

[19] 中华人民共和国国家知识产权局

[51] Int. Cl.



[12] 发明专利说明书

G06F 12/00 (2006.01)

G06F 12/08 (2006.01)

G11B 20/10 (2006.01)

专利号 ZL 200510004538.0

[45] 授权公告日 2008年5月14日

[11] 授权公告号 CN 100388239C

[22] 申请日 2005.1.18

[21] 申请号 200510004538.0

[73] 专利权人 英业达股份有限公司

地址 台湾省台北市

[72] 发明人 宋建福 刘文涵 陈蕴弘

[56] 参考文献

CN1247608A 2000.3.15

CN1542600A 2004.11.3

US6321345B1 2001.11.20

审查员 施鹏韬

[74] 专利代理机构 隆天国际知识产权代理有限公司

代理人 王玉双 高龙鑫

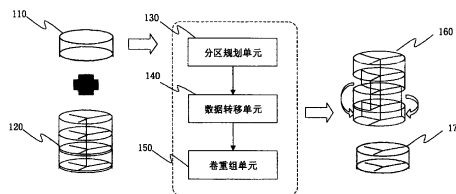
权利要求书2页 说明书8页 附图5页

[54] 发明名称

在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法与系统

[57] 摘要

一种在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法与系统，该系统具有：一分区规划单元，用以规划一扩充磁盘上的多个分区；一数据转移单元，用以负责将多笔原廉价磁盘冗余阵列的分区数据转移到各该扩充磁盘所划分出来的目标分区；及一卷重组单元，用以将该廉价磁盘冗余阵列及该扩充磁盘按原数据分布，重新组合多个卷内的分区组合。当扩充一磁盘到原本的廉价磁盘冗余阵列时，由每一个原有的磁盘中，转移一分区数据到扩充的磁盘，达到在维持廉价磁盘冗余阵列的持续运作下，同时完成扩增廉价磁盘冗余阵列的磁盘个数的目的。



1、一种在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，其特征在于该系统具有：

一 分区规划单元，用以规划一扩充磁盘上的多个分区；

一 数据转移单元，用以负责将多笔原廉价磁盘冗余阵列的分区数据转移到各该扩充磁盘所划分出来的目标分区；及

一卷重组单元，用以将该廉价磁盘冗余阵列及该扩充磁盘按原数据分布，重新组合多个卷内的分区组合。

2、如权利要求 1 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，其特征在于：各该分区的空间大小皆相同。

3、如权利要求 1 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，其特征在于：各该磁盘所划分的分区数量与该廉价磁盘冗余阵列中的初始磁盘个数相等。

4、如权利要求 1 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，其特征在于：新增该扩充磁盘只能一次处理一个，待一个加入该廉价磁盘冗余阵列完成后，才能再新增第二个，依此类推。

5、如权利要求 1 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，其特征在于：该转移方式是先删除该分区后，再于该扩充磁盘的一分区中，利用廉价磁盘冗余阵列磁盘系统的容错复原机制，计算该数据所属的卷中的其它磁盘的分区数据，以还原该删除分区上的数据。

6、如权利要求 1 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，其特征在于：该转移分区数据的运作逻辑规则如下：

当该廉价磁盘冗余阵列原有 N 个磁盘时，则其上各该磁盘划分为 N 个分区，第 n 个磁盘就转移“分区 $(N-n+1)n$ ”的数据至该扩充磁盘上。

7、如权利要求 6 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，其特征在于：该转移的分区个数为 $N-1$ 个。

8、如权利要求 6 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，其特征在于：调整完的该廉价磁盘冗余阵列具有 $N+1$ 个卷。

9、一种在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，其特征在于该方法包含以下步骤：

划分一扩充磁盘成 N 个分区；
转移 $N-1$ 个磁盘中的各一分区数据至该扩充磁盘上的 $N-1$ 个分区；
按该分区数据原属的一卷，将该扩充磁盘的 $N-1$ 个分区各加入该卷中；
及
将因转移数据后空下来的分区，以及该扩充磁盘一未分配数据的分区重组成一新的卷。

10、如权利要求 9 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，其特征在于：各该分区空间大小皆相同。

11、如权利要求 9 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，其特征在于：各该磁盘所划分的分区数量与该廉价磁盘冗余阵列中的初始磁盘个数相等。

12、如权利要求 9 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，其特征在于：新增该扩充磁盘只能一次处理一个，待一个扩充磁盘加入该廉价磁盘冗余阵列完成后，才能再新增第二个扩充磁盘，依此类推。

13、如权利要求 9 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，其特征在于：该转移方式是先删除该分区后，再于该扩充磁盘的一分区中，利用廉价磁盘冗余阵列磁盘系统的容错复原机制，计算该数据所属的卷中的其它磁盘的分区数据，以还原该删除分区上的数据。

14、如权利要求 9 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，其特征在于：该转移分区数据的运作逻辑规则如下：

当该廉价磁盘冗余阵列原有 N 个磁盘时，则其上各该磁盘划分为 N 个分区，第 n 个磁盘就转移“分区 $(N-n+1)n$ ”的数据至该扩充磁盘上。

15、如权利要求 14 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，其特征在于：该转移的分区个数为 $N-1$ 个。

16、如权利要求 9 所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，其特征在于：调整完的该廉价磁盘冗余阵列具有 $N+1$ 个卷。

在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法与系统

技术领域

本发明涉及一种廉价磁盘冗余阵列系统及其方法，特别是在不停止廉价磁盘冗余阵列运作的情况下，通过分区数据转移来达成扩充一磁盘至廉价磁盘冗余阵列的系统及其方法。

背景技术

处在现在的信息时代，所有的文件皆以电子文件形式储存，取代了原本以纸张的形式记载，不仅避免了纸张的浪费，更大大地节省了存放文件的空间。整间图书馆的数据，在电子化之后只需数个硬盘，即可全部储存，但也因此更突显了维持磁盘的正常运作的重要性。

要维持储存的安全性及数据的完整性，避免因磁盘的故障而造成难以估计的损失，在1987年，由Patterson、Gibson和Katz这三个人在加州大学柏克莱分校，发表了名为《A Case of Redundant Array of Inexpensive Disks（廉价磁盘冗余阵列方案）》的论文，其基本思想就是将多个容量较小的、相对廉价的磁盘进行组合，使其在数据安全性，以及存取效能上超过一个昂贵的大容量硬盘。这一设计想法很快就被接受，自此之后，廉价磁盘冗余阵列的技术得到了广泛应用，数据储存进入了更快速、更安全、更廉价的新时代。

当初在设计上，将廉价磁盘冗余阵列分成等级0到5，通过将每个磁盘扇区划分成块大小一致的分区，并分别从不同磁盘取一分区出来，重组为一卷(volume)，再将所有的卷结合为一卷组(VG, Volume Group)，其优点在于原本为单一磁盘的容量无法储存的文件，不需使用者自行分割，即可存入通过廉价磁盘冗余阵列技术而由多个磁盘所组成的卷组。

此外，一文件在存取时，原本只能在一磁盘中进行，然而在廉价磁盘冗余阵列的卷组(VG, Volume Group)中，由于一笔文件都是同时分散存入一卷的每一磁盘分区中，平行处理的方式大大增加了储存的速度，读取时亦然。

第三个好处是除第0种型态的廉价磁盘冗余阵列外，其它型态的廉价磁

盘冗余阵列都提供了不同程度的排错方式，以及当一磁盘发生故障时，拥有对故障磁盘上所储存数据的还原能力，这也使得廉价磁盘冗余阵列的数据保存性大为增加。当然，这是需要耗费一些磁盘空间的，但若与当磁盘发生故障时，所救回的数据与维持系统的持续正常运作的价值相比，这多余磁盘的花费就显得微不足道了。

虽然廉价磁盘冗余阵列具有这么多优点，但是由于每一文件都是分散在各个实体磁盘中，当某一磁盘发生故障且无法挽回时，意味着牵连所有的文件都将损毁。与传统单一文件存放在单一磁盘相比，廉价磁盘冗余阵列在磁盘发生故障时所造成的伤害更大，且因系统故障的风险是每一个磁盘故障风险的累加，因此更需注重磁盘毁损时数据的保护及还原。

而且，在新增一扩充磁盘时，由于要使扩充磁盘能与原廉价磁盘冗余阵列作合并，在重新建立卷及数据平均分配时，更是容易在过程中造成数据的丢失，较为保险的做法则是停止系统的运作，等扩充磁盘与廉价磁盘冗余阵列做好卷的重组，以及数据的平均分配后再重新启动，这种方法对于需一直保持开机状态的服务器而言，显然是不可取的。

发明内容

本发明的主要目的在于提供一种在线增加廉价磁盘冗余阵列(RAID, Redundant Array of Inexpensive Disks)磁盘数量的方法与系统，在不停止系统运作的情况下，借由每个磁盘分区逐一地转移数据。

为了实现上述目的，本发明公布了一种在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，该系统具有：

一 分区规划单元，用以规划一扩充磁盘上的多个分区；

一 数据转移单元，用以负责将多笔原廉价磁盘冗余阵列的分区数据转移到各该扩充磁盘所划分出来的目标分区；及

一 卷重组单元，用以将该廉价磁盘冗余阵列及该扩充磁盘按原数据分布，重新组合多个卷内的分区组合。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，各该分区的大小皆相同。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，各该磁盘所划分的

分区数量与该廉价磁盘冗余阵列中的初始磁盘个数相等。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，新增该扩充磁盘只能一次处理一个，待一个加入该廉价磁盘冗余阵列完成后，才能再新增第二个，依此类推。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，该转移方式是先删除该分区后，再于该扩充磁盘的一分区中，利用廉价磁盘冗余阵列磁盘系统的容错复原机制，计算该数据所属的卷中的其它磁盘的分区数据，以还原该删除分区上的数据。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，该转移分区数据的运作逻辑规则如下：

当该廉价磁盘冗余阵列原有 N 个磁盘时，则其上各该磁盘划分为 N 个分区，第 n 个磁盘就转移“分区 $(N-n+1)n$ ”的数据至该扩充磁盘上。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，该转移的分区个数为 $N-1$ 个。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的系统，调整完的该廉价磁盘冗余阵列具有 $N+1$ 个卷。

为了实现上述目的，本发明还公布了一种在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，该方法包含以下步骤：

划分一扩充磁盘成 N 个分区；

转移 $N-1$ 个磁盘中的各一分区数据至该扩充磁盘上的 $N-1$ 个分区；

按该分区数据原属的一卷，将该扩充磁盘的 $N-1$ 个分区各加入该卷中；

及

将因转移数据后空下来的分区，以及该扩充磁盘一未分配数据的分区重组成一新的卷。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，各该分区的空间大小皆相同。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，各该磁盘所划分的分区数量与该廉价磁盘冗余阵列中的初始磁盘个数相等。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，新增该扩充磁盘只能一次处理一个，待一个扩充磁盘加入该廉价磁盘冗余阵列完成后，才能再

新增第二个扩充磁盘，依此类推。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，该转移方式是先删除该分区后，再于该扩充磁盘的一分区中，利用廉价磁盘冗余阵列磁盘系统的容错复原机制，计算该数据所属的卷中的其它磁盘的分区数据，以还原该删除分区上的数据。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，该转移分区数据的运作逻辑规则如下：

当该廉价磁盘冗余阵列原有 N 个磁盘时，则其上各该磁盘划分为 N 个分区，第 n 个磁盘就搬移“分区 $(N-n+1)n$ ”的数据至该扩充磁盘上。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，该搬移的分区个数为 $N-1$ 个。

所述的在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的方法，调整完的该廉价磁盘冗余阵列具有 $N+1$ 个卷。

换言之，本发明所揭露的系统需包含：

一分区规划单元，用以对扩充磁盘规划其分区；

一数据转移单元，用以负责将原廉价磁盘冗余阵列的数据转移到扩充磁盘所划分出来的分区；及

一卷重组单元，用以将原廉价磁盘冗余阵列及扩充磁盘按原数据分布，重新组合卷内的分区组合。

此外，本发明所提的方法包含以下步骤：

首先，对扩充磁盘根据原廉价磁盘冗余阵列中，划分与每一磁盘相同数量的分区；

由 $N-1$ 个磁盘中各转移一分区数据至扩充磁盘的一分区；

按数据原属的卷，将扩充磁盘的 $N-1$ 个分区各加入该卷；及

最后，将因转移数据后空下来的分区，以及扩充磁盘一未分配数据的分区重组成一新的卷。

本发明的有益效果是当扩充一磁盘到原本的廉价磁盘冗余阵列时，由每一个原有的磁盘中，转移一分区数据到扩充的磁盘，可在维持廉价磁盘冗余阵列的持续运作下，同时完成扩增廉价磁盘冗余阵列的磁盘个数。

有关本发明的特征与实例，配合附图作最佳实施例详细说明如下：

附图说明

图 1 是本发明的系统结构示意图；

图 2 是本发明的方法流程图；

图 3a 是三个磁盘的廉价磁盘冗余阵列扩充一磁盘的示意图；

图 3b 是转移分区数据的示意图；

图 3c 是新卷的构成示意图。

其中，附图标记说明如下：

110-扩充磁盘

120-原廉价磁盘冗余阵列

130-分区规划单元

140-数据转移单元

150-卷重组单元

160-转移数据后的廉价磁盘冗余阵列

170-新的卷

步骤 210-划分扩充磁盘成 N 个分区

步骤 220-转移 N-1 个磁盘中的各一分区数据至扩充磁盘的 N-1 个分区

步骤 230-按数据原属的卷，将扩充磁盘的 N-1 个分区各加入该卷

步骤 240-将因转移数据后空下来的分区，以及扩充磁盘一未分配数据的分区重组成一新的卷

具体实施方式

本发明是一种在线增加廉价磁盘冗余阵列(RAID, Redundant Array of Inexpensive Disks)磁盘数量的方法与系统，虽然廉价磁盘冗余阵列有多种形态，但大略可区分为第 0 种、第 1 种，以及两种合并及增加排错码的衍生组合。若为第 1 种，也就是对磁盘数据作镜像备份，则在新增磁盘时，需同时挂载两个扩充磁盘上去，先对第一个磁盘与其中一份第 1 种形态的廉价磁盘冗余阵列作数据平均分配，此时系统以另一份第 1 种形态的廉价磁盘冗余阵列来维持系统的持续运作，待该数据平均分配完成无误后，再来处理第二个新增的磁盘，分别与完成平均分配的廉价磁盘冗余阵列作磁盘一对一的对应修改，所以本发明将重点放在第 1 种形态的廉价磁盘冗余阵列的新增磁盘。

为使说明能较易理解，故皆以新增一扩充磁盘 110 到具有三磁盘的原廉价磁盘冗余阵列 120 的具体实施例来作说明。本发明主要的系统结构请参阅图 1，虚线包围部分为本发明的系统结构图，现分别说明如下：

分区规划单元 130，用以对欲加入的扩充磁盘 110 规划其分区；若原廉价磁盘冗余阵列 120 由三个磁盘所组成，则其中每一个磁盘所划分的区块数量则为三块。如图 3a 所示，磁盘 1 的扇区分成分区 11、分区 21、及分区 31，磁盘 2 的扇区分成分区 12、分区 22、及分区 32，以及磁盘 3 的扇区分成分区 13、分区 23、及分区 33；故扩充磁盘 110 的分区划分数量及每一分区容量大小也就与原廉价磁盘冗余阵列 120 内每一磁盘的分区大小及数量一样，由此可知，每一个磁盘的容量皆应相同，若是磁盘的容量大小不一，则统一以容量最小的磁盘为基准来作分割，其它较大容量的磁盘，则将被浪费掉其多余的磁盘容量而不作使用。

数据转移单元 140，用以负责将原廉价磁盘冗余阵列 120 分区内存放的数据转移到扩充磁盘 110 所划分出来的分区。而转移的方式，则是先将欲转移的分区删除后，造成廉价磁盘冗余阵列 (RAID) 控制器以为磁盘分区发生错误，分区上数据遗失的假象，进而启动廉价磁盘冗余阵列 (RAID) 的容错复原机制，利用计算未删除的卷组其它磁盘分区上的数据，于扩充磁盘 110 的新分区中将删除的分区数据复原。

如图 3b 所示，由于每一磁盘的分区大小皆相同，故可将各磁盘的一分区直接删除，第 3 个磁盘就删除分区 13，第 2 个磁盘就删除分区 22；删除完毕后，接着如图 3c 所示，将删除的分区 13 数据存于磁盘 4 的空的分区 14 中，利用廉价磁盘冗余阵列 (RAID) 的容错复原机制，计算未删除的卷组其它磁盘上分区 11 及分区 12 数据来作复原。同样地，也将删除的分区 22 数据存于磁盘 4 之空的分区 24 中，利用廉价磁盘冗余阵列 (RAID) 的容错复原机制，计算未删除的卷组其它磁盘上分区 21 及分区 23 数据来作复原。

本发明的数据转移规则为，当原廉价磁盘冗余阵列 120 有 N 个磁盘时，则每一磁盘划分为 N 个分区，第 n 个磁盘就转移分区 $(N-n+1)n$ 的数据至扩充磁盘 110 上。

卷重组单元 150，用以将原廉价磁盘冗余阵列 120 及扩充磁盘 110 在转移数据后，按原数据所属卷的分布，重新组合卷内的分区组合，成为转移数

据后新的廉价磁盘冗余阵列 160 及一新的卷 170。

如图 3c 所示, 当数据转移单元 140 将分区 13 数据转移到磁盘 4 后, 则储存分区 13 数据的分区 14 取代分区 13 的位置, 与分区 11 及分区 12 重新组成卷 1; 同理, 磁盘 4 中储存分区 22 数据的分区 24 取代分区 22 的位置, 与分区 21 及分区 23 重新组成卷 2。

此外, 针对因转移数据后, 磁盘所空下来的分区, 以及扩充磁盘上一未分配数据的分区, 将其重组成一新的卷 170。如图 3c 所示, 当磁盘 3 的分区 13 数据, 及磁盘 2 的分区 22 数据转到磁盘 4 时, 该空余分区空间即与磁盘 4 的一未分配数据分区 43 的空间组成一新的卷 170。

重组完成后的廉价磁盘冗余阵列, 除原本 3 个阵列外, 再加上上述新组成的一阵列 170, 最后将卷 1 至卷 4 组成一加入扩充磁盘后的卷组(VG, Volume Group)。

请参照图 2, 该图是本发明的方法流程图。首先, 对扩充磁盘 110 根据原廉价磁盘冗余阵列 120 中由分区规划单元 130 划分与每一磁盘相同数量的分区(步骤 210), 其中每一分区空间大小皆相同, 且该扩充磁盘 110 上划分的分区数量也与其它磁盘一样。

接着, 假设原廉价磁盘冗余阵列 120 由 N 个磁盘所组成, 则由数据转移单元 140 对 N-1 个磁盘中, 各搬移一分区数据至扩充磁盘的一分区(步骤 220), 如图 3b 所示, 原廉价磁盘冗余阵列 120 由三个磁盘所组成, 因此我们删除磁盘 3 的分区 13 及磁盘 2 的分区 22。

利用廉价磁盘冗余阵列 (RAID) 的容错复原机制, 将删除的分区 13 数据存于磁盘 4 的空的分区 14 中, 计算未删除的卷组其它磁盘上分区 11 及分区 12 数据来作复原。同样的, 也将删除的分区 22 数据存于磁盘 4 的空的分区 24 中, 利用廉价磁盘冗余阵列 (RAID) 的容错复原机制, 计算未删除的卷组其它磁盘上分区 21 及分区 23 数据来作复原。

然后, 按数据原属的卷, 将扩充磁盘的 N-1 个分区各加入该卷中(步骤 230), 由于磁盘 4 上的分区 14 是存放分区 13 数据, 所以加入扩充磁盘后的卷 1, 由分区 11、分区 12、及分区 14 所组成, 同理, 由于磁盘 4 上的分区 24 是存放分区 22 数据, 所以卷 2 由分区 21、分区 23、及分区 24 所组成, 然后再将卷 1 至卷 3 合并为一转移数据后的廉价磁盘冗余阵列 160。

最后，将因转移数据后空下来的分区，以及扩充磁盘上一未分配数据的分区，重新组合成一新的卷(步骤 240)。如图 3c 所示，分区 22 数据转移后，由于其原属的卷 2 已有分区 24 填补，故将其编入新增的卷 4 中，即分区 41。一样的，分区 13 数据搬移后，由于其原属的卷 1 已有分区 14 填补，故将其编入新增的卷 4 中，即分区 42。再加上磁盘 4 上尚有一分区 43 未分配入任一卷中，故将这三块分区皆编入卷 4 中。

本发明一次只能扩充一个磁盘。若要在型态 1 的廉价磁盘冗余阵列中新增两个以上的磁盘，则按上述的方法，先扩充一个后，再用相同的方法处理第二个。因此可以在不停止系统的运作下，实现在线增加廉价磁盘冗余阵列磁盘数量的目的。

虽然本发明通过前述的较佳实施例披露如上，但是并非用以限定本发明。由于任何本领域技术人员，在不脱离本发明的精神和范围内，有可能作简单的更动与润饰，因此本发明的专利保护范围以本说明书所附的权利要求书为准。

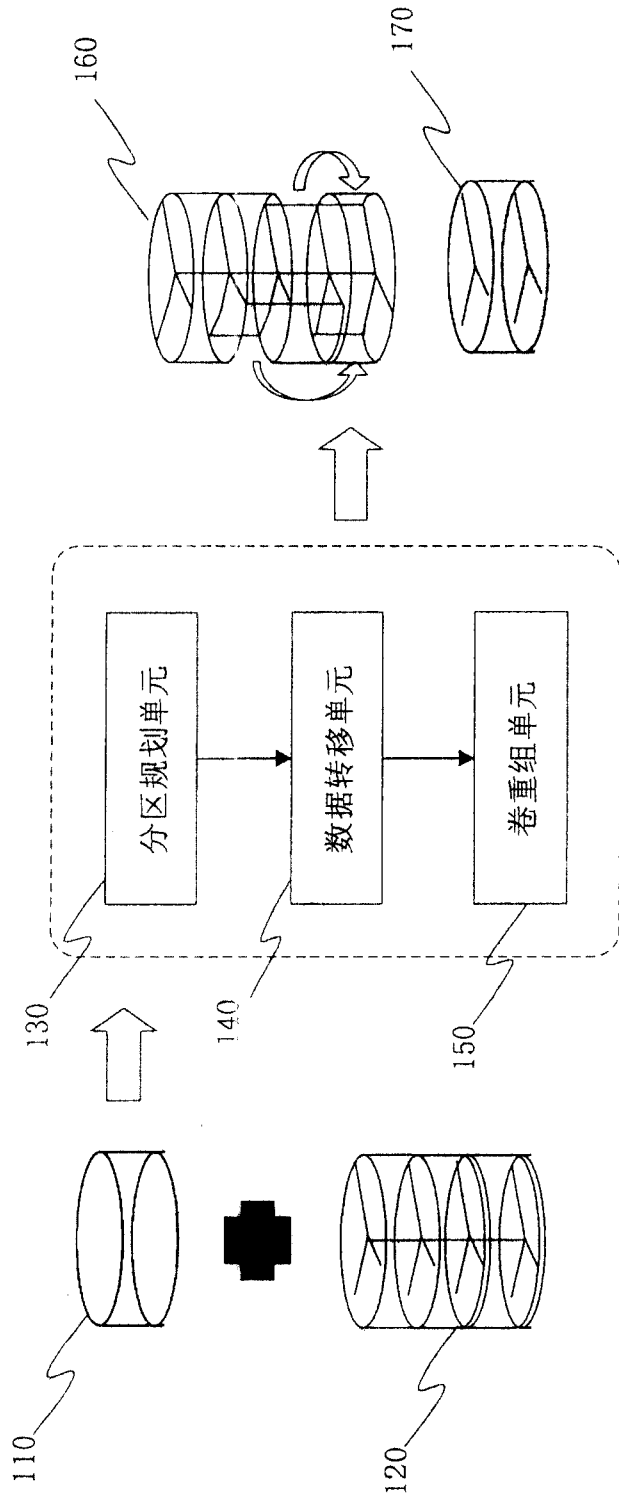


图1

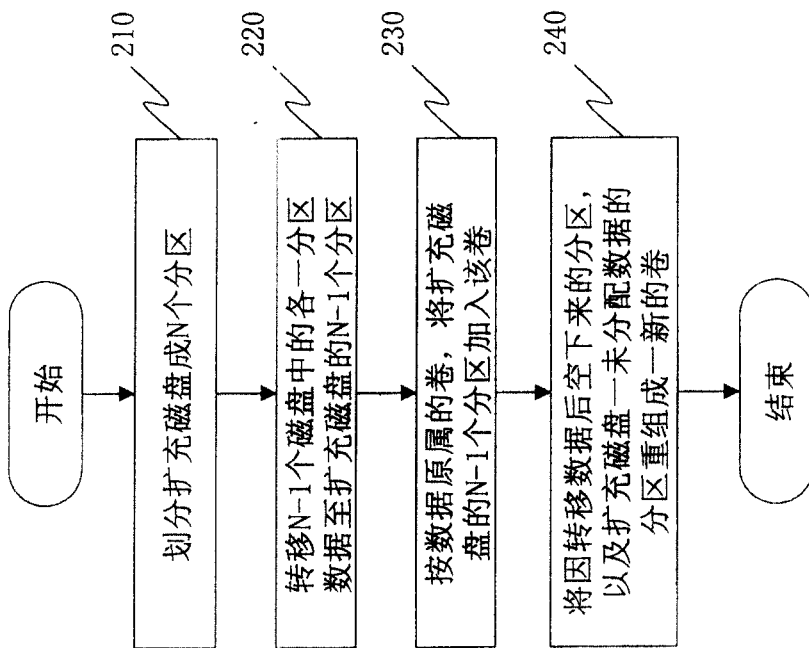


图2

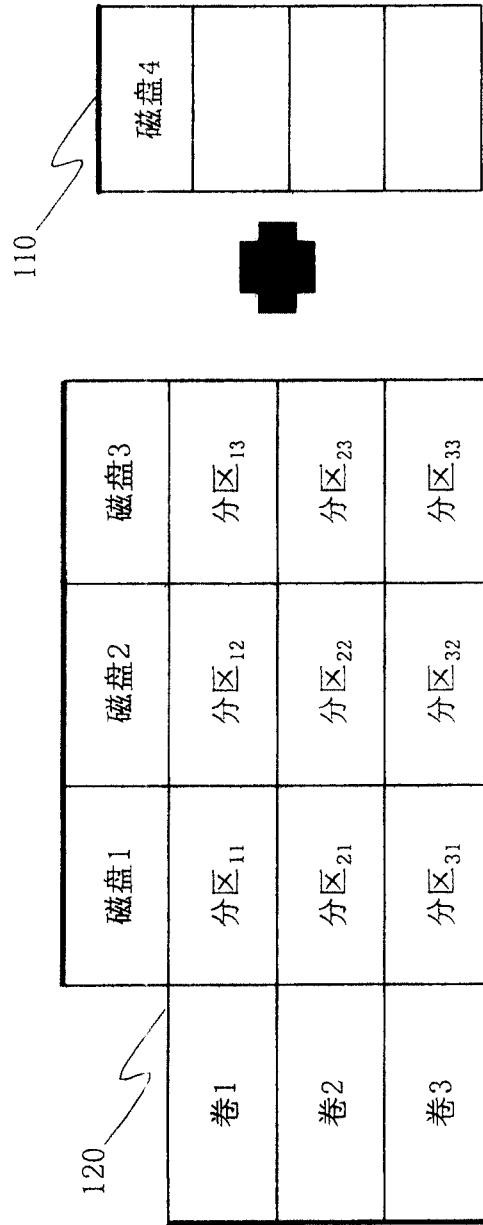


图 3a

卷1	磁盘1	磁盘2	磁盘3	磁盘4
卷2	分区 ₁₁	分区 ₁₂	分区₁₃数据	分区 ₁₄
卷3	分区 ₂₁	分区₂₂数据	分区 ₂₃	分区 ₂₄
	分区 ₃₁	分区 ₃₂	分区 ₃₃	分区 ₃₄

~~X~~: 删除分区

图3b

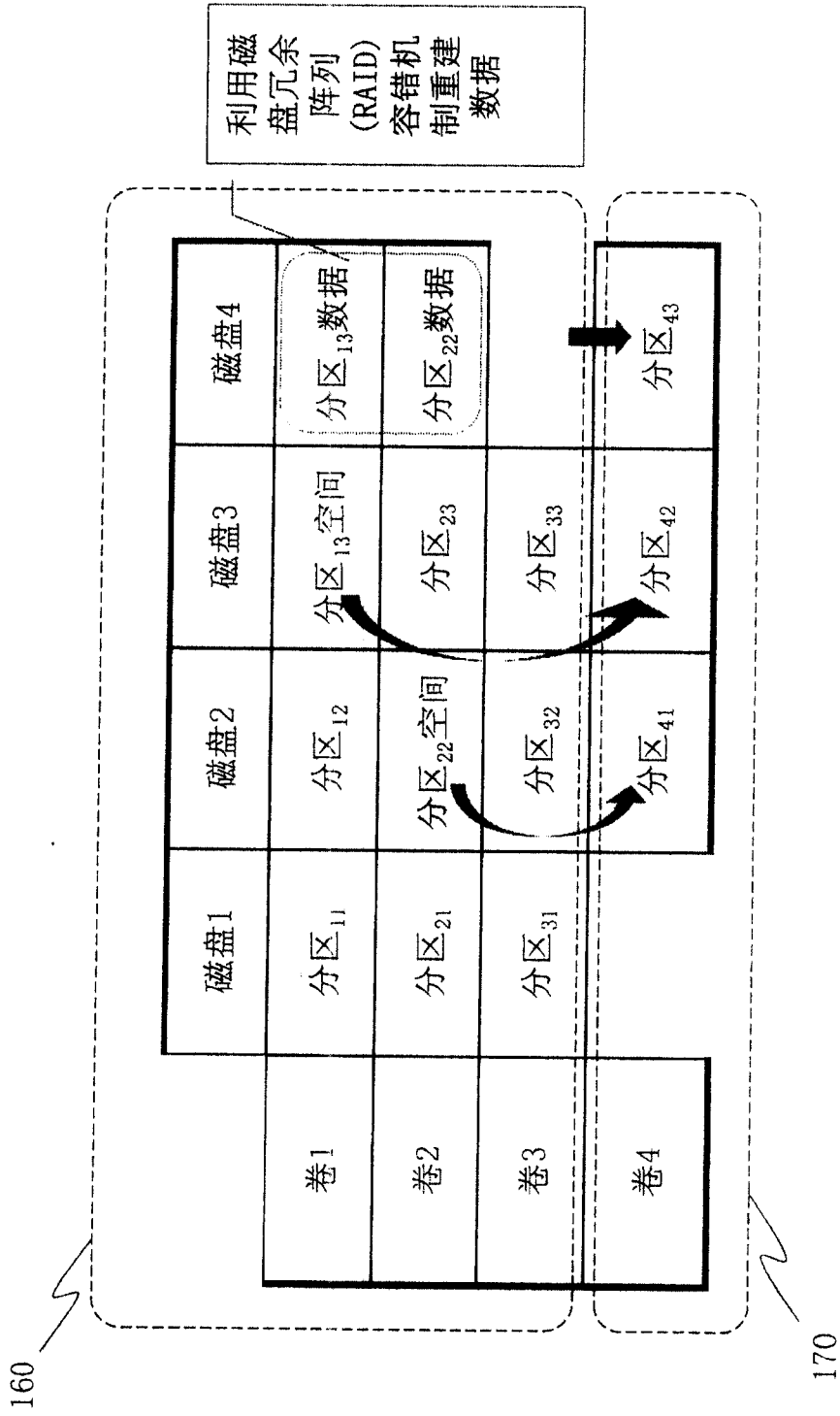


图3C