



[12] 发明专利说明书

[21] ZL 专利号 98806024.8

[45] 授权公告日 2004 年 3 月 10 日

[11] 授权公告号 CN 1141846C

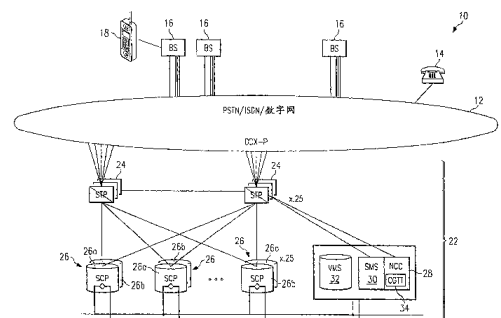
[22] 申请日 1998.5.4 [21] 申请号 98806024.8
 [30] 优先权
 [32] 1997. 5. 9 [33] US [31] 60/046,101
 [86] 国际申请 PCT/US98/09065 1998.5.4
 [87] 国际公布 WO98/51095 英 1998.11.12
 [85] 进入国家阶段日期 1999.12.9
 [71] 专利权人 美国阿尔卡塔尔资源有限合伙公司
 地址 美国得克萨斯州
 [72] 发明人 托马斯·W·雷基塔 陈香梅
 凯蒂·E·王 比丁·唐 马鼎扬
 审查员 孙玉芳

[74] 专利代理机构 北京市金杜律师事务所
 代理人 张 维

权利要求书 2 页 说明书 23 页 附图 14 页

[54] 发明名称 服务控制点的数据库迁移
 [57] 摘要

AIN 服务网包括多个能加以扩展来满足增长需求的 SCP 对。这种扩展可以在不中止服务的情况下在各 SCP 对之间迁移记录来实现，同时又维护了各对之间的冗余。一个集中的 GTT 用来维护一些在 AIN 系统内多个子系统之间分配的 GTT。由于用户数据库分成多个文件，而每个文件具有一个独立的同步过程，因此每对的对偶 SCP 之间的同步非常迅速。



I S S N 1 0 0 8 - 4 2 7 4

1. 一种通信系统，包括：

多个接至一个交换网的电话装置；以及
一个响应来自所述交换网的对用户信息的请求提供信息的服务网，所述服务网包括

维护一个用户信息数据库的数据库电路系统，所述数据库电路系统包括多个服务控制点，每个服务控制点负责维护所述数据库的一部分；和

在连续提供对来自所述交换网的所述请求的响应同时将一组用户记录和对该用户记录的维护权限从一个第一服务控制点动态地迁移到一个被指定维护所述这组用户记录的第二服务控制点，从而由该第二服务控制点接替第一服务控制点为所述请求提供服务的电路系统，该电路系统连接到所述数据库电路系统；以及

用于在所述用户记录迁移之后将对所述这组用户记录的更新和查询传送给所述第二服务控制点的电路系统，该电路系统连接到所述数据库电路系统。

2. 权利要求 1 的通信系统，其中所述电话装置包括移动电话机。

3. 权利要求 2 的通信系统，其中所述电话装置还包括接收来自所述移动电话的信号和将所述信号发送给所述交换网的基站。

4. 权利要求 1 的系统，其中所述第一和第二服务控制点每个都包括第一和第二子系统，每个子系统都具有数据库的与本服务控制点关联的那部分的一个拷贝，主要负责所述部分数据库内记录的一个子集。

5. 一种响应来自一个交换网的对用户信息的请求提供信息的方法，包括下列步骤：

在多个服务控制点内维护一个用户信息数据库，每个服务控制点负责维护所述数据库的一部分；以及

在连续提供对来自所述交换网的所述请求的响应同时将一组用户记录和对该用户记录的维护权限从一个第一服务控制点动态地迁移

到一个被指定维护所述这组用户记录的第二服务控制点，从而由该第二服务控制点接替第一服务控制点为所述请求提供服务；以及

在所述用户记录迁移之后将对所述这组用户记录的更新和查询传送给所述第二服务控制点。

6. 权利要求 5 的方法，其中所述动态迁移的步骤包括下列步骤：

将预定范围一些记录的信息在所述第一服务控制点连续响应请求的同时从所述第一服务控制点拷贝给所述第二服务控制点；

在所述拷贝步骤期间将所述第一服务控制点内已改变的记录内的标志置位；以及

根据所述第一服务控制点内标志置位的记录更新所述第二服务控制点内记录。

7. 权利要求 6 的方法，其中所述动态迁移的步骤还包括下列步骤：

在所述拷贝所述预定范围记录后，将对所述预定范围记录的请求转至所述第二服务控制点；

将所述第二服务控制点内已改变的记录内的标志置位；以及

根据所述第二服务控制点内标志置位的记录更新所述第一服务控制点内记录。

8. 权利要求 7 的方法，其中所述动态迁移的步骤还包括从所述第一服务控制点删除所述预定范围记录的步骤。

9. 权利要求 8 的方法，其中所述第一和第二服务控制点每个都包括第一和第二子系统，每个子系统都具有数据库的与本服务控制点关联的那部分的一个拷贝，主要负责所述部分数据库内记录的一个子集。

10. 权利要求 9 的方法，其中所述动态迁移的步骤还包括使所述第一服务控制点的所述子系统之间的数据同步的步骤。

11. 权利要求 10 的方法，其中所述同步的步骤包括将数据库的存储在所述第一服务控制点的第一子系统内的那部分拷贝给所述第二服务控制点的第一和第二子系统的步骤。

服务控制点的数据库迁移

技术领域

本发明属电信技术领域。具体地说，本发明与提供一个可扩展的冗余数据库的方法和设备有关。

背景技术

最近这几年内，无线电信有了飞速的发展。无线电信的最普遍的形式之一是蜂窝电话，然而，预期其他诸如在日本普遍采用的 PHS(个人手持电话系统)之类的技术在未来的几年中会对世界的其他部分产生显著的影响。

PHS 不同于蜂窝技术，诸如电话机、调制解调器之类的移动装置通过小区距离范围(半径)通常为 100-500 米左右的“基站”进行通信，而对于蜂窝小区来说小区距离范围则为 1500-5000 米左右。因此，基站的分布要比蜂窝小区的情况稠密得多。然而，PHS 手机的输出可以比蜂窝的低许多。一个 PHS 手机的输出在 10 毫瓦左右，而一个蜂窝电话机的输出通常要达到 0.6-1.0 瓦。可以预料，在不久的将来 PHS 将以较低的价格提供优异的服务。

在 PHS 系统和其他无线电信系统中，都有一个或多个用户数据库，存储有关每个用户的帐户的信息，例如业务选项(如语音信箱)、限制(如呼叫禁止，长途限制)、计费信息和状态以及当前位置(即当前为用户服务的基站)。数据库中的信息对于所有的电话事务处理来说都是必需的，因此数据库通常设置在一些充分冗余的计算机内，使得一个计算机有故障并不妨碍对数据的存取。为了防止灾害性的故障，如由洪水、地震或其他自然灾害而引起的故障，这些冗余计算机通常在地理上要相隔好几百英里。

随着用户数量的增大，数据库的容量也就增大。最终，数据库将会大得使单个计算机不能有效地进行维护。

因此，有必要开发一种能提供一个可扩展的用户数据库的方法和设备。

发明内容

在本发明中，通信系统包括多个电话装置，它们接至一个交换网和一个响应所述交换网对用户信息的请求提供信息的服务网。服务网包括维护一个用户信息数据库的数据库电路系统。数据库电路系统包括多个服务控制点，每个服务控制点负责维护数据库的一部分。数据可以从一个第一服务控制点转移到一个第二服务控制点而不影响连续提供对来自所述交换网的所述请求的响应。

本发明与现有技术相比具有一些明显的优点。服务控制点的数量可以随用户数据库的增大而增大，以保证提供较快的服务。增添服务控制点可以在对过渡期间的业务没有任何中断的情况下实现。

附图说明

为了更充分地理解本发明及其优点，可以参照以下结合附图所作的说明。在这些附图中：

图 1a 为具有一个可随容量增大增添 SCP（服务控制点）的 AIN 服务网的电话系统的方框图；

图 1b 为例示在服务管理系统（SMS）、服务控制点（SCP）和它的对偶 SCP 与和用户电话设备进行无线通信的基站（BS）之间的关系简化方框图；

图 1c 为接至多个 SCP 对各种装置的简化方框图；

图 2 为按本发明构成的服务控制点（SCP）的方框图；

图 3 为按本发明构成的 SCP 的详细方框图；

图 3A 为按本发明进行文件分配和由于 IPU 故障而进行再分配的详细方框图；

图 4 为平台管理器（PM）数据库管理器的对象图；

图 5 为应用处理器组（APG）数据库管理器的对象图；

图 6 为智能处理器单元（IPU）数据库管理器的对象图；

图 7 为 APG 数据库管理器初始化过程的示范流程图；

图 8 为 IPU 数据库管理器初始化过程的示范流程图；

图 9 为 PM 从备用转为在用工作状态的过程的示范流程图；

图 10 为处理 IPU 故障的过程的示范流程图；

图 11 为 IPU 增添文件系统的过程的示范流程图；

图 12 为从 IPU 除去文件系统的过程的示范流程图；

图 13 为负荷平衡请求过程的示范流程图；

图 14 为负荷平衡过程的示范流程图；

- 图 15 为数据库重新配置过程的示范流程图；
图 16 为共享存储器和磁盘同步过程的示范流程图；
图 17 为同步一个 SCP 对的相应 SCP 的数据库的过程的示范流程图；
图 18 为用于同步相应 SCP 数据库的 IPU 同步过程的示范流程图；
图 19 为用于同步相应 SCP 数据库的 IPU 更新过程的示范流程图；
图 20 例示了集中全局标题解释 (CGTT) 表的格式；
图 21 和 22 例示了根据 CGTT 修改全局标题解释表的流程图；
图 23a 至 23e 例示了在 SCP 之间信息迁移的过程。

具体实施方式

下面将结合图 1-23 充分说明本发明，在这些图中同样的部分用同样的标号标示。

图 1a 例示了具有 PHS 能力的电话系统 10 的方框图。一系列诸如电话机、PBX (专用小交换机)、调制解调器和数字装置之类的装置 14 接到 PSTN (公众电话交换网) 12 上。此外，还有一系列 PHS 基站 16 也接到 PSTN 12 上。PHS 手机 (或诸如数字调制解调器之类的其他装置) 18 与连到 PSTN 12 上的其它装置通过利用无线通信的基站 16 进行通信。

AIN (高级智能网) 系统 22 包括一个或多个接到 PSTN 12 上的 STP (信号传送点) 24。这些 STP 相互连接，并且接到多个 SCP (服务控制点) 对 26 上。每个 SCP 对 26 包括两个全冗余 SCP 26a 和 26b，这将在下面详细说明。STP 24 还接至与 SCP 对 26 连接的 NCC (网络控制中心) 28、SMS (服务管理系统) 30 和 VMS (语音邮件系统) 32。NCC 28 包括一个 CGTT (集中全局标题表) 34。

在工作中，由一个 PHS 装置 18 发起或终接的呼叫要利用 AIN 电路系统 22 来获取信息。除了其他信息，SCP 26 提供一个数据库，其中所存储的信息包括与各移动装置 18 关联的当前基站 16 的暂态数据、预订语音信箱选项的各移动装置 18 的语音邮件信息、诸如呼叫闭锁之类的其他选项以及计费信息。在有一个呼叫发至或来自一个移动装置 18

时，就要向 SCP 查询，以确定有关信息。

例如，有一个呼叫从一个 PSN（电话系统号码）为 050-888-7777 的第一移动装置 18 要发至一个 PSN 为 050-888-6666 的第二移动装置。首先，这两个装置由各自 PSN 中的一些数字标识为是移动装置（在本情况为 PHS）。在本例中，假设“050”标识 PHS 装置，而“888”标识 PHS 提供方（当然可采用任何组合的号码）。因此，为了完成这个呼叫，PSTN 必需确定当前是哪个基站 16 与接收装置关联。第二，如果有与呼叫或接收装置关联的语音邮件，那么这信息就应该转给装置（例如使电话机上的指示灯亮，以通知用户有语音邮件待取）。第三，呼叫或接收装置 18 可以预订一个或多个限制选项，防止进行或接收某些呼叫。因此，如果呼叫装置 18 在进行长途呼叫是受限制的，那么在接收装置是与一个需要长途呼叫的基站关联的情况下，这个呼叫将不能完成（并通知呼叫方）。或者，接收装置可以列出不愿从哪些呼叫装置接收呼叫的 PSN。如果是这种情况，这个呼叫就会被闭锁（并通知呼叫方）。第四，其中一个装置 18 可能处在无业务区或可能已撤消了业务，在这种情况下，呼叫不能完成。

虽然上述事务处理是结合从一个第一 PHS 装置 18 至一个第二 PHS 装置 18 的呼叫说明的，然而每当有一个呼叫涉及一个 PHS 装置 18，无论是作为呼叫方还是接收方，即使另一方不是一个 PHS 装置，也必需对至少一个 SCP26 进行查询。

由于 SCP 26 在任何涉及一个 PHS 装置 18 的呼叫中都要卷入，因此它们的数据库就会迅速增大。此外，随着数据库的增大，SCP 服务的速度不能有显著降低。而且，各个 SCP 26 内的数据必需得到保护，防止由于单个 SCP 的故障而引起的任何损失。

在图 1a 所示的实施例中，各对 SCP 26 都是全冗余的，也就是说，每对中的 SCP 26a 和 26b 具有完全相同的数据库（短期会有所不同，这由下面要说明的同步处理解决）。每个 SCP 对 26 分管一个装置子集。在这里所说明的优选实施例中，每个 SCP 对 26 分管 PHS 系统的 PSN 内的一个或多个范围。例如，第一 SCP 对 26 分管 888-0000 至 888-3333 的 PSN，而第二对可与 888-3334 至 888-7777 关联（在实际实施中，

与每个 SCP 对关联的 PSN 的数量可以大得多)。CGTT34 维护一个规定每个 SCP 对的负责范围的数据库。这信息在需要时分配给 AIN 系统内的其他装置。

在与一个 SCP 对 26 关联的 PSN 范围内，这个对 26 内的每个 SCP 都有一个冗余数据库。然而，为了提高效率，SCP 26a 和 26b 各自分管对一半查询负荷的响应。如果一个 SCP 26a 或 26b 成为不能工作，另一个 SCP（对偶 SCP）就能响应全部负荷，直至发生故障的 SCP 返回服务的时候。因此，对于每个 PSN，有一个“主”SCP 规定为在两个 SCP 都运行时将对这个 PSN 的查询进行响应的 SCP。在工作期间，SCP 26a 或 26b 之间的数据可能会失去同步。例如，在一个装置在基站之间改变时，这信息（在这里称为“暂态”信息）将报告给这对中指定为主 SCP 的那个 SCP。类似，语音邮件信息将从 VMS 32 报告给这对中负责受影响装置的主 SCP。为了维护数据库的冗余性，这两个 SCP 将交换暂态和语音信息，如以后结合图 17-19 所述。

图 1a 的 AIN 系统 22 利用多个 SCP 对 26。每个 SCP 对 26 负责提供一部分用户数据库的服务。CGTT 通过将一个或多个范围的电话号码与一个 SCP 对关联规定了哪些 SCP 对 26 负责哪些用户。由于每个 SCP 对 26 分管一部分用户数据库而不是整个用户数据库，因此 SCP 的响应时间大大增加。

此外，如下面要详细说明的那样，如果需要，AIN 系统可以增添一些 SCP 对 26。因此，随着用户数据库的增大，AIN 的服务可以继续下去，通过增添 SCP 对和将用户记录迁移到新的 SCP 对及时进行响应，如下面结合图 23a-e 所述。增添新的 SCP 对可以在不中断服务和没有任何数据损失的情况下实现。

SCP 26 可以通过专用的点对点 x.25 链路接至 SMS 30。一对中的 SCP 26a 和 26b 通常分别配置在不同的市，可以通过某个通信链路，如点到点广域网（WAN）链路或媒体访问控制（MAC）桥，连接在一起。

在 SMS 30、SCP 26 和基站 16 之间发送的某些典型的消息示于图 1b。在有一个使用便携手机 18 的新用户加入到通信网 10 时，SMS 30 就颁发一个 INSERT（插入）命令给如 CGTT 34 规定的适当的对中的

SCP 26a 和 26b 双方，以增添一个新的唯一个人用户号码或电话号码。一个不再希望获得无线服务的用户可以用类似的方式用发给 SCP 26a 和 26b 双方的 DELETE（删除）消息删去。SMS 30 还可以向 SCP 26a 和 26b 双方发送 UPDATE（更新）消息，以提供诸如增添一项新的业务之

5 类的信息。这些消息是静态数据更新的一些例子。

在一个便携手机漫游时，它的位置可以从一个基站的覆盖区域改变到另一个基站的覆盖区域。基站号码的更新由当前覆盖这个便携手机的基站 16 提供给主 SCP 16，使得对于这个便携手机的入局呼叫可以传送给这个基站。此外，对于另一个便携手机的出局呼叫可以通过对这个受

10 话便携手机的位置登记的主 SCP 进行查询开始。在 SCP 26a 和 26b 之间周期性地和/或在有要求时执行一个数据库同步过程，用这个暂态数据更新 SCP 的各自拷贝。

图 1c 例示了各种装置与多个各标为 SCP1、SCP2 和 SCPn 的 SCP 对 26 连接的方框图。每一对都与 SMS 30、VMS 32 和 BS 16（通过 STP

15 24）连接。装置 SMS 30、VMS 32 和 STP 24 每个都含有一个由 NCC 28 更新的全局标题表（GTT）。GTT 按照给定号码将关联的装置指向适当的 SCP 对 26。因此，例如，如果 VMS 32 具有与号码 050-888-7777 关联的语音邮件数据。它就参照它的内部 GTT，确定这些 SCP 对 26 中

20 哪对维护 050-888-7777 所属数据库。然后，VMS 32 根据它的 GTT 内的信息开始与适当的 SCP 对 26 进行通信对话。如下面要详细说明的那样，在多个 SCP 对之间分配 SCP 数据库的能力保证了可灵活地配置电话系统的容量。例如，如果每个 SCP 对具有处理 500 万个用户的容量，当电话系统 10 的容量达到 500 万个用户时，就可以如下面将要说明的那样增添一个附加的 SCP 对 26。可以按需要来增添附加的 SCP 对。

25 图 2 给出了按本发明构成的一个与它的对偶 SCP 26a 连接的 SCP 26b 的较为详细的方框图。每个 SCP 包括一个在用平台管理器（PM）34 和一个备用平台管理器 36，通过总线、局域网（LAN）或局域网集线器 50 与个数预定的应用处理器组（APG₁-APG_m）38-42 连接。为了提供较大的网络整体性和容错性，可以用双重 LAN 或集线器来连接这些

30 PM 和 APG，以提供冗余。APG 38-42 每个都包括多个智能处理器单

元 ($IPU_1 - IPU_n$) 44-48。可以将一个或多个 IPU 配置成备用 IPU，在其他 IPU 出现故障时可以挂到线路上。主机 51 接在各 STP 24 和这个 SCP 的 IPU 之间。一个在下面将要说明的路由表将查询指向正确的 IPU。路由表由 PM 管理，分配给宿主 51，和分配给各 IPU。通过将路由表分配给宿主 51 和 IPU，来自 STP 的查询就能迅速地传给正确的 IPU。

如图 3 可见，平台管理器 34 和 36 每个都包括一个 PM 数据库管理器过程 52 和每个 APG 一个的 APG 数据库管理器过程 54。 IPU_{1-n} 60-64 每个也都有一个 IPU 数据库管理器过程 66-70 和驻留在其中的共享存储器 72-76。共享存储器 72-76 可以用包括随机存取存储器 (RAM) 在内的任何高速存储装置实现，可接受所有驻留在 IPU 内的过程访问。一对镜像存储器存储设备 80 和 82 与各个 IPU 60-64 连接，可以同时接收 IPU 60-64 的所有访问。同时文件存取可以通过用多端口媒体实现存储器存储设备 80 和 82 或通过对每个存储设备 80 和 82 以多启动器模拟运行 IPU 60-64 来实现。存储器存储设备 80 和 82 可以用固态硬盘或其他适当的存储媒体实现。在多启动器模式，存储器存储设备 80 和 82 可以各通过一个独立的总线或小计算机系统接口 (SCSI) 与 IPU 60-64 连接。以这种方式结构和配置，IPU 60-64 中任何一个 IPU 都可访问这两个存储器存储设备 80 和 82。

存储器存储设备 80 和 82 可以划分为一些预定的部分或文件系统，其中的 X 个用来存储用户文件。便携手机用户数据库包括数量固定的文件，存储在 SCP 30 的 APG 38-42 的镜像磁盘上，每个 APG 有一对镜像磁盘。每个用户文件列入整个用户数据库中的一个用户记录子集。每个用户文件指定存储在 SCP 的一对专用镜像磁盘内，使得每个 APG 分管用户数据库的一个互异子集。如图 3 所示，可以存储在一对磁盘上的文件的数量为 Y。磁盘对互为镜像，因此在这两个磁盘都工作时其中的内容始终相同。

为了访问给定磁盘对上的一个具体文件，含有这个文件的文件系统必需装到 APG 中一个 IPU 上的目录内，一个文件系统一次只能装到一个 IPU 上。在一个文件系统装到一个 IPU 上时，它的文件就映射入这个 IPU 的共享存储器。在典型的操作期间，每个文件系统指配给一个特

定的 IPU，安装和映射入这个 IPU 的共享存储器，使得其中所含的数据很容易由在这个 IPU 中运行的所有过程访问。含有用户位置信息等的暂态数据更新只对 IPU 的共享存储器进行，而诸如用户的增添、删除或业务的修改之类的静态数据更新立即写到磁盘以及在共享存储器内加以更新。根据进行情况，映射到一个 IPU 的共享存储器中的文件（包括暂态数据更新）的容量可配置段同时写到镜像磁盘，更新其中所含的拷贝。这种进行性写入操作的结果是每隔一段可配置的时间不断通过所映射的共享存储器周转文件，使得更新磁盘拷贝不需要过分的输入/输出操作或 CPU 操作高峰。因此，通过不断将文件的小段写到磁盘，避免了可能出现的间歇性服务延迟。

图 3A 示出了 APG 内各 IPU 的文件分配和再分配的示范方框图。如果磁盘 80 和 82 各有六个部分或文件系统 FS1 - FS6，例如，每个文件系统可以有文件 F1 - F14 构成的集合中的两个或三个文件。在这些文件的初始分配中，IPU₁ 60 可以装 FS1 并将文件 F1 - F3 映射到它的共享存储器；IPU₂ 62 可以装 FS2 并将文件 F4 - F6 映射到它的共享存储器；IPU₃ 63 可以装 FS3 和 FS4 并将文件 F7 - F10 映射到它的共享存储器；以及 IPU₄ 64 可以装 FS5 和 FS6 并将文件 F11 - F14 映射到它的共享存储器。每个 IPU 于是只可以访问它装的文件系统中的文件内的用户记录。作为一个整体，APG 为分配给它的所有文件内的所有用户服务。以后，如果 IPU₃ 63 不能工作，文件系统 FS3 和 FS4 中的文件 F7 - F10 就重新分配给其余 IPU 中的一个或几个 IPU。在图 3A 所示的例子中，FS3 和 FS4 中的文件重新分配给 IPU₁ 60 和 IPU₂ 62，从而使得为信息存储在文件系统 FS3 和 FS4 内的那些用户的服务可以连续而不致中断。因此，在有 IPU 投入或退出服务时，文件分配就重新配置。

作为另一些例子，对于两个 APG，每个 APG 的每个磁盘用六个文件系统、共有 32 个用户文件的配置可以具有如下方式的一种典型文件分配方案：

表 I

| APG | 文件系统 | 用户文件附标 |
|-----|------|------------|
| 1 | FS1 | 0, 1, 2 |
| 1 | FS2 | 3, 4, 5 |
| 1 | FS3 | 6, 7, 8 |
| 1 | FS4 | 9, 10, 11 |
| 1 | FS5 | 12, 13 |
| 1 | FS6 | 14, 15 |
| 2 | FS7 | 16, 17, 18 |
| 2 | FS8 | 19, 20, 21 |
| 2 | FS9 | 22, 23, 24 |
| 2 | FS10 | 25, 26, 27 |
| 2 | FS11 | 28, 29 |
| 2 | FS12 | 30, 31 |

可见, 32 个用户信息文件均匀地分配给这两个 APG, 各负责一半的负荷, 即 16 个文件, 分别驻留在各自的镜像磁盘上。如果每个 APG 各有三个在用 IPU, 那么每个 IPU 可以各分管两个文件系统, 安装和映射入各自的共享存储器。如果每个 APG 有四个 IPU, 那么其中的两个可以各分管两个文件系统, 而其余两个可以各分管一个文件系统。在每个 APG 内也可以包括一个或多个备用 IPU, 保持在备用状态, 直至有 IPU 发生故障时。

个人用户号码 (PSN) 或呼叫号码用来确定存储有关这个帐户的信息的文件的文件序号。例如, 在以上的例子中, 数据库划分成 32 个文件, 对个人用户号码所选数字进行模 (MOD) 32 操作, 得出用户文件附标。对于大多数应用来说, 在 MOD 操作中可以用个人用户号码的最后四位或五位数字来得出文件附标。

例如, 为了支持 300-400 万用户, 用户信息数据库可以分为 128 个文件。如果用五个 APG 支持系统, 一种示范性的文件分配情况如下:

表 II

| APG | 文件系统 | 用户文件附标 |
|-----|------|------------------------------|
| 1 | FS1 | 0, 1, 2, 3, 4, 5 |
| 1 | FS2 | 6, 7, 8, 9, 10, 11 |
| 1 | FS3 | 12, 13, 14, 15, 16, 17 |
| 1 | FS4 | 18, 19 |
| 1 | FS5 | 20, 21 |
| 1 | FS6 | 22, 23 |
| | | |
| 2 | FS7 | 24, 25, 26, 27, 28, 29 |
| 2 | FS8 | 30, 31, 32, 33, 34, 35 |
| 2 | FS9 | 36, 37, 38, 39, 40, 41, 42 |
| 2 | FS10 | 43, 44 |
| 2 | FS11 | 45, 46 |
| 2 | FS12 | 47, 48, 49 |
| | | |
| 3 | FS13 | 50, 51, 52, 53, 54, 55 |
| 3 | FS14 | 56, 57, 58, 59, 60, 61 |
| 3 | FS15 | 62, 63, 64, 65, 66, 67 |
| 3 | FS16 | 68, 69 |
| 3 | FS17 | 70, 71, 72 |
| 3 | FS18 | 73, 74, 75 |
| | | |
| 4 | FS19 | 76, 77, 78, 79, 80, 81 |
| 4 | FS20 | 82, 83, 84, 85, 86, 87 |
| 4 | FS21 | 88, 89, 90, 91, 92, 93 |
| 4 | FS22 | 94, 95 |
| 4 | FS23 | 96, 97, 98 |
| 4 | FS24 | 99, 100, 101 |
| | | |
| 5 | FS25 | 102, 103, 104, 105, 106, 107 |
| 5 | FS26 | 108, 109, 110, 111, 112, 113 |
| 5 | FS27 | 114, 115, 116, 117, 118, 119 |
| 5 | FS28 | 120, 121 |
| 5 | FS29 | 122, 123, 124 |
| 5 | FS30 | 125, 126, 127 |

在以上数据库分为 128 个文库的例子中，可以对个人用户号码的最后四位或五位数字执行模 128 操作来得出这个呼叫号码的用户信息所在文件的文件附标。因此，可以很快确定有关一个特定用户的信息在数据库内的位置。

5 应注意的是缺省或初始文件分配以后可以根据负荷和业务量情况加以修改。每个 IPU 维护有关它接受查询的次数的统计资料，并且报告这统计资料。于是文件分配可以依此加以修改，使得任何 IPU 不致过分工作。为达到更为均匀分配的负荷平衡的情况将在以下说明。

因此，PM 数据库管理器 52 主要负责 SCP 30 内各 IPU 的数据库
10 负荷平衡，而 APG 数据库管理器 54 主要负责对加到各自 APG 内的各 IPU 的数据库负荷的管理。IPU 具有至少三个服务状态：IN_SERVICE、OS_MIN 和 OUT_OF_SERVICE。PM 数据库管理器 52、APG 数据库管理器 54 和 IPU 数据库管理器 60 - 70 协同从 OS_MIN 和 OUT_OF_SERVICE 的 IPU 卸下文件系统，将这些文件系统重新分配
15 给其余 IN_SERVICE 的 IPU。也可以在文件系统之间移动文件，以使每个 IPU 和 APG 承受的负荷分配更加均匀。有关这些过程的工作状态的情况可参见共同未决美国专利申请 No. 08/526,953 “多站分配的对象管理环境的系统和方法”（“System and Method for Multi-Site Distributed Object Management Environment”），该申请在此列为引
20 用参考。

参见图 4，PM 数据库管理器 52 可以包括一个数据库配置表 90 和一个 IPU 表 92，用来处理数据库配置。数据库配置表 90 保存着整个数据库内每个文件系统的信息，包括：

1. 文件系统名称
- 25 2. 缺省 IPU 名称
3. 当前 IPU 名称
4. APG ID
5. 文件系统内的文件数
6. 文件系统内的文件映象

30 缺省 IPU 是文件系统最初所分配给的那个 IPU；当前 IPU 是由于

数据库重新配置和/或负荷平衡的作用文件系统当前所装到的那个 IPU。

IPU 表 92 保存着系统内每个 IPU 的信息，可以包括：

1. IPU 名称
2. APG ID
- 5 3. IPU 上当前文件数
4. IPU 上当前文件系统数

第三个表，路由表 94，也由 PM 数据库管理器过程 52 维护。路由表 94 含有数据库内每个文件的信息。它用来为与 PM 连接的宿主（见图 2），如一个消息传送网（MTN），提供路由选择信息，使得宿主可以根据每个 IPU 的数据库负荷将查询指向适当的 IPU。路由表可以包括：

1. 用户文件附标
2. 文件当前所在的 IPU 的名称
3. IPU ID

所有这三个表都是持久和有拷贝的，如本技术领域内所知。所有的这些表的更新和拷贝都由在此不作详细说明的另一个子系统处理。

PM 数据库管理器过程 52 包括若干个实现数据库管理任务的对象。下面是这些对象功能的简短说明，而详细情况将结合图 7-16 讨论。如图 4 所示，PM 数据库处理器 96 执行各 IPU 之间的负荷平衡，以及处理来自宿主的征集路由选择信息的请求。路由表访问程序 100 和数据库配置表访问程序 102 是驻留在 PM 数据库管理器 52 内的对象，分别控制对路由表 94 和数据库配置表 90 的访问。负荷平衡处理器 104 是一个含有对文件和文件系统进行负荷平衡的处理方法的对象。共享存储器数组 106 是一个由在共享存储器 72-76（图 3）内的一些布尔值构成的数组，用来同步 PM 数据库管理器 52 和 APG 数据库管理器 54 之间的负荷平衡和重新配置。

图 5 示出了 APG 数据库管理器 54 的一种典型组成，它可以包括为 APG 数据库管理器 54 提供一个与 IPU 数据库管理器 66-70 的接口和其他过程的 APG 数据库处理器 110，还提供一些在 IPU 撤除和恢复时调用的方法。数据库路由控制程序 112 含有重新分配文件系统的各种处理方法，用来处理 IPU 恢复、撤除和审核的不同情况。它还含有有关

APG 本身的信息。IPU 信息表 114 是一个保存着专用于 APG 内的 IPU 的信息的表，包括当前 IPU 服务状态。与 PM 数据库管理器 52 类似，APG 数据库管理器 54 也包括数据库配置表 90、数据库配置表访问程序 116、路由表访问程序 116、路由表 94 和共享存储器数组 120，以控制
5 对各表内数据的访问。

参见图 6，IPU 数据库管理器 66 可以包括若干个对象，诸如提供一个与 APG 数据库管理器的接口和在 IPU 节点 60-64（图 3）上执行的应用过程的 IPU 数据库处理器 130。IPU 数据库管理器 66 间接也负责在 IPU 上装、卸文件系统以及将数据库文件映射到共享存储器 72（图 3）
10 和从共享存储器 72 对数据文件解映射。过程 66 的对象 130 还将新的数据库负荷信息通知节点上的应用过程。

组文件处理器 132 是一个负责周期性地使在共享存储器 72（图 3）内的数据库文件同步到镜像磁盘 80 和 82（图 3）的对象。IPU 磁盘管理器对象 134 由 IPU 数据库处理器 130 例示，负责文件系统的装、卸。
15 数据库文件映射器对象 136 负责将文件映射到共享存储器和从共享存储器对文件解映射。在 IPU 节点上每个文件有一个数据库文件映射器。用户数据库访问对象 138 负责提供在远程节点访问由本 IPU 处理的部分数据库的过程。远程节点包括例如在对偶 SCP 26a（图 2）上驻留的节点。

分布冗余数据库的工作情况下面将结合图 7-19 的流程图和方框图
20 详细说明。在讨论到一些专用结构时，如果必要的话可以参考图 2-6。

APG 数据库管理器 52 首先例示对于 SCP 内每个 APG 的一个 APG 数据库管理器 54。图 7 为在方框 160 开始的 APG 数据库管理器初始化的示范过程流程。首先，例示一个 APG 数据库处理器对象 110，如方框 162 中所示。在方框 164，APG 数据库处理器 110 例示数据库路由控制
25 程序 112、数据库配置表访问程序 116 和 IPU 信息表 114。然后，数据库路由控制对象 112 例示和初始化在 APG 数据库管理器 52 内所有的表 90-94，如方框 166 和 168 所示。如果 PM 在用，如方框 170 所确定的那样，则在方框 172 由 APG 数据库处理器 96 执行对处于 IN_SERVICE 状态的 IPU 的审核。这个审核得出受审 IPU 的数据库负荷，用来更新
30 这些表，如方框 174 中所示。接着在方框 176 和 178，APG 数据库管理

器 54 向 PM 节点过程登记后，初始化过程结束。登记这个行动向其他过程揭示这个对象的情况，使得其他过程可以与之通信。

图 8 例示了 IPU 数据库管理器初始化 190 的示范过程流程。在方框 192，例示 IPU 数据库处理器 130、组文件处理器 132 和用户数据库访问 138 这些对象的实例。在方框 194，初始化一个用于共享存储器对磁盘更新的同步定时器。然后，IPU 数据库处理器 130 向 APG 数据库处理器 110 请求它的数据库负荷份额，如方框 196 中所示。在响应中，APG 数据库管理器 54 从数据库配置表和 IPU 表查找出有关文件系统和提出请求的 IPU 的信息，利用这信息根据处在 IN_SERVICE 状态的 IPU 数和业务量情况确定处在 IN_SERVICE 状态的 IPU 的数据库负荷，如方框 198 和 200 中所示。在方框 202，为提出请求的 IPU 分配数据库负荷。然后，IPU 数据库管理器 66 向 PM 节点过程登记，如方框 204 中所示。在方框 206，IPU 数据库管理器接受分配的负荷。于是，属于数据库中分配给这个 IPU 的部分的文件系统就加给或装到这个 IPU，如方框 208 中所示。初始化过程随即在方框 210 结束。

图 9 示出了在一个平台管理器 34 从备用模式转移到在用模式时在 APG 数据库管理器中的过程流程，该流程在方框 230 开始。所有影响这个平台管理器的 APG 数据库管理器 54 都对它们的 IPU 数据库负荷进行审核，如方框 232 中所示。然后，每个 APG 的数据库路由控制程序 112 初始化所有的表，包括数据库配置表 90、路由表 94 和 IPU 表 92。于是，APG 数据库处理器 110 得到一个列有它的 APG 的处于 IN_SERVICE 状态的 IPU 的表，向每个处于 IN_SERVICE 状态的 IPU 查询它的数据库负荷，如方框 236 和 238 中所示。这些表用处于 IN_SERVICE 状态的 IPU 所提供的信息进行重构和更新，如方框 240 中所示。还根据这审核信息将未分配的文件系统分配给那些负荷轻的处在 IN_SERVICE 状态的 IPU，而为没有分配到负荷的 IPU 分配它们的缺省数据库负荷，如方框 242 和 244 中所示。新的数据库负荷分配在路由表 94 内产生新的路由选择信息，由 APG 数据库处理器 110 提供给宿主。备用到在用的转移过程在方框 248。

IPU 故障由图 10 所示在方框 250 开始的过程流程处理。在方框 252，

APG 数据库管理器 54 从 PM 节点过程接收到一个 IPU 有故障的通知。为每个有故障的 IPU 设置一个定时器，如方框 254 中所示。如果 APG 数据库管理器 54 在定时器计满所定时间前接收到一个 IPU IN_SERVICE (IPU 处于服务状态) 通知，如方框 256 中所确定的那样，那么不需要进行任何处理。然而，如果没有接收到这样的通知，并且如果接收到一个 IPU 退出通知或如果定时器计满所定时间，如方框 258 中所示，就将由有故障的 IPU 承担的负荷重新分配和发送给其余处在 IN_SERVICE 状态的 IPU，如方框 260 和 262 中所示。如果现在又有任何处处在 IN_SERVICE 状态的 IPU 发生故障，如方框 264 中所确定的那样，过程就转至方框 260，再次将数据库负荷重新分配给其余处在 IN_SERVICE 状态的 IPU。如果没有其他 IPU 发生故障，如方框 264 中所确定的那样，数据库路由控制程序 112 就从路由表 94 中提取更新的路由选择信息，然后由 APG 数据库处理器将这信息提供给宿主，如方框 266 和 268 中所示。过程在方框 270 结束。

为了将文件系统加给一个 IPU，可以利用图 11 所示在方框 280 开始的示范过程流程。IPU 磁盘管理器 134 安装需加给适当 IPU 的文件系统，如方框 282 中所示。所装文件系统内的文件由组文件处理器 132 映射至共享存储器，如方框 284 中所示。然后，用户数据库访问程序 138 接至共享存储器文件，如方框 286 中所示。由于这些文件中的记录在本优选实施例中是由一个红-黑树 (Red-Black Tree) 数据结构中的访问指针组织和可搜索的，因此如果必要的话可校正或重建这个红-黑树。红-黑树是一种有利于快速搜索的平衡树数据结构，通过搜索红-黑树的节点可以确定一个文件内的所有记录的位置。模操作得出文件附标，再通过搜索适当的红-黑树共享存储器文件，就可以访问具体的记录。需指出的是，也可以采用其他数据结构，这并不背离本发明的精神。此后，用户数据库访问程序 138 将有关新 IPU 文件装载的消息发送给所有有关应用程序，如方框 290 中所示。过程于是在方框 292 结束。

文件系统的撤消也由 IPU 数据库处理器 130 处理，如图 12 所示，在方框 300 开始。用户数据库访问程序 138 首先从共享存储器卸下文件，再从共享存储器卸下应用程序，如方框 302 和 304 中所示。然后，组文

件处理器 132 解除原分配的共享存储器段，IPU 磁盘管理器 134 卸下所述文件系统，如方框 306 和 308 中所示。文件系统撤消过程在方框 310 结束。

前面已指出，数据库负荷可以在一个 APG 内的各 IPU 之间加以平衡，从而使查询业务量分配均匀。此外，由于 IPU 可能发生故障或进入一个不工作状态（OS_MIN 或 OUT_OF_SERVICE），数据库负荷可能需要重新配置或重新分配给其余处在 IN_SERVICE 的 IPU。为了在 PM 数据库管理器 52 和 APG 数据库管理器 54 之间同步负荷平衡和数据库重新配置，例示共享存储器数组 120 的实例，一个是重新配置数组，为一个在共享存储器内的布尔数据，另一个是负荷平衡标志，为一个也是保存在共享存储器内的布尔标志。如果数据库在一个具体 APG 内由于一个或多个 IPU 退出或重新进入服务而正要重新配置，适当的 APG 数据库管理器 54 就将重新配置数组内它的相应标志置位。一旦数据库重新配置完成，APG 数据库管理器 54 就使重新配置数组内它的标志复位。类似，在要执行负荷平衡时，由 PM 数据库管理器 52 将负荷平衡标志置位。

图 13-15 为说明同步负荷平衡和数据库重新配置的过程的流程图。在图 13 中，示出了一个示范的负荷平衡请求过程 320。负荷平衡可以由职业人员通过职业屏幕界面、PM 数据库管理器 52 或 APG 管理器 54 提出请求。首先检查重新配置数组，确定对于有关 APG 的重新配置标志是否置位，如方框 322 中所示。如果重新配置标志置位，就在方框 324 直接放弃负荷平衡，可以稍后再试。由于负荷平衡并不是一个紧迫的操作，因此并不要求负荷平衡等待重新配置结束，虽然也可以形成这样的机制。如果重新配置标志没有置位，就将负荷平衡标志置位，如方框 326 所示，执行负荷平衡，如方框 328 所示。

图 14 示范性地示出了在方框 340 开始的负荷平衡的流程图。在方框 342，接收到一个将一个或几个指定的文件系统移动到一个或几个指定的 IPU 的请求。这请求可以由一个职业人员、PM 或 APG 管理器审视当前负荷分布和业务量情况时产生的。在方框 344，数据库路由控制器 112 对表作必要的改变，反映经平衡的负荷分布。新的数据库负荷

由 PM 数据库处理器 96 提供给源 IPU 和目的 IPU 双方，如方框 346 中所示。如果此时检测到源 IPU 和/或目的 IPU 有故障，如方框 348 中所示，就在方框 354 直接终止负荷平衡。否则，数据库路由控制器 98 从路由表 94 提取新的路由选择信息送至宿主，如方框 350 和 352 所示。

5 图 15 示出了开始数据库重新配置的过程流程，在方框 360 开始。如果需要重新配置数据库，就将对于这个 APG 的重新配置标志置位，如方框 362 中所示。接着，将一个再试计数器或定时器 (RETRY_CNT) 复位为零，如方框 364 所示。然后，执行进入一个循环，重新配置过程等待负荷平衡完成，如果它在进行的话。首先检查再试计数器，确定它
10 是否已达到预定上限，例如 180，如方框 368 所示。如果已达到上限，确定 PM 节点是否已发生故障和它的状态是否降为 OS_MIN 状态。如果再试计数值还没有达到预定上限，就检查负荷平衡标志，看它是否已置位，如方框 370 中所示。如果它没有置位，就继续执行数据库重新配置。否则，将再试计数器加 1，允许过了一段预定时间，例如 1 秒钟，
15 再返回循环开始的方框 366。

在分布冗余数据库 10 内有几个数据同步过程发生。存储在每个 IPU 共享存储器内的数据对两个镜像磁盘同步，而在每个 SCP 的数据库内的所有经修改的暂态数据提供给它的对偶 SCP。

图 16 为将 IPU 的共享存储器 72 - 76 (图 3) 内的数据对镜像磁盘
20 80 和 82 (图 3) 同步的示范过程流程 380。在方框 382，检查同步时钟，确定它是否已计满所定时间。注意，这个定时器是在 IPU 数据管理器初始化期间初始化 (见图 8 的方框 194) 的。如果同步定时器还没有计满所定时间，可以过一段预定时间再检查，直至同步定时器计满所定时间。同步定时器计满所定时间指示这时候是将共享存储器内的一个文件的一
25 部分或一块拷贝给镜像磁盘的时间，如方框 384 中所示。然后使同步定时器复位，如方框 386 中所示，再返回执行方框 382。在下次同步定时器计满所定时间时，将这文件的下一部分拷贝给磁盘。在一个文件整个都拷贝完时，将下个文件拷贝给磁盘。用这种方式将每个 IPU 的共享存储器内的所有文件都拷贝给磁盘。由于每个 IPU 分配到的是一个不同的
30 文件系统集合，因此这些 IPU 可以用多启动模式并行地对磁盘“同步”，

各个操作不会相互干扰。要注意的是，这种对磁盘的数据“同步”过程主要是用诸如用户当前位置之类的暂态数据更新磁盘。诸如增添或删除新用户、服务选项更新和用户优先权数据之类的静态数据通常在写入共享存储器的同时立即写入镜像磁盘。

5 图 17 例示了使一对 SCP 对 26 的 SCP 26a 和 SCP 26b 含有相同信息的 SCP 数据库之间的同步的简化方框图。作为例子，假设 SCP 26a 和 26b 各包括三个 APG（如图 2 所示），这三个 APG 每个有四个 IPU，因此每个 SCP 总共有 12 个 IPU。与一个 SCP 对 26 关联的用户数据库分为 128 个单独的文件，所以每个 APG 负责 42 或 43 个文件。每个 APG
10 内的四个 IPU 分别负责 7-43 个文件，取决于有多少 IPU 在用和各 IPU 之间的文件分配情况（见图 3 和 3A）。每个 IPU 可以有多个 CPU 处理器，以提高性能。

在工作中，文件 F1-F128 各由独立的一些同步过程处理。对于每个文件，有一个 IPU_{sync} 过程用来确定哪些记录具有已改变的暂态信息和
15 /或语音邮件，并将这些已改变的记录存入一个同步缓存器。对于每个记录都有两个标志，分别用来标明从 IPU_{sync} 过程上次检查这个记录以后暂态信息和语音邮件信息是否有了改变。在同步缓存器充满或这个文件搜索完时， IPU_{sync} 将同步缓存器转给它的对偶 SCP（SCP 26a 是 SCP 26b 的对偶 SCP，SCP 26b 是 SCP 26a 的对偶 SCP）的相应 IPU。此外，
20 对于每个文件，有一个 IPU_{upd} 过程从它的对偶 SCP 的相应 IPU 接过同步缓存器。从对偶 SCP 接过了同步缓存器后， IPU_{upd} 过程更新它的关联文件内的记录。

在每个 IPU 中，有两个过程， $IPU_{sync}Main$ 和 $IPU_{upd}Main$ ，负责激活和管理与这个 IPU 关联的各文件的 IPU_{sync} 和 IPU_{upd} 过程。

25 在另一个实施例中，对于每个文件执行四个独立的过程： $IPU_{sync}V$ （对文件进行搜索，确定语音邮件已改变的记录，并将这些已改变的记录存入一个语音邮件同步缓存器）， $IPU_{sync}T$ （对文件进行搜索，确定暂态信息已改变的记录，并将这些已改变的记录存入一个暂态信息同步缓存器）， $IPU_{upd}V$ （根据语音邮件同步缓存器内的记录更新对偶 SCP
30 内的记录），以及 $IPU_{upd}T$ （根据暂态信息同步缓存器内的记录更新对

偶 SCP 内的记录)。

图 18 为说明 IPU_{sync} 过程情况的流程图, 假设 IPU_{sync} 过程对暂态信息或语音邮件信息已改变的记录进行搜索。在方框 420 开始, 首先是关联文件的第一个记录。每个记录在判决方框 422 受到检查, 确定其中的暂态信息或语音邮件信息是否已改变。如果信息已改变, 就在方框 424 将这个记录写入同步缓存器。如果这个记录内的信息没有改变, 过程就在判决方框 426 确定是否已到达文件的结束处或者在判决方框 428 确定缓存器是否充满。如果这两个条件有一个满足, 就将缓存器转给对偶 SCP 的 IPU_{upd} 过程。如果没有一个条件满足, 就在方框 432 检查下一个记录。

在对每个文件的暂态信息和语音邮件信息分别执行 IPU_{sync} 过程的另一个实施例中, 图 18 的基本流程仍然可用, 只是在判决方框 422 对于 IPU_{syncT} 过程是只确定暂态数据是否有改变, 而对于 IPU_{syncV} 过程是只确定语音邮件数据是否有改变。

图 19 例示了说明 IPU_{upd} 过程情况的流程图。在方框 442, 从对偶 SCP 的 IPU_{sync} 过程接过同步缓存器。在方框 444、446、448 和 450 用同步缓存器中的每个记录对关联文件进行更新。

如在图 18 的情况下, 在对每个文件的暂态信息和语音邮件信息分别执行 IPU_{upd} 的另一个实施例中, 图 19 的基本流程仍可使用, 只是在方框 442 对于 IPU_{updT} 过程接过的是暂态同步缓存器, 而对于 IPU_{updV} 过程接过的是语音邮件同步缓存器。

图 20 例示了集中全局标题解释 (CGTT) 表 34。CGTT 表 34 将各个 PSN 范围与负责支持相应范围内的用户的 SCP 对 26 联系起来。CTGG 表 34 内的信息用来支持 AIN 系统 22 内需要这样的信息的子系统, 即各个 SCP 26、各个 STP 24、SMS 30 和 VMS 32。SMS 需要用这信息来确定在增添、删除和修改用户帐户信息时应将信息发送给哪个或哪些 SCP 对 26。STP 24 需要用 CGTT 表 34 内的信息将查询送至适当的 SCP 对 26。VMS 32 需要用 CGTT 表 34 内的信息将语音信箱状态信息发送给适当的 SCP 对 26。最后, SCP 对 26 需要用 CGTT 表 34 内的信息确定与电话连接的另一方关联的 SCP。

参见图 20, CGTT 表具有 n 个表目 (或记录) 36, 其中 n 在典型

实施情况下可以是 1000 (或无限制)。对于每个表目,有五字段。第一
字段 38 标明对于在这个表目规定范围内 PSN 的数字的位数。这一字段
用于电话系统不用固定长度的电话号码的地方,如日本和其他一些国
家。第二字段标明这个范围内的开始 PSN,而第三字段标明这个范围内
5 的最后 PSN。第四字段标明一个与由第二和第三字段规定的范围内的
PSN 关联的第一 SCP 对。第五字段标明一个与由第二和第三字段规定
的范围内的 PSN 关联的第二 SCP 对 26。第二 SCP 对 26 在数据在 SCP
对之间迁移期间将信息写入两个 SCP 对时使用,这将在下面详细说明。

在第四和第五字段内各有九个子字段。第一子字段规定解释类型。
10 如果必要的话,这可以用来标明不同的网络类型。第二子字段标明编号
方案的号码规划,这对于不同的提供方可以是不同的。第三子字段规定
后备模式,可以是对于第一 SCP 的,第一和第二 SCP 之间的负荷共享,
或者在第一 SCP 不工作时可以是对于第二 SCP 的。第四、第五和第六
子字段分别标明 STP 是否为最终 STP、主 SCP 的名称和主 SCP 内的目
15 的应用。第七、第八和第九子字段分别标明对于后备路径的同样信息。

在工作中,CGTT 表 34 可用来改变 PSN 在不同的 SCP 对之间的
分配。重新分配可以在增添一个新的 SCP 对或者要将一些 PSN 从一个
过荷 SCP 对重新分配给一个欠荷 SCP 对时进行。

将一些新的 GTT 分配给 AIN 内不同子系统可以用两种方法执行。
20 首先,在 NCC 内为子系统准备一个新的表发送给子系统。在子系统接
收到这个新的 GTT 时,用这个新的 GTT 代替老的 GTT。

然而,在有些情况下这种直接文件替换可能不得不中断服务。在这
种情况下,编辑 GTT 的现有编辑程序可以结合 CGTT 表 34 内的数据
加以使用。首先,NCC 接收子系统内的 GTT 的一个拷贝。然后,将这
25 个拷贝与 CGTT 表 34 内的当前信息进行比较,得出 GTT 与 CGTT 之
间的差别。用这些差别产生一些控制 GTT 的编辑程序的命令。这些命
令作为一个批文件发送给子系统运行,模拟由一个用户输入的进行这些
改变的命令,而不是发送新的表。然而,在优选实施例中,这些命令由
NCC 通过对两个数据库的比较自动产生,下载给子系统,稍加或不加人
30 工干预执行。

图 21 和 22 为分别例示两种实现子系统内部 GTT 改变的方法的流程图。在图 21 中示出了说明数据库替换方法的流程图。在方框 460, 用来自 CGTT 34 的信息为子系统产生一个 GTT 数据库。在方框 462, 子系统的这个新 GTT 从 NCC 下载给子系统。在方框 464, 子系统当前正在使用的 GTT 用这个新的 GTT 代替。

图 22 例示了按照 CGTT 34 内的信息修改一个子系统内的当前 GTT 的批文件方法。在方框 470, NCC 上载子系统内当前使用的 GTT。在方框 472, 来自当前 GTT 的信息与 CGTT 34 内的信息进行比较, 确定需要对子系统当前 GTT 进行哪些改变(如有的话)以使信息与 CGTT 34 一致。在方框 474, 产生修改当前 GTT 的命令。典型的命令有 ADD<record>、DELETE<record>和 MODIFY<record>。在方框 476, 一个含有这些命令的批文件下载给为这个指定子系统执行 GTT 编辑程序的计算机。在方框 478, 批文件由计算机执行, 实现对 GTT 的修改。

图 23a-e 例示了信息从一个 SCP 对 (SCP1, 始发 SCP, 包括 SCP 1A 和 1B) 迁移到另一个 SCP 对 (SCP2, 终接 SCP, 包括 SCP 2A 和 2B) 的情况。信息从一个 SCP 对 26 迁移到另一个 SCP 对 26 涉及将与一个范围的 PSN 相应的记录从 SCP 1 传送给 SCP 2。这个过程可以例如在系统增添一个新的 SCP 对 26 时或在移动一些记录以使 SCP 对 26 之间负荷均衡时执行。重要的是, 信息迁移能动态地进行, 而且不影响服务。

第一个迁移步骤结合图 23a 进行说明。首先, 操作员禁止 SMS 为需从 SCP 1 转至 SCP 2 的规定范围内的号码服务(增添、删除和修改用户记录)。由于 SMS 的服务并不影响电话装置之间的连接, 因此这个步骤不影响电话业务。在规定范围内的所有用户记录从 SCP 1A 拷贝给 SCP 2A 和拷贝给 SCP 2B。始发 SCP 1A 和 1B 将使与规定范围内各记录关联的各个传送同步比特(指示相应要传送的记录已修改)复位。SCP 2A 和 2B 将使所接收的各记录内的传送同步比特和查询同步比特(如前面结合图 17-19 对在对偶 SCP 之间的数据同步所作的说明)复位。在执行记录信息传送的同时, 始发 SCP 1 接收到查询(暂态数据)和语音邮件信息, 将使受影响的记录的传送同步比特和查询同步比特置位。查

询同步比特在 SCP 将暂态和语音邮件更新数据发送给它们的对偶（即 SCP 1A 的对偶是 SCP 1B, SCP 1B 的对偶是 SCP 1A）后复位。

在记录传送完成后，在 SCP 1A 和 2A 之间以及 SCP 1B 和 2B 之间执行审查。如果有差异，就加以消除，或者重新启动这个过程。

5 图 23b 例示了在记录迁移中的下个步骤。在这个步骤中，发布传送同步命令。一旦发布了传送同步命令，SCP 1A 就向 SCP 2A 发送更新信息，而 SCP 1B 向 SCP 2B 发送更新信息。发送了更新信息，始发 SCP 1A 或 1B 将使它的更新记录的传送同步比特复位。允许 SCP 2 向 SCP 1 发送更新信息，但由于它不接收暂态或语音邮件查询，因此 SCP 2 将在此时不向 SCP 1 发送消息。对偶 SCP 1A 和 1B 之间的同步继续执行。
10 也允许 SCP 2A 和 2B 之间进行同步。

传送同步命令置位后，在 SMS 和 SCP 内的全局 GTT 按照 CGTT 34 更新，以便将对在规定范围内的记录的更新发送给 SCP 1 和 SCP 2。因此，来自 SMS 的任何改变都影响这两个 SCP 对。

15 在图 23c 中，对各 STP 的 GTT 进行修改，以将对在规定范围内的记录的所有查询都送至终接 SCP 对，即 SCP 2。传送同步现在在两个方向都可以，因为对于暂态数据 SCP 2 将更新 SCP 1，而对于语音邮件数据 SCP 1 将更新 SCP 2。

在图 23d 中，对 VMS 的 GTT 进行修改，以将对在规定范围内的记录的所有语音邮件查询都送至终接 SCP 对，即 SCP 2。虽然传送同步在两个方向都可以，但实际上始发 SCP 对，即 SCP 1，不再接受任何暂态或语音邮件查询，因此没有更新消息要发送。在 SCP 2 向 SCP 1 发送更新信息时，它就将更新记录的传送同步比特复位。应当指出的是，VMS 的 GTT 可以与 STP 的 GTT 同时加以修改，以便将语音邮件和暂态查
20 询同时转至 SCP 2。
25

此时，两个 SCP 对都完全可以对规定范围内的记录进行工作，虽然终接时要继续进行服务。可以对 SCP 2 对记录的处理情况进行监视，如果处理进行顺利，就可以不同执行传送同步。否则，操作员可以将与 STP 和 VMS 关联的各 GTT 改变成它们先前的设置倒回始发 SCP 对。

30 在图 23e 中，假设不倒回先前的设置，这样就可以按照 CGTT 34

改变 SMS 和 SCP 的 GTT，从而指定终接 SCP 对负责规定范围内的记录。然后，从 SCP 1 中可以删除已传送的记录。

5 这里所说明的这种 AIN 系统与现有技术相比具有一些显著的优点。重要的有，多个 SCP 提供了对查询的快速响应。随着用户数据库的增大，可以为系统增添一些附加的 SCP。记录可以从一个 SCP 对迁移到另一对，而不需要中断服务，也不会丢失暂态或语音邮件信息。一个集中的 GTT 提供了一个修改与 AIN 内各子系统分别关联的这些 GTT 的高效体制。这些将查询导向正确的 SCP 的 GTT 结合将来自宿主 51 的查询导向正确的 IPU 提供了一条高效的信号通路，迅速地将查询送至
10 所希望的目的地。高速同步方法的最短的更新等待时间维护各个 SCP 对内的 SCP 之间的冗余。

虽然本发明的详细说明是针对一些示范实施例的，但对于熟悉本技术领域的人员来说，这些实施例的种种修改形式以及替换形式都是可设想的。因此，本发明涵盖了所有在所附权利要求明确的本发明专利保护
15 范围内的修改形式和替换形式。

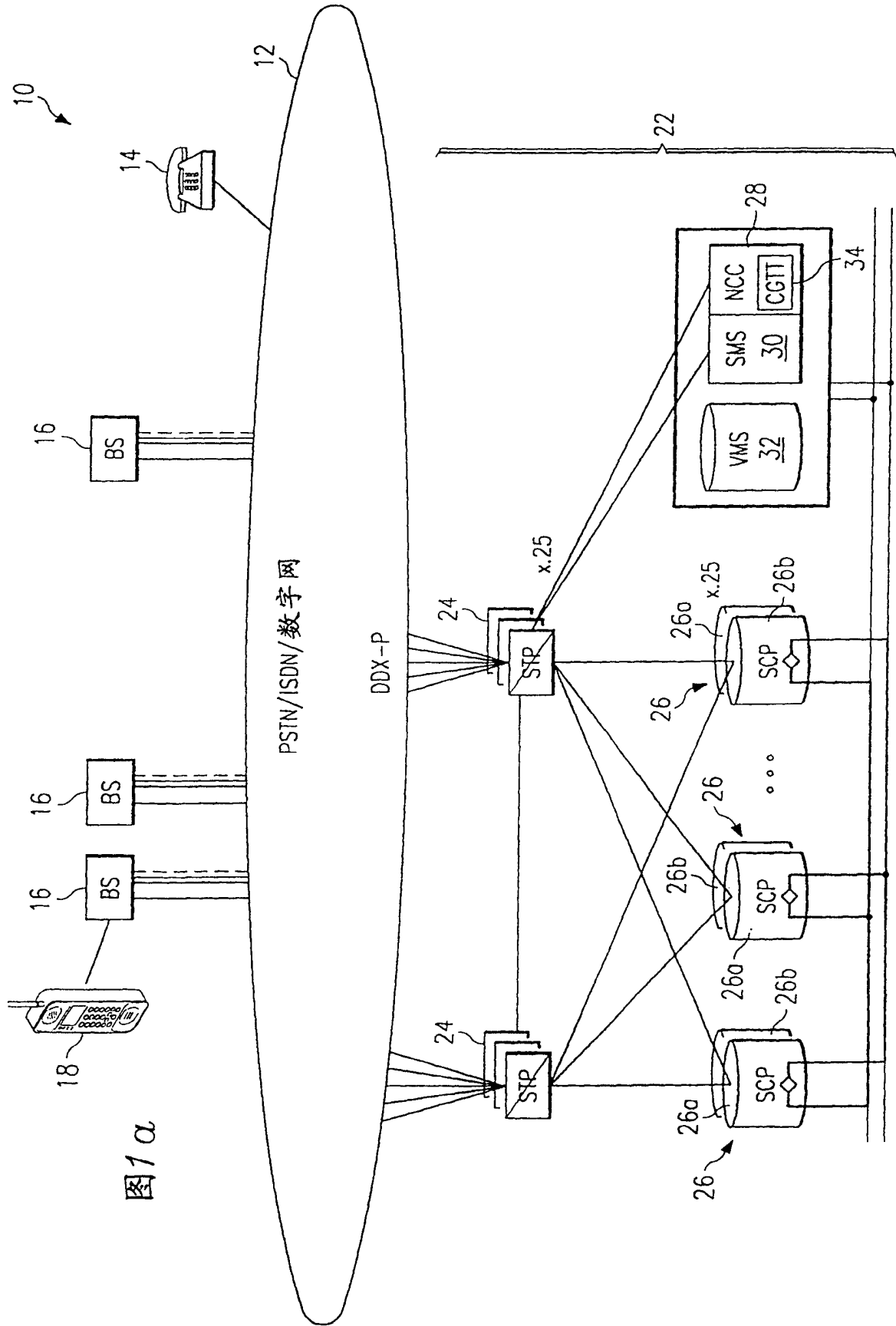
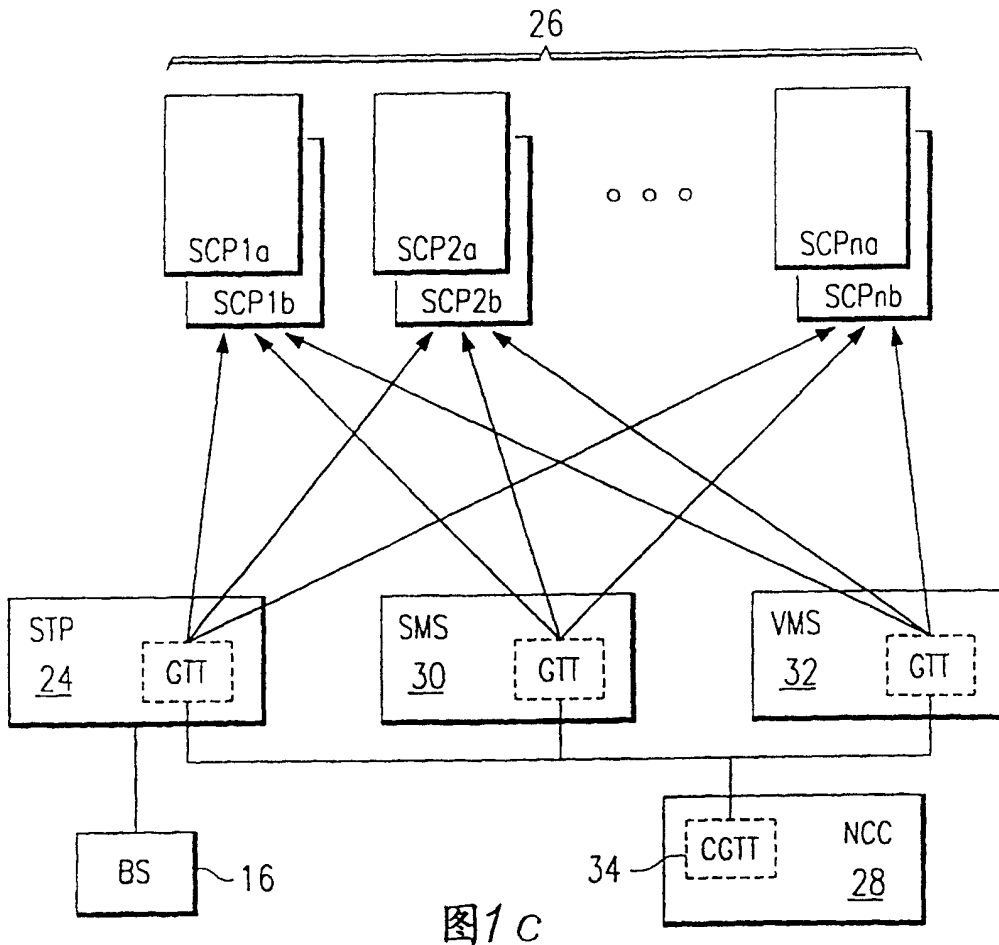
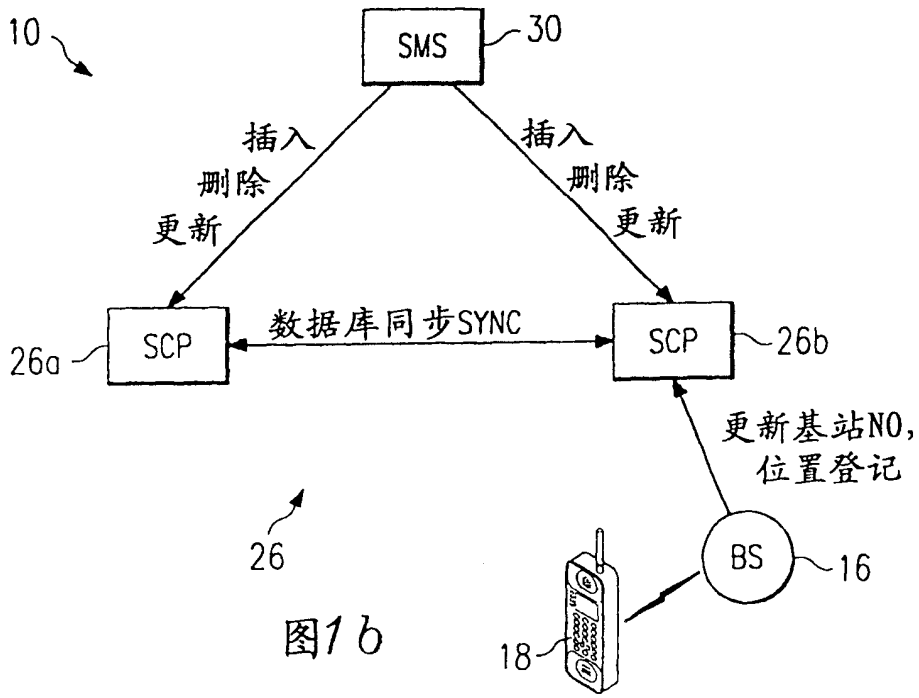


图1 a



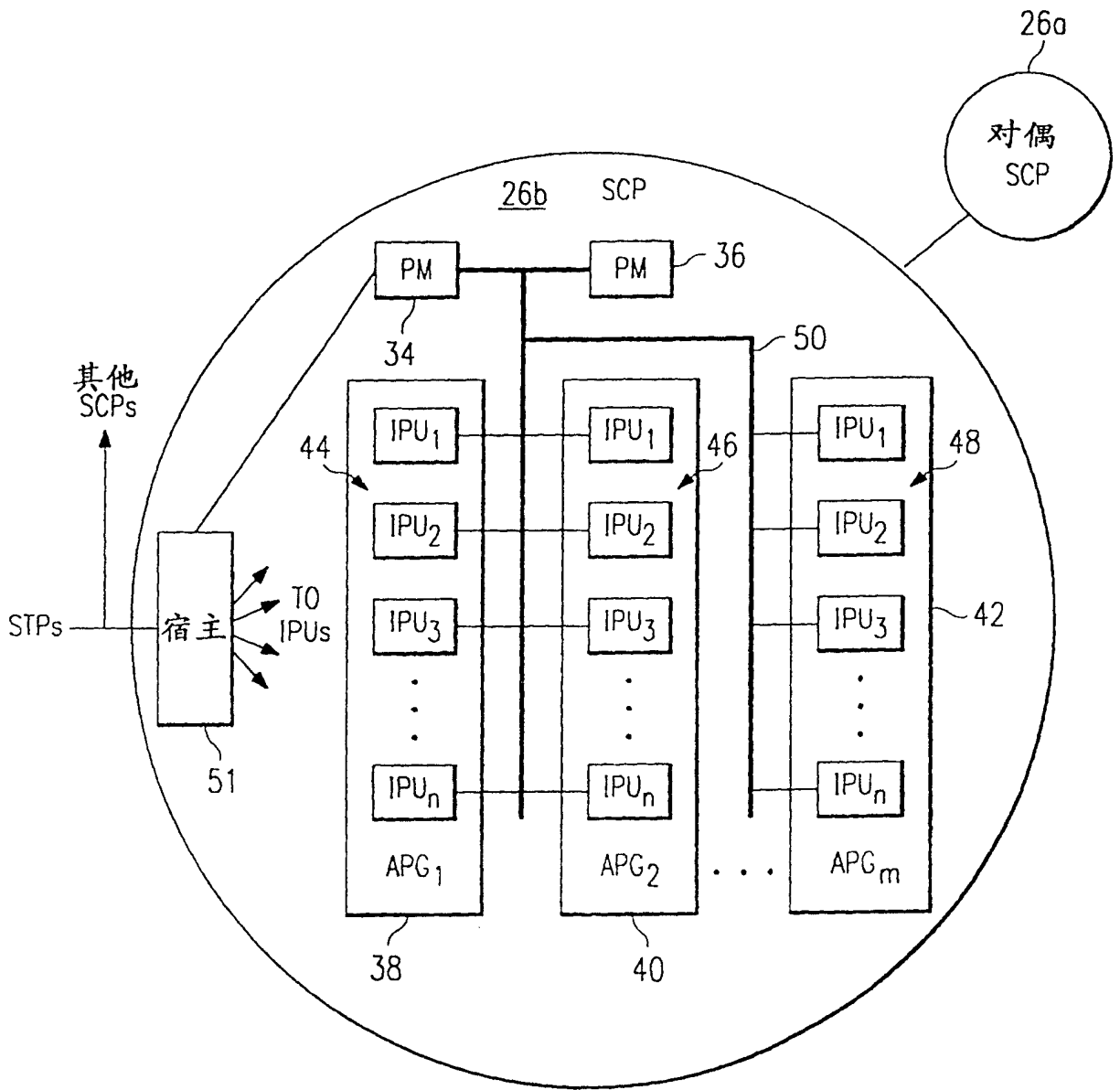
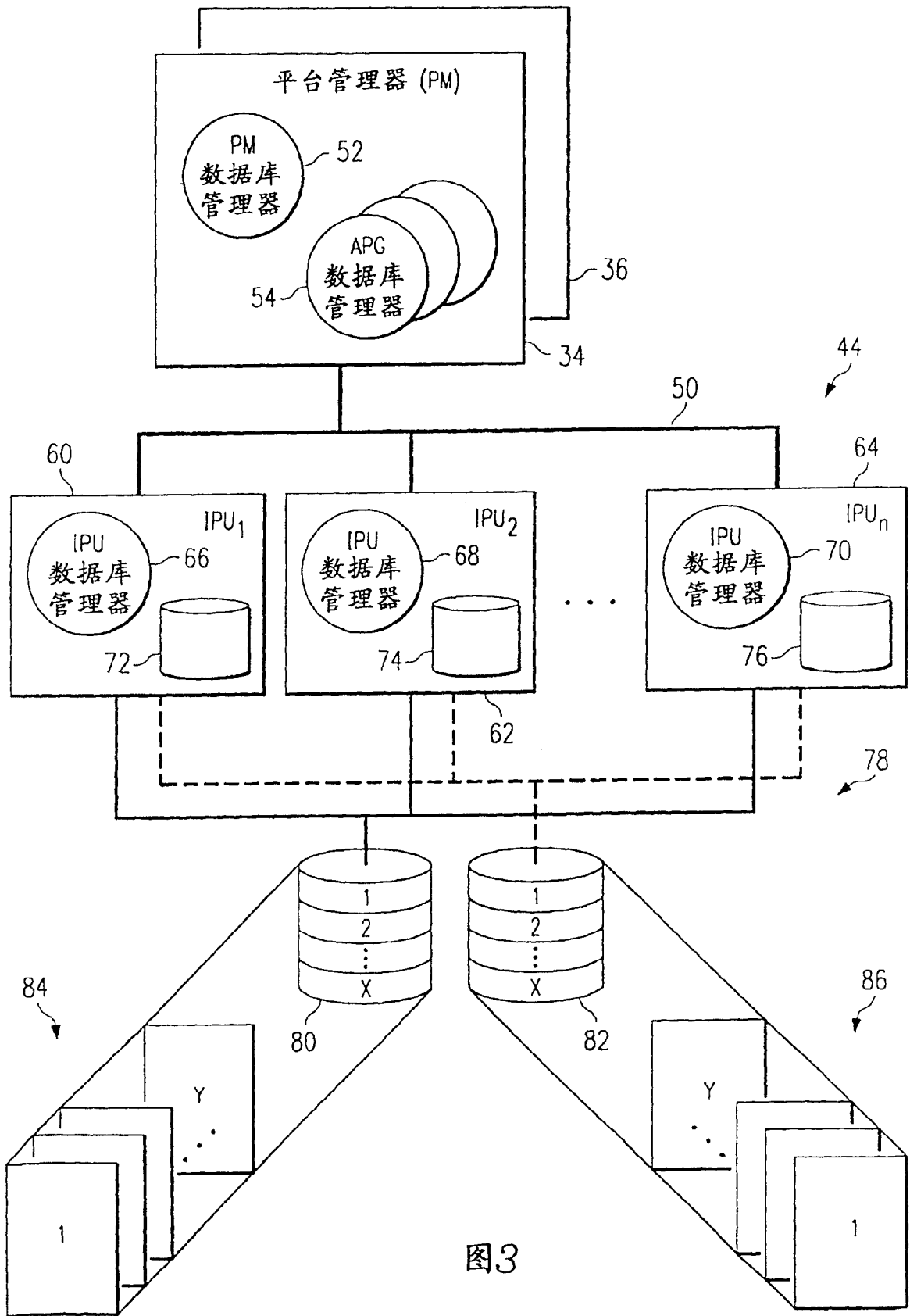


图2



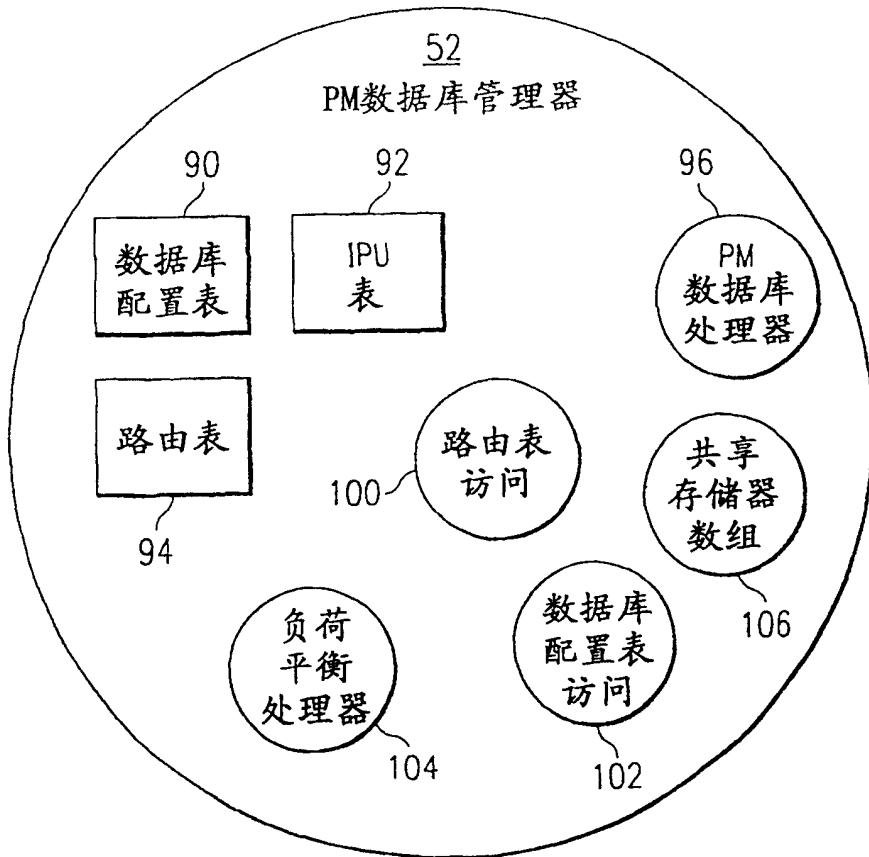
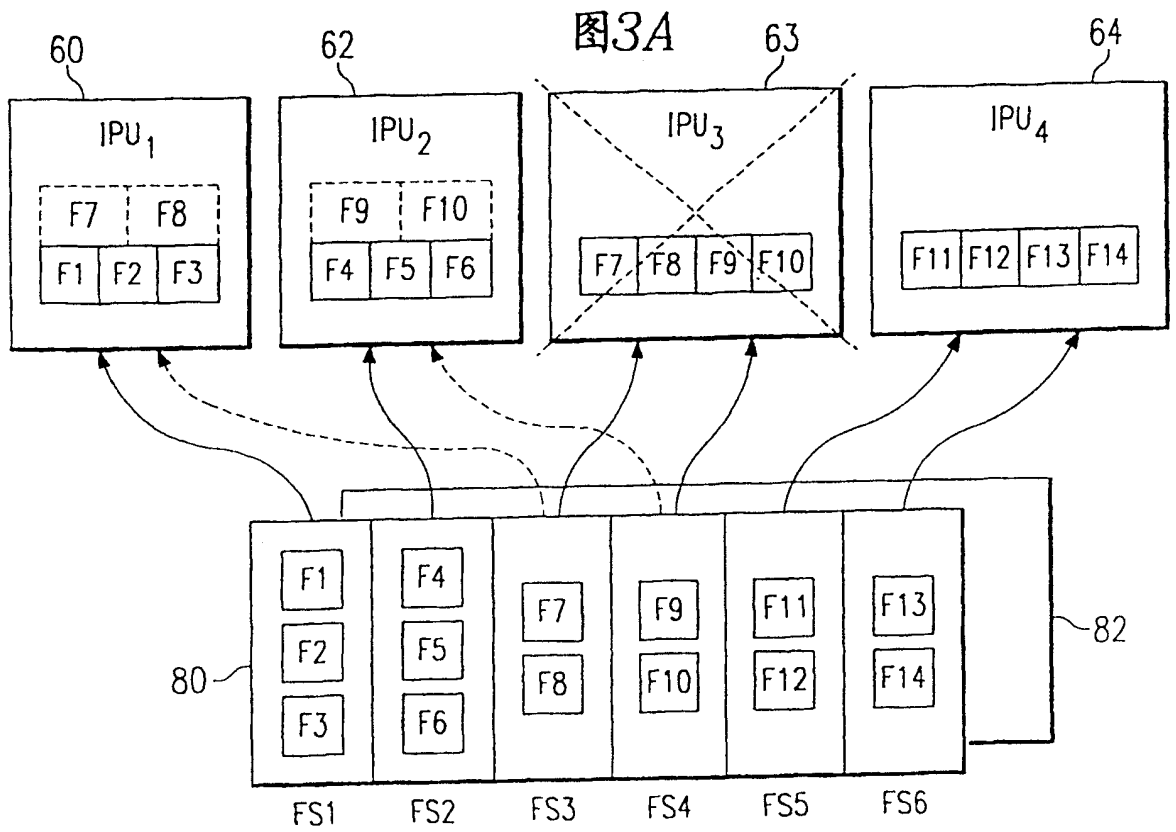


图4

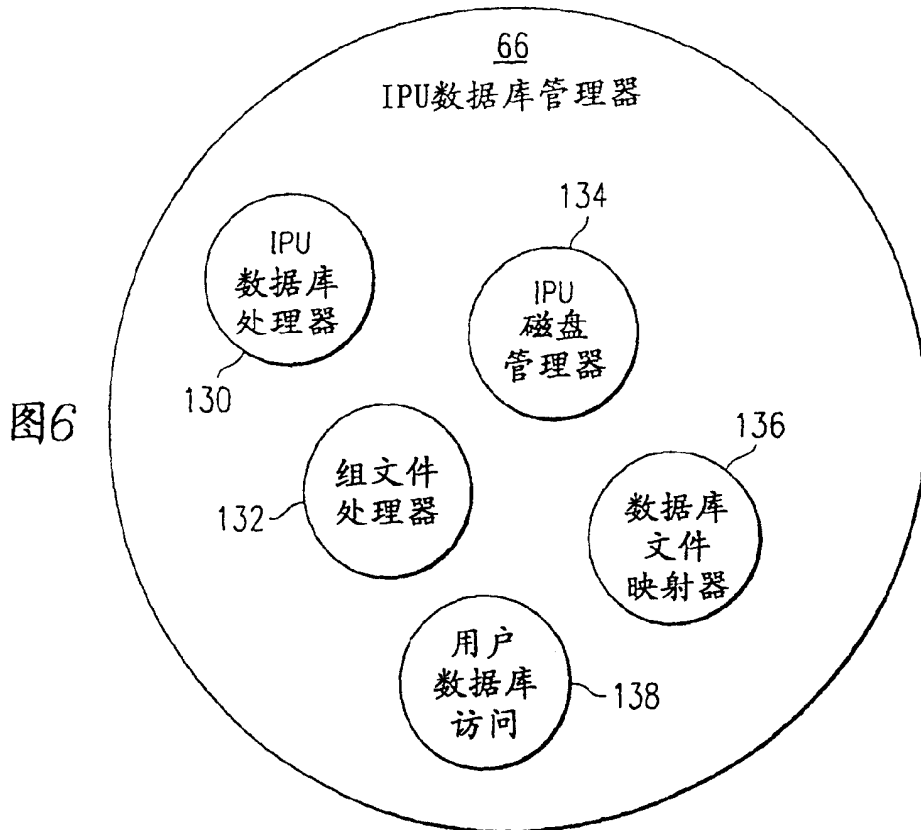
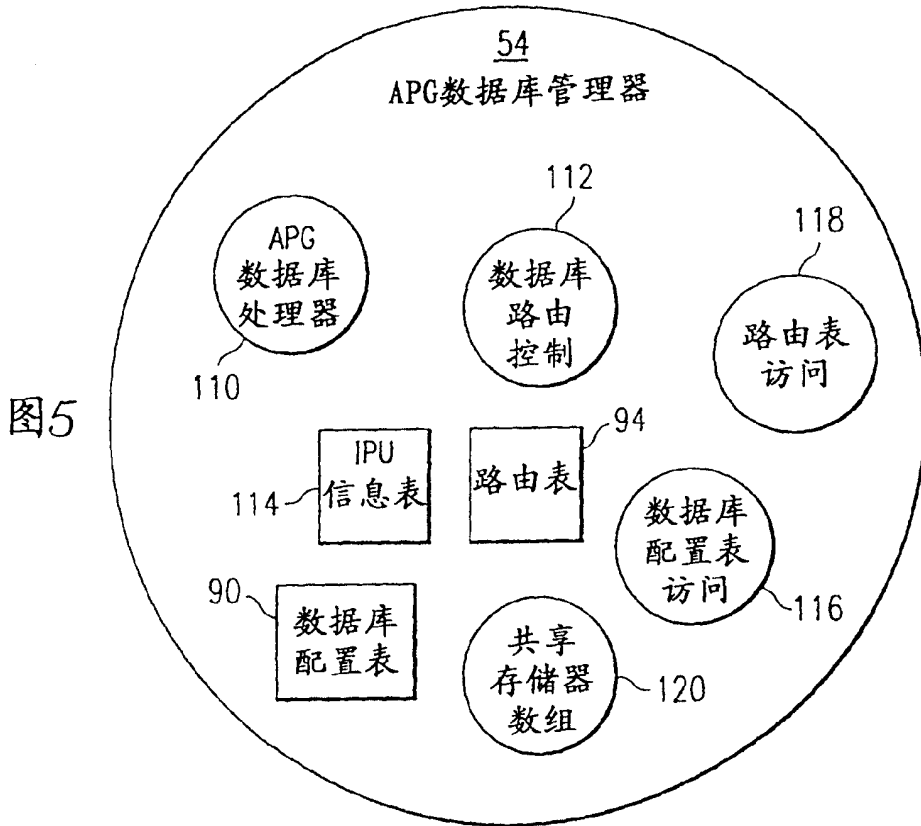
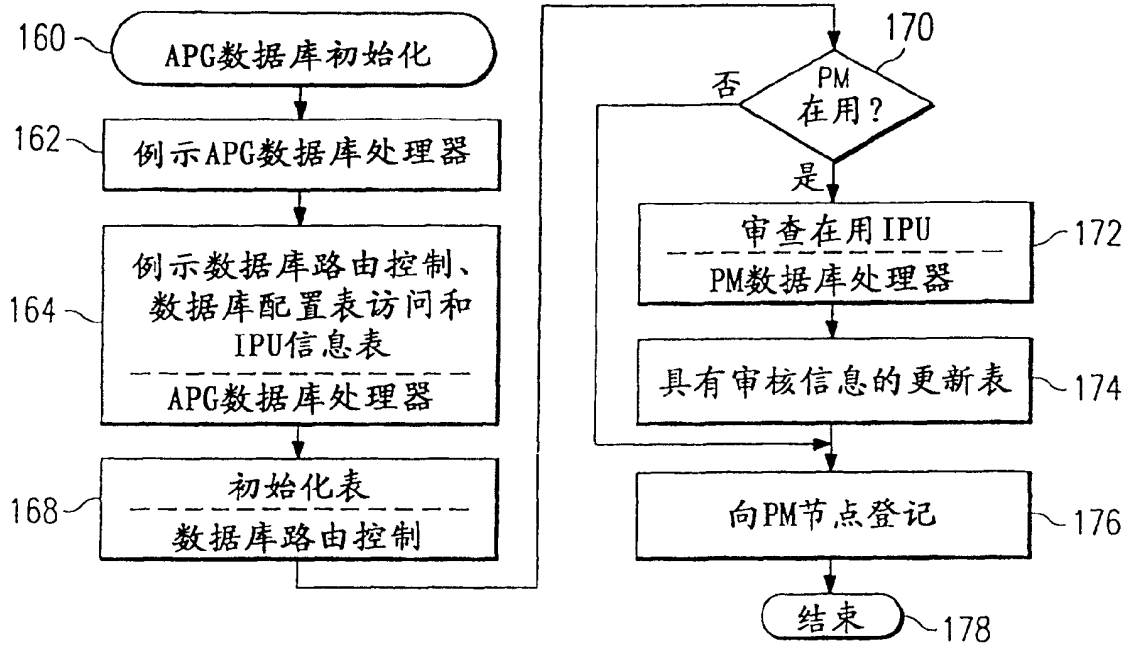


图7



IPU数据库管理器

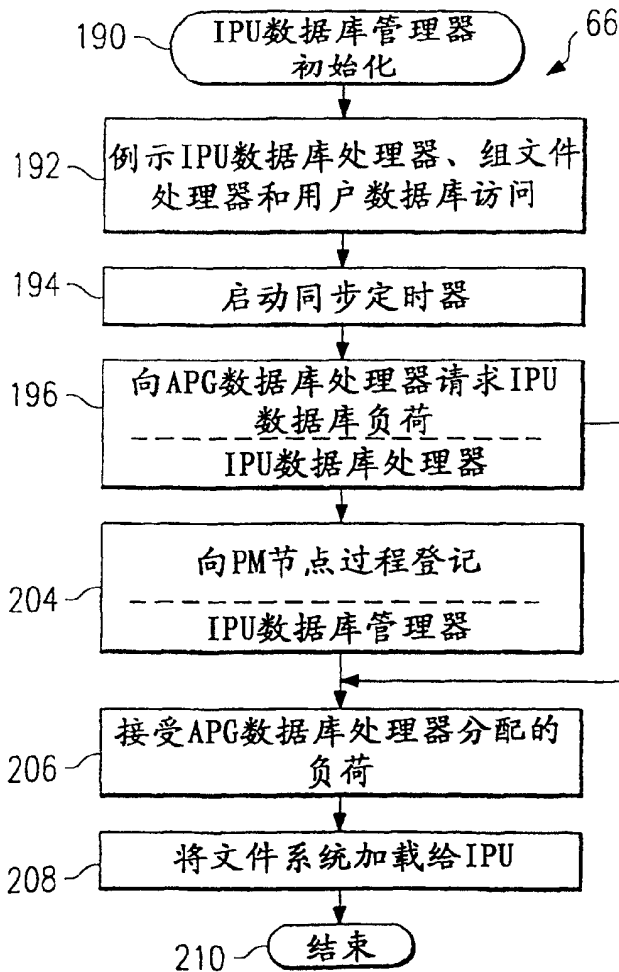


图8

APG数据库管理器

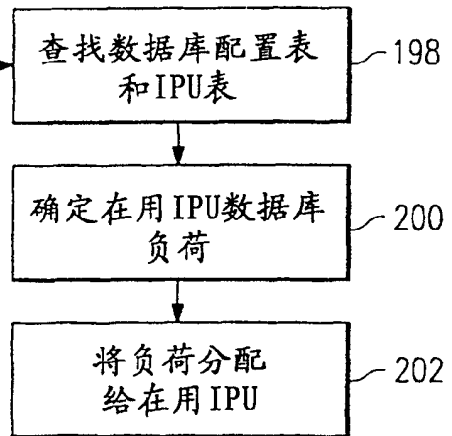


图9

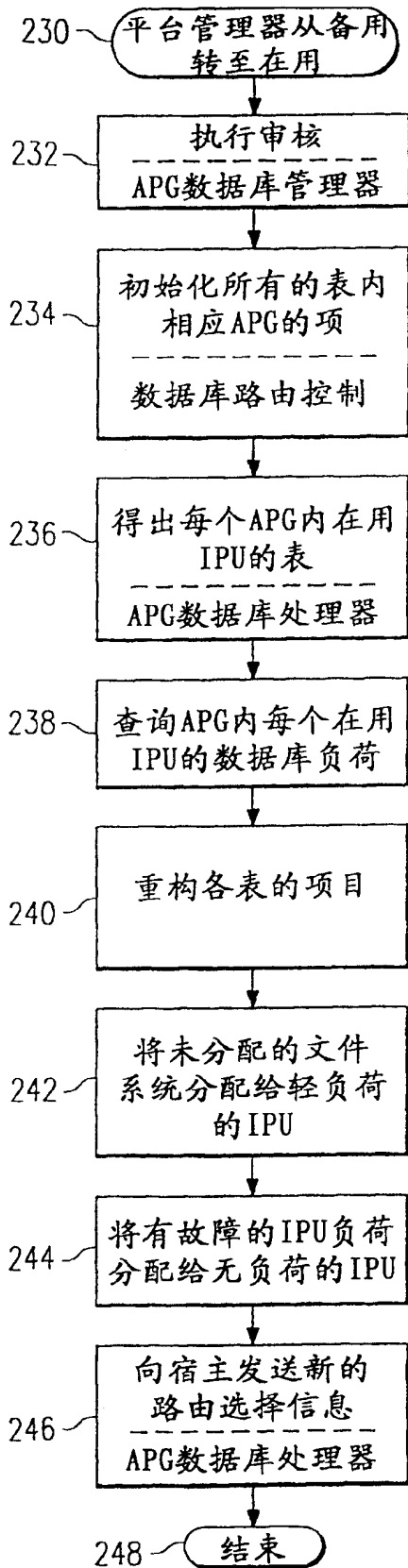


图10

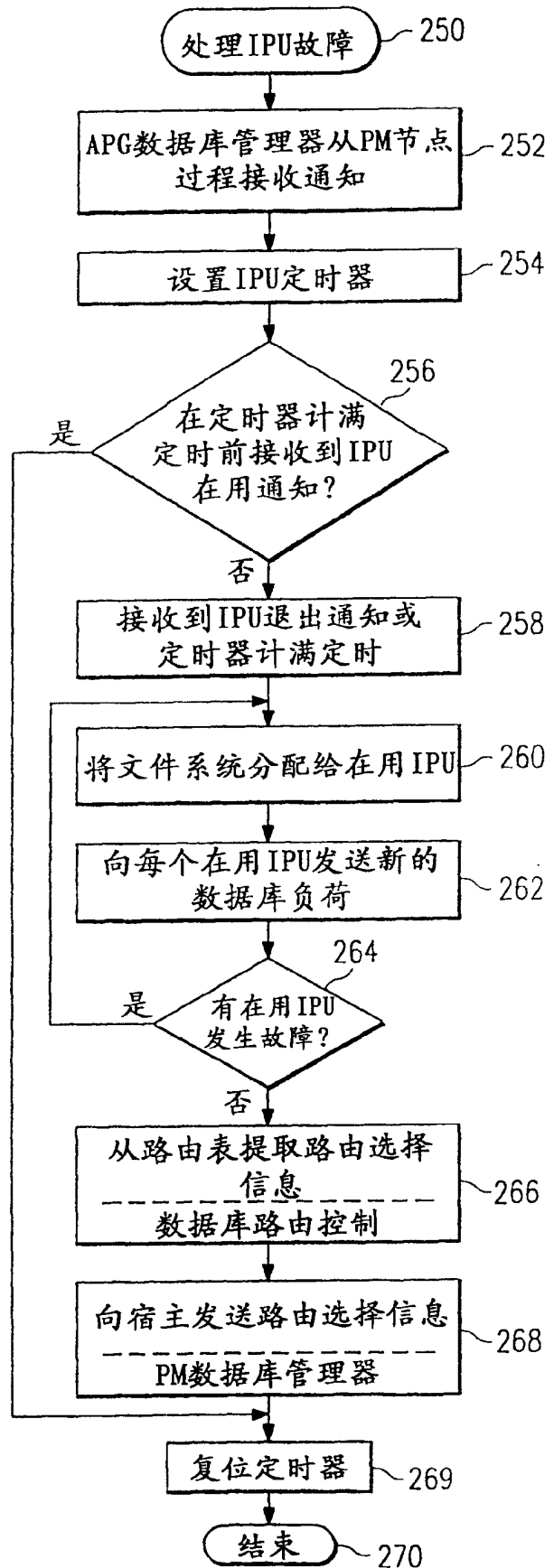


图 11

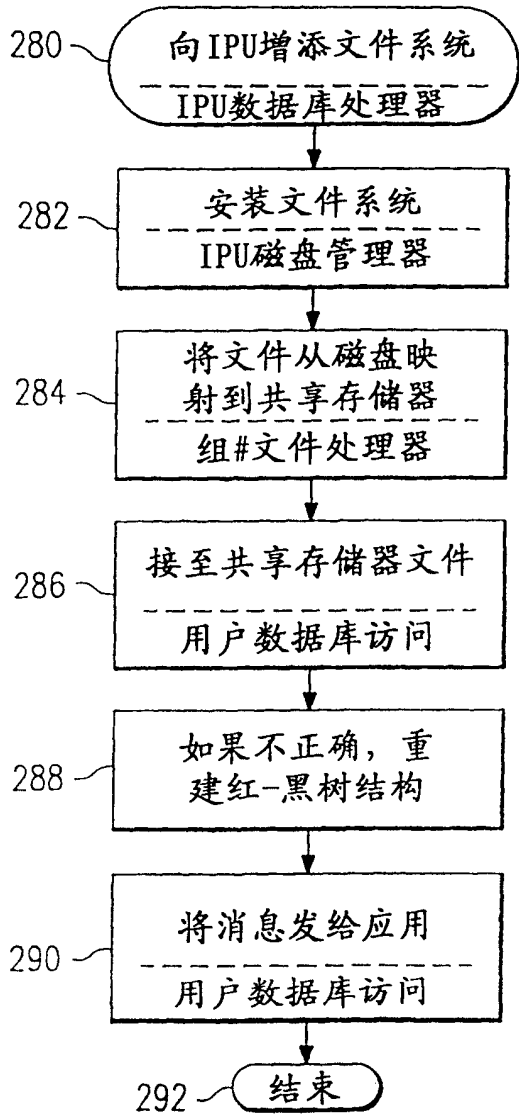


图 12

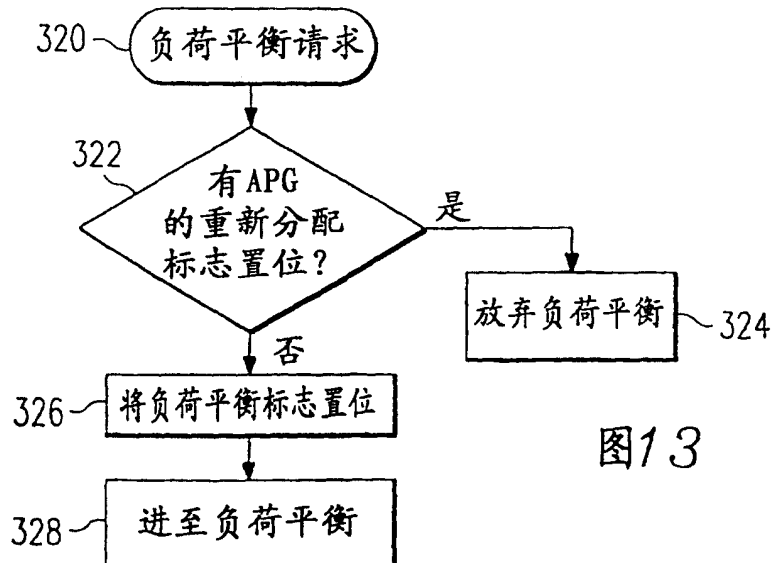
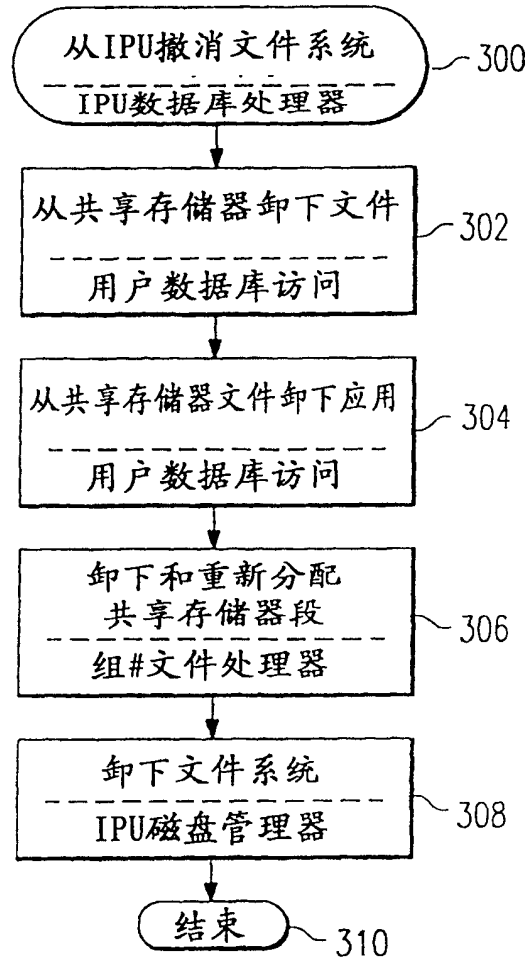


图 13

图14

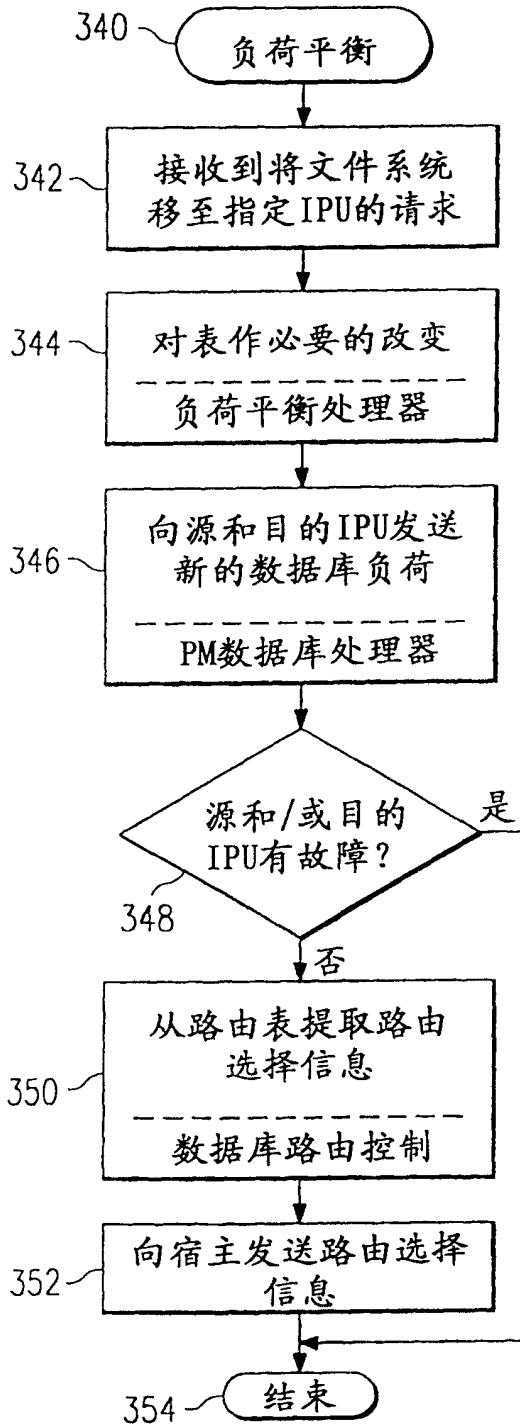
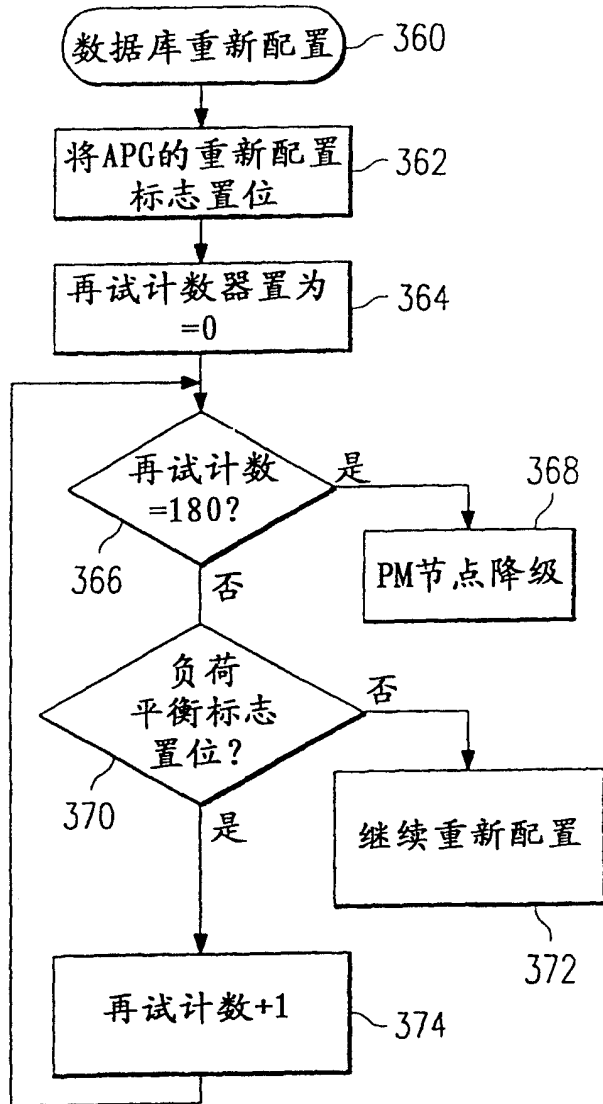


图15



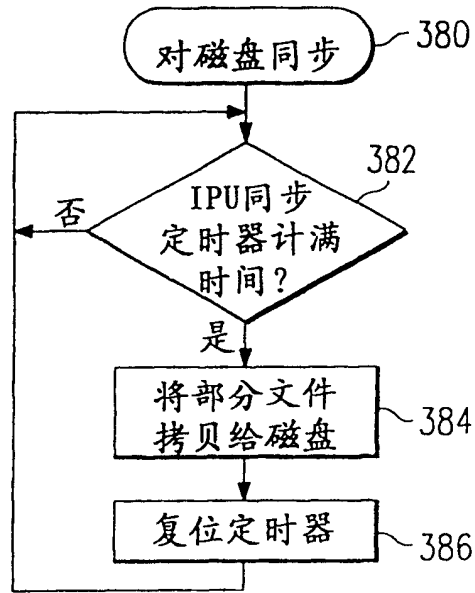


图16

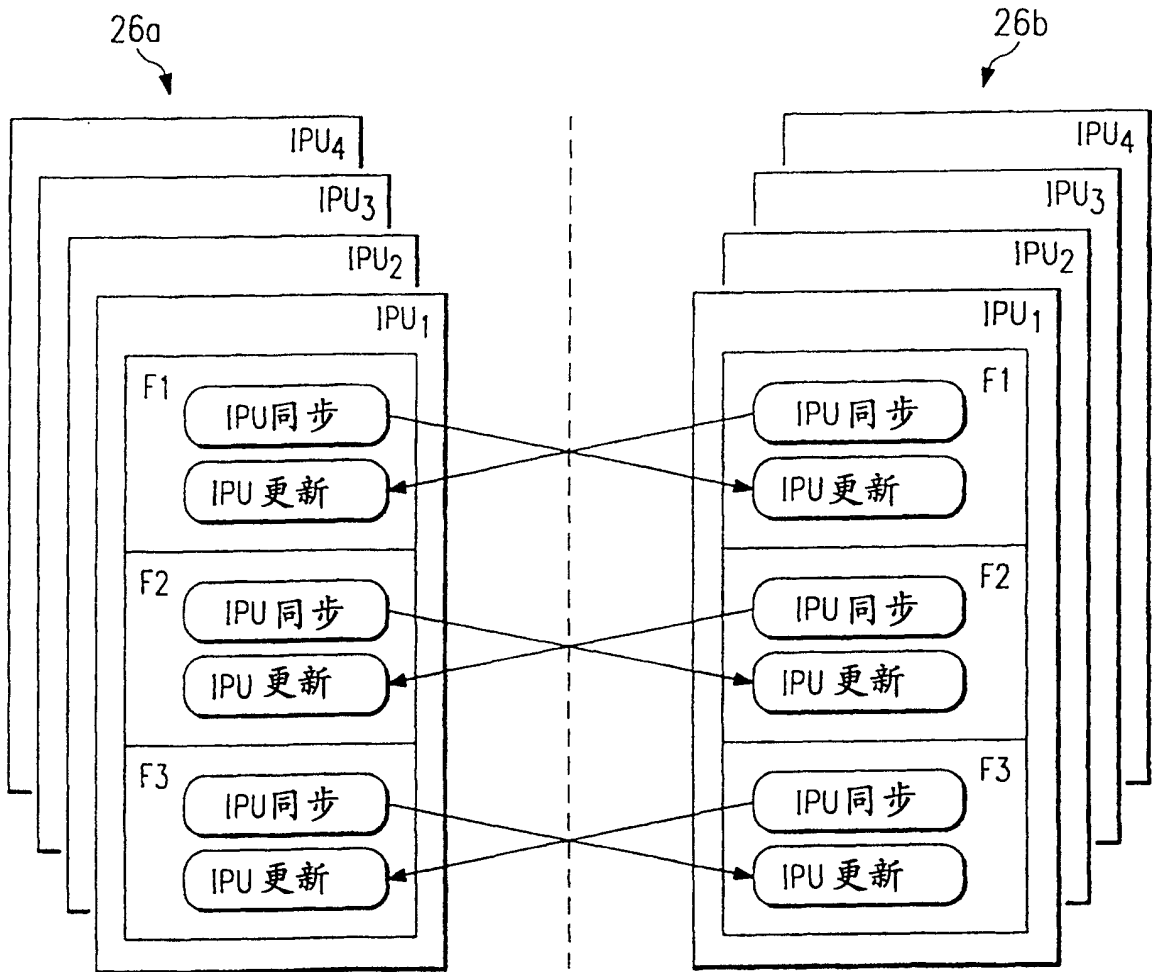
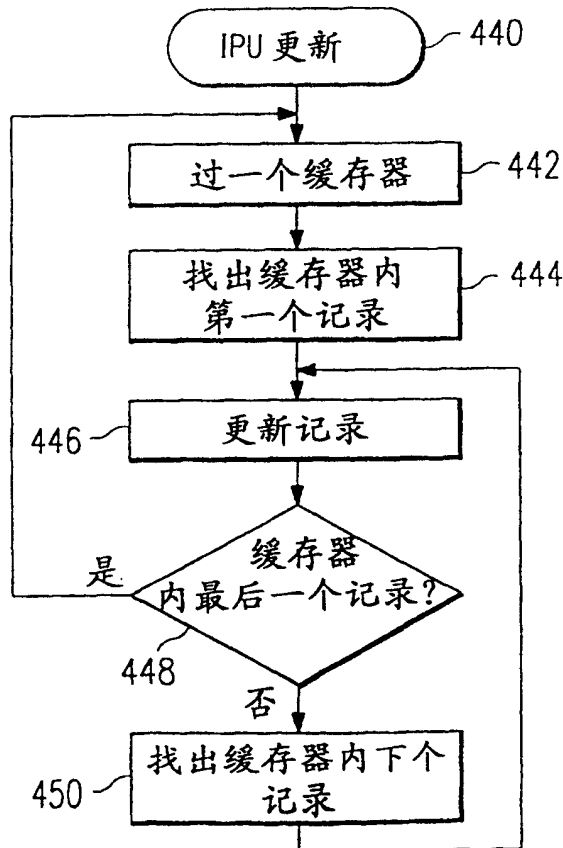
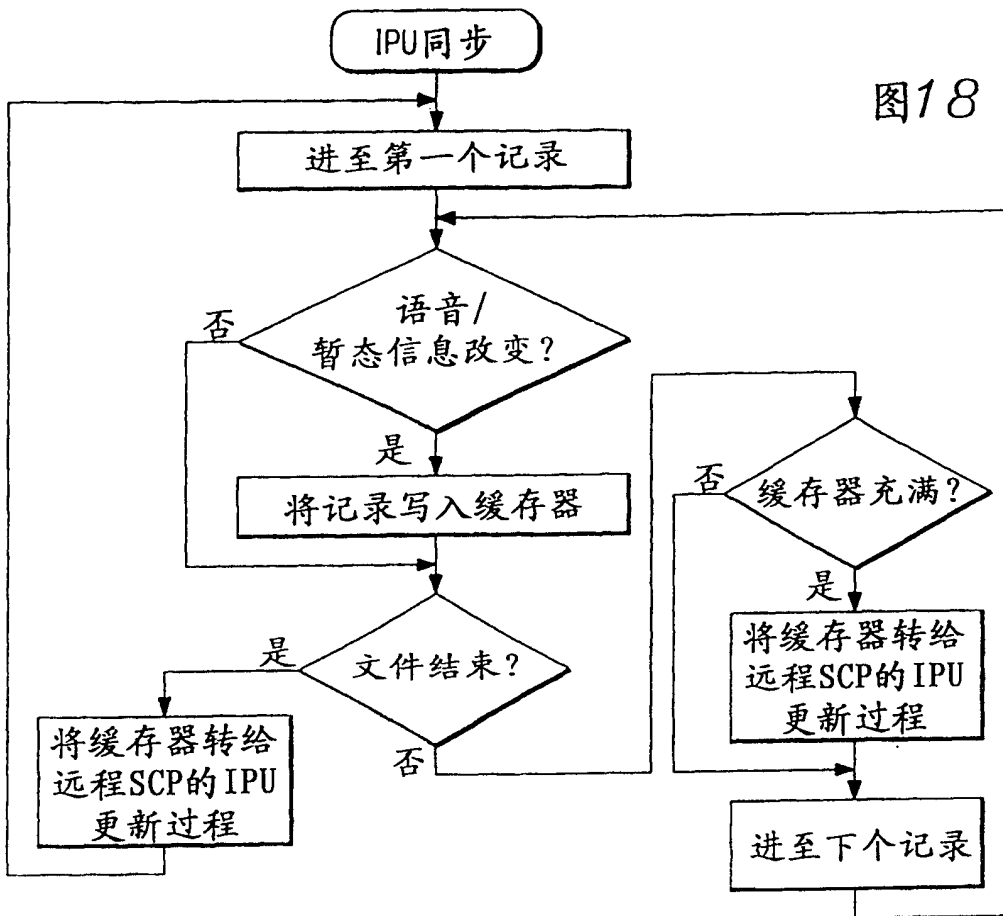


图17



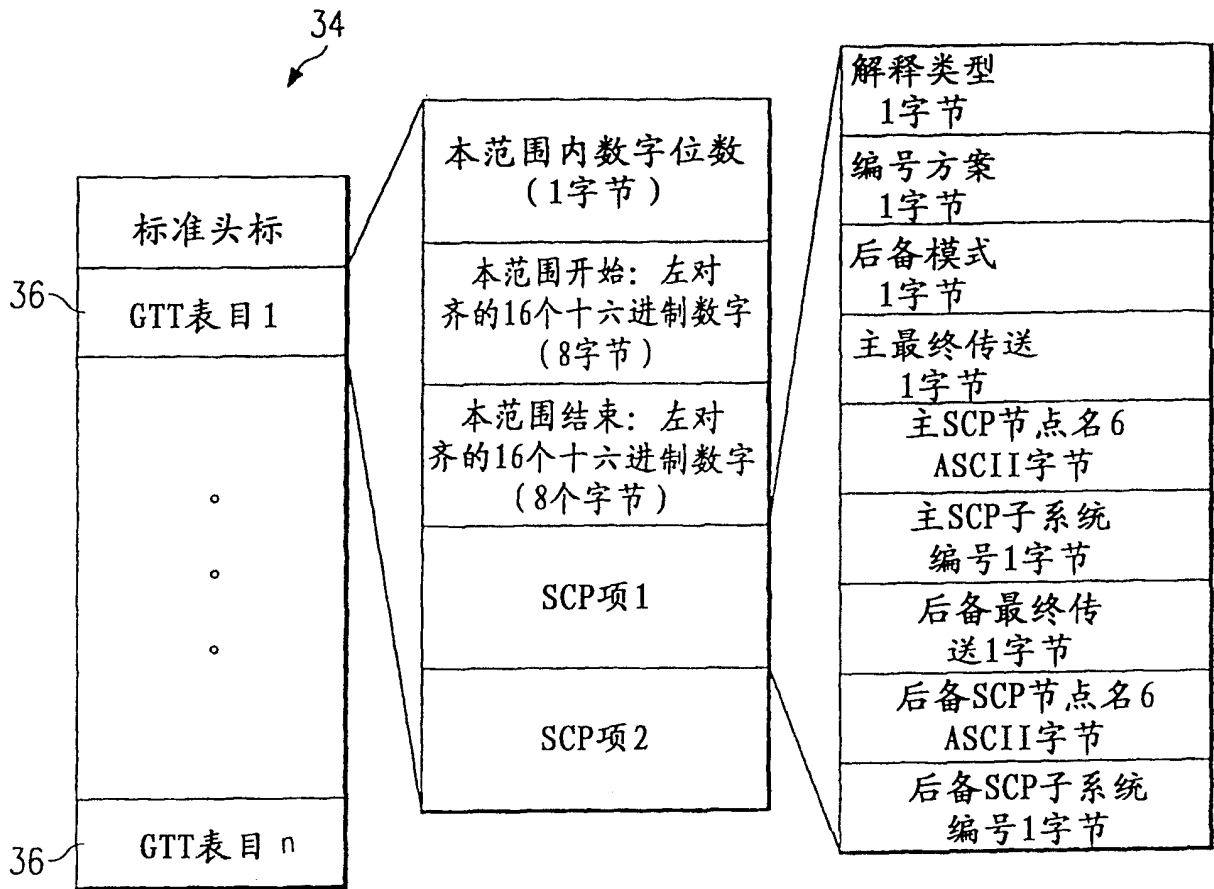


图 20

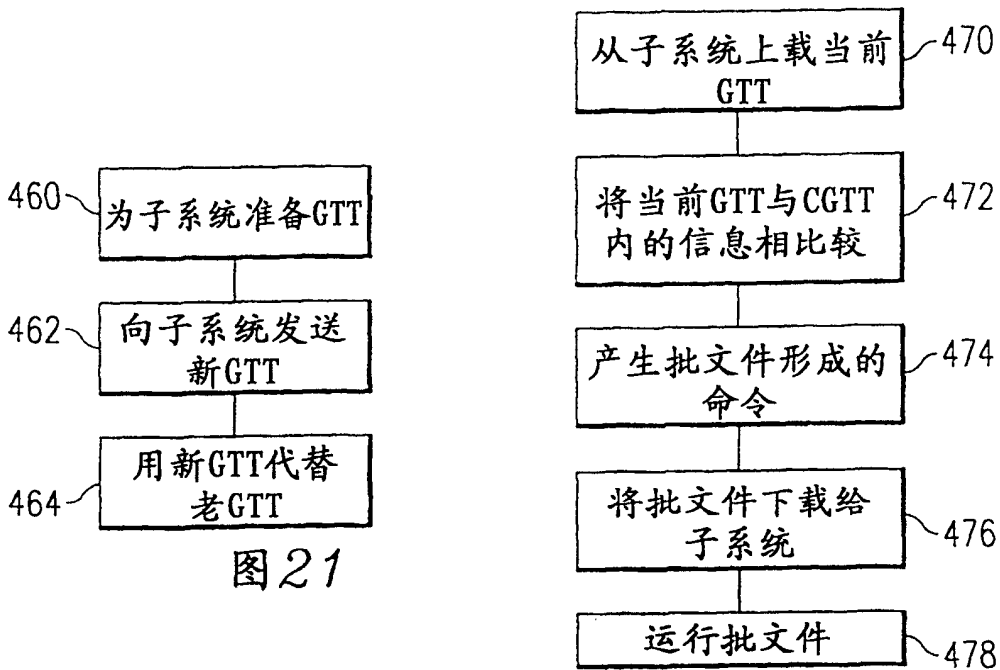


图 21

图 22

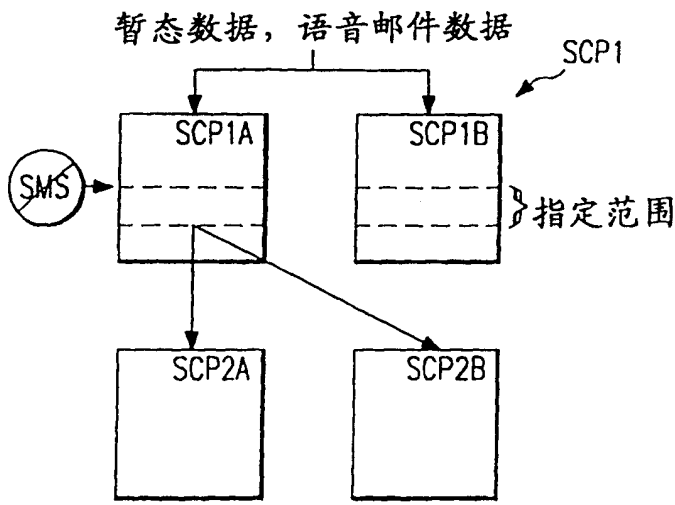


图23a

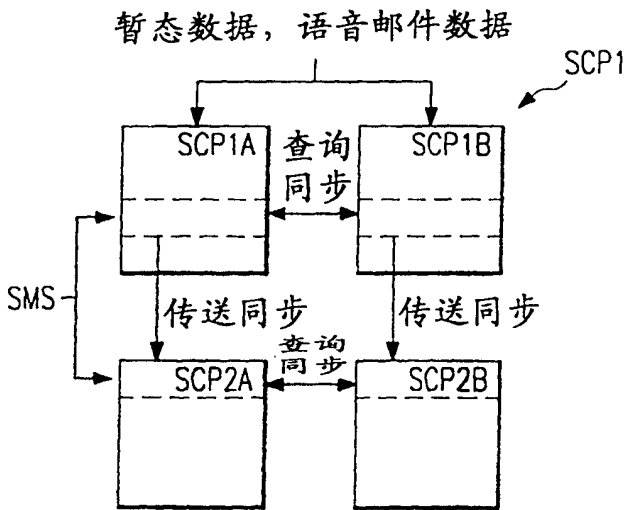


图23b

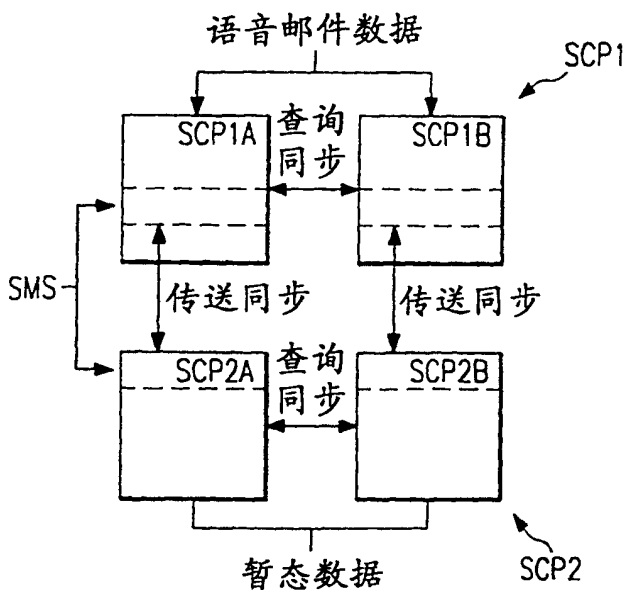
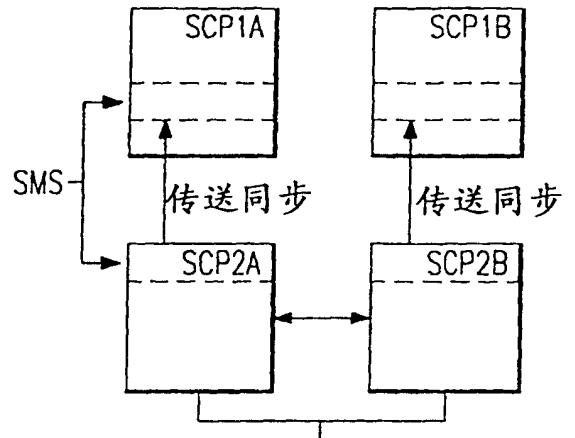
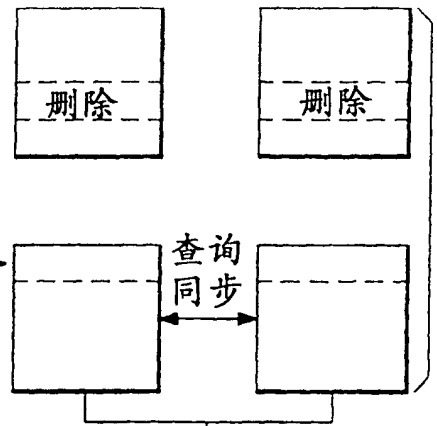


图23c



暂态数据, 语音邮件数据
图23d



暂态数据, 语音邮件数据
图23e