, 可变量的 L 页可以存储在物理区域中, 例如等于 32 个 E 页的物理区域中, 如图 6 中 606 处所示。由于使用压缩和 L 页大小的随后的变化性, S 日志 602 可以包括可变量的条目。例如, 根据一个实施例, 以最大压缩, L 页的大小可以是 24 字节, 而 S 日志 602 可以包括多于 2,500 个条目, 引用与 L 页相同量, 每 S 日志条目 702 一个 L 页。

[0040] 如上所述, S 日志 602 可以被配置为包括针对给定 S 块的映射信息, 并且可以包括针对给定 S 块的 P2L 信息。更准确地, 根据一个实施例, S 日志 602 可以包括针对在给定 S 块内的预定范围的 E 页的映射信息。图 8 是根据一个实施例的超级块 (S 块) 的框图。如

图所示, S 块 802 可以包括每管芯一个闪存块 (F 块) 804 (也如图 2 中 206 所示)。因此, 可以将 S 块 802 认为是 F 块 804 的集合, 每管芯一个 F 块, 其被组合到一起以形成闪存管理系统的单元。根据一个实施例, 可以在超级块级别管理分配、擦除和 GC。如图 8 所示, 每一个 F 块 804 可以包括多个闪存页 (F 页), 例如 256 或 512 个 F 页。根据一个实施例, F 页可以是给定非易失性存储器设备的程序的最小单元的大小。图 9 示出了根据一个实施例的超级页 (S 页)。如图所示, S 页 803 可以包括 S 块的每块一个 F 页, 意味着 S 页 803 跨越整个 S 块 802。

[0041] 图 10A 示出了根据一个实施例的逻辑到物理地址转换映射、S 日志以及 S 块之间的关系。附图标记 902 表示逻辑到物理地址转换映射。根据一个实施例, 逻辑到物理地址转换映射 902 可以通过 L 页号进行索引, 因为在逻辑到物理地址转换映射中每 L 页的逻辑到物理地址转换映射 902 中可能存在一个条目。在闪存存储器中 L 页的开始物理地址及其大小可以在映射条目中给出; 即通过 E 页地址、E 页内的偏移和 L 页的大小。如前所述, L 页取决于其大小可以跨越一个或多个 E 页, 并且可以跨越 F 页以及块。

[0042] 如 904 处所示, 易失性存储器 (例如, DRAM) 还可以存储 S 日志映射。S 日志映射 904 中的条目存储与 S 日志物理位于非易失性存储器中何处相关的信息。例如, 存储 L 页的开始 E 页物理地址的 27 个 MSb 可以构成 S 日志号。易失性存储器中的 S 日志映射 904 还可以包括在非易失性存储器中 S 日志的地址, 在系统 E 页中引用。从易失性存储器中的 S 日志映射 904 中, 可以提取系统 S 块信息 908。系统 S 块信息 908 可以由系统 S 块 (系统带中的 S 块) 进行索引, 并且可以包括关于 S 块的信息、系统 S 块中任何空闲或已用空间的大小。还从 S 日志映射 904 中, 可以提取非易失性存储器 910 中 S 日志的物理位置。

[0043] 根据一个实施例, 系统带不包括 L 页数据, 并且可以包括所有的文件管理系统 (FMS) 元数据和信息。系统带可以被配置为仅针对可靠性和电源故障简单化的较低页。在正常操作期间, 系统带除了在垃圾收集期间否则不需要被读取。根据一个实施例, 针对全部 WA 优化, 系统带可以与数据带相比被提供显著高的过供应。其它带可以包括: 热带, 其可以包括 L 页数据并且被频繁更新; 以及冷带, 其是存储从垃圾收集过程保留的静态数据的存储器的物理区域, 其可以不被频繁更新。根据一个实施例, 系统带、热带和冷带可以由控制器固件在 S 块的基础上进行分配。

[0044] 如上所述, 非易失性存储器的这些 S 日志中的每一个可以包括 S 日志条目的集合, 并且例如覆盖 32 个页数据。非易失性存储器 910 中这些 S 日志使得控制器 202 能够在开机时访问非易失性存储器中的 S 日志条目, 使得控制器 202 能够在易失性存储器中不仅重建逻辑到物理地址转换映射 902, 而且能重建 S 日志映射 904、S 块信息 906 以及系统 S 块信息 908。

[0045] 非易失性存储器中的 S 日志还可以包括所有的陈旧 L 页信息, 由此使得控制器 202 能够在易失性存储器中重建逻辑到物理地址转换映射 902 以及 S 日志映射 904 之后进行 GC。因此, 可以说 S 日志包括对逻辑到物理地址转换映射 902 随着时间的所有更新的顺序历史。

[0046] 图 10B 是根据一个实施例的 S 日志映射 904 的另一视图的框图。S 日志映射 904 可以针对每一个 S 块引用多个 S 日志条目。根据一个实施例, S 块号可以是 S 日志号的 MSb。S 日志映射 904 的大小可以与每 S 块的 S 日志条目数量乘以 S 块数量相关。因此, 对 S 日志

映射 904 进行索引可以通过引用 S 块号 (S 日志号的 MSb) 和 S 块号的 S 日志条目来实施。控制器 202 还可以被配置为建立或重建 S 日志的映射, 以及将所得到的 S 日志映射 904 存储在易失性存储器中。例如, 当重启或在误差恢复之后的重启之后或电源故障的另一事件发生时, 控制器 202 可以以预定的顺序次序来读取多个 S 日志, 基于顺序地读取的多个 S 日志来建立存储在非易失性存储器设备中的 S 日志的映射, 并且将建立的 S 日志映射 904 存储在易失性存储器中。特别地, 重建的 S 日志映射 904 可以被配置为包括每一个 S 日志的最近写入的版本的物理位置。事实上, 根据一个实施例, 在重建 S 日志映射 904 中, 当发现较新的 S 日志时, 可以覆写较旧的 S 日志的物理位置。换句话说, 根据一个实施例中, 可以通过处理器 202 基于被判定为有效的读取 S 日志来重建 S 日志映射 904。

[0047] 两阶映射重建

[0048] 根据一个实施例, 在加电时, 地址转换映射重建和空闲空间计数可以分割成两个区别的阶段。在第一阶段, 可以根据存储在非易失性存储器的系统带中的 S 日志来重建地址转换映射。如上所述, 系统带可以是包含 FMS 元数据和信息的非易失性存储器的一部分。为了后加电电源故障操作的可靠性和简单化, 系统带可以被配置为仅用于较低页操作, 由此避免了 MLC 闪速存储器的较低页损坏的任意可能性。此外, 针对全部 WA 优化, 系统带与数据带 (其存储所有的 L 页数据并且包括热带和冷带) 相比被提供显著多的过供应。

[0049] 根据一个实施例以及如图 11 中 B 151 处所示, 为了重建逻辑到物理地址转换映射 902, 可以读取所有的 S 日志。读取所有的 S 日志使得控制器 202 能够从每一个 S 日志的每一个条目提取与每一个 L 页号相关联的每一个 L 页的大小和准确物理位置。在一个实施例中, 在所有 S 日志被读取以及从其提取其存储在易失性存储器中的逻辑到物理地址转换映射 902 中的物理到逻辑信息之后, 控制器 202 将计数并且映射所有存储在整体非易失性存储器中的 L 页。读取了多少 S 日志至少部分地取决于每一个 S 日志所覆盖的物理页的范围 (例如, 根据一个实施例是 32 个 E 页) 以及非易失性存储器的大小。此外并且根据一个实施例, S 日志构造可以用于存储与虚拟地址范围相关的信息, 并且用于将其它文件管理表存储在易失性存储器中。

[0050] 根据一个实施例, 由于 S 日志可以被配置为共同地包括所有的物理到路基信息, 并且因为多个 L 页可能已经被更新了多次, 所以读取 S 日志的次序是重要的。实际上, 由于 S 日志可以被配置为共同地存储对 L 页的更新的完整历史 (至少由于存储 L 页的 S 块的最后垃圾收集), 在一个实施例中以创建 S 日志的次序来读取 S 日志, 如在框 B151 处所示。这在图 12 中图形示出, 其中, 如有序读取 S 日志, 根据时间上在前的 S 日志条目生成的 L2P 转换映射条目 1602 被顺序由针对相同 L 页的相对稍后创建的 S 日志条目中的对应的映射条目 1602 顺序地替代。以这种方式, 如果对特定 L 页应该 (可能) 进行了多次更新, 则按照创建次序读取 S 日志确保了在有效条目 (即, 指向 L 页的当前位置的 S 日志条目) 之前读取了无效 S 日志条目 (即, 没有指向 L 页的当前位置的 S 日志条目)。这继而确保了针对特定 L 页的时间上最新的 S 日志条目被用作创建用于所述 L 页的有效映射条目 1602 的基础。该种以创建次序顺序读取 S 日志以及确保针对 L 页最近读取的 S 日志条目是最当前的一个, 确保了重建的逻辑到物理地址转换映射 902 是相干的; 也就是, 准确地将逻辑页映射到非易失性存储器的正确物理位置。根据一个实施例, 当读取了存储在非易失性存储器中的 S 日志时, S 日志映射 904 (见图 10B) 也可以根据每一个读取的 S 日志的 S 日志号和地址来

进行重构。S 日志映射 904 可以存储在易失性存储器中。

[0051] 根据一个实施例,在下文示出和描述的两阶过程的一个实施例的第一阶段中,控制器 202 可以被配置为在启动时按如 B151 处所示的创建次序来读取多个 S 日志的每一个,并且根据读取出的多个日志来在易失性存储器中重建逻辑到物理地址转换映射 902。也就是,控制器 202 可以根据读取的 S 日志条目,以每一个 L 页的物理位置信息(例如,在非易失性存储器的 E 页中的长度和开始地址)来填充逻辑到物理地址转换映射 902,如图 4 的 302 所示。以这种方式,存储在数据存储设备的每一个 L 页可以通过逻辑到物理地址转换映射 902 中的单个并且唯一的条目指向。根据一个实施例,控制器 202 可以针对每一个读取的 S 日志中的每一个条目来执行到易失性存储器的写入操作(例如,8 字节写入)。然而,可以理解的是,实施例不限于本文所示和描述的示例性的 8 字节大小,其它实现方式也是可能的。

[0052] 根据一个实施例,在已经读取了所有 S 日志之后并且如逻辑到物理地址转换映射 902,在易失性存储器中已经重建了 S 日志映射 904 以及任意所需表,数据存储设备可以报告其预备状态以处理到主机 218 的数据访问命令,如在 B152 处所示。注意,在完成该第一阶段时,数据存储设备尚未执行任意空闲空间计数操作,并且因此可能尚未准备好最佳地执行垃圾收集操作。事实上,在垃圾收集的最佳块选择至少部分地取决于个体 S 块中的空闲空间的实施例中,控制器 202 在第一阶段的结束时尚不知道哪个是用于垃圾收集的最佳 S 块,因为还未执行空闲空间计数。在选择用于垃圾收集活动的 S 块时的一个考虑可以包括确定每一个 S 块中可用的空闲空间量。例如,控制器 202 可以将具有最大量的空闲空间的 S 块选择作为实施垃圾收集活动的下一 S 块。注意,根据一个实施例,控制器 202 还识别用于垃圾收集的下一最佳 S 块,以及之后的下一最佳 S 块,等等。

[0053] 根据一个实施例,在至少已经重建了逻辑到物理地址转换映射 902 之后,以及在数据存储设备已经报告了其预备状态以处理数据访问命令之后,可以实施当前的两阶加电过程的第二阶段。根据一个实施例,在至少已经重建了逻辑到物理地址转换映射 902 之后,以及在数据存储设备已经报告了其预备状态以处理数据访问命令之后,根据重建的逻辑到物理地址转换映射 902,可以重建一个或多个表,以及基于这种重建的表,可以选择多个 S 块中的一个或多个用于垃圾收集,如图 11 中 B153 所示。为此,在已经重建了逻辑到物理地址转换映射 902 之后,控制器 202 可以重建包含多个 S 块的每一个中空闲空间的量的空闲空间表,以及其它可能的动作。为了重建这种空闲空间表,可以计算多个块的每一个中的空闲空间的量。取代控制器 202 跟踪每一个 S 块中的空闲空间的量,根据一个实施例,控制器 202 可以跟踪每一个 S 块中有效数据的量。用于每一个 S 块的这种信息可以容易地在逻辑到物理地址转换映射 902 中可用,所述信息可以被配置为包含在非易失性存储器中的每一个 L 页的大小的记录。根据每一个 S 块中有效数据的量以及通过确认 S 块的大小,控制器 202 可以通过从 S 块的预定大小减去每一个 S 块中有效数据的大小(从读取逻辑到物理地址转换映射 902 获得的)来计算每一个 S 块中的空闲空间的量。在 S 块中存储的有效数据的量与其大小之间的差可以等于或相关于每一个 S 块中空闲空间的量。因此,根据逻辑到物理地址转换映射 902 的单个顺序读取,或通过重建逻辑到物理地址转换映射 902 时更新在每一个 S 块中的有效数据的量,可以通过控制器 202 来计算在每一个 S 块中的空闲空间的量。每一个 S 块中所累积的(即,跨逻辑到物理地址转换映射 902 中的条目相加)有效空间的量可以存储在例如在易失性存储器中维护的表中。例如,系统块信息表 908(例如,

参见图 10A) 可以用于所述目的。可选地, 控制器 202 可以创建单独的有效大小信息表, 并且以每一个 S 块的有效数据的累积大小来填充该表。如图 13 的表 1702 所示, 在该示例中, S 块 1 具有存储于其中的总共 450MB 的有效数据, 并且 S 块 2 具有存储在其中的总共 1.5TB 的有效数据。由于 S 块的大小是已知先验的, 所以每一个 S 块中的空闲空间的量可以是容易计算出的。在另一实施例中, 通过基于来自逻辑到物理地址转换映射 902 的信息来直接相加空闲空间的量, 从而执行计算空闲空间的量。

[0054] 根据一个实施例, 数据存储设备报告: 其准备好在已经完成重建逻辑到物理地址转换映射 902 (以及可选地其它内部处理活动, 例如填充易失性存储器中的 S 日志映射 904 以及其它表) 之后立即处理主机命令。在这种实施例中, 数据存储设备被配置为实施空闲空间计数操作 (例如, 包括重建空闲空间) 同时和 / 或在处理主机 (即, 数据访问) 命令之后。这种输入主机命令可以改变 S 块的空闲空间计数, 同时执行第二阶段。一个实施例解释在每一个 S 块中呈现的有效数据的量中的这种改变。

[0055] 例如, 在重建逻辑到物理地址转换映射 902 之后, 可以从开始到结束顺序读取映射 902。控制器 202 可以被配置为在读取现在相干的逻辑到物理地址转换映射 902 期间跟踪指针, 如图 14 中 1902 处所示。根据一个实施例, 在处理主机命令同时实施这种空闲空间计数时, 控制器 202 可以被配置为取决于由于写入命令而修改的 L 页是与已经由控制器 202 处理用于空闲空间计数的 L 页号相关联还是与当顺序读取逻辑到物理地址转换映射 902 时尚未被控制器 202 所读取的 L 页号相关联而不同地动作。根据一个实施例, 如果由于写入命令而修改的 L 页与已经由控制器 202 处理用于空闲空间的 L 页号相关联, 如图 14 中附图标记 1904 处的“新写入 1”所示, 则控制器 202 可以以上述方式来实施空闲空间计数。在该情况下的空闲空间计数是必要的, 因为控制器 202 已经处理了与当前更新的用于空闲空间的 L 页相对应的条目, 并且已经将其长度增加到存储更新后的 L 页的 S 块的有效数据的运行计数。更新的长度与 L 页的先前长度可能是相同的, 在该情况下, 如果 L 页被写入到相同 S 块, 则有效数据的运行计数将不变。然而, 如果执行写入导致 L 页长度的改变或者如果被写入到不同的 S 块, 则 S 块中数据的累积大小将实际改变。为了在每一个块中维护空闲空间的准确计数, 因此, 需要控制器 202 返回并且适当地对由于更新 L 页而可用的空闲空间进行计数。

[0056] 然而, 如果由于写入命令而修改的 L 页与尚未由控制器 202 处理用于空闲空间的 L 页号相关联, 则一个实施例允许控制器 202 避免实施空闲空间计数活动, 并且继续其顺序读取逻辑到物理地址转换映射 902。事实上, 如果执行的写入命令导致更新 L 页号尚未被控制器 202 读取的 L 页, 例如附图标记 1906 处“新写入 2”的情况, 则不需要执行用于空闲空间计数的单独处理, 因为当指针 1902 达到现在新更新的 L 页的 L 页号时, 控制器 202 将正确地累积表 1702 中的有效数据的大小。

[0057] 根据一个实施例, 非易失性存储器的块 206 可以包括多级单元 (MLC), 其存储例如每单元 2 位。对于 MLC 设备, 至少存在可能不是连续的较低页和较高页。MLC 的较低页通常在其较高页之前被编程。因为在 MLC 设备中单元电压的分布, 如果在对较高页进行编程时或期间电力被中断则可能损坏 MLC 的较低页。事实上, 在编程期间, MLC 所存储的电荷以逐步的方式逐渐增加直到到达表示所期望的逻辑状态的期望电压。根据一个实施例, 这就是存储 S 日志的系统带可以被配置为仅使用块中较低页以用于增加可靠性的原因。

[0058] 为了进一步减轻较低页讹误错误,一个实施例利用非易失性缓冲器来暂时存储更新后的 L 页至少直到每一个 MLC 的较低页和较高页二者被编程。当较低页和较高页不连续时,非易失性存储设备可以被配置为足够大以便存储 MLC 的较低页和较高页。也就是,非易失性缓冲器可以被配置为至少足够大以使得能够在数据存储设备丢失电力之后从较低页讹误中恢复。这种非易失性缓冲器在图 2 以附图标记 211 示出。非易失性缓冲器 211 可以被配置为环形缓冲器。根据一个实施例,控制器 202 可以被配置为在非易失性缓冲器 211 中累积将写入到非易失性存储器的数据。为此,控制器 202 可以分配缓冲器 211 中的空间,并且将累积的数据写入到在缓冲器 211 中分配的空间。累积数据的至少一部分随后可以存储在非易失性存储器的较低页中以及在缓冲器 211 中的分配空间中。在稍后的时间,与先前编程的较低页相对应的较高页本身可以被编程,此时在非易失性缓冲器 211 中先前分配的空间可以被解除分配,以针对进一步输入的数据留出空间。有利地,提供这种非易失性缓冲器 211 和在其中暂时存储的新更新的 L 页使得控制器 202 在累积数据写入到非易失性缓冲器 211 中的分配空间之后生成写入确认并且将该写入确认发送到主机 218。因此,该确认可以比在数据在非易失性存储器中编程之后发送的确认的情况早些发送,同时避免使用例如超级电容器或电池备份的 NAND 之类的这种备份电源机制。例如,非易失性缓冲器 211 可以包括磁性随机存取存储器 (MRAM),其在以非易失性方式存储数据的同时可以与 DRAM 可比较的速度操作。利用这种非易失性缓冲器 211,在丢失电力之后恢复对数据存储设备的电力后,使得控制器能够从非易失性缓冲器 211 读取数据,并且将读取的数据的一部分存储在非易失性存储器中。如图 2 的 209 处所示,数据可以在非易失性缓冲器 211 中以 S 页为单元进行累积、写入和存储。

[0059] 根据一个实施例,非易失性缓冲器 211 使得控制器 202 能够读取存储在非易失性缓冲器 211 中的 L 页,并且利用从中读取的逻辑页来重建逻辑到物理地址转换映射 902。在启动期间,当重建逻辑到物理地址转换映射 902 时,控制器 202 可以被配置为读取与冷带中存储的 L 页相对应的系统带中的 S 日志。冷带可以是控制器 202 分配的专用于存储最近垃圾收集的 L 页的非易失性存储器的一部分。然而,冷带可能在对应的较高页尚未被编程的较低页处存储“不安全的”L 页数据。当控制器执行写入命令时,这导致了相对应的较高页的编程,这种较低页数据可能冒较低页讹误的风险。因此,该较低页讹误能够影响逻辑到物理地址转换映射 902 的相干性,导致可能对数据存储设备致命的错误。

[0060] 根据非易失性存储器包括 MLC 的一个实施例,当重建逻辑到物理地址转换映射 902 时,控制器 202 可以被配置为读取与冷带相对应的 S 日志,而不超过存储在与相对应的较高页已经被编程的较低页中的安全页相对应的其条目。这确保后续执行的写入命令不能导致用于重建逻辑到物理地址转换映射 902 的数据的较低页讹误。还根据一个实施例,对于与冷带相对应的 S 日志的条目,其中所述 S 日志的条目与相对应的较高页未被编程的较低页处存储的不安全的 L 页相对应,控制器 202 还可以被配置为停止处理包含与这种不安全的 L 页相对应的条目的 S 日志,并且代替从非易失性存储器 211 中读取不安全的 L 页,并将其写入到非易失性存储器中。这继而生成对逻辑到物理地址转换映射 902 和相对应的 S 日志条目和 / 或新的 S 日志的更新。该过程可以针对由包含这种条目(例如,与冷带相对应的包括存储在相对应的较高页未被编程的较低页中的不安全的 L 页的 S 日志的条目)的 S 日志所引用的一个或多个最近写入的 S 块来实施。然后,可以对这种一个或多个 S 块

进行垃圾收集。以这种方式,非易失性缓冲器 211 可以用于在重构逻辑到物理地址转换映射 902(图 11 的映射重建的阶段 1) 期间恢复可能不安全的 L 页,以及正确地安排垃圾收集(图 11 的映射重建的阶段 2)。在其它实施例中,针对其它类型的数据(代替冷带数据)来执行与不安全的页相关的额外处理。

[0061] 例如,考虑 3.2TB 数据存储设备。可以要求传统的数据存储设备来读取将存储映射表 104(图 1) 的易失性存储器。因为尚未设置易失性存储器中的 ECC,这继而要求初始化过程。假设易失性存储器大小是 16GB 的级别,则这将需要例如 2 秒的级别。之后,传统数据存储设备必须执行 16GB 的写入交错 16GB 的随机读取,以重建映射表 104 以及更新空闲空间信息。仅在此之后,常规数据存储设备才可以报告其准备好接受和服务主机命令。相反地,为了实施当前的两阶加电过程,一个实施例不需要预先读取易失性存储器,并且因此不需要读取易失性存储器直到已经写入所有条目。事实上,根据一个实施例,在离开制造工厂之前,数据存储设备可以是 TRIMed(经受 TRIM 命令或相同功能等价物的所有物理页),由此以有效条目来预填充逻辑到物理地址转换映射 902。之后,可以执行到易失性存储器的 16GB 随机写入,以处理来自非易失性存储器的所有 S 日志到现在重建的和相干的逻辑到物理地址转换映射 902。在该早期阶段并且在实施空闲空间计数活动之前,控制器 202 可以报告其准备好服务主机数据访问命令。之后,在已经报告了其准备好执行数据访问命令之后,控制器 202 可以实施 6.4GB 的顺序易失性存储器读取以更新有效数据表 1702(图 13) 作为其空闲空间计数活动的一部分。之后,当实施数据访问命令时或之后,数据存储设备可以选择最佳的 S 块进行垃圾收集。根据一个实施例,控制器 202 可以被配置为至少部分地基于其中可用的空闲空间量来选择这种 S 块以用于垃圾收集。根据一个实施例,控制器 202 可以选择具有最多空闲空间的 S 块以进行垃圾收集。有利地,根据一个实施例,这种空闲空间计数和块捡取可以在硬件中实施并且在接受和执行数据访问命令的驱动器上实施。

[0062] 垃圾收集

[0063] 图 15-18 是示出了根据一个实施例的垃圾收集方面的框图。可以扫描用户 S 块信息表 906(图 10A) 来选择“最佳”S 块用于垃圾收集。存在可以被评估以选择哪个 S 块进行垃圾收集的大量标准。例如,用于垃圾收集的最佳 S 块可以是具有最大量的空闲空间和最低程序擦除 (PE) 计数的 S 块。可选地,这些和 / 或其它标准可以被加权以选择 S 块进行垃圾收集。出于示例的目的,在图 15-18 中所选的用于垃圾收集的 S 块是 S 块 15,在 1502 处示出。应该注意的是,用户 S 块信息表 906(图 10A) 可以包括每一个被跟踪的 S 块所经历的 PE 周期量的运行计数等其它项目的信息,其可以被评估以决定哪个 S 块用于垃圾收集。如 1502 所示,S 块 15 具有有效数据(散列块)和无效数据(非散列块)的混合。

[0064] 既然 S 块 15 已经被选择用于 GC,则可以查阅(例如由 S 块号进行索引)S 日志映射(参见图 10B 中的 904),以发现用于那个 S 块的对应的 S 日志在非易失性存储器中的位置。然后,由 S 日志映射 904 指向的 S 日志利用 S 日志号的头部(例如 27LSB)来定位,并且被读取到缓冲器 1009 中,如图 15 所示。也就是,由 S 日志映射 904(图 10B) 所指向的系统 S 块 1804 中的 E 页可以被访问,并且可以将所述位置处开始存储的 S 日志读取到缓冲器 1009。之后,在缓冲器 1009 的 S 日志中的每一个物理到逻辑条目随后可以与在逻辑到物理地址转换映射 1802 中的相对应的条目进行比较。也就是说,S 日志中的 L 页的地址可以与逻辑到物理地址转换映射 1802 中的 L 页的地址进行比较。对于缓冲器 1009 中的 S 日志的

每一个条目,可以判定所述条目的L页的地址是否匹配在逻辑到物理地址转换映射1802中相对应的条目的L页的地址。如果两者匹配,则所述条目有效。相反地,如果在S日志中的L页的地址与在逻辑到物理地址转换映射1802中L页的条目不匹配,则在S日志中的所述条目无效。根据一个实施例,当在条目被解析和比较的S日志中发现有效条目时,可以将其写入到缓冲器1009,如图16所示。在处理了用于S块15的每一个S日志之后,也如图16在附图标记1502处所示的,S块15现在仅包括无效数据。当系统S块1804中的S日志中的条目指向这种有效数据时,系统S块1804中的S日志被示出为散列的,表示其现在是陈旧的。逻辑到物理地址转换映射1802随后可以被更新,生成用于读取到缓冲器1009的有效数据的新的E页开始地址。需要注意,在更新逻辑到物理地址转换映射期间,可以针对有效条目重新检查映射1802,并且在映射更新过程期间锁定映射1802以保证原子性。然后将有效数据写出到冷S块1801(热块用于最近写入主机数据,不是垃圾收集的数据),如图17所示。接着,如图18中1302处所示,这生成用于冷S块1801的新的S日志。在后续时间(例如,在已经填充了足够量的条目之后),可以将S日志1302写出到系统带中的系统S块1804。S块15现在已经进行了垃圾收集,并且其空间现在已经可能被添加到数据S块信息908中用于S块15的空闲空间计数。现在,系统S块信息908表示整个S块15都是空闲空间,其在之后可能被擦除,其PE计数被更新并且对于主机数据可用。注意,在S块15中仍存在无效S日志。在系统带内被无效S日志占据的闪速存储器中的空间可能将在后续时间进行垃圾收集、擦除并且重新使用。

[0065] 虽然已经描述了本公开的某些实施例,但这些实施例仅通过示例方式表示,并且不是要限制本公开的范围。事实上,本文所描述的新颖的方法、设备和系统可以以多种其它形式具体体现。此外,在不偏离本公开的精神的情况下,可以做出对本文描述的方法和系统形式的各种省略、替代和改变。随附权利要求及其等价物是要覆盖落入本公开的范围和精神内的这种形式或修改。例如,本领域中的技术人员将理解在各个实施例中,实际的物理和逻辑结构可以不同于图中所示出的。取决于实施例,以上在示例中描述的某些步骤可以被移除,而可以添加其它步骤。另外,以上公开的具体实施例的特征和属性可以以不同方式组合以形成额外的实施例,所有这些都落入本公开的范围。虽然本公开提供了某些优选的实施例和应用,但是对于本领域的技术人员而言显而易见的是,包括未提供本文阐述的所有特征和优点的实施例的其它实施例也落入本公开的范围。因此,本公开的范围是要仅通过随附权利要求来进行限定。

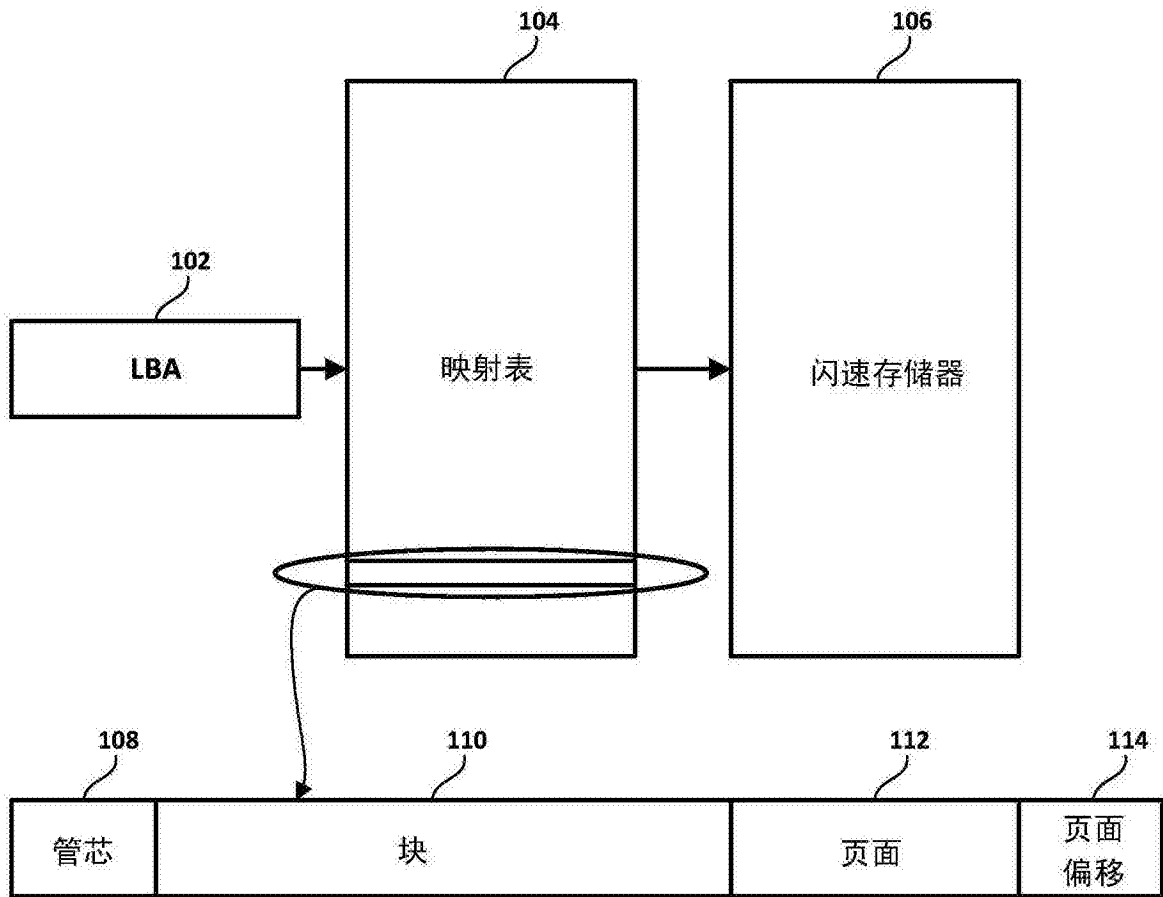


图1(现有技术)

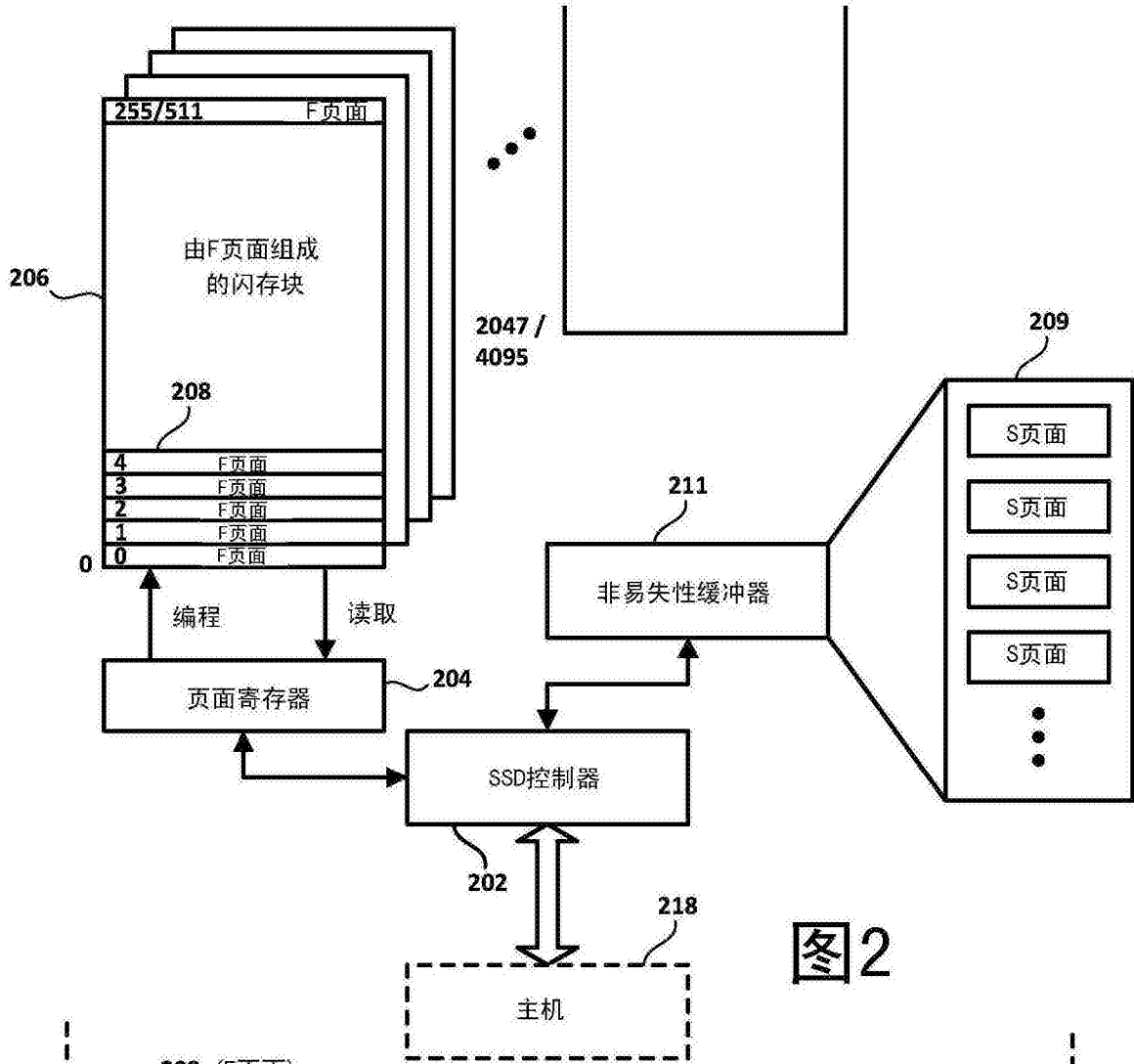


图2

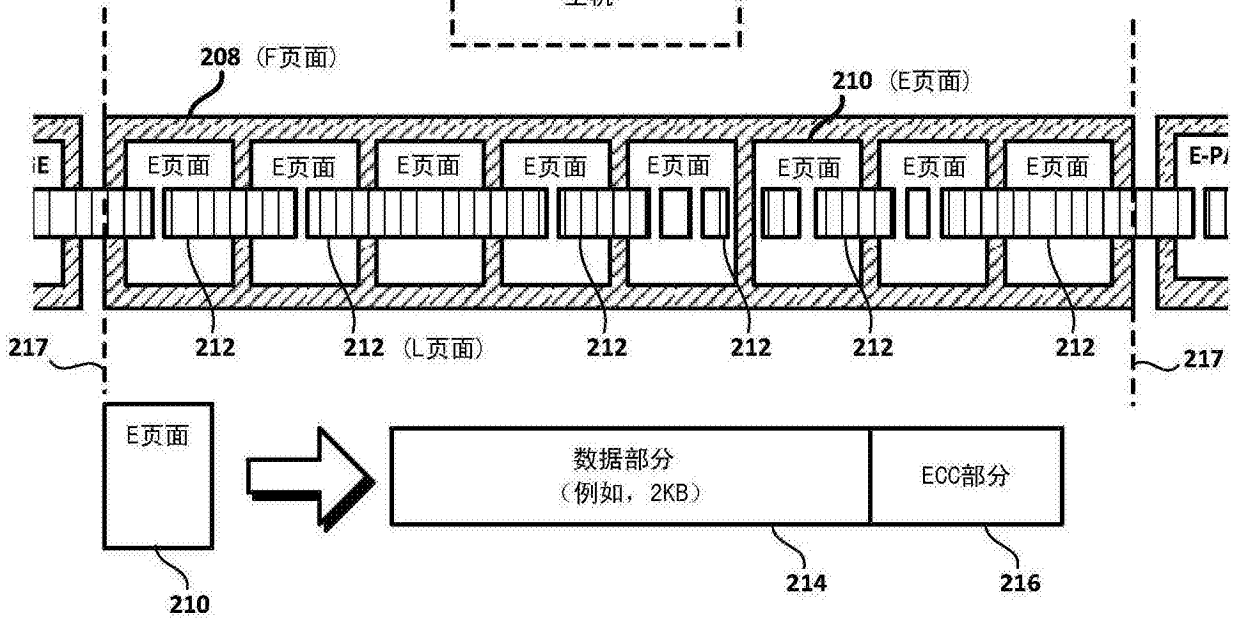
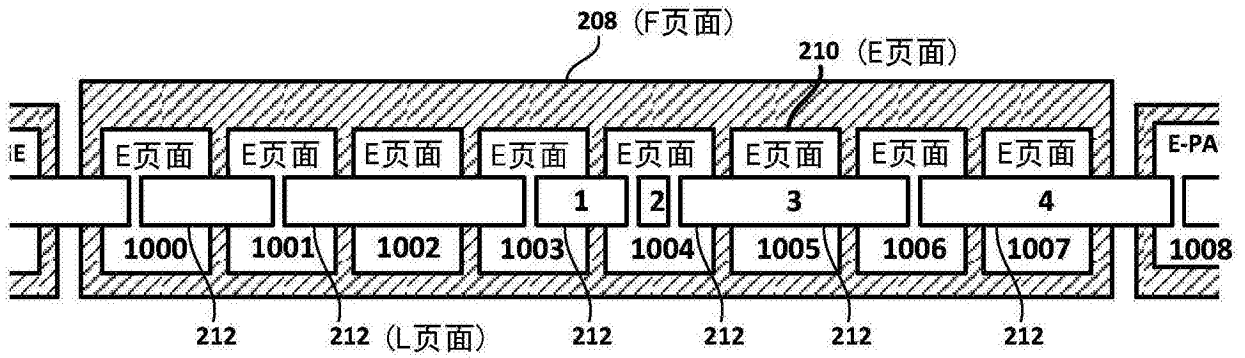


图3



L页面#	E页面	偏移	长度	所需E页面
L页面1 =	E页面 1003	偏移 800	长度 1,624	1003,1004
L页面2 =	E页面 1004	偏移 400	长度 696	1004
L页面3 =	E页面 1004	偏移 1,120	长度 4,096	1004, 1005, 1006
L页面4 =	E页面 1006	偏移 1,144	长度 3,128	1006, 1007, 1008

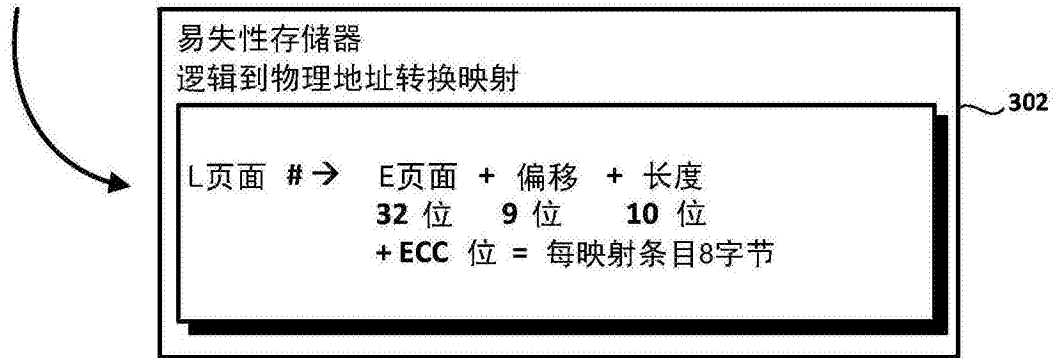


图 4

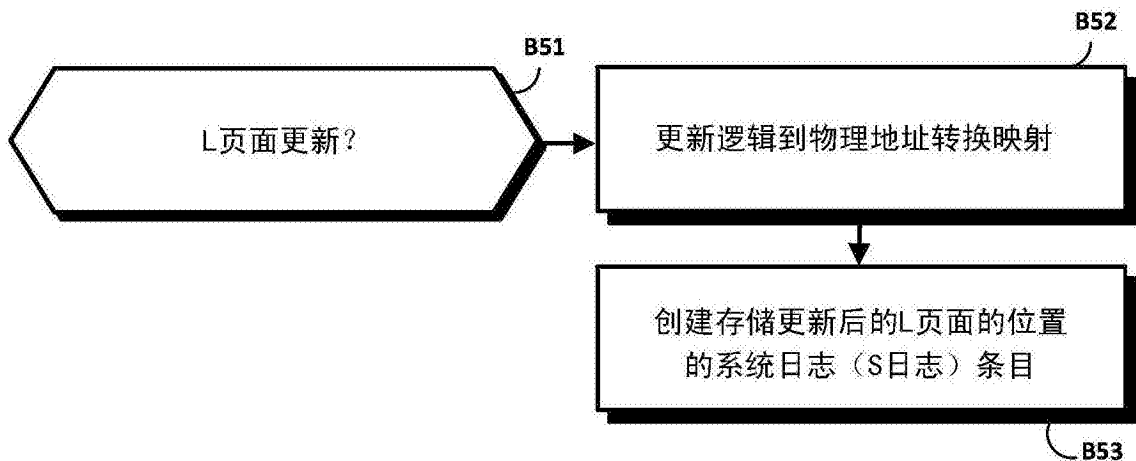


图 5

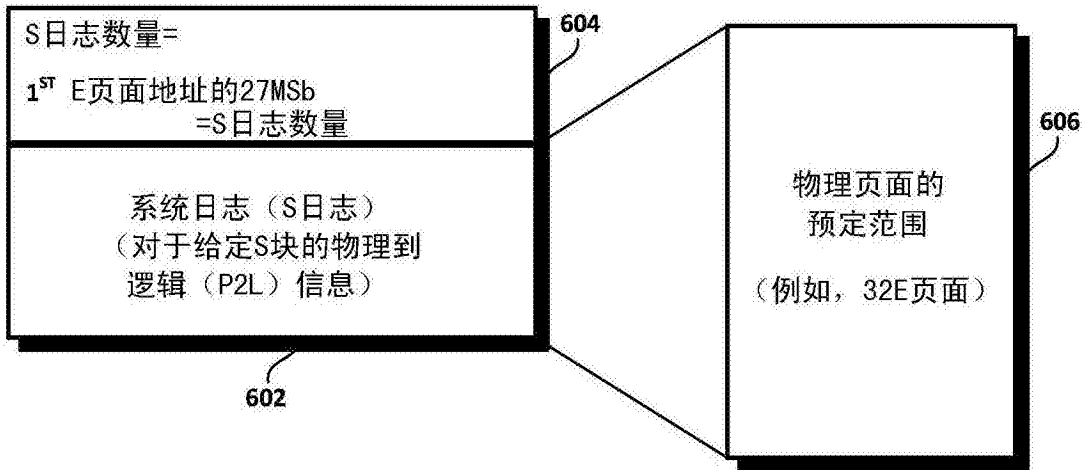


图 6

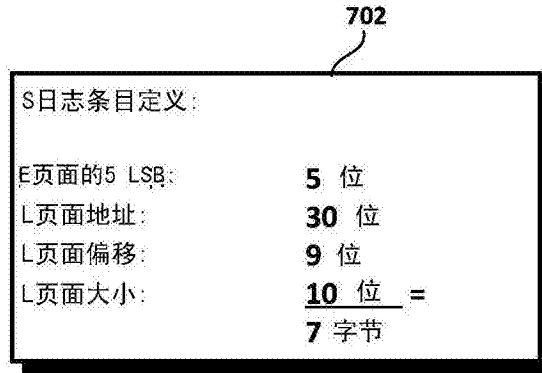


图 7

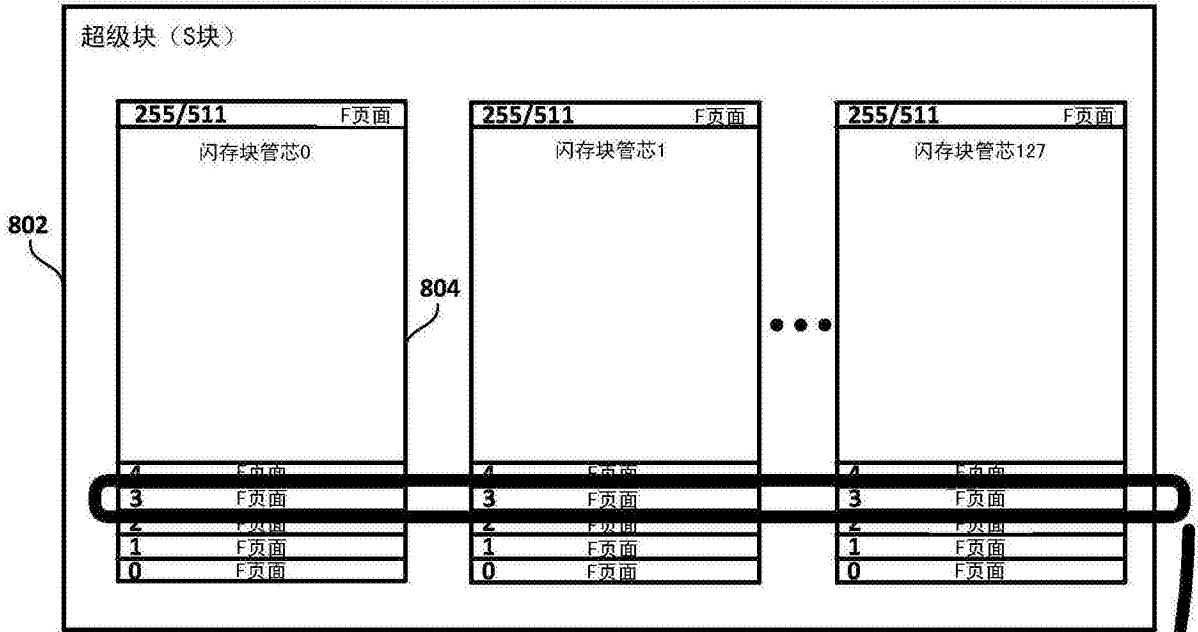


图8

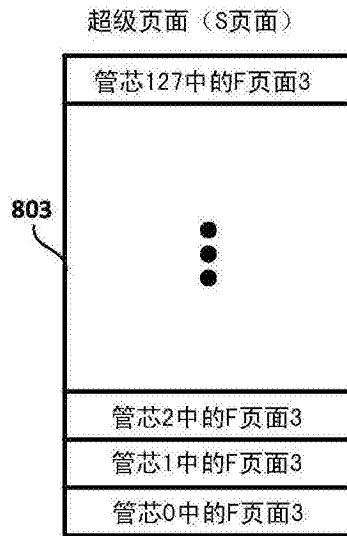


图9

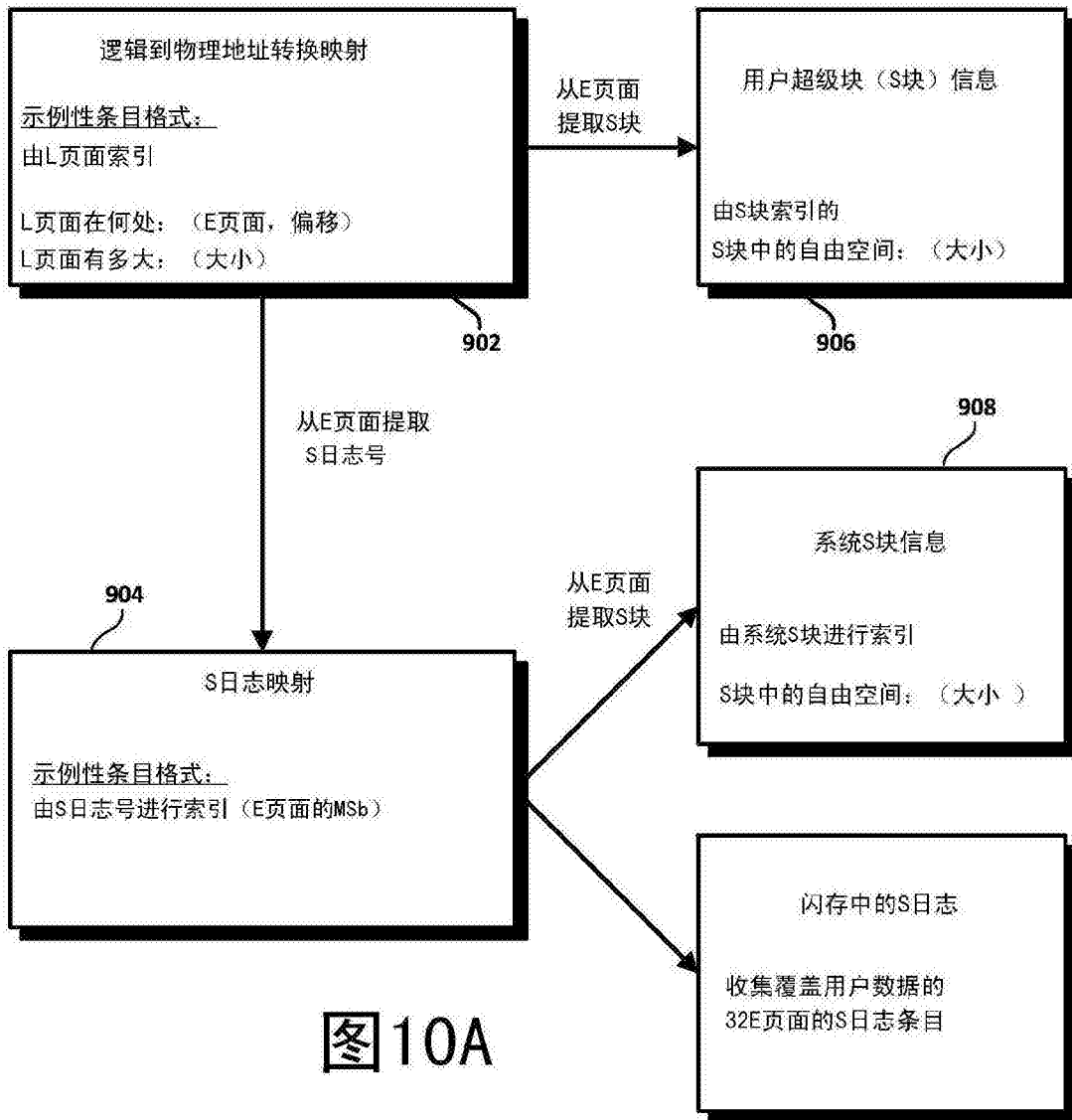


图10A

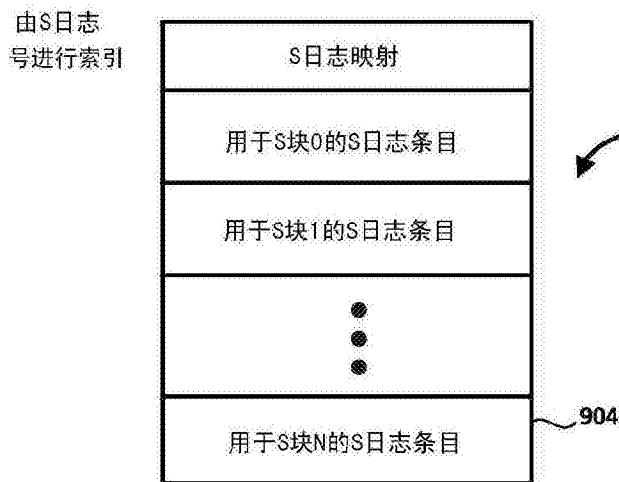


图10B

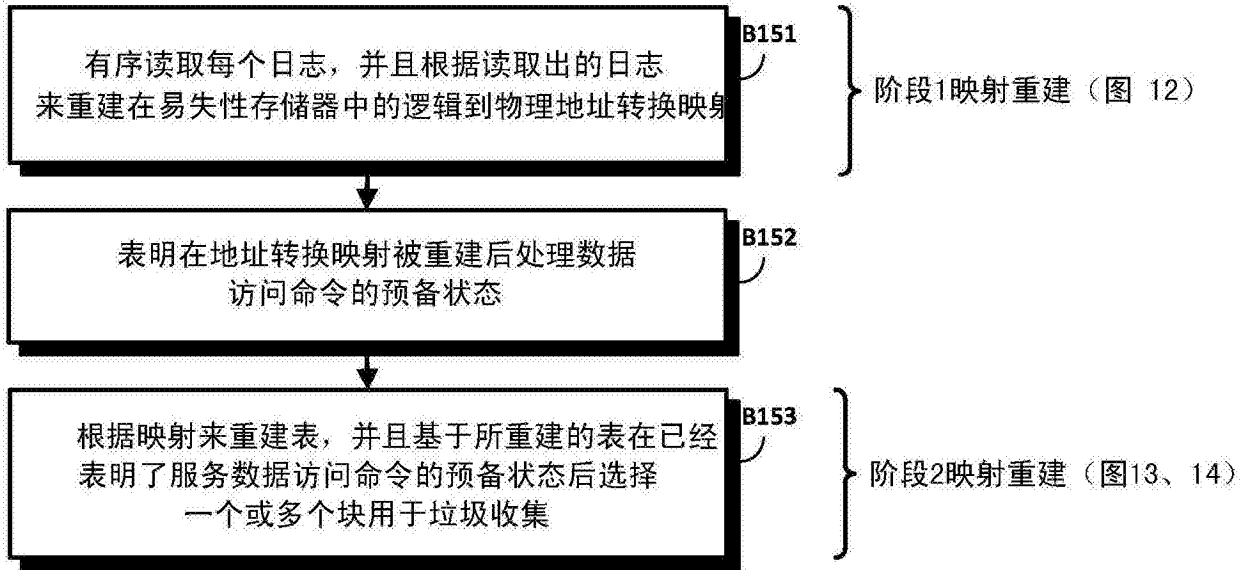


图 11

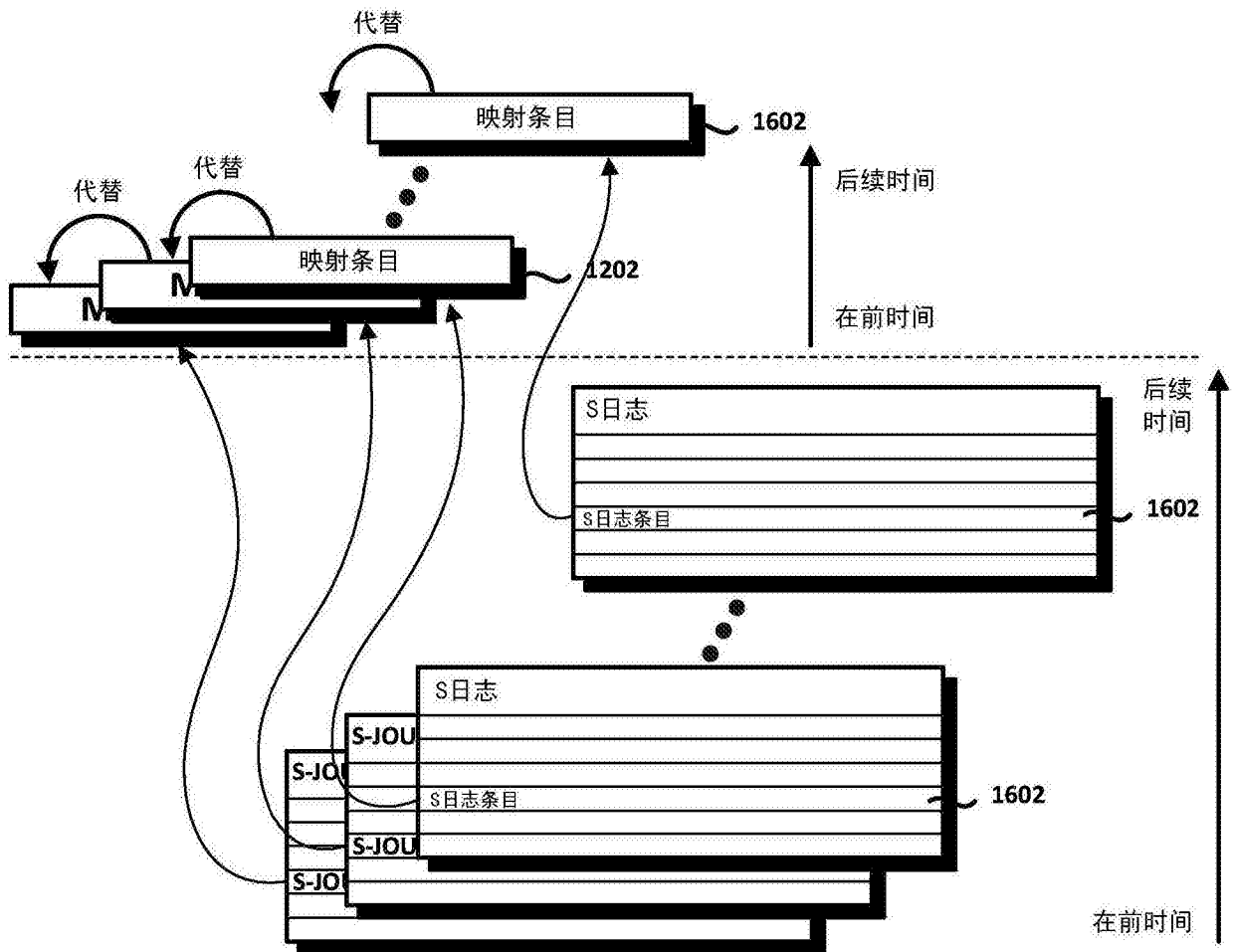


图 12

S块	累积的有效数据大小
1	450 MB
2	1.5 GB
⋮	

1702

图 13

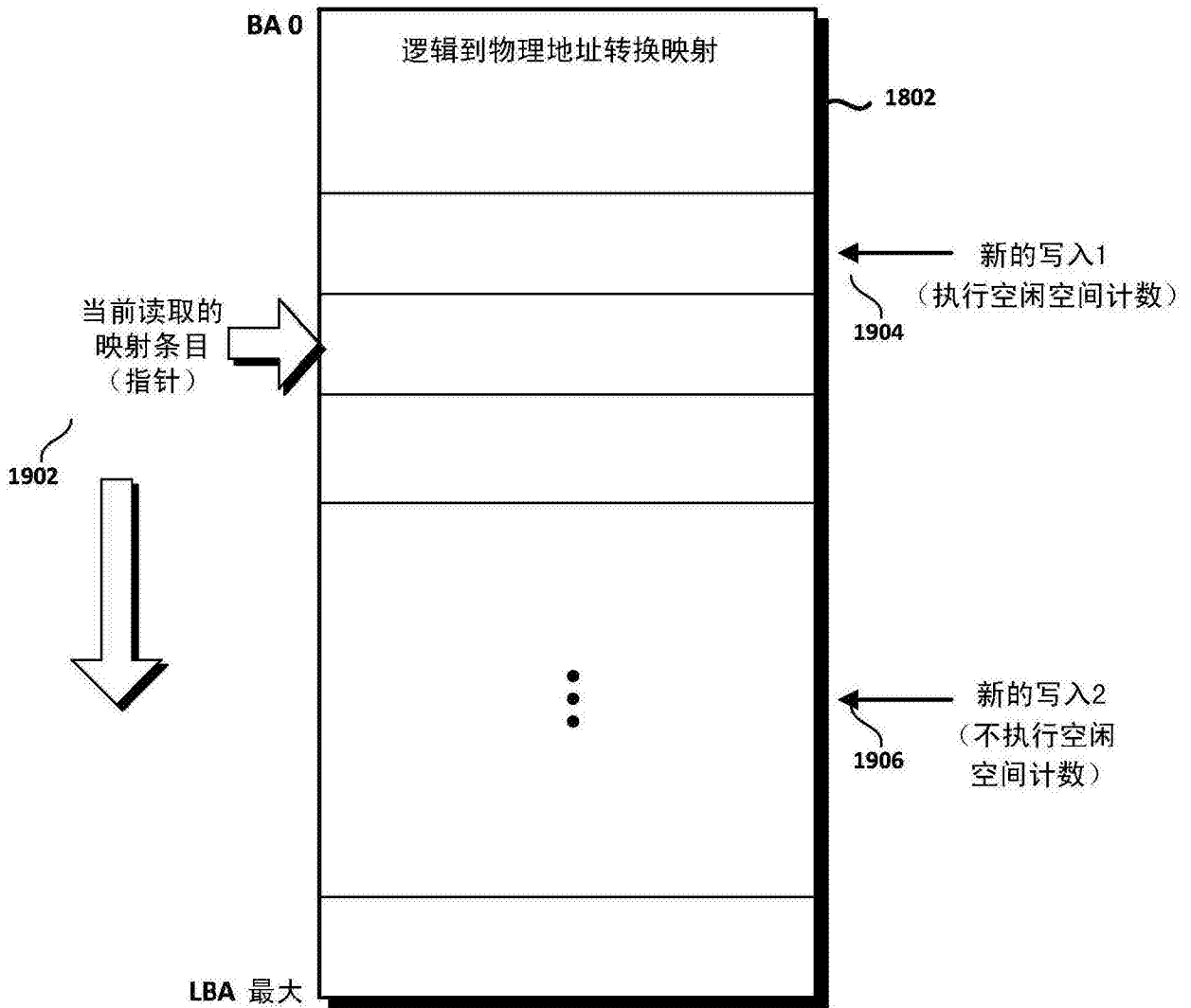


图 14

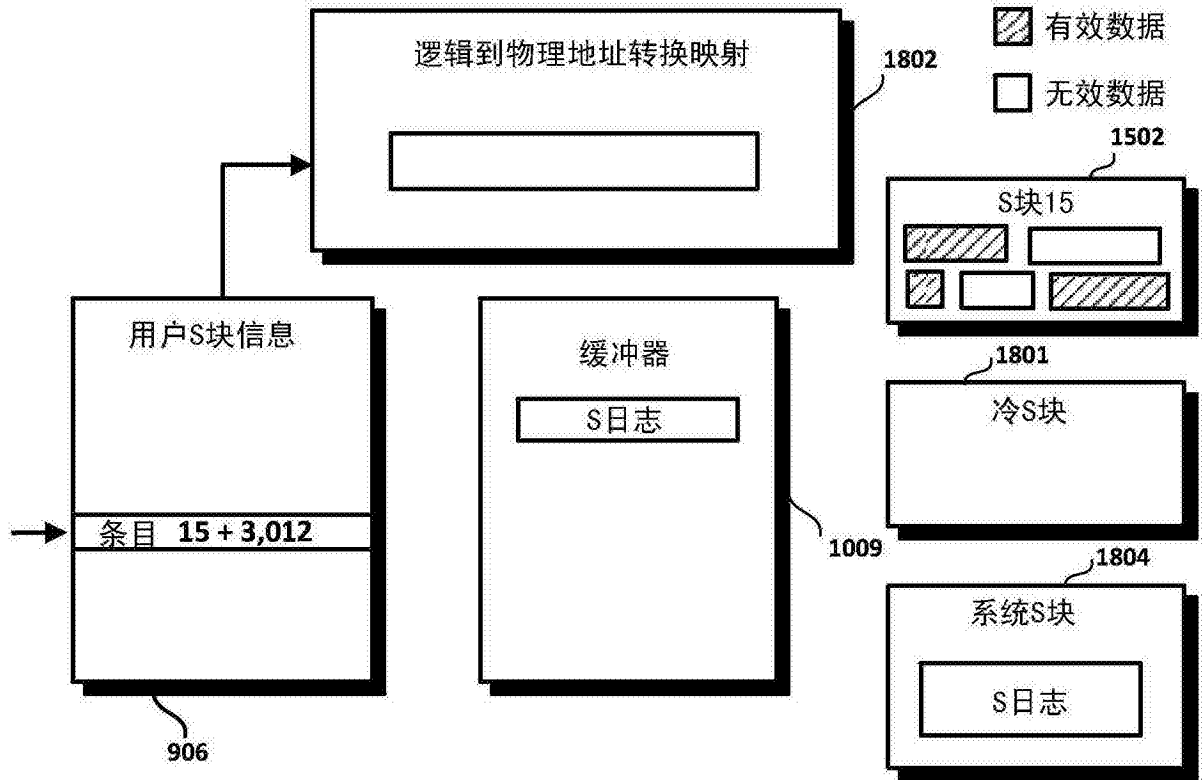


图 15

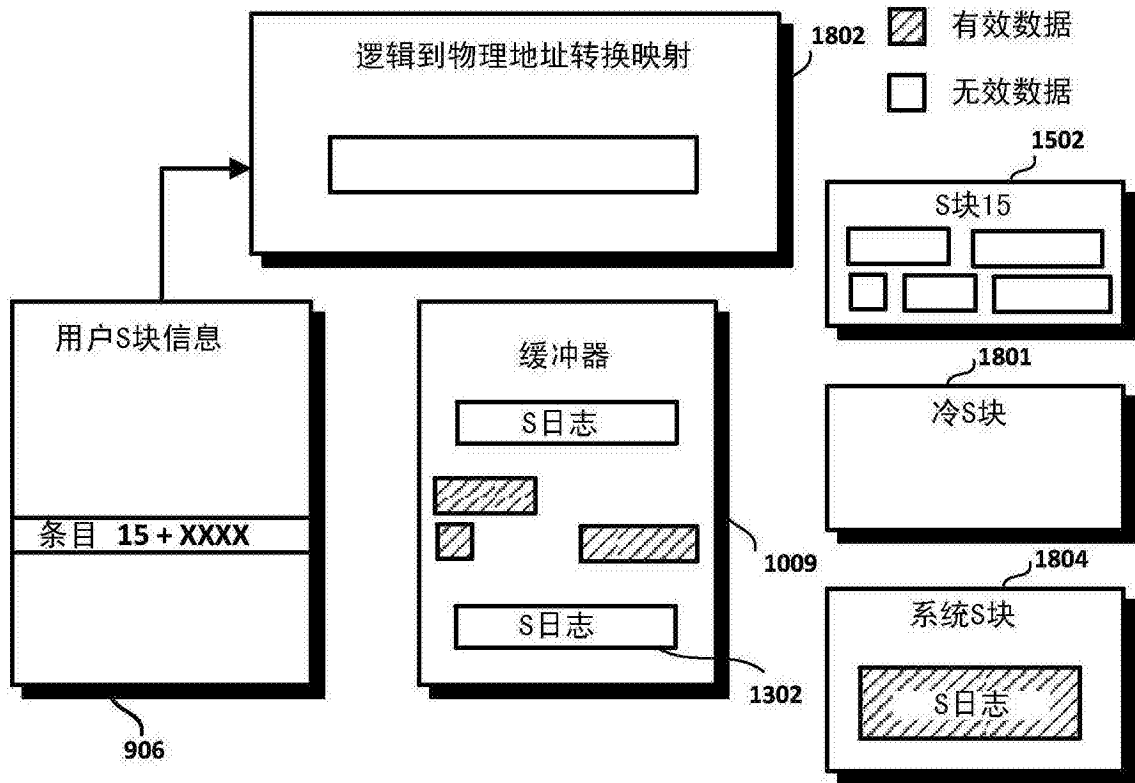


图 16

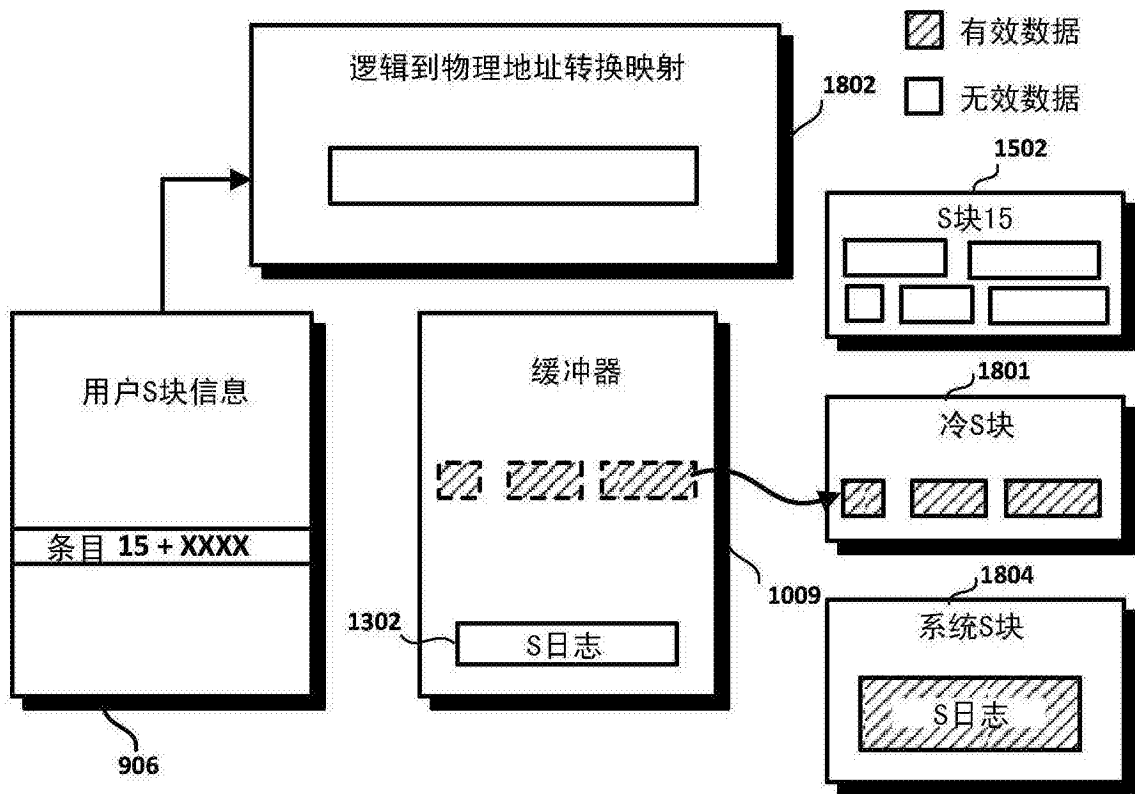


图 17

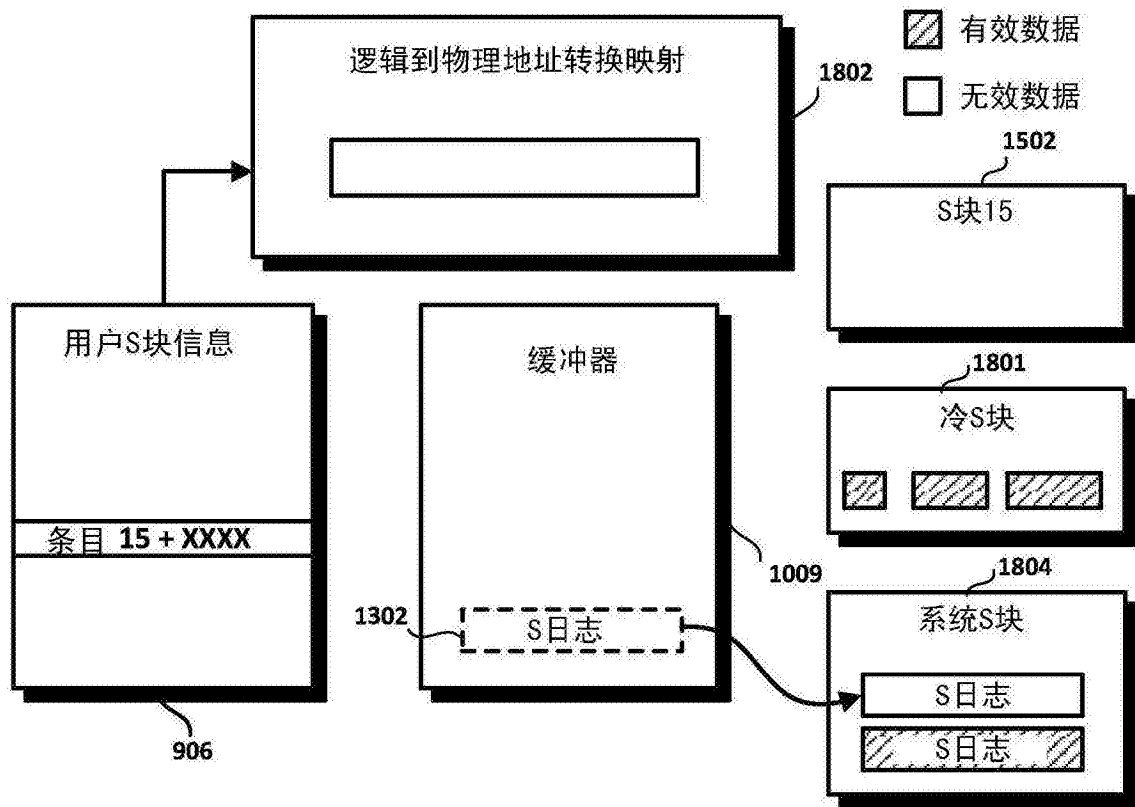


图 18