

[19] 中华人民共和国国家知识产权局

[51] Int. Cl.

G06F 9/48 (2006.01)

G06F 9/46 (2006.01)



[12] 发明专利说明书

专利号 ZL 200580001487.4

[45] 授权公告日 2009 年 10 月 14 日

[11] 授权公告号 CN 100549964C

[22] 申请日 2005.9.26

[21] 申请号 200580001487.4

[30] 优先权

[32] 2004.9.29 [33] JP [31] 283529/2004

[86] 国际申请 PCT/JP2005/017646 2005.9.26

[87] 国际公布 WO2006/035728 日 2006.4.6

[85] 进入国家阶段日期 2006.5.29

[73] 专利权人 索尼株式会社

地址 日本东京都

[72] 发明人 冲野直人 户川敦之

[56] 参考文献

JP2239334A 1990.9.21

JP6250850A 1994.9.9

WO0250664A2 2002.6.27

JP8263454A 1996.10.11

审查员 崔志鹏

[74] 专利代理机构 北京市柳沈律师事务所

代理人 邸万奎 黄小临

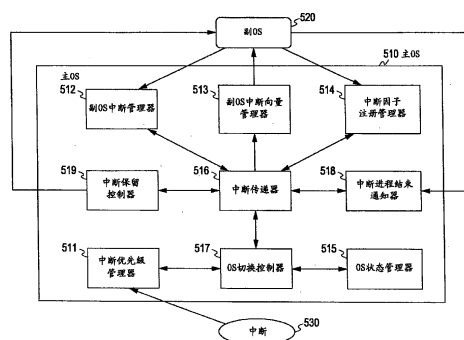
权利要求书 3 页 说明书 20 页 附图 8 页

[54] 发明名称

信息处理设备、中断处理控制方法

[57] 摘要

在同时运行多个操作系统(OS)的系统中提供了改进的中断处理控制配置。在同时运行多个 OS 的系统中,设置用来执行中断处理控制的主 OS,并且不将中断屏蔽设置权限赋予除了主 OS 之外的副 OS。副 OS 向主 OS 报告副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态。根据报告的信息,主 OS 执行副 OS 的中断屏蔽控制。通过此配置,有可能消除由于副 OS 自身的屏蔽控制而造成的中断处理保留的问题,并且基于主 OS 的意图执行中断控制。可利用较高的优先级执行所需中断处理。此外,由于主 OS 管理副 OS 中断向量区域,有可能实现存储区域减小。



1、一种用于处理数据的信息处理设备，包括多个操作系统，所述多个操作系统包括控制中断进程的主操作系统以及副操作系统，主操作系统连同被设置为副操作系统的系统控制操作系统一起设置作为处理单元的逻辑分区，并管理与逻辑分区相关的硬件资源，副操作系统在由主操作系统和系统控制操作系统设置的逻辑分区内操作，并利用被分配到该逻辑分区的硬件资源执行软件应用程序，主操作系统存储与副操作系统处于中断使能状态还是中断禁用状态有关的状态信息，并控制中断进程，以基于所述状态信息，响应于中断的生成而进行中断进程执行和中断进程保留中的一个。

2、如权利要求 1 所述的信息处理设备，其中，主操作系统存储与中断进程处于进行中还是保留中有关的中断进程状态信息，并响应于副操作系统在中断使能状态和中断禁用状态之间的转换，而恢复进行中断进程执行。

3、如权利要求 1 所述的信息处理设备，其中，副操作系统向主操作系统通知与副操作系统处于中断使能状态还是中断禁用状态有关的状态信息，并且，

其中，主操作系统响应于来自副操作系统的通知而更新副操作系统的状态信息。

4、如权利要求 1 所述的信息处理设备，其中，主操作系统存储中断进程的优先级信息，并响应于优先级信息执行中断进程。

5、如权利要求 1 所述的信息处理设备，其中，主操作系统基于包含副操作系统的状态信息、以及与中断进程处于进行中还是保留中有关的中断进程状态信息的状态表，而执行状态管理，

如果生成为副操作系统设计的中断，并且主操作系统基于状态表确定副操作系统处于中断禁用状态，则主操作系统在状态表中将该中断注册为保留的中断，并且，

如果生成为副操作系统设计的中断，并且主操作系统基于状态表确定副操作系统处于中断使能状态，则以如下方式，取决于在处理器上运行的操作系统是主操作系统还是副操作系统而执行中断控制：

(a) 如果主操作系统正在运行中，则主操作系统

(a1) 响应于高优先级中断而执行中断进程，或

(a2) 响应于低优先级中断而保留中断进程, 并且

(b) 如果副操作系统正在运行中, 则副操作系统不考虑中断的优先级而执行中断进程。

6、如权利要求 1 所述的信息处理设备, 其中, 主操作系统基于包含副操作系统的状态信息、以及与中断进程处于进行中还是保留中有关的中断进程状态信息的状态表, 而执行状态管理, 并且,

如果生成为主操作系统设计的中断, 则以如下方式, 取决于在处理器上运行的操作系统是主操作系统还是副操作系统而执行中断控制:

(a) 如果在主操作系统正在运行中, 则主操作系统不考虑中断的优先级而执行中断进程, 并且

(b) 如果在副操作系统正在运行中, 则副操作系统

(b1) 响应于高优先级中断而执行中断进程, 或

(b2) 响应于低优先级中断而保留中断进程。

7、一种用于在多个操作系统上执行数据处理的中断进程控制方法, 该方法包括以下步骤:

在控制中断进程的主操作系统中, 向逻辑分区管理硬件资源, 其中将逻辑分区作为主操作系统连同设置为副操作系统的系统控制操作系统中的进程执行单元来处理;

在副操作系统中, 在由主操作系统和系统控制操作系统设置的逻辑分区内, 利用被分配到正在使用的逻辑分区的硬件资源来执行软件应用程序;

在主操作系统中, 从除了主操作系统之外的副操作系统接收与副操作系统处于中断使能状态还是中断禁用状态有关的状态信息;

检测中断的生成; 以及

控制中断进程, 以基于状态信息, 响应于中断的生成而进行中断进程执行和中断进程保留中的一个。

8、如权利要求 7 所述的中断进程控制方法, 其中, 主操作系统存储与中断进程处于进行中还是保留中有关的中断进程状态信息, 并响应于副操作系统在中断使能状态和中断禁用状态之间的转换, 而恢复进行中断进程执行。

9、如权利要求 7 所述的中断进程控制方法, 还包括以下步骤:

向主操作系统通知与副操作系统处于中断使能状态还是中断禁用状态

有关的状态信息；以及

响应于来自副操作系统的通知而更新副操作系统的状态信息。

10、如权利要求 7 所述的中断进程控制方法，其中，主操作系统存储中断进程的优先级信息，并响应于优先级信息执行中断进程。

11、如权利要求 7 所述的中断进程控制方法，其中，主操作系统基于包含副操作系统的状态信息、以及与中断进程处于进行中还是保留中有关的中断进程状态信息的状态表，而执行状态管理，

如果生成为副操作系统设计的中断，并且主操作系统基于状态表确定副操作系统处于中断禁用状态，则主操作系统在状态表中将该中断注册为保留的中断，并且，

如果生成为副操作系统设计的中断，并且主操作系统基于状态表确定副操作系统处于中断使能状态，则以如下方式，主操作系统取决于在处理器上运行的操作系统是主操作系统还是副操作系统而执行中断控制：

(a) 如果主操作系统正在运行中，则主操作系统

(a1) 响应于高优先级中断而执行中断进程，或

(a2) 响应于低优先级中断而保留中断进程，并且

(b) 如果副操作系统正在运行中，则副操作系统不考虑中断的优先级而执行中断进程。

12、如权利要求 7 所述的中断进程控制方法，其中，主操作系统基于包含副操作系统的状态信息、以及与中断进程处于进行中还是保留中有关的中断进程状态信息的状态表，而执行状态管理，并且，

如果生成为主操作系统设计的中断，则以如下方式，取决于在处理器上运行的操作系统是主操作系统还是副操作系统而执行中断控制：

(a) 如果在主操作系统正在运行中，则主操作系统不考虑中断的优先级而执行中断进程，并且

(b) 如果在副操作系统正在运行中，则副操作系统

(b1) 响应于高优先级中断而执行中断进程，或

(b2) 响应于低优先级中断而保留中断进程。

信息处理设备、中断处理控制方法

技术领域

本发明涉及信息处理设备、中断进程控制方法、以及计算机程序。更具体地，本发明涉及这样的信息处理设备、中断控制方法、以及计算机程序，其用于在包括多个 OS 的系统中设置用来控制中断进程的主操作系统（OS），以便减小整个系统的中断屏蔽(mask)时间、改善中断响应、并实现有效率的数据处理。

背景技术

在单个系统中具有多个 OS 的多操作系统（OS）中，每个 OS 可执行相应的进程，并且，以时序方式连续地切换诸如中央处理单元（CPU）和存储器的系统共用的硬件。

例如，通过分区管理软件程序来执行多个 OS 的进程（任务）的调度。如果 OS (α) 和 OS (β) 在单个系统中共存，其中 OS (α) 的进程为分区 A，而 OS (β) 的进程为分区 B，那么，分区管理软件程序确定分区 A 和分区 B 的调度，并通过基于所确定的调度而分配的硬件资源，执行 OS 的进程。

专利文档 1 公开了多 OS 系统的任务管理技术。根据该公开，通过被置于紧急进程上的优先级，调度要由多个 OS 执行的任务。

将处理数据的实体设置为分区。更具体地，设置逻辑分区，作为在系统中共享资源的实体。对逻辑分区分配各种资源，如物理处理器的使用时间、虚拟地址空间、以及存储器空间。随后，使用所分配的资源来执行进程。在逻辑分区中设置与任意物理处理器相对应的逻辑处理器，并基于逻辑处理器而执行数据处理。逻辑处理器不总是以一一对应的关系对应于物理处理器。例如，单个逻辑处理器可对应于多个物理处理器，并且，多个逻辑处理器可对应于单个物理处理器。

如果使用逻辑处理器并行执行多个进程，则通过调度多个逻辑处理器使用物理处理器。更具体地，多个逻辑处理器以分时方式使用物理处理器。

在多 OS 中，限制了作为物理可用的处理器的硬件资源。当前由一个 OS

使用的物理处理器不能由另一个 OS 使用。将处理器不能由另一个处理器使用的持续时间称为中断屏蔽周期。随着中断屏蔽周期被延长，减小了整个系统的效率。

[专利文档 1]日本未审查专利申请公开 No.2003-345612

发明内容

[本发明要解决的问题]

由此，期望提供用于在包括多个 OS 的系统中设置用来控制中断进程的主 OS 的信息处理设备、中断控制方法、以及计算机程序，以便减小整个系统的中断屏蔽时间、改善中断响应、并实现有效率的数据处理。

[解决问题的手段]

根据本发明的一个方面，信息处理设备处理用于多个 OS 的数据。多个 OS 包括控制中断进程的主 OS 和副 OS。主 OS 存储与副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态有关的状态信息，并控制中断进程，以基于状态信息，响应于中断的生成而进行中断进程执行和中断进程保留中的一个。

在本发明的一个实施例的信息处理设备中，主 OS 存储与中断进程处于进行中还是保留中有关的中断进程状态信息，并响应于副 OS 在中断使能状态和中断禁用状态之间的转换，而恢复进行中断进程执行。

在本发明的一个实施例的信息处理设备中，副 OS 向主 OS 通知与副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态有关的状态信息，并且，主 OS 响应于来自副 OS 的通知而更新副 OS 的状态信息。

在本发明的一个实施例的信息处理设备中，主 OS 存储中断进程的优先级信息，并响应于优先级信息执行中断进程。

在本发明的一个实施例的信息处理设备中，主 OS 基于包含副 OS 的状态信息、以及与中断进程处于进行中还是保留中有关的中断进程状态信息的状态表，而执行状态管理。如果生成为副 OS 设计的中断，并且主 OS 基于状态表确定副 OS 处于中断禁用状态，则主 OS 在状态表中将该中断注册为保留的中断。如果生成为副 OS 设计的中断，并且主 OS 基于状态表确定副 OS 处于中断使能状态，则以如下方式，主 OS 取决于在处理器上运行的 OS 是主 OS 还是副 OS 而执行中断控制：

(a) 如果主 OS 正在运行中，则主 OS

- (a1) 响应于高优先级中断而执行中断进程, 或
- (a2) 响应于低优先级中断而保留中断进程, 并且
- (b) 如果副 OS 正在运行中, 则副 OS 不考虑中断的优先级而执行中断进程。

在本发明的一个实施例的信息处理设备中, 主 OS 基于包含副 OS 的状态信息、以及与中断进程处于进行中还是保留中有关的中断进程状态信息的状态表, 而执行状态管理。如果生成为主 OS 设计的中断, 则以如下方式, 主 OS 取决于在处理器上运行的 OS 是主 OS 还是副 OS 而执行中断控制:

- (a) 如果在主 OS 正在运行中, 则主 OS 不考虑中断的优先级而执行中断进程, 并且
- (b) 如果在副 OS 正在运行中, 则副 OS
 - (b1) 响应于高优先级中断而执行中断进程, 或
 - (b2) 响应于低优先级中断而保留中断进程。

根据本发明的第二方面, 用于在多个 OS 上执行数据处理的中断进程控制方法包括以下步骤: 从除了主 OS 之外的副 OS 接收与副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态有关的状态信息; 检测中断的生成; 以及控制中断进程, 以基于状态信息, 响应于中断的生成而进行中断进程执行和中断进程保留中的一个。

在本发明的一个实施例的中断进程控制方法中, 主 OS 存储与中断进程处于进行中还是保留中有关的中断进程状态信息, 并响应于副 OS 在中断使能状态和中断禁用状态之间的转换, 而恢复进行中断进程执行。

本发明的一个实施例的中断进程控制方法还可包括以下步骤: 向主 OS 通知与副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态有关的状态信息; 以及响应于来自副 OS 的通知而更新副 OS 的状态信息。

在本发明的一个实施例的中断进程控制方法中, 主 OS 存储中断进程的优先级信息, 并执行响应于优先级信息的中断进程。

在本发明的一个实施例的中断进程控制方法中, 主 OS 基于包含副 OS 的状态信息、以及与中断进程处于进行中还是保留中有关的中断进程状态信息的状态表, 而执行状态管理。如果生成为副 OS 设计的中断, 并且主 OS 基于状态表确定副 OS 处于中断禁用状态, 则主 OS 在状态表中将该中断注册为保留的中断。如果生成为副 OS 设计的中断, 并且主 OS 基于状态表确定副 OS

处于中断使能状态，则以如下方式，主 OS 取决于在处理器上运行的 OS 是主 OS 还是副 OS 而执行中断控制：

(a) 如果主 OS 正在运行中，则主 OS

(a1) 响应于高优先级中断而执行中断进程，或

(a2) 响应于低优先级中断而保留中断进程，并且

(b) 如果副 OS 正在运行中，则副 OS 不考虑中断的优先级而执行中断进程。

在本发明的一个实施例的中断进程控制方法中，主 OS 基于包含副 OS 的状态信息、以及与中断进程处于进行中还是保留中有关的中断进程状态信息的状态表，而执行状态管理。如果生成为主 OS 设计的中断，则以如下方式，主 OS 取决于在处理器上运行的 OS 是主 OS 还是副 OS 而执行中断控制：

(a) 如果主 OS 正在运行中，则主 OS 不考虑中断的优先级而执行中断进程，并且

(b) 如果副 OS 正在运行中，则副 OS

(b1) 响应于高优先级中断而执行中断进程，或

(b2) 响应于低优先级中断而保留中断进程。

根据本发明的第三方面，用于在多个 OS 上的数据处理中执行中断进程控制的计算机程序包括以下步骤：从除了主 OS 之外的副 OS 接收与副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态有关的状态信息；检测中断的生成；以及控制中断进程，以基于状态信息，响应于中断的生成而进行中断进程执行和中断进程保留中的一个。

以诸如 CD、FD、或 MO 的计算机可读存储介质，或者例如网络的通信介质的方式，向执行各种程序代码的通用计算机系统提供本发明的一个实施例的计算机程序。通过以计算机可读方式提供该计算机程序，计算机系统响应于计算机程序执行进程。

从下面对本发明的描述和附图中，本发明的这些和其它特征、以及优点将变得清楚。在本发明的描述的上下文中，系统表示多个设备的逻辑集合，并且，不限于将元件装在相同的机箱内的设备。

[优点]

根据本发明的实施例，在同时运行多个 OS 的系统中设置执行中断进程的主 OS。利用执行中断控制进程的主 OS，减小了整个系统的屏蔽时间，改

善了中断响应，并有效地执行数据处理。

根据本发明的实施例，设置执行中断进程控制的主 OS，并且，不将设置中断屏蔽的权限转交给除了主 OS 之外的副 OS。副 OS 向主 OS 通知副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态。主 OS 控制副 OS 的中断屏蔽。此配置防止副 OS 保留由于自身的屏蔽控制而造成的所需中断进程。根据主 OS 的意图，而控制所有中断进程。由此，利用优先级而执行所需中断进程。

根据本发明的实施例，在主 OS 中设置副 OS 中断向量管理单元。通常，主 OS 管理副 OS 的中断向量区域。与由 OS 各自执行的中断向量管理不同，共享了中断向量，并减小了存储区域。

附图说明

图 1 是图解本发明的一个实施例的信息处理设备的框图。

图 2 图解了处理器模块的结构。

图 3 图解了根据本发明的一个实施例的信息处理设备的操作系统。

图 4 图解了将逻辑处理器以分时方式分配到物理处理器的分配进程。

图 5 是图解根据本发明一个实施例的信息处理设备的主 OS 的功能图。

图 6 图解了在本发明的一个实施例中，由主 OS 管理的列出 OS 状态信息和中断进程状态信息的状态表。

图 7 图解了响应于中断的生成的副 OS 的状态和进程序列。

图 8 图解了使用处理器执行进程的 OS（正在运行中的 OS）、中断的优先级（高和低优先级）、中断目标 OS、以及中断目标 OS 的中断许可状态的关系的列表。

具体实施方式

下面，通过参照附图描述根据本发明的实施例的信息处理设备、中断进程控制方法、以及计算机程序。

下面，通过参照图 1 描述本发明的一个实施例的信息处理设备的硬件结构。处理器模块 101 包括多个处理单元，并根据存储在只读存储器（ROM）104 和 HDD 123 中的各种程序（包括操作系统（OS）和在 OS 上运行的应用程序）而处理数据。后面将通过参照图 2 描述处理器模块 101。

响应于经由处理器模块 101 输入的命令，例如，图形引擎 102 生成要被

显示在形成输出单元 122 的显示器的屏幕上的数据，执行 3D 绘图进程。主存储器（DRAM）103 存储由处理器模块 101 执行的程序、以及在执行程序的过程中变化的参数。这些元件经由包括 CPU 总线的主机总线 111 互连。

主机总线 111 经由桥 105 连接到外部总线 112，如 PCI（外围组件互连/接口）总线。桥 105 控制主机总线 111、外部总线 112、控制器 106、存储卡 107 和其它装置之间的数据输入和输出。

输入单元 121 将信息输入到由用户操作的输入装置，如键盘和定点装置。输出单元 122 包括例如液晶显示器和 CRT（阴极射线管）中的一个的图像输出单元、以及例如扬声器的音频输出装置。

HDD（硬盘驱动器）123 驱动在其内加载的硬盘，由此，记录或回放要由处理器模块 101 执行的程序、以及信息。

驱动器 124 读取存储在诸如磁盘、光盘、磁光盘、半导体存储器等的被加载的可移动记录介质 127 中的数据和程序，并经由接口 113、外部总线 112、桥 105、以及主机总线 111，将数据和程序提供到主存储器（DRAM）103。

连接端口 125 连接到外部装置 128，并且，可包括 USB、IEEE 1394 总线等。连接端口 125 经由接口 113、外部总线 112、桥 105、以及主机总线 111 连接到处理器模块 101。连接到网络的通信单元 126 传送从 HDD 123 等提供的数据，并从外部接收数据。

下面，通过参照图 2 描述处理器模块的结构。如所示出的，处理器模块 200 包括：主处理器组 201，其包括多个主处理器单元；以及多个副处理器组 202-20n，其各自包括多个副处理器单元。每个组还包括存储控制器和次级高速缓冲存储器。例如，各自包括 8 个处理器单元的处理器组 201-20n 经由交叉臂（cross-bar）架构和分组交换网络中的一个而连接。响应于主处理器组 201 的主处理器的命令，选择多个副处理器组 202-20n 中的至少一个副处理器来执行预定程序。

描述了处理器模块的结构。每个处理器组中的存储流控制器控制对图 1 的主存储器 103 的数据输入和数据输出。次级高速缓冲存储器用作在每个处理器组中处理数据的存储区域。

下面，通过参照图 3 描述本发明的一个实施例的信息处理设备的操作系统（OS）。多 OS 信息处理设备具有以如图 3 所示的逻辑分层结构的方式而配置的多个 OS。

如图 3 所示,在较低层上配置主 OS 301。在较高层上配置多个副 OS 302、303、以及 304。将客户 (guest) 副 OS 302 和 303 和副系统控制 OS 304 设为副 OS。连同系统控制 OS 304 一起,主 OS 301 形成逻辑分区,作为由通过参照图 1 和 2 讨论的处理器模块 101 执行的每个进程的每个执行单元,并将系统硬件资源 (例如,作为计算资源的主处理器、副处理器、存储器以及装置) 分配给每个逻辑分区。

作为副 OS 的客户 OS 302 和 303 为游戏 (gaming) OS、Windows[®]、Linux[®] 等,并在主 OS 301 的控制下操作。尽管在图 3 中仅示出了 2 个客户 OS 302 和 303,但客户 OS 的数目不限于 2。

客户 OS 302 和 303 在由主 OS 301 和系统控制 OS 304 设置的逻辑分区内操作。客户 OS 302 和 303 使用各自被分配给逻辑分区的硬件资源,如主处理器、副处理器、存储器以及装置来处理多个数据。

客户 OS (a) 302 使用被分配给由控制 OS 301 和系统控制 OS 304 设置的逻辑分区 2 的、包括主处理器、副处理器、存储器以及装置的硬件装置,由此,执行与客户 OS (a) 302 相对应的应用程序 305。客户 OS (b) 303 使用被分配给逻辑分区 “n” 的、包括主处理器、副处理器、存储器以及装置的硬件资源,由此,执行与客户 OS (b) 303 相对应的应用程序 306。主 OS 301 提供执行客户 OS 所需的客户 OS 编程接口。

作为副 OS 中的一个的系统控制 OS 304 生成包含逻辑分区管理程序的系统控制程序 307,并连同主 OS 301 执行响应于系统控制程序 307 的操作控制。系统控制程序 307 使用系统控制程序编程接口控制系统策略。由控制 OS 301 向应用程序 306 提供系统控制程序编程接口。例如,系统控制程序 307 允许灵活的定制,例如,设置资源分配的上限。

系统控制程序 307 使用系统控制程序编程接口来控制系统的行为。例如,系统控制程序 307 产生新的逻辑分区,并在该逻辑分区上启动新的客户 OS。在运行多个客户 OS 的系统中,以在系统控制程序 307 中编程的次序而初始化客户 OS。系统控制程序 307 可在由主 OS 301 接收之前接收并检查从客户 OS 发出的资源分配请求,修改系统策略,并拒绝请求本身。这样,无特定的客户 OS 独占资源。其中实现系统策略的程序是系统控制程序。

主 OS 301 将特定逻辑分区 (例如,逻辑分区 1) 分配给系统控制 OS 304。主 OS 301 以管理程序 (hypervisor) 模式操作。客户 OS 以监控程序 (supervisor)

模式操作。系统控制 OS 304 和应用程序以问题 (problem) 模式 (用户模式) 操作。

逻辑分区是在系统中接收资源分配的实体。例如, 将主存储器 103 分区为几个区域 (见图 1), 并且, 对每个逻辑分区赋予使用相应的区域的权限。下面列出了分配给逻辑分区的资源的类型。

- a) 物理处理器单位使用时间
- b) 虚拟地址空间
- c) 可由在逻辑分区中运行的程序访问的存储器
- d) 由控制 OS 使用以管理逻辑分区的存储器
- e) 事件端口
- f) 使用装置的权限
- g) 高速缓冲存储器分区
- h) 使用总线的权限

如先前所讨论的, 每个 OS 在逻辑分区内操作。OS 独占分配给逻辑分区的资源, 以处理各种数据。在很多情况中, 基于每个客户 OS, 为在系统上起作用的客户 OS 产生一个分区。对每个逻辑分区分配唯一标识符。系统控制 OS 304 通过将作为逻辑分区管理信息而生成的系统控制程序与标识符相关联, 而管理系统控制程序。

由主 OS 301 和系统控制 OS 304 生成逻辑分区。紧接在产生之后, 逻辑分区不具有资源, 并对可用资源没有设置限制。逻辑分区采用两个状态 (即, 活动状态和结束状态) 中的一个。紧接在产生之后的逻辑分区采用活动状态。逻辑分区响应于在逻辑分区中操作的客户 OS 的请求, 而转换到结束状态, 并停止分配给逻辑分区的所有逻辑处理器。

逻辑处理器是分配给逻辑分区的处理器, 并对应于任意物理处理器, 即, 图 2 的处理器组内的处理器。逻辑处理器和物理处理器不总是以一一对应方式彼此相关。单个逻辑处理器可对应于多个物理处理器。可替换地, 多个逻辑处理器可对应于单个物理处理器。由主 OS 301 确定逻辑处理器和物理处理器之间的对应关系。

主 OS 301 具有限制每个逻辑分区可用的资源量的功能。可对客户 OS 302 和客户 OS 303 在不与系统控制 OS 304 通信的情况下能够分配和释放的资源的使用量设置限制。

主 OS 提供具有以物理副处理器（作为计算资源）的抽象形式的逻辑副处理器的逻辑分区。如先前所讨论的，物理副处理器不是以一一对应方式与逻辑副处理器相关，并且，不需要物理副处理器在数目上与逻辑副处理器相同。根据需要，控制 OS 可由此使单个物理副处理器对应于多个逻辑副处理器。

如果逻辑副处理器的数目大于物理副处理器的数目，则控制 OS 以分时方式使用物理副处理器。逻辑副处理器可重复地停止，并随后恢复操作。副 OS 可监控这样的改变。

将处理数据的实体设置为分区。更具体地，将逻辑分区设置为在系统中共享资源的实体。对逻辑分区分配各种资源，如物理处理器的使用时间、虚拟地址空间、以及存储器空间。随后，使用所分配的资源来执行进程。在逻辑分区中设置与任意物理处理器相对应的逻辑处理器，并基于逻辑处理器而执行数据处理。逻辑处理器不总是基于一一对应的关系而对应于物理处理器。例如，单个逻辑处理器可对应于多个物理处理器，并且，多个逻辑处理器可对应于单个物理处理器。

如果使用逻辑处理器并行执行多个进程，则通过多个逻辑处理器调度物理处理器。更具体地，多个逻辑处理器以分时方式使用物理处理器。

参照图 4，讨论如何以分时方式来使用物理处理器。如图 4 (a) 所示，将与主 OS 和副 OS 中的一个相对应的单个逻辑处理器分配给单个物理处理器。逻辑处理器 (a) 独占物理处理器 (1)，而逻辑处理器 (b) 独占物理处理器 2。

如图 4 (b) 所示，被分配到单个物理处理器的多个逻辑处理器以分时方式执行进程。物理处理器 1 以逻辑处理器 $c \rightarrow a \rightarrow c \rightarrow a \rightarrow b \rightarrow c \rightarrow b$ 的次序而按照时间被共享。执行与主 OS 和副 OS 中的一个的进程相对应的每个逻辑处理器。物理处理器 2 以逻辑处理器 $b \rightarrow d \rightarrow b \rightarrow d \rightarrow c \rightarrow d \rightarrow a$ 的次序而按照时间被共享。执行与主 OS 和副 OS 中的一个的进程相对应的每个逻辑处理器。

本发明的一个实施例的信息处理设备是使用多个 OS 的多 OS 系统。如先前通过参照图 3 而讨论的，将多个 OS 划分为单个主 OS 和余下的副 OS。下面描述本发明的一个实施例的信息处理设备的主 OS 和副 OS 的功能和中断进程控制。

在中断进程中，诸如输入和输出装置或系统时钟的装置异步中断 CPU。

为接受中断并执行中断进程，作为物理处理器的 CPU 在当前进程的中间挂起当前的进程，执行中断进程，并随后在中断进程完成之后继续进行原始进程。在中断进程中，作为上下文表而产生与所保留的进程相对应的硬件状态信息，并根据需要而将其存储在存储器中。在完成中断进程之后，CPU 通过复原上下文而恢复硬件状态，并根据保留而继续进行进程。

下面列出了主 OS 和副 OS 的中断进程控制中的功能：

- (1) 主 OS 管理竞争资源，如设置中断屏蔽和中断向量。
- (2) 主 OS 记录处理数据的 OS（包括主 OS）的状态信息。
- (3) 代替直接控制中断屏蔽寄存器，副 OS 向主 OS 通知副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态。
- (4) 主 OS 接收所有中断请求，并仅在副 OS 可中断且可操作时传送所需的中断。

通过这些功能，

- (1) 在从副 OS 屏蔽所有中断的周期中，清空所有中断屏蔽。
- (2) 由于共享中断向量，产生主 OS 和副 OS 的集成图像，以减小使用的存储器。

下面，通过参照图 5 描述主 OS 的功能。图 5 是图解中断进程控制中的主 OS 510 的功能的框图。

主 OS 510 包括中断优先级管理器 511、副 OS 中断管理器 512、副 OS 中断向量管理器 513、中断因子注册管理器 514、执行 OS 状态管理器 515、中断传递器 516、执行 OS 切换控制器 517、中断进程结束通知器 518、以及中断保留控制器 519。下面描述每个元件的进程。

中断优先级管理器 511 基于与中断因子相对应的优先级而执行中断管理。中断进程包括为主 OS 设计的中断进程、以及为副 OS 设计的中断进程，并对每个中断设置优先级。在设置优先级时，利用低级和高级的二级优先级、或者三级或更多的多级优先级，对每个中断进程设置优先级。中断优先级管理器 511 确定与根据响应于中断因子而设置的优先级所引起的中断 530 相对应的进程。

副 OS 中断管理器 512 管理副 OS 的中断使能状态和中断禁用状态。如先前所讨论的，副 OS 520 向主 OS 510 通知副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态。响应于来自副 OS 520 的通知，主 OS 510 中的副 OS 中断管理器

512 存储与每个副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态有关的管理信息。

副 OS 中断管理器 512 将每个副 OS 的状态注册到状态表上, 所述状态表列出与每个副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态有关的状态。例如, 状态表包含中断屏蔽寄存器, 其将中断使能状态存储为 (0), 而将中断禁用状态存储为 (1)。副 OS 中断管理器 512 基于中断屏蔽寄存器管理每个副 OS 的状态。如果随同处于中断禁用状态 (即, 处于屏蔽状态) 的副 OS 而出现了中断请求, 则该中断请求必须等待。随着副 OS 处于中断禁用状态 (即, 处于屏蔽释放状态), 允许响应于中断请求的中断进程。

图 5 图解了单个副 OS 520。如先前通过参照图 3 而讨论的, 信息处理设备可容纳多个副 OS。主 OS 510 中的副 OS 中断管理器 512 存储与副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态有关的每个副 OS 的管理信息, 并响应于每个副 OS 的状态而执行中断进程控制。

图 6 图解了存储为副 OS 中断管理器 512 的管理信息的状态表。如图 6 所示, 状态表以相关形式列出了每个 OS 的状态的数据, 即, 与副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态有关的状态信息、与所保留的中断相关的信息、以及与进行中的中断进程相关的信息。一旦从每个副 OS 接收到状态通知, 副 OS 中断管理器 512 便响应于所接收的信息而更新状态表。响应于中断进程的出现、保留、传递和完成, 副 OS 中断管理器 512 在状态表中注册与每个中断被保留还是正在进行有关的状态。如果已完成了对应的中断进程, 则副 OS 中断管理器 512 从状态表中删除中断。

副 OS 中断向量管理器 513 管理每个副 OS 中的中断向量区域。中断向量是由中断因子定义的存储区域表, 并由中断进程例程的起始地址组成。接收中断的处理器检查来自存储区域的中断句柄的地址, 并跳转到该地址, 以开始中断进程。副 OS 中断向量管理器 513 管理副 OS 的中断向量区域。

中断因子注册管理器 514 存储并管理为主 OS 设计的中断因子和为副 OS 设计的中断因子的注册信息。可由 OS 所使用的 I/O 装置来修改主 OS 和副 OS 的中断因子。中断因子注册管理器 514 向每个 OS 注册和删除中断因子。中断因子包括来自诸如键盘或鼠标的输入单元的中断进程、以及来自网络接口的数据输入。

执行 OS 状态管理器 515 记录并管理在物理处理器上执行数据处理的 OS 的信息。

中断传递器 516 执行中断传递进程，即，确定要向哪个处理器或处理器组通知每个中断请求，以执行对应的中断进程。

执行 OS 切换控制器 517 控制切换要由处理器执行的各种数据处理（包括任务）。如先前所讨论的，将逻辑处理器分配到物理处理器。OS 按照时间共享至少一个处理器，以处理数据。OS 切换控制器 517 根据 OS 的处理器使用调度而切换 OS。

中断进程结束通知器 518 响应于中断请求而监控中断进程的执行状态，并向已执行被中断进程挂起的进程的 OS 通知中断进程的结束。当完成中断进程时，恢复与挂起的进程相对应的上下文，恢复挂起的进程的硬件状态，并随后继续进行原始进程。

中断保留控制器 519 执行中断保留控制进程。如先前所讨论的，在中断禁用状态中（即，在屏蔽状态中）出现的中断请求必须等待，直到释放屏蔽为止。中断保留控制器 519 管理待用状态上的保留中断。中断保留控制器 519 更新其内设置了中断保留信息的状态表，并且，如果在状态表中注册了所保留的中断，则向副 OS 520 通知所保留的中断。

下面，通过参照图 7 而描述主 OS 响应于副 OS 的两个状态，即“中断使能状态”和“中断禁用状态”执行的中断进程控制和状态转换。

如图 7 所示，步骤 S101-S104 示出了信息处理设备中的单个副 OS 的四个状态如下：

状态 S101：副 OS 启动。

状态 S102：初始化副 OS。

状态 S103：将副 OS 设置为处于中断禁用状态。

状态 S104：将副 OS 设置为处于中断使能状态。

其中，随着副 OS 处于以下状态中的一个：

状态 S103：中断禁用状态，以及

状态 S104：中断使能状态，

而发生以下事件中的一个：

事件 I201：主 OS 的中断，或

事件 I202：副 OS 的中断。

下面描述响应于副 OS 的四个状态 S101-S104 之间的每个转换的进程序列 1-9。当事件 I201（即，主 OS 的中断）和事件 I202（即，副 OS 的中断）

中的一个发生时，执行进程序列 1 至 9 中的一个。

[序列 1]

在从状态 S101（副 OS 启动）到状态 S102（副 OS 的初始化的完成）的状态转换中执行序列 1。

在此状态转换中，副 OS 向主 OS 通知由副 OS 使用的中断因子。作为对图 5 的中断因子注册管理器 514 的通知步骤而执行此步骤。

主 OS 的中断因子注册管理器 514 检查由副 OS 通知的中断因子，并将所允许的中断因子注册为副 OS 中断因子。

[序列 2]

响应于从步骤 S102（副 OS 的初始化的完成）到步骤 S103（副 OS 的中断禁用状态）的状态转换而执行序列 2。

在转换期间，副 OS 向主 OS 通知副 OS 处于中断禁用状态。作为对图 5 的副 OS 中断管理器 512 的通知步骤而执行此步骤。

一旦从副 OS 接收到副 OS 处于中断禁用状态的通知，主 OS 的副 OS 中断管理器 512 便在列出屏蔽状态的状态表（见图 6）中注册副 OS 的中断禁用状态。通过控制中断屏蔽寄存器 - 其中将中断禁用状态设置为（0），而将中断使能状态设置为（1）- 副 OS 中断管理器 512 设置用来指示副 OS 处于中断禁用状态的（屏蔽）状态。如果在此状态下输入了中断请求，则该中断请求必须等待。

[序列 3]

响应于从状态 S102（副 OS 的初始化的完成）到状态 S104（副 OS 的中断使能状态）的状态转换而执行序列 3。

在该状态转换期间，副 OS 向主 OS 通知副 OS 处于中断使能状态。作为对图 5 的副 OS 中断管理器 512 的通知步骤而执行该步骤。

一旦从副 OS 接收到副 OS 处于中断使能状态的通知，主 OS 中的副 OS 中断管理器 512 便在列出屏蔽状态的状态表（见图 6）中注册副 OS 的中断使能状态。通过控制中断屏蔽寄存器 - 其中将中断禁用状态设置为（0），而将中断使能状态设置为（1）- 副 OS 中断管理器 512 设置用来指示副 OS 处于中断使能状态的（屏蔽释放）状态。如果在此状态下输入了中断请求，则在不等待的情况下执行该中断请求。

主 OS 在状态表中检查当前保留的中断的存在。状态表列出与每个 OS 处

于中断使能状态还是中断禁用状态有关的 OS 状态信息、以及中断保留状态信息。图 5 的中断保留控制器 519 将中断保留状态信息写入到状态表。如果存在保留的中断，则中断保留控制器 519 向副 OS 通知所保留的中断。

[序列 4]

响应于从状态 S104（副 OS 中断使能状态）到状态 S103（副 OS 中断禁用状态）的状态转换而执行序列 4。

在该状态转换期间，副 OS 向主 OS 通知副 OS 从中断使能状态转换为中断禁用状态。作为对图 5 的副 OS 中断管理器 512 的通知步骤而执行此步骤。

一旦从副 OS 接收到副 OS 从中断使能状态转换为中断禁用状态的通知，主 OS 中的副 OS 中断管理器 512 便更新列出屏蔽状态的状态表（见图 6），即，将副 OS 的状态注册信息从中断使能状态改变为中断禁用状态。通过控制中断屏蔽寄存器 - 其中，将中断禁用状态设置为（0），而将中断使能状态设置为（1）-，副 OS 中断管理器 512 设置用来指示副 OS 处于中断禁用状态的（屏蔽）状态。如果在此状态下输入了中断请求，则该中断请求必须等待。

[序列 5]

响应于从状态 S103（副 OS 中断禁用状态）到状态 S104（副 OS 中断使能状态）的状态转换而执行序列 5。

在该状态转换期间，副 OS 向主 OS 通知副 OS 从中断禁用状态转换为中断使能状态。作为对图 5 的副 OS 中断管理器 512 的通知步骤而执行此步骤。

一旦从副 OS 接收到副 OS 从中断禁用状态转换为中断使能状态的通知，主 OS 中的副 OS 中断管理器 512 便更新列出屏蔽状态的状态表（见图 6），由此，将副 OS 的状态注册信息从中断禁用状态改变为中断使能状态。通过控制中断屏蔽寄存器 - 其中，将中断禁用状态设置为（0），而将中断使能状态设置为（1）-，副 OS 中断管理器 512 设置用来指示副 OS 处于中断使能状态的（屏蔽释放）状态。如果在此状态下输入了中断请求，则执行中断进程。

[序列 6]

在 S103 的副 OS 中断禁用状态中作为事件 I202 而出现副 OS 中断时执行序列 6。一旦检测到事件 I202，即，出现副 OS 中断，主 OS 便参照状态表，以确定副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态。现在，副 OS 处于中断禁

用状态。

在验证了副 OS 处于中断禁用状态之后，主 OS 在状态表上将该中断注册为被保留。

当前不执行、而是保留中断进程。

[序列 7]

在 S104 的副 OS 中断使能状态中作为事件 I202 而出现副 OS 中断时执行序列 7。

序列 7 中的进程取决于是由主 OS 还是副 OS 执行处理器的进程而变得不同。

(a) 主 OS 正在运行中

在使用处理器执行进程时，主 OS 作为事件 I202 而检测副 OS 中断。主 OS 参照副 OS 的状态表，以确定副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态。副 OS 处于中断使能状态 (S104)。

在验证了副 OS 处于中断使能状态之后，主 OS 检查该中断的优先级。利用高优先级或低优先级对该中断设置优先级。下面描述响应于高优先级和低优先级的中断进程。

(a-1) 高优先级的中断进程

如果所生成的中断因子处于高优先级，则执行以下进程 (1) 至 (7)。下面，[主 OS] 表示由主 OS 执行的进程，而[副 OS]表示由副 OS 执行的进程。

(1) [主 OS] 主 OS 将所生成的中断注册为正在被处理，作为响应于状态表 (图 6) 的中断的副 OS 的数据。

(2) [主 OS] 主 OS 将处理器的应用从主 OS 切换到副 OS。作为图 5 的 OS 切换控制器 517 的步骤而执行此切换步骤。

(3) [主 OS] 主 OS 将该中断传递到副 OS。作为图 5 的中断传递器 516 的步骤而执行此处理步骤。

(4) [副 OS] 副 OS 响应于该中断而执行中断进程。

(5) [副 OS] 在完成该中断进程之后，副 OS 向主 OS 通知该中断进程的完成。中断进程结束通知器从副 OS 接收结束通知。

(6) [主 OS] 主 OS 从状态表中删除与注册并完成的的中断进程相对应的条目。

(7) [主 OS] 在验证未输入其它高优先级中断之后，主 OS 从副 OS 切

换到主 OS。作为图 5 的 OS 切换控制器 517 的步骤而执行此处理步骤。

通过上述处理步骤，利用优先级而执行具有高优先级的副 OS 中断进程。下面描述低优先级的中断进程。如果所生成的中断因子处于低优先级，则主 OS 将所生成的中断在状态表（图 6）中注册为与该中断相对应的副 OS 的保留中断信息。

在此时间点上，不执行所生成的中断，而必须等待。

（b）副 OS 正在运行中

如果副 OS 使用处理器执行进程，则执行以下处理步骤。下面，[主 OS] 表示由主 OS 执行的进程，而[副 OS]表示由副 OS 执行的进程。

（1）[主 OS] 一旦检测到副 OS 中断的生成，主 OS 便参照副 OS 的状态表，以确定副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态。在此情况下，副 OS 处于中断使能状态（S104）。

（2）[主 OS] 在验证副 OS 处于中断使能状态之后，主 OS 将所生成的中断注册为正在被处理，作为响应于状态表（图 6）中的中断的副 OS 的数据。

（3）[主 OS] 主 OS 将中断请求传递给副 OS。作为图 5 的中断传递器 516 的步骤而执行此处理步骤。

（4）[副 OS] 副 OS 执行中断进程。

（5）[副 OS] 一旦完成了中断进程，副 OS 便向主 OS 通知中断进程的结束。图 5 的中断进程结束通知器 518 从副 OS 接收结束通知。

（6）[主 OS] 主 OS 从状态表中删除与注册并完成的中断进程相对应的条目。

副 OS 使用处理器执行响应于所生成的中断的中断进程。副 OS 如果处于中断使能状态，则在不等待的情况下执行中断进程。

总之，在序列 7 中、即在随同处于中断使能状态的副 OS 而出现副 OS 中断时，执行中断进程。

（A）如果主 OS 正在运行中，那么，

（A-1）响应于高优先级中断而执行中断进程，以及

（A-2）响应于低优先级中断而保留中断进程。

（B）如果副 OS 正在运行中，那么，不考虑中断的优先级而执行中断进程。

[序列 8]

如果随同处于 S103 的中断禁用状态的副 OS 而发生作为主 OS 中断的事件 I201, 则执行序列 8。

在此情况下, 同样, 序列 8 取决于是由主 OS 还是副 OS 执行使用处理器的进程而变得不同。

(a) 主 OS 正在运行中

如果在主 OS 使用处理器执行进程时, 主 OS 检测到作为主 OS 中断的事件 I201, 则将所生成的中断传递到主 OS。主 OS 执行中断进程。

(b) 副 OS 正在运行中

如果在副 OS 使用处理器执行进程时, 主 OS 检测到作为主 OS 中断的事件 I201, 则主 OS 检查所生成的中断的优先级。在这里使用低和高的两个优先级。下面分别描述响应于高优先级中断和低优先级中断的中断进程。

(b-1) 高优先级中断

如果中断因子处于高优先级, 则执行以下处理步骤 (1) 至 (7)。下面, [主 OS] 表示由主 OS 执行的进程, 而 [副 OS] 表示由副 OS 执行的进程。

(1) [主 OS] 主 OS 将处理器应用的进程从副 OS 切换到主 OS。作为图 5 的 OS 切换控制器 517 的步骤而执行该切换步骤。

(2) [主 OS] 主 OS 执行中断进程。

(3) [主 OS] 主 OS 将处理器应用的进程从主 OS 切换到副 OS。作为图 5 的 OS 切换控制器 517 的步骤而执行该切换步骤。

由此, 执行响应于高优先级中断的主 OS 中断进程。下面描述响应于低优先级中断的主 OS 中断进程。如果所生成的中断处于低优先级, 则主 OS 将所生成的中断在状态表 (图 6) 中注册为主 OS 的保留中断信息。

在此时间点上, 不执行所生成的中断, 而必须等待。

[序列 9]

如果随同处于 S104 的中断使能状态的副 OS 而发生作为主 OS 中断的事件 I201, 则执行序列 9。

此进程等同于在上面提到的序列 8 的进程。更具体地, 如果发生为主 OS 设计的中断, 则不考虑副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态而执行相同的进程。

下面总结响应于主 OS 中断而执行的进程 (序列 8 和 9)。

(A) 如果在主 OS 正在运行时出现中断, 则不考虑中断优先级而执行中

断进程。

(B) 如果在副 OS 正在运行时出现中断, 那么,

(B-1) 响应于高优先级中断而执行中断进程, 但

(B-2) 响应于低优先级中断而保留中断进程。

图 8 列出了执行处理器应用的进程的 OS (正在运行的 OS)、优先级 (高或低)、中断目标 OS、以及中断目标 OS 的中断使能和禁用状态。如所列出的, 可能存在 16 个状态设置情形。

根据本发明的一个实施例, 主 OS 存储并管理与每个副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态有关的、所有副 OS 的状态信息 (图 7 的状态表)。

下面总结对副 OS 中断进程和主 OS 中断进程的响应。

[对副 OS 中断进程的响应]

当发生为副 OS 设计的中断时, 主 OS 参照状态表。如果副 OS 处于中断禁用状态, 则主 OS 在状态表中将所生成的中断设置并注册为被保留 (序列 6)。

如果副 OS 处于中断使能状态, 则取决于执行处理器应用的进程的 OS 是主 OS 还是副 OS, 而如下执行中断保留进程或中断进程 (序列 7)。

(A) 如果主 OS 正在运行中, 那么,

(A-1) 响应于高优先级中断而执行中断进程, 但

(A-2) 响应于低优先级中断而保留中断进程。

(B) 如果副 OS 正在运行中, 则不考虑中断的优先级而执行中断进程。

[对主 OS 中断进程的响应]

当发生为主 OS 设计的中断时, 取决于执行处理器应用的进程的 OS 是主 OS 还是副 OS, 而如下执行中断保留进程或中断进程 (序列 8 和 9)。

(A) 如果主 OS 正在运行中, 则不考虑中断的优先级而执行中断进程。

(B) 如果副 OS 正在运行中, 那么,

(B-1) 响应于高优先级中断而执行中断进程, 但

(B-2) 响应于低优先级中断而保留中断进程。

主 OS 基于所有副 OS 的状态信息 (即, 取决于每个副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态)、生成中断时的状态信息 (即, 中断的优先级)、以及所生成的中断是为主 OS 还是副 OS 设计的, 而控制中断进程和中断保留进程的执行。

根据本发明的实施例, 不将屏蔽中断的权限交递给副 OS。副 OS 向主

OS 通知副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态。基于该通知，主 OS 控制对副 OS 的中断屏蔽。此配置克服了副 OS 根据副 OS 自身的屏蔽控制而保留所需的中断进程的不便。由此，由主 OS 控制所有中断进程。由于主 OS 中的副 OS 中断向量管理器 513（见图 5）管理副 OS 的中断向量区域，所以，与由各个 OS 执行中断向量管理的情况不同，共享了中断向量。如先前所讨论的，中断向量是由中断因子定义的存储区域的表。例如，中断因子由中断进程例程的起始地址组成。接收中断的处理器检查来自存储区域的中断句柄的地址，并跳转到该地址，以开始中断进程。主 OS 和副 OS 共享中断向量，并且由此，减小了所需存储区域。

已通过参照特定实施例而讨论了本发明。显然，本领域的技术人员可对实施例做出修改和改变，而不背离本发明的范围。已仅为示例目的而公开了本发明的实施例，并且，其不意图限制本发明的范围。仅通过参照所附权利要求而确定本发明的范围。

可通过软件、硬件或其组合来执行以上参考步骤系列。如果通过软件来执行该步骤系列，那么，例如，从记录介质或经由网络而将形成软件的程序安装到合并于硬件结构中的计算机上，或安装到执行各种处理的通用计算机。

可预先将该程序记录到作为记录介质的硬盘和只读存储器（ROM）中的一个，还可将该程序临时或永久地存储（记录）在可移动记录介质上。记录介质包括软盘、致密盘只读存储器（CD-ROM）、磁光（MO）盘、数字多用盘（DVD）、磁盘、半导体存储器等。可以封装软件提供这样的可移动介质。

可将该程序从可移动记录介质安装到计算机。可以无线方式将该程序从下载站点传送到计算机。还可经由诸如 LAN（局域网）和因特网中的一个的网络而以有线方式传送该程序。随后，由计算机接收该程序，并将其安装到例如计算机中的硬盘的记录介质上。

在此说明书中讨论的处理步骤以所述的时序次序依次执行。可替换地，可并行或分别执行所述步骤。在此说明书中，系统表示由多个设备组成的逻辑系统，而每个设备的元件不一定被包含在相同的包装(机箱)中。

[工业应用性]

根据本发明的实施例，在并行运行多个操作系统的系统中设置执行中断进程的主操作系统（OS）。利用执行中断控制进程的主 OS，减小了整个系统的屏蔽时间，改善了中断响应，并有效率地执行数据处理。

根据本发明的实施例，设置执行中断进程控制的主 OS，并且，不将设置中断屏蔽的权限转交给主 OS 之外的副 OS。副 OS 向主 OS 通知副 OS 处于中断使能状态还是中断禁用状态。主 OS 控制副 OS 的中断屏蔽。此配置防止副 OS 保留由于自身的屏蔽控制而造成的所需中断进程。根据主 OS 的意图，而控制所有中断进程。由此，利用优先级而执行所需中断进程。

根据本发明的实施例，在主 OS 中设置副 OS 中断向量管理单元。通常，主 OS 管理副 OS 的中断向量区域。与由 OS 各自执行的中断向量管理不同，共享了中断向量，并减小了存储区域。

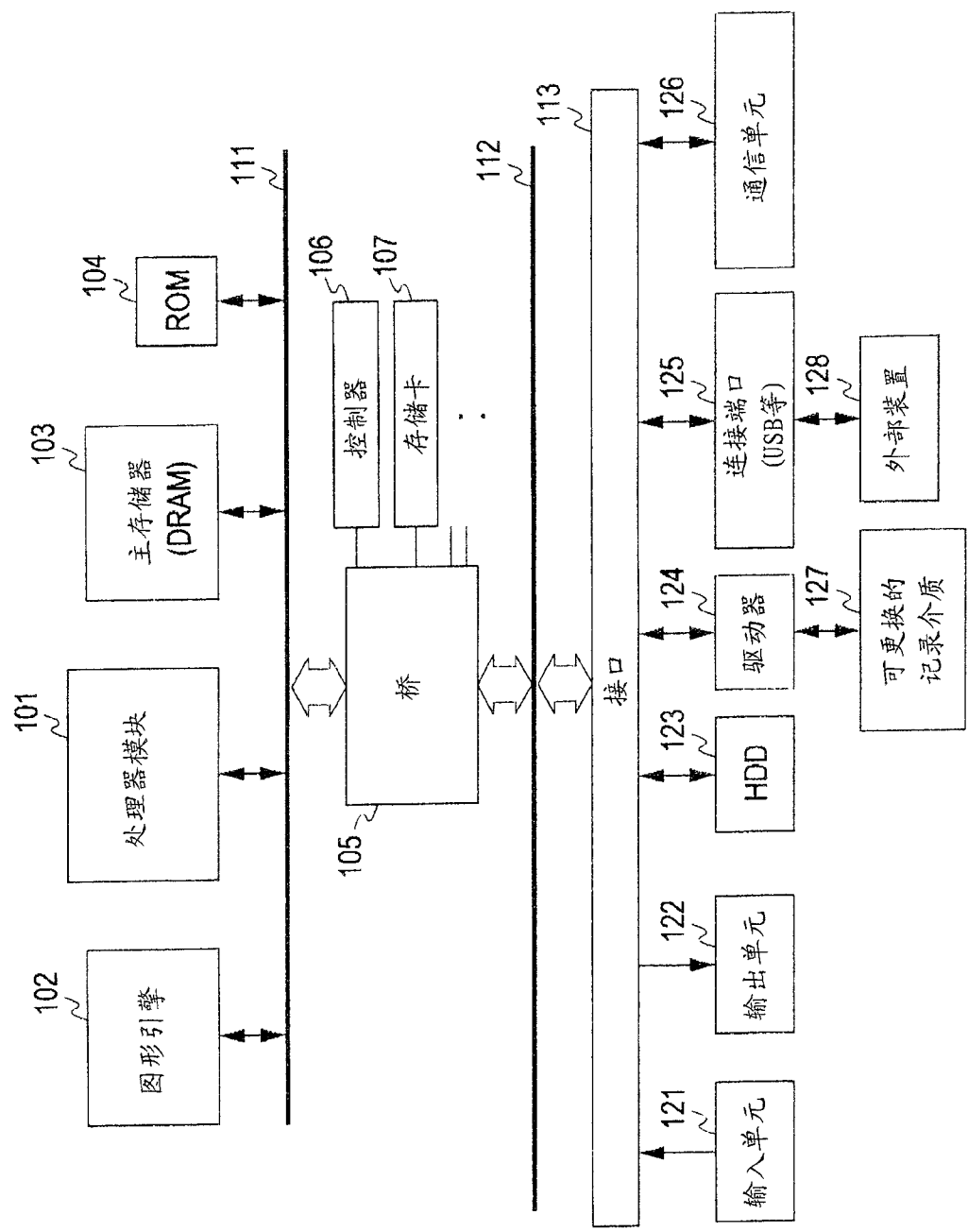


图 1

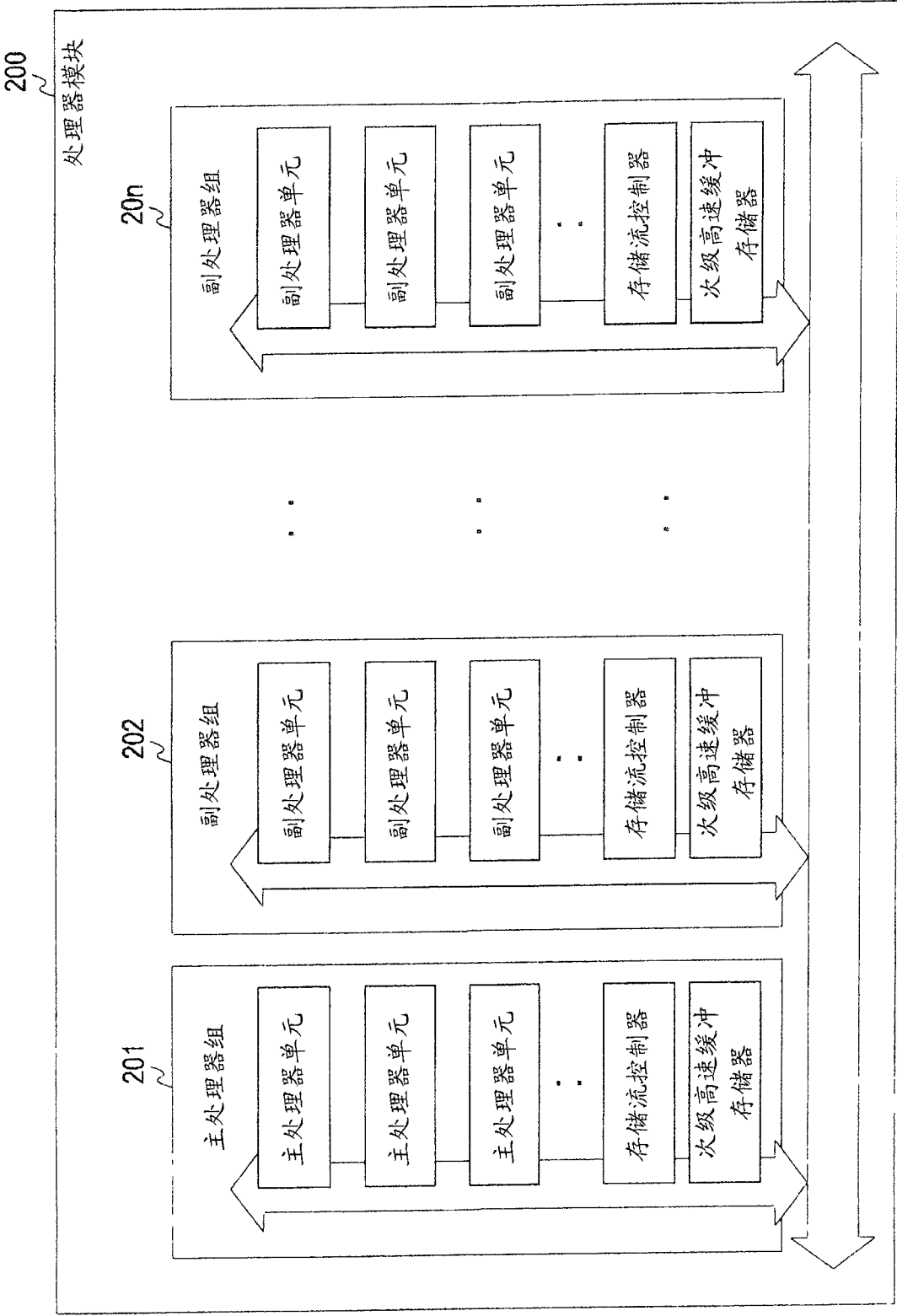


图 2

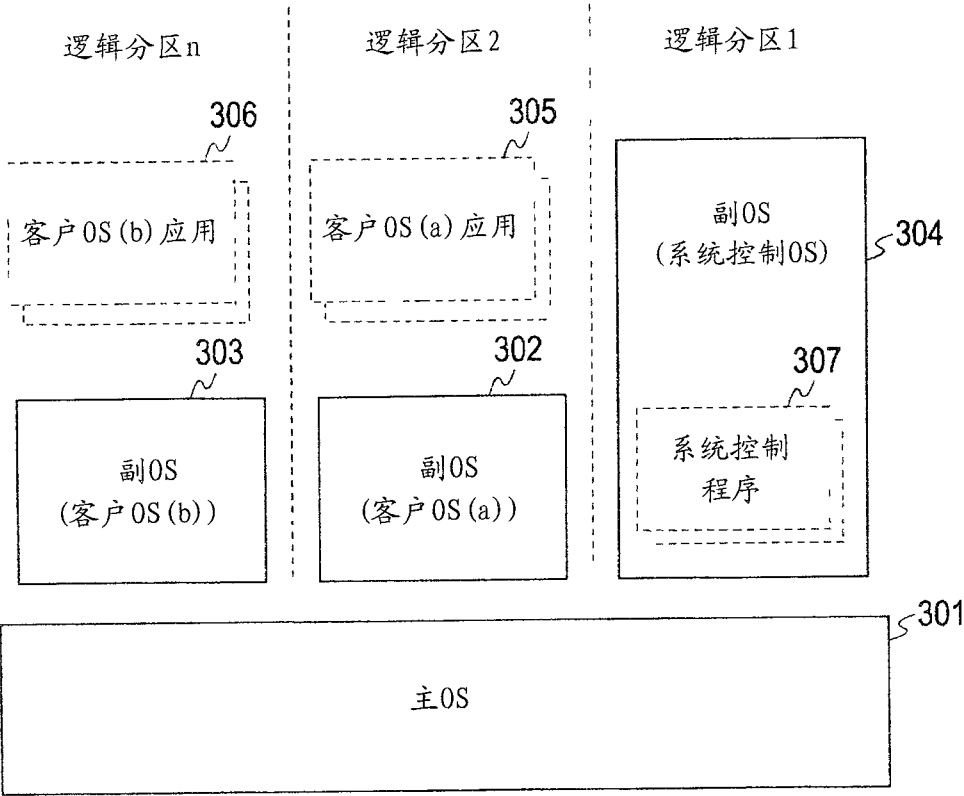


图 3

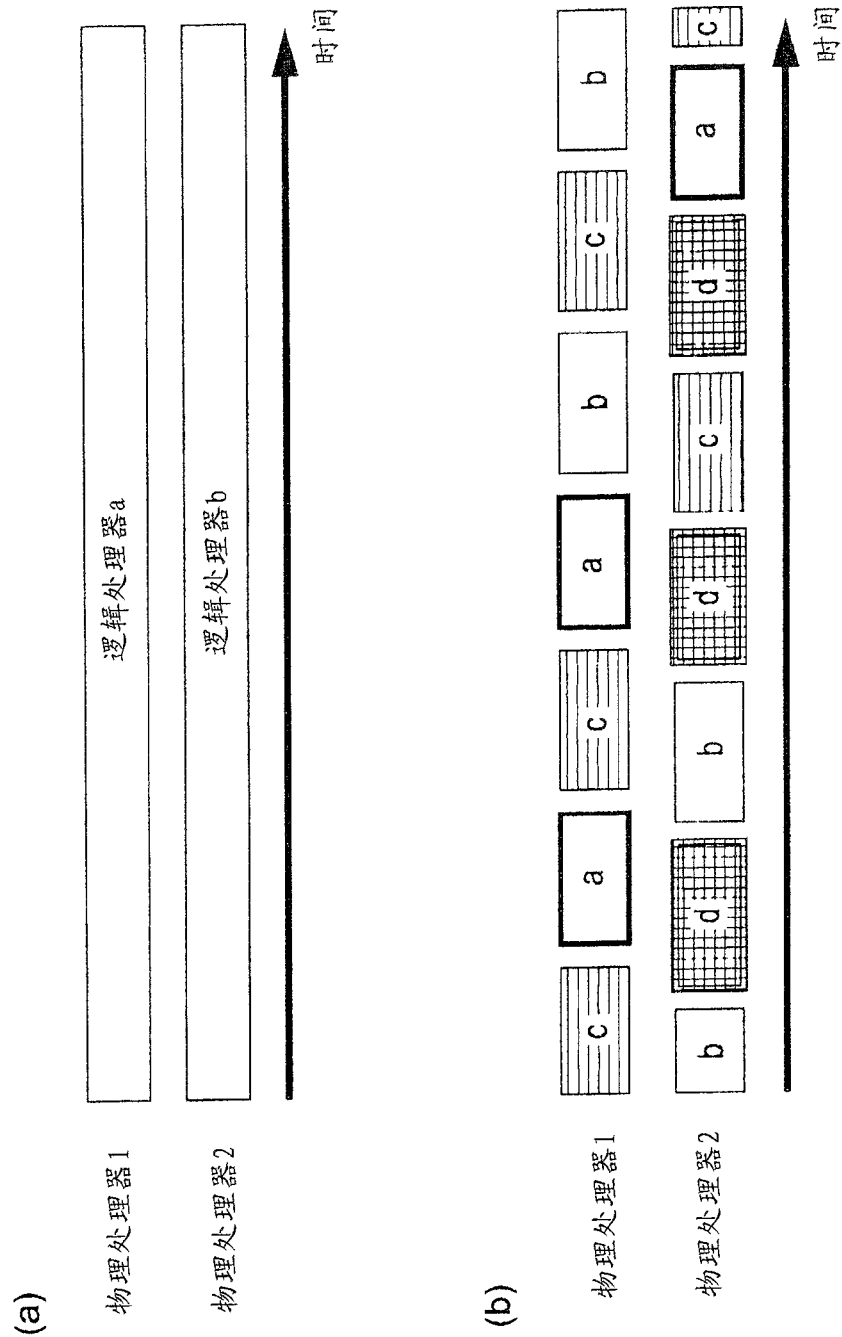


图 4

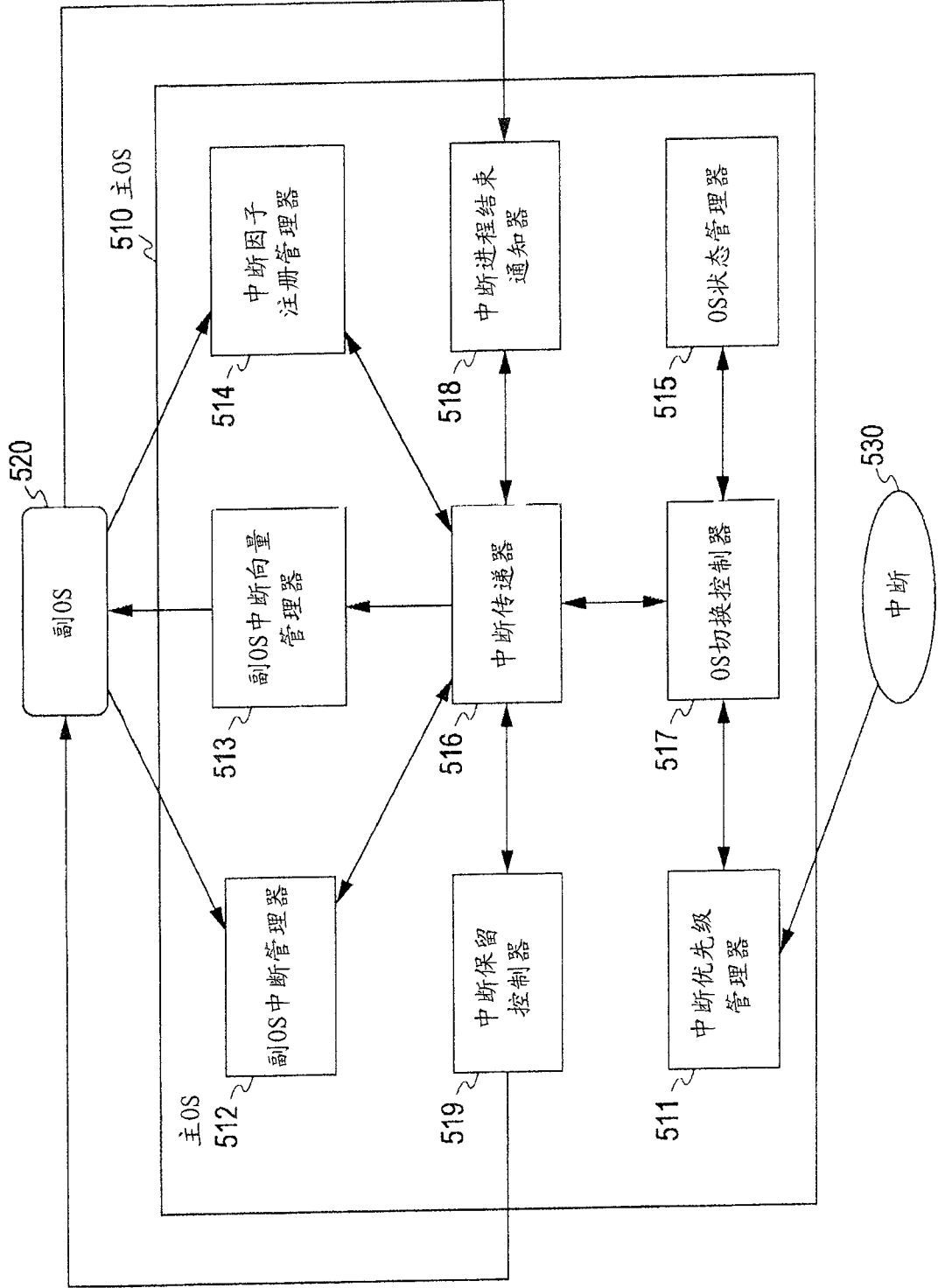


图 5

OS类型	中断使能状态 或 中断禁用状态	保留中断	处理中断
主OS	禁用	—	—
副OS-1	使能	—	中断e
副OS-2	禁用	中断a 中断b	—
⋮ ⋮	⋮ ⋮	⋮ ⋮	⋮ ⋮
副OS-n	禁用	中断c 中断d	—

图 6

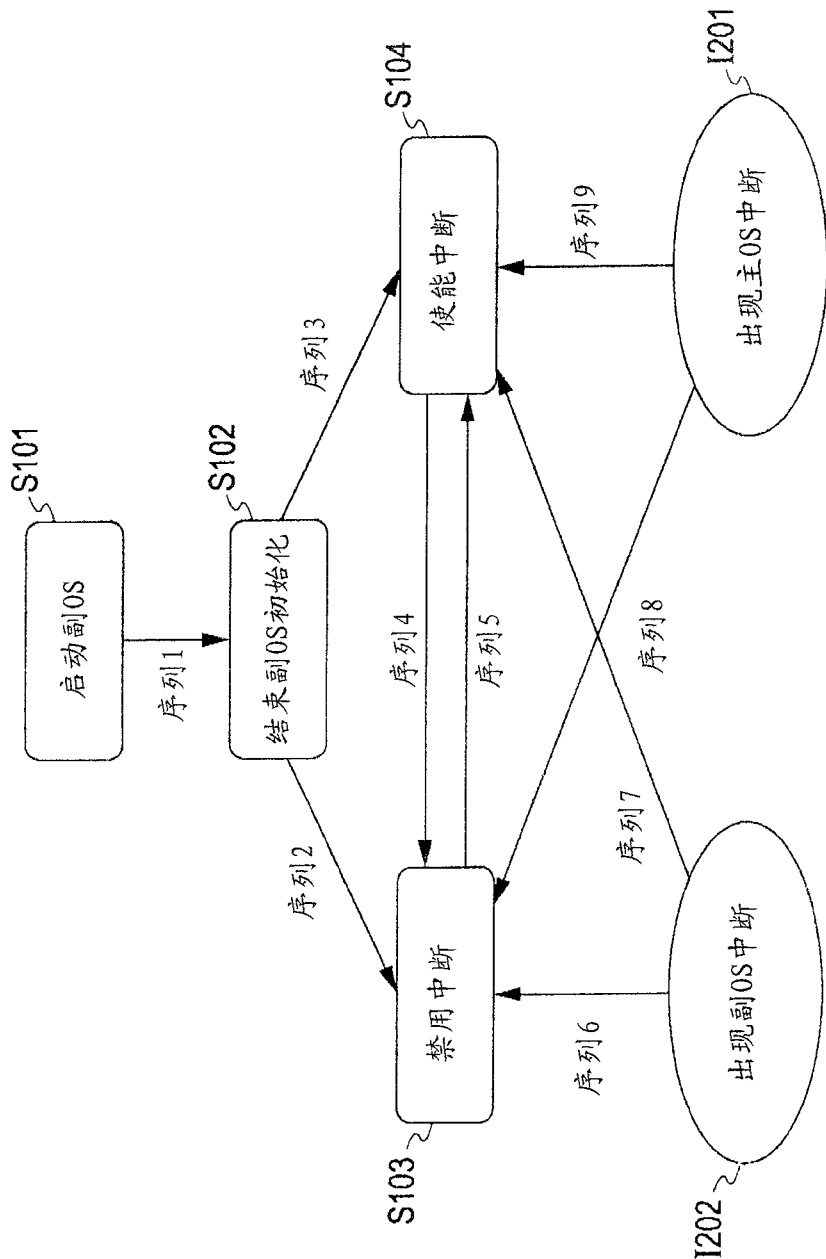


图 7

情形	正在运行中的OS	中断优先级	中断目标OS	中断目标OS的中断使能/禁用状态
情形01	副OS	低	主OS	中断使能
情形02	副OS	低	主OS	中断禁用
情形03	副OS	低	副OS	中断使能
情形04	副OS	低	副OS	中断禁用
情形05	副OS	高	主OS	中断使能
情形06	副OS	高	主OS	中断禁用
情形07	副OS	高	副OS	中断使能
情形08	副OS	高	副OS	中断禁用
情形09	主OS	低	主OS	中断使能
情形10	主OS	低	主OS	中断禁用
情形11	主OS	低	副OS	中断使能
情形12	主OS	低	副OS	中断禁用
情形13	主OS	高	主OS	中断使能
情形14	主OS	高	主OS	中断禁用
情形15	主OS	高	副OS	中断使能
情形16	主OS	高	副OS	中断禁用

图 8