

[19] 中华人民共和国国家知识产权局

[51] Int. Cl.

H04L 1/00 (2006.01)

H04B 7/26 (2006.01)

H04L 12/28 (2006.01)



[12] 发明专利申请公布说明书

[21] 申请号 200780046738.X

[43] 公开日 2009 年 10 月 28 日

[11] 公开号 CN 101569123A

[22] 申请日 2007.10.16

[21] 申请号 200780046738.X

[30] 优先权

[32] 2006.10.17 [33] US [31] 11/550,009

[86] 国际申请 PCT/US2007/081492 2007.10.16

[87] 国际公布 WO2008/097384 英 2008.8.14

[85] 进入国家阶段日期 2009.6.17

[71] 申请人 霍尼韦尔国际公司

地址 美国新泽西州

[72] 发明人 A·罗伊 曾冬松

A·V·马哈塞南 V·S·科尔

[74] 专利代理机构 中国专利代理(香港)有限公司

代理人 王 岳 刘春元

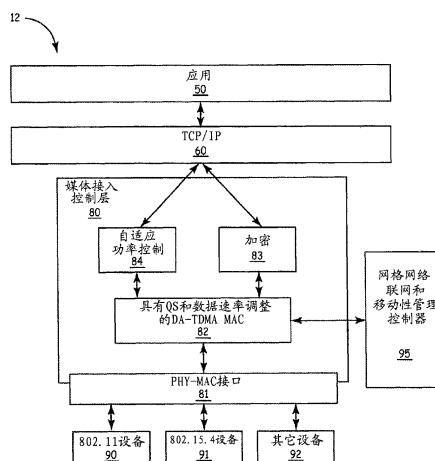
权利要求书 3 页 说明书 23 页 附图 10 页

[54] 发明名称

动态的可自动重新配置的时分多址

[57] 摘要

通过在节点的媒体接入控制层处从网络的节点接收用于传输的数据分组和根据应用需要的服务质量确定用于数据分组的时隙分配，而动态重新配置网络的方法。应用需要的服务质量根据由数据分组所需要的时隙数目、应用规定的的数据速率、应用规定的延时要求和应用规定的保留的重新尝试数目、以及对于数据分组的应用相关联的优先权值中的至少一项而被确定。对于时分多址，媒体接入控制层被启用。



1. 一种动态重新配置网络(10)的方法, 该方法包括:

在节点的媒体接入控制层(180)处从网络的节点(102)接收用于传输的数据分组(355), 其中对于时分多址, 媒体接入控制层被启用; 以及

根据应用需要的服务质量确定用于数据分组的时隙分配, 其中应用需要的服务质量根据数据分组所需要的时隙数目(n_s)、应用规定的数据速率、应用规定的延时要求、和应用规定的保留的重新尝试数目、以及对于数据分组的应用相关联的优先权值中的至少一项而被确定。

2. 如权利要求 1 所述的方法, 还包括:

以当前的数据速率从网络(10)的另一个节点(100)接收数据分组(355);

确定接收的数据分组的发射机(112)是否以最大功率发射;

确定接收的信号功率是否低于可靠检测功率阈值; 以及

根据肯定的确定, 把分组错误发送到接收的数据分组的发射机, 其中发射机并不根据分组错误以等于和超过当前的数据速率的数据速率重发数据分组。

3. 如权利要求 1 所述的方法, 还包括:

根据用于消息验证码的键入散列法, 进行数据分组(355)的完整性测试; 以及

根据高级加密标准加密数据分组。

4. 如权利要求 1 所述的方法, 还包括:

根据指数加权的移动平均计算, 自适应地控制传输功率。

5. 如权利要求 1 所述的方法, 还包括:

以当前的数据速率从网络中的另一个节点接收数据分组(355);

确定接收的数据分组的发射机(112)是否以最大功率发射;

确定接收的信号功率是否低于可靠检测功率阈值;

根据肯定的确定, 把分组错误发送到接收的数据分组的发射机, 其中发射机并不根据分组错误以当前的数据速率重发数据分组;

根据用于消息验证码的键入散列法, 进行数据分组的完整性测试;

根据高级加密标准加密数据分组; 以及

根据指数加权的移动平均计算, 自适应地控制传输功率。

6. 如权利要求 1 所述的方法, 其中确定时隙分配包括:

根据计算的数据分组长度和由应用规定的数据分组周期性分配时隙分配。

7. 如权利要求 1 所述的方法, 其中确定时隙分配包括:

确定对于数据速率是否可获得足够的带宽;

确定每个超帧(330)所需要的时隙数目(n_s);

计算时隙持续时间 T_{slot} ;

计算所期望的时刻 t_n , 以便确定所期望的时隙;

搜索最接近于所期望的时隙的时隙; 以及

根据该搜索分配时隙。

8. 如权利要求 1 所述的方法, 其中确定时隙分配包括:

确定每个超帧(330)所需要的时隙数目;

计算时隙持续时间 T_{slot} ;

搜索在超帧中的可用的时间单元中的时隙;

确定时隙位置是否被定位; 以及

根据时隙位置被定位的确定来分配时隙。

9. 一种动态自动重新配置的时分多址网络(10), 包括:

多个网络节点(111), 与至少一种类型的物理层接口;

至少一个接入节点(100), 通信地耦合到多个网络节点(111)中的至少一个非重叠的子集(101);

在每个网络节点和每个接入节点中的媒体接入控制层(MAC), 对于时分多址和载波感测多址之一, 启用该媒体接入控制层, 其中媒体接入控制层适于分配数据分组(355)给超帧(330)中的时隙, 该分配是基于应用需要的服务质量, 其中应用需要的服务质量根据数据分组所需要的时隙数目(n_s)、应用规定的数据速率、应用规定的延时要求、和应用规定的保留的重新尝试数目、以及对于数据分组的应用相关联的优先权值中的至少一项而被确定。

10. 一种包括程序指令的程序产品, 被体现在存储介质上, 程序指令可操作来使得可编程处理器来:

在节点的媒体接入控制层(180)处从网络(10)的节点(102)接收用于传输的数据分组(355), 其中对于时分多址, 媒体接入控制层被启用; 以及

根据应用需要的服务质量确定用于数据分组的时隙分配, 其中时

隙分配根据数据分组所需要的时隙数目、应用规定的速率、应用规定的延时要求、和应用规定的保留的重新尝试数目、以及对于数据分组的应用相关联的优先权值中的至少一项而被确定。

动态的可自动重新配置的时分多址

本申请涉及到 2006 年 5 月 1 日提交的、标题为“DETERMINISTIC POWER-AWARE WIRELESS NETWORK”的美国专利申请序列号 No.11/381,021 (律师案号 H0008251-5601) (这里也称为“021 申请”)。021 申请在此引入以供参考。

背景技术

典型的市面上销售的现有的(COTS)无线设备不满足大多数航天应用的电磁干扰/射频干扰、环境和认证要求。这些 COTS 无线产品对于每种工作方案需要很大的人的干预来配置它们。广泛部署的无线技术,包括电气和电子工程师协会(IEEE) 802.11 和 IEEE 802.15.4, 使用具有冲突避免的载波感测多址(CSMA/CA)技术用于信道接入。虽然 CSMA/CA 技术是熟知的适合于可变的和不可预期的业务(traffic), 但当业务是可预期或常规时, 它们因严重地控制开销而受到损害。另外, 当前的 802.11 和 802.15.4, 由于 CSMA/CA 的概率性质(probabilistic nature) 和在无线节点之间没有进行优先化, 而没有服务质量(QoS)保证。IEEE 标准 802.11e 包括对 802.11 的 QoS 扩展。在 802.11e 中, 业务优先权由业务类别(TC)区分, 而 QoS 通过两种工作模式管理: (1)增强的分布式协调功能(EDCF); 和(2)混合协调功能(HCF)。虽然 802.11e 以高的控制开销为代价提供较好的媒体接入概率给较高的优先权业务, 但它仍旧没有提供任何 QoS 保证给应用。

在大多数航天应用中, 诸如视频、音频、传感器/致动器数据、和实时控制信号那样的数据业务是可预测的或常规的。而且, 诸如控制信号和传感器/致动器数据那样的某些数据业务通常要求某种类型的保证的 QoS。

很难优化资源的使用来将网络吞吐量最大化和将网络能力消耗最小化。随着网络大小增加, 最佳解的计算变得过高的复杂化。某些无线时分多址(Time Division Multiple Access; TDMA)技术, 例如蓝牙和低能量自适应集群分级(low energy adaptive clustering hierarchy; LEACH), 以随机数据业务的通常的应用开始, 佳化用于吞吐量或能量

节省或二者的资源。为了是可计算的，蓝牙和 LEACH 作出对于它们的应用施加限制的假设。

例如，蓝牙限于集群中的 8 个活动（active）的节点。LEACH 是对于无线传感器网络的能量效率的协议，其是 CSMA、TDMA 和码分多址(code division multiple access；CDMA)的混合物。

在 LEACH 中，广告阶段和集群建立阶段使用 CSMA，计划（schedule）创建和数据传输使用 TDMA。在一个集群内的节点通过使用与附近的集群的 CDMA 码不同的 CDMA 码互相通信，以避免被来自附近集群的信号弄乱。除了它的算法复杂性以外，LEACH 假设每个节点先验地知道对于网络的集群的最佳平均数目。这个假设使得 LEACH 不能适配于动态改变的网络拓扑。

用于 TDMA 技术的数据速率适配是基于检测的分组错误而完成的。发射机在一定数目的成功的传输后切换到更高的传输速率，以及在固定数目的接连的失败后改变到较低的速率。这种分组错误方法由于有来自周期地尝试较高的数据速率的失败而浪费资源。

发明内容

本发明描述通过在节点的媒体接入控制层处从网络的节点接收用于传输的数据分组并且根据应用需要的服务质量来确定用于数据分组的时隙分配而动态地重新配置网络的方法。应用需要的服务质量根据数据分组所需要的时隙（slot）数目、应用规定（application-specified）的数据速率、应用规定的延时要求、和应用规定的保留的重新尝试（retry）数目、和对于数据分组的应用相关联的优先权值中的至少一项而被确定。对于时分多址，媒体接入控制层被启用。

附图说明

图 1A 是按照本发明的无线动态可自动重新配置（wireless dynamic auto-reconfigurable）的时分多址管理的网络的实施例的框图。

图 1B 是按照本发明的无线动态可自动重新配置的时分多址管理的网络的实施例的框图。

图 2A 是在按照本发明的无线动态可自动重新配置的时分多址管理的网络中的接口节点（interfaced node）的一个实施例的框图。

图 2B 是在按照本发明的无线动态可自动重新配置的时分多址管理的网络中的接口节点的一个实施例的框图。

图 3 是按照本发明的通信协议堆栈的一个实施例的框图。

图 4 示出用于按照本发明的无线动态可自动重新配置的时分多址管理的网络的基本系统操作过程的流程图。

图 5 是按照本发明的超帧和时隙持续时间 (slot duration) 结构的框图。

图 5i 是按照本发明的时隙持续时间结构。

图 6 是示例性物理层收敛过程 (convergence procedure) 帧格式。

图 7 是管理按照本发明的网络的方法的流程图。

图 8 是确定按照本发明的用于数据分组的时隙分配的方法的一个实施例的流程图。

图 9 是按照本发明根据数据的服务质量分配用于数据的时隙的方法的一个实施例的流程图。

按照通常的实践, 各种描述的特征没有按比例画出, 而是被画成强调与本发明相关的特征, 参考符号在整个附图和文本中表示相同的单元。

具体实施方式

在以下的详细说明中, 参考了构成详细说明的一部分的附图, 其中借助于图示进行显示, 可以实践本发明的具体的说明性实施例。这些实施例被充分详细地描述, 使得本领域技术人员能够实践本发明, 应当看到, 可以利用其它实施例, 并可作出逻辑的、机械的和电气的改变而不背离本发明的范围。所以, 以下的详细说明并不是在限制的意义作出的。

图 1A 是按照本发明的无线动态可自动重新配置的时分多址管理的网络 10 的实施例的框图。无线动态可自动重新配置的时分多址 (DA-TDMA) 管理的网络 10 (在这里也称为“网络 10”) 包括接入节点 100, 其与多个网络节点 102-108 (在这里也称为“网络节点 102-108”) 通信。网络 10 被配置成星形拓扑。接入节点 100 包括一个或多个处理器 114、接收机 110、和发射机 112。在这个实施例的一个实施方案中, 接收机 110 和发射机 112 是一个设备, 诸如收发信机。在这个实施例

的另一个实施方案中，网络节点 102-108 包括传感器。在这个实施例的再一个实施方案中，至少一个处理器 124 是功率感知（power-aware）的处理器，正如在 021 申请中所描述的。

网络节点 102-108 包括一个或多个处理器 124、接收机 120 和发射机 122。网络节点 102-108 每个与至少一种类型的物理层接口。在这个实施例的一个实施方案中，接收机 120 和发射机 122 是一个设备，被称为“收发信机”。在这个实施例的另一个实施方案中，网络节点 102-108 包括传感器。在这个实施例的再一个实施方案中，至少一个处理器 124 是功率感知的处理器，正如在 021 申请中所描述的。

作为例子但不作为限制，术语“无线通信”包括经由按照包括 IEEE 801.11, IEEE 801.15, IEEE 801.16, 和 IEEE 801.15.4a 的无线通信标准实施的各种设备和部件的无线连接。网络节点 100-108 以数据分组发送数据。链接的节点在这里也被称为“通信地耦合的节点”，其中无线连接在信息交换中被使用。

在这个实施例的一个实施方案中，一个或多个网络节点 102-108 是从网络节点 102-108 的本地环境中检测环境参数的无线传感器。在这个实施例的另一个实施方案中，无线 DA-TDMA 管理网络 10 是不带有传感器节点的无线局域网(LAN)。

图 1B 是按照本发明的无线动态可自动重新配置的时分多址 (DA-TDMA)管理的网络 11 的实施例的框图。无线 DA-TDMA 管理的网络 11，在这里也称为“网络 11”，被配置为网格网络（mesh-network）拓扑。DA-TDMA 管理网络 11 包括多个接入节点 100, 400 和 500，它们每个通信地耦合到通常用标号 111 代表的多个网络节点的非重叠子集（subset）。非重叠子集通常用标号 101, 401 和 501 代表。子集 101 包括网络节点 102, 104 和 108。子集 401 包括网络节点 402, 404 和 408。子集 501 包括网络节点 502, 504 和 508。由于子集 101, 401 和 501 互不重叠，每个网络节点 102, 104, 108, 402, 404, 408, 502, 504 和 508 仅仅由一个接入节点 100, 400 或 500 控制。

接入节点 100、400 和 500 包括一个或多个处理器 114、接收机 110 和发射机 112，如以上参照图 1A 描述的。网络节点 102, 104, 108, 402, 404, 408, 502, 504 和 508 包括一个或多个处理器 124、接收机 120 和发射机 122，如以上参照图 1A 描述的。

网络节点 102, 104, 108, 402, 404, 408, 502, 504 和 508 接口到至少一种类型的物理层。媒体接入控制层 (media access control layer) 是处在网络节点 102, 104, 108, 402, 404, 408, 502, 504 和 508 以及接入节点 100, 400 和 500 中的每个中。

如图 1B 所示, 在网络 11 中的接入节点 100, 400 和 500 中的每个分别包括路由器 113, 413 和 513, 以第一频率通信地耦合到在网络 11 中的其它接入节点 100, 400 和 500。每个接入节点 100, 400 和 500 以第二频率分别通信地耦合到多个网络节点 111 的非重叠子集 101, 401 和 501 中的一个。这样, 网格网络的媒体接入控制由 TDMA 与频分多址 (FDMA) 的组合控制。

在这个实施例的一个实施方案中, 网络 11 中的接入节点 100, 400 和 500 中的每一个以一个频率通信地耦合到其它接入节点(经由各自的路由器 113, 413 和 513)和非重叠子集 101, 401 和 501。这样, 网格网络的媒体接入控制由 TDMA 控制, 而不用 FDMA。如果多个接入节点被减小为单个接入节点, 则所有的网络节点都处在子集 111 内, 并且网络 11 被减小为网络 10 的星形拓扑配置。

在这个实施例的另一个实施方案中, 网络节点 102, 104, 108, 402, 404, 408, 502, 504 和 508 中的一个或多个是用来从网络节点 102-108 的本地环境中检测环境参数的无线传感器。在这个实施例的再一个实施方案中, 无线 DA-TDMA 管理网络 11 是不带有传感器节点的无线局域网(LAN)。

DA-TDMA 管理网络 10 和 11 可应用于航天应用, 它包括机上文娱活动 (on-board entertainment)、智能引擎控制、电缆替换等等。DA-TDMA 管理网络 10 和 11 降低了控制开销、提高了吞吐量、提供了保证的服务质量和降低了能量消耗。DA-TDMA 管理网络 10 还提供 MAC 层灵活性, 它自动通过管理信息库(MIB)交互检测基础物理层的类型并且在诸如 802.11, 802.15.4 无线电的不同的物理层上运行。

图 2A 是在按照本发明的无线动态可自动重新配置的时分多址管理网络 10 中的接口节点 12 的一个实施例的框图。媒体接入控制层 80 经由物理媒体接入控制(PHY-MAC)接口 81 通信地耦合到包括按照电气和电子工程师协会 802.11 标准实施的硬件的一个或多个物理设备 90、包括按照电气和电子工程师协会 802.15.4 标准实施的硬件的一个

或多个物理设备 91、和包括按照其它标准实施的硬件的一个或多个物理设备 92。

媒体接入控制层 80 包括具有服务质量和数据速率适配能力 (capability) 的 DA-TDMA 媒体接入控制 82, 在这里也称为“TDMA 82”。媒体接入控制层 80 还包括自适应功率控制能力 84 和加密能力 83。媒体接入控制层 80 通信地耦合到网格网络联网和移动性管理控制器 95, 在这里也称为“控制器 95”。

媒体接入控制层 80 通信地耦合到传输控制协议(TCP)/互联网协议 (IP) 层 60, 在这里也称为“TCP/IP 层 60”。传输控制协议 TCP/IP 层 60 与应用层 50 通信地耦合。

如图 2A 所示, 对于时分多址, 媒体接入控制层被启用。媒体接入控制层 80 根据应用需要的服务质量把数据分组分配给超帧中的时隙。应用需要的服务质量根据由数据分组需要的时隙数目、应用规定的速率、应用规定的延时要求、应用规定的保留的重新尝试数目、和对于数据分组的应用相关的优先权值中的至少一项而被确定。

在这个实施例的一个实施方案中, 自适应功率控制能力 84 没有被包括在媒体接入控制层 80 中。在这个实施例的另一个实施方案中, 加密能力 83 没有被包括在媒体接入控制层 80 中。在这个实施例的又一个实施方案中, 自适应功率控制能力 84 和加密能力 83 没有被包括在媒体接入控制层 80 中。在这个实施例的再一个实施方案中, 在 021 申请中所描述的功率感知的能力被包括在媒体接入控制层 80 中。在这个实施例的另一个实施方案中, 加密能力是在如在 021 申请中所描述的应用层 50 中。在网络 10 和 11 的实施例的一个实施方案中, 接入节点和网络节点与物理设备和在如图 2 所示的网络中的其它节点相接口。

图 2B 是在按照本发明的无线动态可自动重新配置的时分多址管理的网络中的接口节点 13 的一个实施例的框图。节点 13 的接口与节点 12 的接口的不同点在于, 节点 13 具有 CSMA 和/或 TDMA 能力。媒体接入控制层 86 经由物理媒体接入控制(PHY-MAC)接口 88 通信地耦合到一个或多个物理设备 90, 91, 92, 如以上参照图 2A 描述的。媒体接入控制层 86 包括具有服务质量和数据速率适配能力的 DA-TDMA 媒体接入控制 82(在这里也称为“TDMA 82”)、自适应功率控制能力 84、和加密能力 83, 如以上参照图 2A 描述的。媒体接入控制层 86 经由

TDMA 82 通信地耦合到控制器 95。

媒体接入控制层 86 还包括载波感测多址媒体接入控制能力 87(在这里也称为“CSMA 87”)。媒体接入控制层 86 通信地耦合到 ad-hoc/基础结构联网和移动性管理控制器 96(在这里也称为“控制器 96”)。媒体接入控制层 86 通信地耦合到传输控制协议 TCP/IP 层 60。TCP/IP 层 60 与应用层 50 通信地耦合。

在这个实施例的另一个实施方案中,对于 TDMA 或 CSMA,媒体接入控制层 86 被启用。媒体接入控制层 89 加密数据分组,根据指数加权的移动平均计算(exponentially weighted moving average calculation)自适应地控制传输功率(transmission power),和/或自适应地控制数据速率。

在这个实施例的一个实施方案中,自适应功率控制能力 84 没有被包括在媒体接入控制层 86 中。在这个实施例的另一个实施方案中,加密能力 83 没有被包括在媒体接入控制层 86 中。在这个实施例的又一个实施方案中,自适应功率控制能力 84 和加密能力 83 没有被包括在媒体接入控制层 86 中。在这个实施例的再一个实施方案中,在 021 申请中所描述的功率感知能力被包括在媒体接入控制层 86 中。在这个实施例的另一个实施方案中,加密能力处在如在 021 申请中所描述的应用层 50 中。在网络 10 和 11 的实施例的一个实施方案中,接入节点和网络节点与如在图 2B 上显示的网络中的物理设备和其它节点相接口。在网络 10 和 11 的实施例的另一个实施方案中,网络 10 或 11 中的某些节点与如在图 2A 上显示的网络 10 或 11 中的物理设备和其它节点相接口,而其它节点与如在图 2B 上显示的网络中的物理设备和其它节点相接口。

图 3 是按照本发明的通信协议堆栈 130 和 140 的一个实施例的框图。软件 220 包括适当的程序指令,在由接入节点 100 中的处理器 114(图 1A)执行该程序指令时,使得处理器 114 执行如这里描述为由软件 220 实行的处理。这样的程序指令被存储在或以其它方式被体现在存储介质 215 的一个或多个项(item)上(图 3 中仅仅示出其中的一个)。

软件 121 包括适当的程序指令,在由网络节点 102-108 中的处理器 124(图 1A)执行它们时,使得处理器 124 执行如这里描述为由软件 121 实行的处理。这样的程序指令被存储在或以其它方式被体现在存储介

质 115 的一个或多个项上(图 3 上仅仅示出其中的一个)。媒体接入层 180 和 280 分别等价于图 2A 和 2B 上的媒体接入层 80 和 86。

用于图 1A 和 1B 上的接入节点 100, 400 和 500 的通信协议堆栈通常被表示为 140。通信协议堆栈 140 在这里也称为“接入节点协议堆栈 140”。用于图 1A 上的网络节点 102-108 或用于图 1B 上的网络节点 102, 104, 108, 402, 404, 408, 502, 504, 和 508 的通信协议堆栈通常被表示为 130。通信协议堆栈 130 在这里也称为“网络节点协议堆栈 130”。网络节点协议堆栈 130 和接入节点协议堆栈 140 均包括系统级别 (system level) 350。系统级别 350 的某些级别在这里未示出, 以便强调本发明。在网络节点与接入节点之间的无线通信链路通常由连接网络节点协议堆栈 130 与接入节点协议堆栈 140 的双端 (double-ended) 箭头 25 表示。链接的节点在这里也称为“通信地耦合的节点”, 其中无线通信链路 25 在信息交换中使用。

网络节点协议堆栈 130 的系统级别 350 包括应用层 150、传输控制协议(TCP)层 160、互联网协议(IP)层 170、和媒体接入控制(MAC)层 180。传输功率控制(TPC)协议层 160 控制它处在的网络节点 102-108 的传输功率级别 (power level)。应用层 150 在这里也称为“用户级别 150”。媒体接入控制层 180 与网络节点 102, 104, 108, 402, 404, 408, 502, 504, 和 508 的应用层 150 通信。

媒体接入控制层 180 包括加密协议 183、TDMA 协议 187、和自适应功率控制协议 184、时隙分配协议 192、和数据速率(DR)适配协议 190。在这个实施例的一个实施方案中, 加密协议 183、自适应功率控制协议 184、和时隙分配协议 192 中的一个或多个协议没有被包括在媒体接入控制层 180 中。

在这个实施例的另一个实施方案中, 应用层 150 包括功率感知的模块 155, 以处理从接入节点 100 接收的发送功率控制分组 (transmit-power-control), 如在 021 申请中所描述的。在这个实施例的再一个实施方案中, 媒体接入控制层 180 包括回叫机制 185, 它给在每个网络节点 102-108 中的各种系统级别 350 提供协议无关的接口, 如在 021 申请中所描述的。

接入节点协议堆栈 140 的系统级别 350 包括应用层 250、传输控制协议(TCP)层 260、互联网协议(IP)层 270、和媒体接入控制(MAC)层 280。

传输功率控制(TPC)协议层 256 控制接入节点 100, 400 和 500 的传输功率级别。应用层 250 在这里也称为“用户级别 250”。

媒体接入控制层 280 包括加密协议 283、TDMA 协议 287、自适应功率控制协议 284、时隙分配协议 292、和数据速率(DR)适配协议 290。在这个实施例的一个实施方案中, 加密协议 283、自适应功率控制协议 284、和时隙分配协议 292 中的一个或多个协议没有被包括在媒体接入控制层 280 中。在媒体接入控制层 180 和 280 中的协议在下面更详细地描述。

在这个实施例的另一个实施方案中, 应用层 250 包括功率感知的模块(未示出), 如在 021 申请中所描述的。在这个实施例的再一个实施方案中, 媒体接入控制层 280 包括回叫机制 285, 如在 021 申请中所描述的。

在这个实施例的一个实施方案中, 接入节点协议堆栈 140 是与网络节点协议堆栈 130 相同的。同样地, 在这个实施例的某些实施方案中, 应用层 250、传输控制协议(TCP)层 260、互联网协议(IP)层 270、媒体接入控制(MAC)层 280 中的一个或多个层是分别与应用层 150、传输控制协议(TCP)层 160、互联网协议(IP)层 170、和媒体接入控制(MAC)层 180 中的一个或多个层相同的。

为了最好地适合于航天应用, DA-TDMA 协议 287 和 187 被定制, 以提供在表 1 中概述的三种 QoS 类别。QoS 类别“高”是用于决定性(deterministic)应用, 诸如实时控制信号和致动器/传感器数据, 其中快速响应比起大量的数据传送是更关键的。决定性应用规定数据分组的应用规定的周期性和对于每个数据分组的应用规定的重新尝试数目, 并在整个应用生命周期(life cycle)中保留那些时隙。应用还规定应用相关的优先权值, 它被使用来分配用于高 QoS 的数据分组。在这个实施例的一个实施方案中, 如果保留的时隙的数目超过选择的高 QoS 阈值, 则数据分组被分配以高 QoS。

QoS 类别“中等(medium)”是用于实时应用, 诸如音频和视频数据业务, 其中时隙资源按要求被分配。实时应用规定应用规定的速率、应用规定的延时要求、和对于这样的数据分组的应用规定的保留的重新尝试数目。DA-TDMA 媒体接入控制层按照应用要求和应用相关的优先权值执行时隙分配。

QoS 类别“低”是用于非实时应用，诸如互联网浏览和电子邮件，其中只要数据在最大延时周期内被传递，等待时间就不是关键的。非实时、非决定性应用规定最大延时要求和保留的重新尝试数目。

表 1. QoS 类别

QoS 类别	名称	应用	说明	输入参数
高	决定性	快速响应应用，诸如引擎控制信号，致动器/传感器数据等等。	数据分组周期性由应用直接规定。如果必要的话，只要时隙许可，可以进行重新尝试。	在超帧中的时隙数。
中等	实时	音频、视频等等。	在每个时隙中保留重新尝试。重新尝试数目可以由应用规定。它的缺点是浪费带宽。它的好处是数据速率和延时要求都得到保证。	数据速率、延时要求、保留的重新尝试数目。
低	非实时	互联网浏览、电子邮件等等。	在每个时隙中保留一个应答。在以后的可得到的时隙中进行重新尝试。视需要，接入节点在下一个超帧中分配更多的时隙。数据速度平均上可以得到保证。	最大延时和重新尝试数目。

图 4 显示用于按照本发明的网络 10 的基本系统操作过程的流程图 400。涉及到流程图 400 的说明可应用于包括网络 11 的其它网络实施例。箭头的方向代表信号传输方向。时间按垂直向下的方向进行。标记为 114, 110/112, 120/122 和 124 的垂直线分别表示在接入节点 100 中的处理器 114，在接入节点 100 中的接收机/发射机 110/112，在网络节

点 102-108 中的接收机/发射机 120/122, 和在网络节点 102-108 中的处理器 124, 如图 1 所示。参考图 1 中的网络 10 的示例性网络节点 108 和接入节点 100 说明流程图 400。在这个示例性情形下, 在接入节点 100 处生成的信号从发射机 112 发送到网络节点 108 的接收机 120。在网络节点 108 处生成的信号从发射机 122 发送到接入节点 100 中的接收机 110。

接入节点 100 周期地广播信标 (beacon) 信号 300。顺序地广播的信标信号的周期规定一个超帧。在电源接通后, 网络节点 108 搜索广播的信标信号 300, 在接收机 120 处检测信号 300, 并把网络节点 108 同步到接入节点时钟。信标信号 300 具有用于被通信地耦合到接入节点 100 的所有的网络节点 102-108 的时隙分配的信息。

当网络节点 108 进入网络 10 时, 它随机地摘取在竞争周期(CP)期间的时隙, 并发送联系请求 (association request) 302 到接入节点 100。在这个实施例的一个实施方案中, 新的网络节点 108 实施 Slotted Aloha 技术, 得到初始网络接入。在接收联系请求 302 后, 接入节点 100 验证网络节点 108, 并把联系响应 304 消息发回到网络节点 108。如果网络节点 108 被接受加入网络 10, 则接入节点 100 也分配网络地址给网络节点 108。

当网络节点主机 (诸如在网络节点 108 处的处理器 124) 具有数据 306 以发送到接入节点 100 时, 网络节点 108 首先在竞争周期期间发送时隙请求消息 308 到接入节点 100。接入节点 100 然后通过信标信号 310 发回时隙分配信息 310。网络节点 108 认出分配的时隙, 并在超帧的所分配的时隙中发送数据 306。

同样地, 当接入节点 100 把数据 314 发送到网络节点 108 时, 它首先把用于接收数据 314 的网络节点的分配的时隙信息 312 发送到网络节点 108。分配的时隙信息 312 在信标信号 300 中被发送。然后, 数据 314 在分配的时隙中从接入节点 100 发送到网络节点 108, 而网络节点 108 在分配的时隙中读出数据。

当网络节点 108 离开网络 10 时, 处理器 124 把去联系 (de-association) 请求 316 发送到接入节点 100。接入节点 100 然后把去联系响应 318 发送到网络节点 108 中的处理器 124。然后网络节点 108 关断电源。

图 5 是按照本发明的超帧 330 和时隙持续时间结构 331 的框图。超帧 330 包括信标 335、无竞争周期(CFP)340、和竞争周期(CP)345。在无竞争周期(CFP)340 中,时隙被保留用于分配的网络节点,而在竞争周期中,时隙对于所有的节点是开放的。在这个实施例的一个实施方案中,无竞争周期和竞争周期是交织的。

图 5i 是依据本发明的时隙持续时间结构 331。时隙持续时间结构 331 包括在时隙持续时间结构 331 的每个端处的两个保护时间 350、数据分组 355 和应答窗口 (acknowledgement window) 360。保护时间 350 由超帧时间和系统频率公差确定。数据分组持续时间由当前的数据速率和数据分组 335 的大小确定。应答分组 360 的持续时间也由数据速率和应答分组大小确定。

时隙持续时间 T_{slot} 被计算为:

$$T_{slot} = T_{Guard} + T_{packet} + T_{ACK} + T_{Guard} \quad (1)$$

其中 T_{Guard} 是保护时间, T_{packet} 是数据分组持续时间, 而 T_{ACK} 是应答分组的持续时间。对于不同的物理层、不同的数据速率和不同的调制类型, 时隙计算是不同的。

图 6 是示例性物理层收敛过程(PLCP)帧格式。示例性时隙计算是参照被配置成具有 54 Mbps 数据速率的物理层收敛过程(PLCP)帧格式的这个示例性数据分组而描述的。在这个实施例的一个实施方案中, 1534 字节数据分组按照电气和电子工程师协会 802.11g 标准具有 54 Mbps 数据速率。

对于 1534 字节的一个 PSDU 分组的时隙持续时间被如下地计算。

$$T_{packet} = T_{preamble} + T_{signal} + T_{sym} \times \left\lceil \frac{16 + 6 + PSDU \times 8}{N_{DBPS}} \right\rceil$$

其中 $T_{preamble} = 16\mu s$ 是前同步码 (preamble) 时间,

$T_{signal} = 4\mu s$ 是信令周期,

$T_{sym} = 4\mu s$ 是码元 (symbol) 周期,

$N_{DBPS} = 216$ 是每个码元的数据比特的数目。

记号 $\lceil x \rceil$ 表示不小于 x 的最小整数。所以分组持续时间被计算为 $T_{packet} = 248\mu s$ 。通过相同的逻辑, ACK(14 字节)持续时间被计算为 $T_{ACK} = 24\mu s$ 。

如果超帧时间被设置为 300ms, 并且最大频率偏移公差 (frequency

offset tolerance) 是 30ppm, 则最坏情形的时间偏移是 $9\mu\text{s}$ 。为了提供某个安全余量, 保护时间被选择为 $T_{\text{Guard}}=10\mu\text{s}$ 。把所有这些值代入等式(1), 由 1514 字节的一个数据分组和 14 字节的一个应答分组所需要的时隙持续时间是 $292\mu\text{s}$ 。

图 7 是按照本发明动态重新配置网络的方法 700 的流程图。图 7 所示的方法 700 的具体实施例在这里被描述为在如以上参照图 1A 和 3 描述的接入节点 100 中的接入节点协议堆栈 140 和网络节点 102-108 中的网络节点协议堆栈 130 中实施。图 7 所示的方法 700 的具体实施例在这里被描述为在以上参照图 5 和 5i 描述的超帧 330 中实施。包括程序指令的程序产品被体现在接入节点 100 中的软件 220 和网络节点 102-108 中的软件 121 上。程序指令可操作来使得在各自的接入节点 100 和网络节点 102-108 中的处理器 114 和 124 执行这样的功能, 该功能被描述为由在各自的接入节点协议堆栈 140 和网络节点协议堆栈 130 中的协议实行。这样的程序指令被存储在或以其它方式被体现在存储介质 115 的一个或多个项上。

在框 702, 在节点的媒体接入控制层处从网络的节点接收用于传输的数据分组。对于时分多址, 媒体接入控制层被启用。在这个实施例的一个实施方案中, 对于时分多址和载波感测多址, 媒体接入控制层被启用。在这个实施例的一个实施方案中, 在网络节点 102 的媒体接入控制层 180 处从网络节点 102 的应用层 150 接收要从网络 10 中的网络节点 102 发送的数据分组 355。

在框 704 处, 根据应用需要的服务质量, 确定对于超帧中的数据分组的时隙分配。应用需要的服务质量是根据由数据分组需要的时隙数目、应用规定的速率、应用规定的延时要求、应用规定的保留的重新尝试数目、和/或对于数据分组的应用相关的优先权值而被确定。在这个实施例的一个示例性实施方案中, 在网络节点 102 中的处理器 124 执行在媒体接入控制层 180 处的软件, 以确定用于超帧 330 中的数据分组 355 的时隙分配。下面分别参照图 8 和 9 的方法 800 和 900 描述关于确定时隙分配的附加细节。在这个实施例的一个实施方案中, 时隙分配按照 IEEE 802.11 标准、IEEE 802.15.4 标准以及 IEEE 802.11 标准与 IEEE 802.15.4 标准的组合中的一个来提供用于数据分组的信道的接入。

在框 706 处，以当前的数据速率从网络中另一个节点接收数据分组。在这个实施例的一个实施方案中，数据分组 355 从在网络 10 的接入节点 100 中的发射机 112 以当前的数据速率被发送并且在网络 10 的网络节点 102 中的接收机 120 处被接收。

在框 708 处，处理器确定接收的数据分组的发射机是否以最大功率发射。在这个实施例的一个示例性实施方案中，在网络节点 102 中的处理器 124 执行在媒体接入控制层 180 处的软件 121，以确定发送在框 706 处接收的数据分组 355 的发射机 112 是否以最大功率发射。

在框 710 处，处理器确定接收的信号功率是否低于可靠检测功率阈值 (reliable-detection-power threshold)。在这个实施例的一个实施方案中，可靠检测功率阈值是接收机灵敏度。在这个实施例的一个示例性实施方案中，在网络节点 102 中的处理器 124 执行在媒体接入控制层 180 处的软件 121，以确定接收的信号功率是否低于在网络节点 102 中的接收机 120 的可靠检测功率阈值。

在框 712 处，节点根据在框 708 和 710 处作出的肯定的确定，发送分组错误到接收的数据分组的发射机。数据分组的发射机并不根据分组错误以当前的数据速率重发数据分组。在这个实施例的一个示例性实施方案中，网络节点 102 的接收机 120 根据在框 708 和 710 处作出的肯定的决定，发送分组错误到接入节点 100 处的接收机 110。在接入节点 100 处接收到分组错误后，在接入节点 100 中的发射机 112 并不以当前的数据速率重发数据分组到网络节点 102。在这个实施例的一个实施方案中，框 706 到框 712 的过程概述了由图 3 所示的数据速率适配协议 190 和 290 实施的过程。

在框 714 处，节点根据用于消息验证码的键入散列法 (keyed-hashing)，进行数据分组的完整性测试。在这个实施例的一个示例性实施方案中，在网络节点 102 中的处理器 124 执行在媒体接入控制层 180 处的软件 121，以便根据用于消息验证码的键入散列法，进行数据分组 355 的完整性测试。

在框 716 处，在节点中的处理器根据高级加密标准加密数据分组。在这个实施例的一个示例性实施方案中，在网络节点 102 中的处理器 124 执行在媒体接入控制层 180 处的软件 121，以便根据高级加密标准加密数据分组 355。在这个实施例的一个实施方案中，框 714 到框 716

的过程概述了由图 3 所示的加密协议 183 和 283 实施的过程。

在框 718 处，在节点中的处理器根据指数加权的移动平均计算自适应地控制传输功率。在这个实施例的一个示例性实施方案中，在网络节点 102 中的处理器 124 执行指数加权的移动平均计算，以便自适应地控制传输功率。在这个实施例的一个实施方案中，框 718 的过程概述了由图 3 所示的自适应功率控制协议 184 和 284 实施的过程。

图 8 是确定按照本发明的、用于数据分组的时隙分配的方法 800 的一个实施例的流程图。图 8 所示的方法 800 的具体的实施例在这里被描述为在如以上参照图 1A 和 3 描述的接入节点 100 中的接入节点协议堆栈 140 和网络节点 102-108 中的网络节点协议堆栈 130 中实施。图 8 所示的方法 800 的具体的实施例在这里被描述为在以上参照图 5 和 5i 描述的超帧 330 中实施。包括程序指令的程序产品被体现在接入节点 100 中的软件 220 和网络节点 102-108 中的软件 121 上。程序指令可操作来使得在各自的接入节点 100 和网络节点 102-108 中的处理器 114 和 124 执行这样的功能，该功能被描述为由在各自的接入节点协议堆栈 140 和网络节点协议堆栈 130 中的协议实行。这样的程序指令被存储在或以其它方式被体现在存储介质 115 中的一个或多个项上。在这个实施例的一个实施方案中，方法 800 概述了由图 3 所示的时隙分配协议 192 和 292 与 TDMA 协议 187 和 287 实施的过程。

在框 802 处，节点根据应用相关联的优先权值而对应用进行优先级排序。在这个实施例的一个示例性实施方案中，网络节点 102 根据应用相关联的优先权值而对应用进行优先级排序。

在框 804 处，节点在由应用保留的时隙数目超过最高服务质量阈值时并且根据应用相关联的优先权值分配高的服务质量。在这个实施例的一个示例性实施方案中，在网络节点 102 中的处理器 124 执行软件 121，以便当由应用保留的时隙数目超过最高服务质量阈值时并且根据应用相关联的优先权值分配高服务质量给数据分组 355。

在框 806 处，节点在数据分组包括了表示应用规定的的数据速率、应用规定的延时要求、和应用规定的保留的重新尝试数目的信息时分配中等服务质量。在这个实施例的一个示例性实施方案中，在网络节点 102 中的处理器 124 执行软件 121，以便当数据分组 355 包括了表示应用规定的的数据速率、应用规定的延时要求、和应用规定的保留的重

新尝试数目的信息时分配中等服务质量给数据分组 355。

在框 808 处，节点在当数据分组包括了表示应用规定的最大延时和应用规定的未保留（un-reserved）的重新尝试数目的信息时分配低的服务质量。在这个实施例的一个示例性实施方案中，在网络节点 102 中的处理器 124 执行软件 121，以便当数据分组 355 包括了表示应用规定的最大延时和应用规定的未保留的重新尝试数目的信息时分配低的服务质量给数据分组 355。

在框 810 处，节点根据分配的服务质量级别分配时隙给数据分组。如果需要保证，则数据分组以保证的服务质量被传送。在这个实施例的一个示例性实施方案中，在网络节点 102 中的处理器 124 执行软件 121，以便根据分配的服务质量级别分配时隙给诸如数据分组 355 那样的数据分组。

图 9 是按照本发明的、根据数据的服务质量分配用于数据的时隙的方法 900 的一个实施例的流程图。图 9 中的流程图显示了有关实施以上参照图 8 描述的方法 800 所需要的步骤的更多细节。图 9 所示的方法 900 的具体的实施例在这里被描述为在如以上参照图 1A 和 3 描述的接入节点 100 中的接入节点协议堆栈 140 和网络节点 102-108 中的网络节点协议堆栈 130 中实施。图 9 所示的方法 900 的具体的实施例在这里被描述为在以上参照图 5 和 5i 描述的超帧 330 中实施。包括程序指令的程序产品被体现在接入节点 100 中的软件 220 和网络节点 102-208 中的软件 121 上。程序指令可操作来使得在各自的接入节点 100 和网络节点 102-108 中的处理器 114 和 124 执行这样的功能，该功能被描述为由在各自的接入节点协议堆栈 140 和网络节点协议堆栈 130 中的协议实行。这样的程序指令被存储在或以其它方式被体现在存储介质 115 中的一个或多个项上。

在框 902 处，在媒体接入控制层 80 处从应用层 50 接收数据分组 355 用于在节点 102 处进行传输。在框 904 处，在网络节点 102 中的处理器 124 执行软件 121，以便确定服务质量是否为高。对于作为决定性类别的高服务质量类别，根据数据分组长度和由应用规定的分组周期性计算时隙分配。按照应用相关联的优先权值对应用进行优先级排序。具有高优先权值的应用具有首先保留时隙的权利。具有同等优先权的应用使用随机排序来进行时隙保留。一旦确定服务质量对于数据分组

355 是高的, 在网络节点 102 中的处理器 124 执行软件 121, 以便确定数据分组 355 是否与更高的优先权的时隙分配相冲突(框 906)。如果有冲突, 则数据分组 355 被拒绝服务(框 908)。如果没有冲突, 则数据分组 355 根据计算的数据分组长度和由应用规定的分组周期性被给予时隙分配 (框 910), 并且该数据分组在分配的时隙中被发送(框 954)。

如果对于数据分组 355 的服务质量不高, 则在框 912 处, 在网络节点 102 中的处理器 124 执行软件 121, 以便确定服务质量是否为中等。中等服务质量类别是实时类别。如果数据分组需要落在中等服务质量类别中, 则网络节点 102 中的处理器 124 执行软件 121, 以便确定对于所期望的数据速率是否有足够的带宽是可用的(框 914)。

如果没有足够的带宽, 则数据分组 335 被拒绝服务(框 916)。如果有足够的带宽, 则网络节点 102 中的处理器 124 把计数器设置为零(框 918), 并确定在框 920 处对于数据分组 355 每个超帧 330 所需要的时隙数目 n_s 。对于实时应用, 延时要求通常是重要的。最小的时隙数目 N_m 被计算为:

$$N_m = \left\lceil \frac{SF}{delay} \right\rceil$$

其中 SF 是超帧持续时间, 而记号 delay 是指应用延时要求。应用需要的数据速率由 R_{req} 代表, 而最大分组大小用 max_Packet_size 表示。每个超帧 330 的分组数目 N_p 被计算为

$$N_p = \left\lceil R_{req} \times SF / \max_Packet_size \right\rceil$$

每个超帧 330 的时隙数目应当是 N_m 和 N_p 的最大数, 即, $n_s = \max\{N_m, N_p\}$ 。

在框 922 处, 处理器 124 如以上参照图 5, 5i 和 6 描述的那样计算时隙持续时间。然后处理器 124 搜索可用的时隙位置(框 924), 并确定时隙位置是否被定位(框 926)。处理器 124 通过以下来计算第 n 个时隙位置的开始的所期望的时刻 (time epoch) 或开始时间点 t_n :

$$t_n = t_1 + (n-1) \frac{SF}{n_s}, \quad n = 2, 3, \dots, n_s$$

其中 t_1 是第一时隙的开始的开始时间点。

处理器 124 搜索最接近于在可用的时间单元集合 (time unit set) 中的所期望时隙位置的时隙。如果时隙位置被成功地定位, 则数据分

组 355 被分配给予时隙(框 928)，并且数据分组 355 在分配的时隙中被发送(框 954)。在中等服务质量服务的一个实施方案中，在每个时隙中保留重新尝试。

如果时隙位置没有被成功地定位，则处理器 124 确定在计数器中的值是否超过预先选择的计数器极限 (limit) (框 934)。在一定的数目的不成功的时隙分配后，应用被告知：不能提供请求的服务。因此，如果在计数器中的值超过预先选择的计数器极限，则数据分组 355 被拒绝服务 (框 936)。如果在计数器中的值没有超过预先选择的计数器极限，则处理器 124 增加时隙数目 n_s (框 932)，计数器增加 1 (框 930)，流程回到框 922。循环继续进行，直至数据分组在框 928 处被分配给予时隙或在框 936 处被拒绝服务为止。

如果对于数据分组 355 的服务质量不是高的或中等的，则在框 938 处，在网络节点 102 中的处理器 124 执行软件 121，以便确定服务质量是否为低的。在这个实施例的一个实施方案中，如果对于数据分组 355 的服务质量不是高的或中等的，则处理器默认按低服务质量处理数据分组 355。低服务质量类别是非实时服务质量。如果服务质量是低的，则处理器 124 确定每个超帧 330 的时隙数目 n_s (框 940)，它是：

$$n_s = \lceil \text{data_size} / \text{max_Packet_size} \rceil$$

记号 data_size 表示应用数据大小。

在框 942 处，处理器 124 计算时隙持续时间，如以上参照图 5, 5i 和 6 描述的。在框 944 处，处理器 124 搜索在超帧 330 中的可用的时间单元中的时隙，并确定时隙位置是否被定位(框 948)。如果时隙位置被成功地定位，则数据分组 355 被分配给予一个时隙(框 952)，数据分组 355 在分配的时隙中被发送(框 954)。如果时隙位置没有被成功地定位，则未分配的时隙被延迟到下一个超帧 330 (框 950)。

对于低服务质量服务，在每个时隙中没有保留重新尝试。对于每个应用，在一个时隙中仅仅进行一次传输。如果传输失败，则在下一个可用的时隙中立即进行重新尝试。在每个超帧 330 中全部重新尝试数目在下一个超帧 330 中被补偿。其余的未分配的时间单元加上保留的竞争周期被使用于随机接入。

当没有足够的时隙容纳新的和更高级别的应用时，基于优先权的

优先占用权 (preemption) 被使用来优先抢占 (preempt) 现有的低优先权应用。在这个实施例的一个实施方案中, 每个应用的优先权由从 0 到 7 的一个值规定。值 7 对应于最高的优先权, 而值 0 对应于最低的优先权。优先抢占仅仅发生在以下情况下: 新的应用的优先权高于一个或多个现有应用的优先权; 以及较低优先权的应用的全部时隙等于或大于新的应用的所需要时隙。当优先抢占发生时, 具有最低优先权的最小数目的应用被毁掉 (tear down), 以及新的应用被建立。

现在分别描述图 3 的媒体接入控制层 180 和 280 中的自适应功率控制协议 184 和 284 的附加细节。为了减小资源浪费和改进系统吞吐量, 自适应功率控制协议 183 和 283 使用具有信号强度补充 (complement) 的分组错误方法。对于不同的传输速率, 具有特定误码率(BER)的所需要信号噪声比(SNR)是不同的。通常, 较高的数据速率需要较高的接收信号功率。例如, 对于 54Mbps 数据速率的可靠检测功率阈值是约-70dBm, 而对于 1Mbps 数据速率的可靠检测功率阈值是约-91dBm。

当发送器以它的最大功率发射而接收的信号功率仍旧低于特定数据速率 r_m 的可靠检测功率阈值时, 发射机不尝试 r_m 及以上的数据速率。这样, 由于尝试等于或大于 r_m 的数据速率而造成的失效 (failure) 被消除。在以下的等式中功率级别是以 dB 为单位。发射机发出数据分组和关于它的当前的传输功率 P_{Tx} 的信息。在接收到数据分组后, 接收机测量接收的信号强度 RSS 并估计路径损耗为 $PL = P_{Tx} - RSS$ 。

信道路径损耗服从具有 μ_{PL} 的平均值和 σ_{PL} 的标准方差的对数常态分布 (log normal distribution with average of μ_{PL} and standard deviation of σ_{PL})。RSS_{min} 是在接收机处最小的所需要接收信号强度。为了防止接收信号低于具有 99% 的置信水平的 RSS_{min}, 用于下一传输的最佳传输功率 P_{TxOpt} 被计算为:

$$P_{TxOpt} = \mu_{PL} + RSS_{min} + 3\sigma_{PL}$$

在接收机处, 第 n 个接收的分组的的路径损耗被计算为:

$$PL(n) = P_{Tx}(n) - RSS(n)$$

通过使用指数加权移动平均(EWMA)方法, 在 n 个接收的分组后的平均路径损耗 $PL_ave(n)$ 被递归地估计为:

$$PL_ave(n) = \alpha PL_ave(n-1) + (1-\alpha) PL(n)$$

通过同样的逻辑，对路径损耗的方差的估计为：

$$PL_var(n) = \beta PL_var(n-1) + (1-\beta)[PL(n) - PL_ave(n)]^2$$

当 α 和 β 增加时，估计方差减小，而模型适配速度变得更慢。通常， α 和 β 的参数被选择为在 0.7 到 0.9 之间。在第 n 个接收的分组后的最佳传输功率被计算为：

$$P_{TxOpt}(n) = PL_ave(n) + RSS_{min} + 3\sqrt{PL_var(n)}$$

接收机发出最佳传输功率 $P_{TxOpt}(n)$ 到发射机，并且发射机在下次传输中把传输功率设置为 $P_{TxOpt}(n)$ 。当路径损耗在更宽的范围中变化时， $3\sqrt{PL_var(n)}$ 的缓冲值 (cushion value) 也是足够大，以便防止分组损耗。当路径损耗变化非常小时， $3\sqrt{PL_var(n)}$ 的缓冲值是非常小的，可以节省某些传输功率。

现在分别描述在图 3 的媒体接入控制层 180 和 280 中的加密协议 183 和 283 的附加细节。为了避免窃听、欺诈、伪装和重新攻击，在 DA-TDMA 中的安全性由三个安全性部分保证：密钥管理；完整性；和加密。

系统 10 和 11 中的节点实施在 DA-TDMA 系统中使用的三种密钥：共享密钥；验证密钥；和加密密钥。共享密钥在硬件初始化期间被人工地分发到接入节点 100 和网络节点 102-508。对于由接入节点 100 广播的服务广告和来自网络节点 102-508 的联系请求，有两个安全性选项。

第一选项是开放系统，其中没有完整性检验和没有加密。这种开放系统的优点是简单性。然而，开放系统容易受到窃听、欺诈和中间人的攻击。它被使用于具有低保密性要求的应用。

用于广告和初始联系的第二个安全性选项是保密系统 (secured system)，其中通过使用 HMAC(用于消息验证码的键入散列法)进行完整性检验，以及加密是通过高级加密标准(AES)完成的。在初始保密联系期间被用于 HMAC 完整性检验和 AES 加密的密钥是共享密钥。HMAC 基本上是迭代的密码散列函数。用于 HMAC 的流行的候选散列函数是 SHA-1, MD-5, 和 RIPEMD-128/160。虽然单独的 MD-5 单独地已被发现成为冲突搜索攻击的牺牲品，但具有 MD-5 的 HMAC 对于这种冲突搜索攻击并不脆弱，由于 SHA-1 是广泛接受的散列函数，具有 SHA-1 的 HMAC，即，HMAC-SHA1，被采用来用于保密系统中的完整性检验。

在每个会话内被使用的验证密钥 K_A 和加密密钥 K_E 是通过使用技术上已知的 Diffie-Hellman 交换而得到的。Diffie-Hellman 交换允许两个用户通过非保密信道上的消息得到密钥。Diffie-Hellman 交换协议具有两个系统参数 p 和 g ，它们被硬编码在接入节点和网络节点中。参数 p 是质数，以及参数 g 是小于 p 的整数。

在接收到来自网络节点的联系请求后，接入节点生成随机专用值 a ，并把共享随机值 $r_a = g^a \bmod p$ ($r_a = g^a \bmod p$) 发送到网络节点。网络节点还生成随机专用数 b ，并把共享随机数 $r_b = g^b \bmod p$ ($r_b = g^b \bmod p$) 发送到接入节点。接入节点得到它的密钥为 $(r_b)^a \bmod p$ ($(r_b)^a \bmod p$)，并且网络节点计算它的密钥为 $(r_a)^b \bmod p$ 。众所周知，由接入节点和网络节点得到的密钥是相同的密钥，即， $k = (g^b \bmod p)^a \bmod p = (g^a \bmod p)^b \bmod p$ ($k = (g^b \bmod p)^a \bmod p = (g^a \bmod p)^b \bmod p$)。由于 HMAC 完整性检验和 AES 加密是在 Diffie-Hellman 消息交换中执行的，系统被自动保护，免受中间人的攻击。

对于应用数据分组，完整性检验和加密利用对称密钥密码。对于数据分组的完整性检验也使用具有验证会话密钥 K_A 的 HMAC-SHA1。加密是通过使用具有加密会话密钥 K_E 的 AES 而完成的。框 AES 通过使用 CTR(计数器)模式被变换成流 AES。帧计数器被使用于传输和接收方向。在计数器翻转时，会话被强迫终结。

包括如图 3 所示的网络协议堆栈 130 或 140 的系统 10 和 11 具有四个关键的优点：高吞吐量、保证的服务质量、在各种物理平台上自动适配和无缝操作、以及有效的能量节省。

无线 DA-TDMA 管理网络，诸如示例性网络 10 和 11，利用决定性时隙调度，以避免虚拟载波感测机制，由此大大地减小控制开销。在网络中的节点的数目增长超过某个边界水平时，CSMA 的总的吞吐量降低。然而，当节点的数目增加时，TDMA 的吞吐量没有降低。相对于 802.11e，这样的动态 TDMA 平均上提高吞吐量几乎达 20%。

在基于竞争的 CSMA MAC 系统中，不能保证 QoS。DA-TDMA 是决定性 MAC 算法，并且 QoS 得以保证。DA-TDMA 网络，诸如示例性网络 10 和 11，包括在诸如 802.11 和 802.15.4 无线电那样的不同的物理层平台上运行的媒体接入控制层。无线 DA-TDMA 管理网络，在开发新的物理硬件技术时，可以以对于无线接口收敛的最小的修改的方

式适配于新的平台。

在 802.11 和 802.15.4 无线网中，在 MAC 层处有四个主要的能量浪费的源：冲突、串音、控制开销、和空闲收听。当数据分组被另一个数据分组弄乱并且必须进行重发时，发生冲突。所以，冲突增加能量消耗和响应等待时间。当节点必须接收目的地是其它节点的数据分组时，发生串音。控制消息也消费带宽和能量，这被称为控制开销。空闲收听需要节点以收听用于实际上没有发送的可能的业务的信道。为了减轻在当前的 802.11 协议中的串音和空闲收听问题，无线 DA-TDMA 管理网络包括仅仅在信标和分配的时隙期间才醒来的节点。节点在超帧的其余部分期间被设置为睡眠模式。所以在这种描述的提出的无线 DA-TDMA 管理网络中串音和空闲收听完全被避免。在节点丢失信标信号的情况下，节点保持收听，直至它接收到下一个信标信号为止。在这种描述的无线 DA-TDMA 管理网络中，不需要虚拟传感，所以节省 RTS 和 CTS 控制开销。由于 DA-TDMA 不是像 CSMA 那样的基于竞争的 MAC，通过在 DA-TDMA 中的调度，消除冲突。所以，DA-TDMA 比起在当前的 802.11 和 802.15.4 中使用的 CSMA，是更加能量有效的。另外，这种描述的无线 DA-TDMA 管理网络的紧密束缚的（tightly-bounded）、自适应的、传输功率控制也有助于在各种时变的信道环境下节省传输功率。

这里描述的速率适配和传输功率控制达到两个不同的目的：第一目的是通过改变功率而使得对于给定的范围的数据速率最大化，而第二目的是使得达到给定的范围的功率最小化。对于 TPC 算法的约束条件是使得传输功率最小化而同时达到应用对数据速率的 QoS 要求。这样，速率适配和 TPC 互相兼容。

这里描述的实施例能够支持多种类型的物理层和能够自动检测基础物理层和使用用于该物理层的适当的超帧结构。另外，这里描述的实施例能够通过放弃分配给低优先权应用的时隙，如有需要的话，而满足高优先权应用的带宽要求。另外，这里描述的实施例能够在任何标准的或专用的物理层上运行媒体接入控制层，只要必须的物理层参数是可接入的和可控制的。

虽然在这里显示和描述了具体的实施例，但本领域普通技术人员将会看到，被计算来达到相同的目的的任何安排可以替代所显示的具

体实施例。本申请打算覆盖本发明的任何适配或变化。所以，显然打算本发明仅仅由权利要求和它的等价物限制。

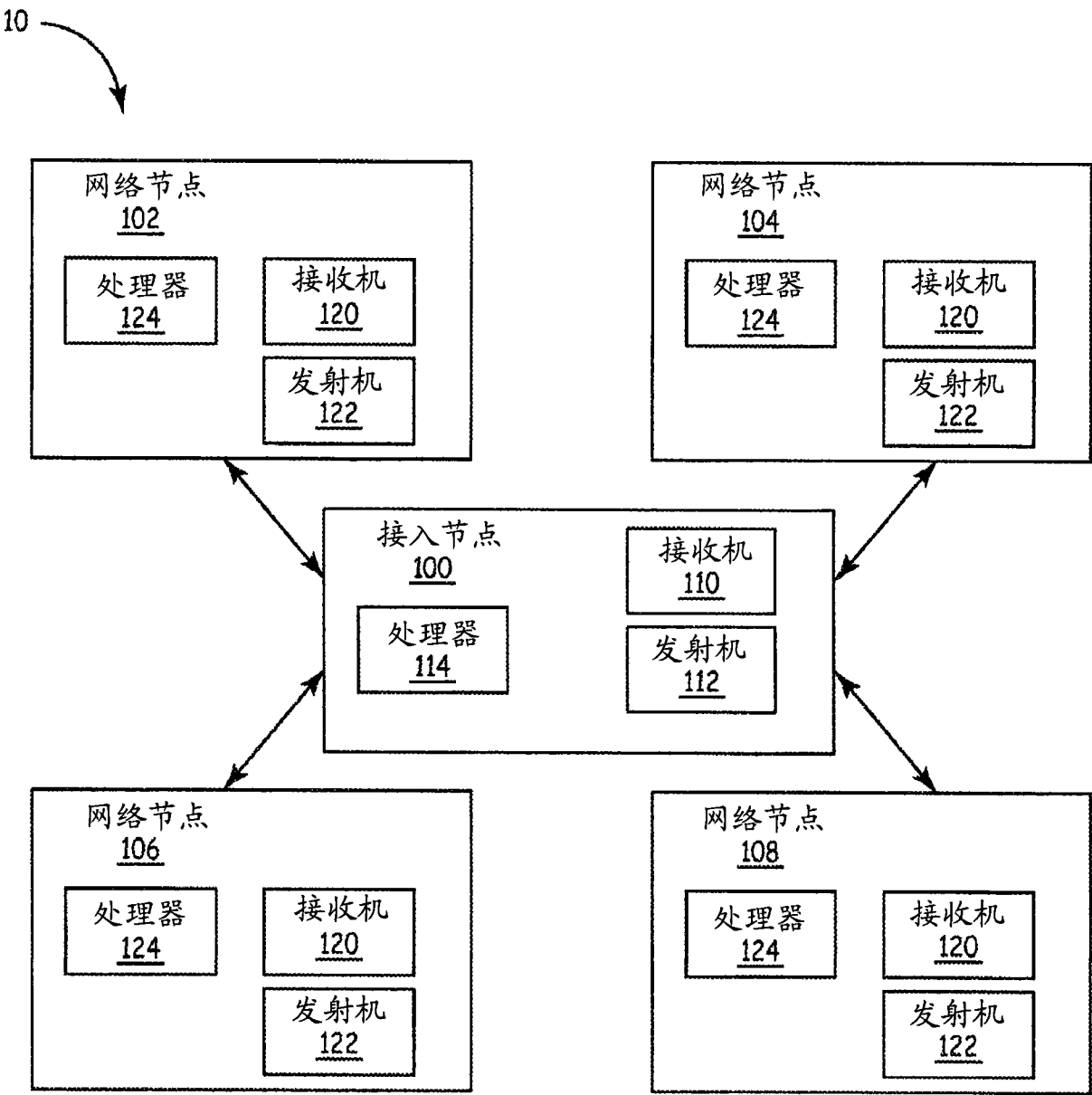


图 1A

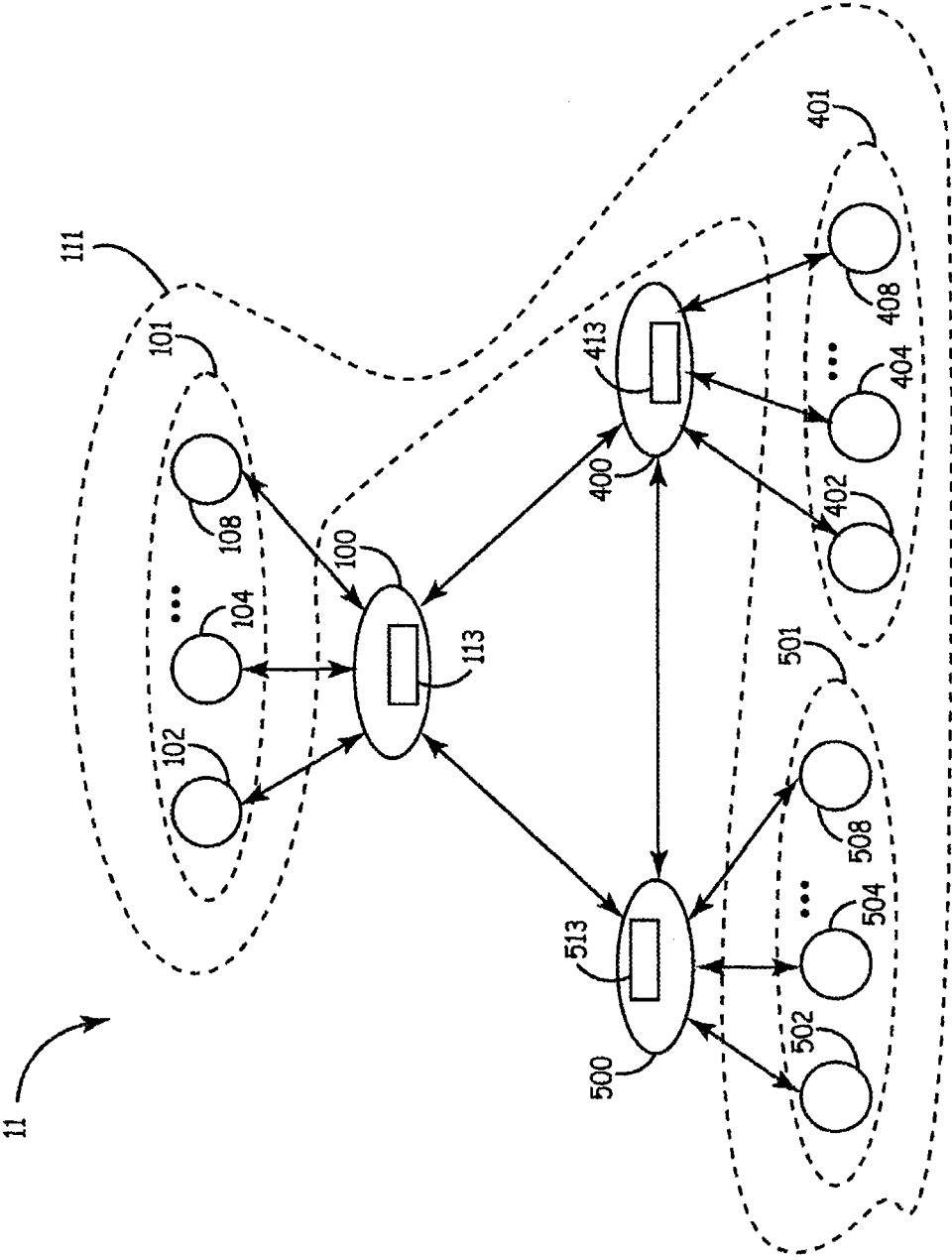


图 1B

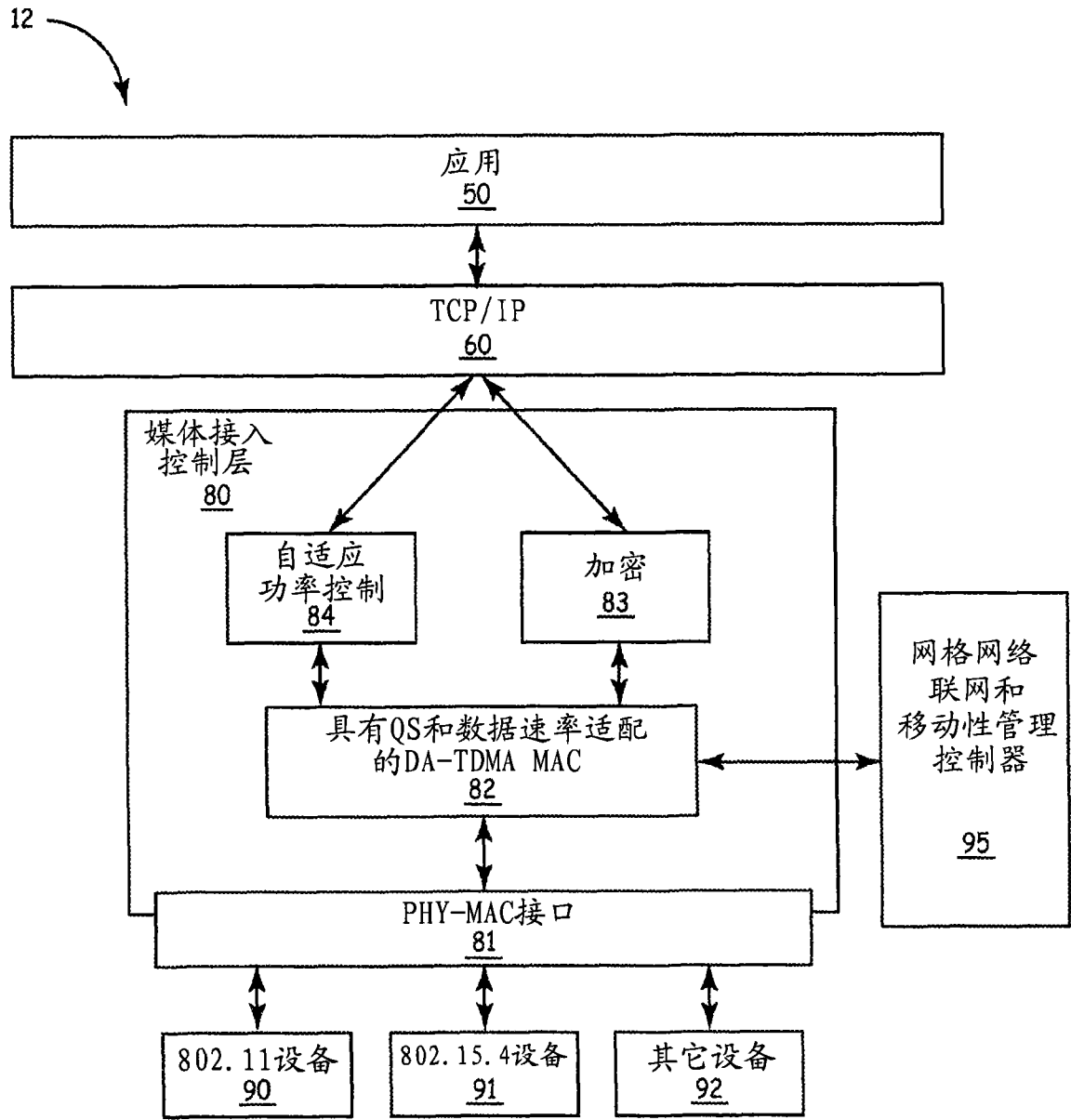


图 2A

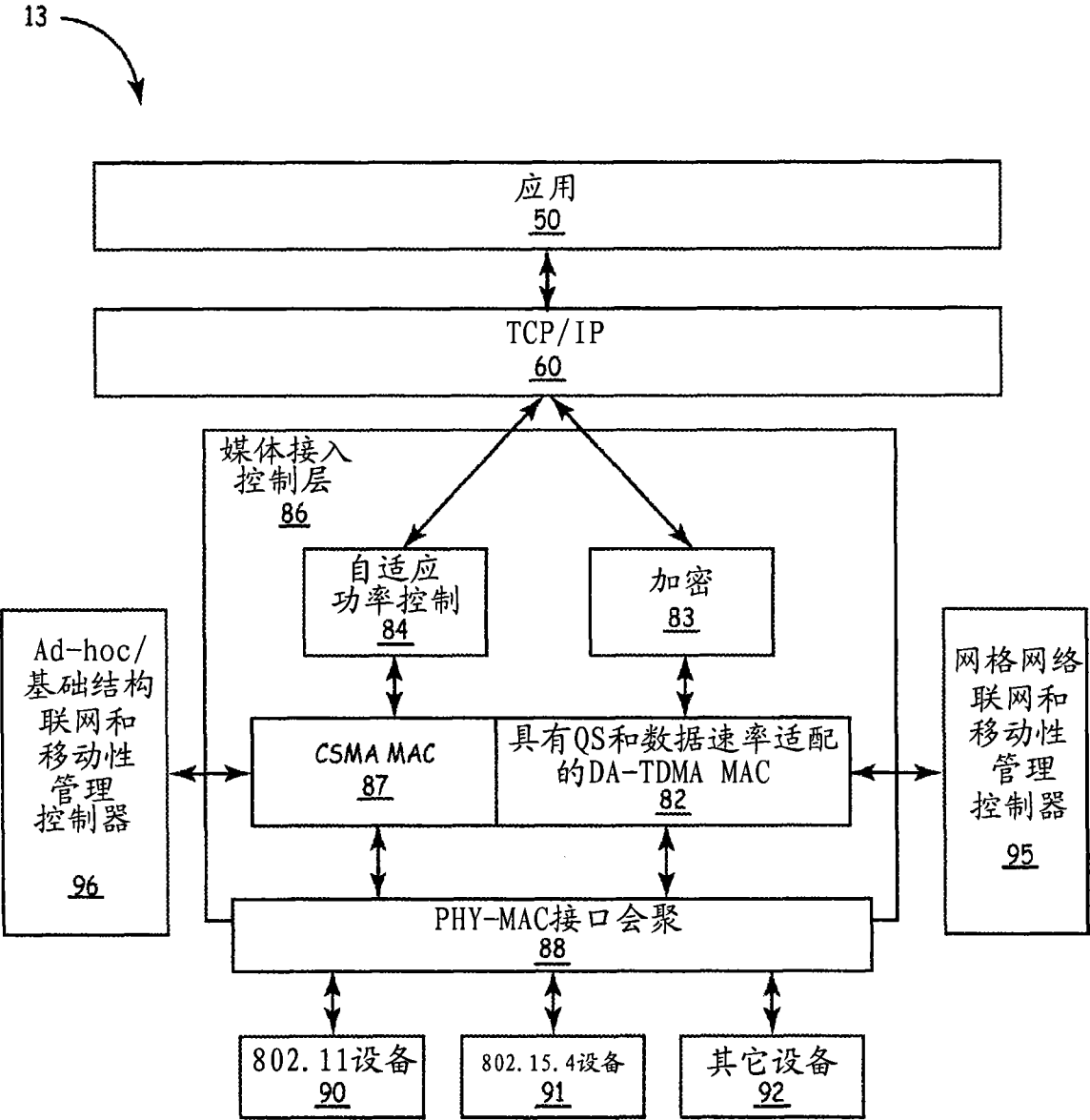


图 2B

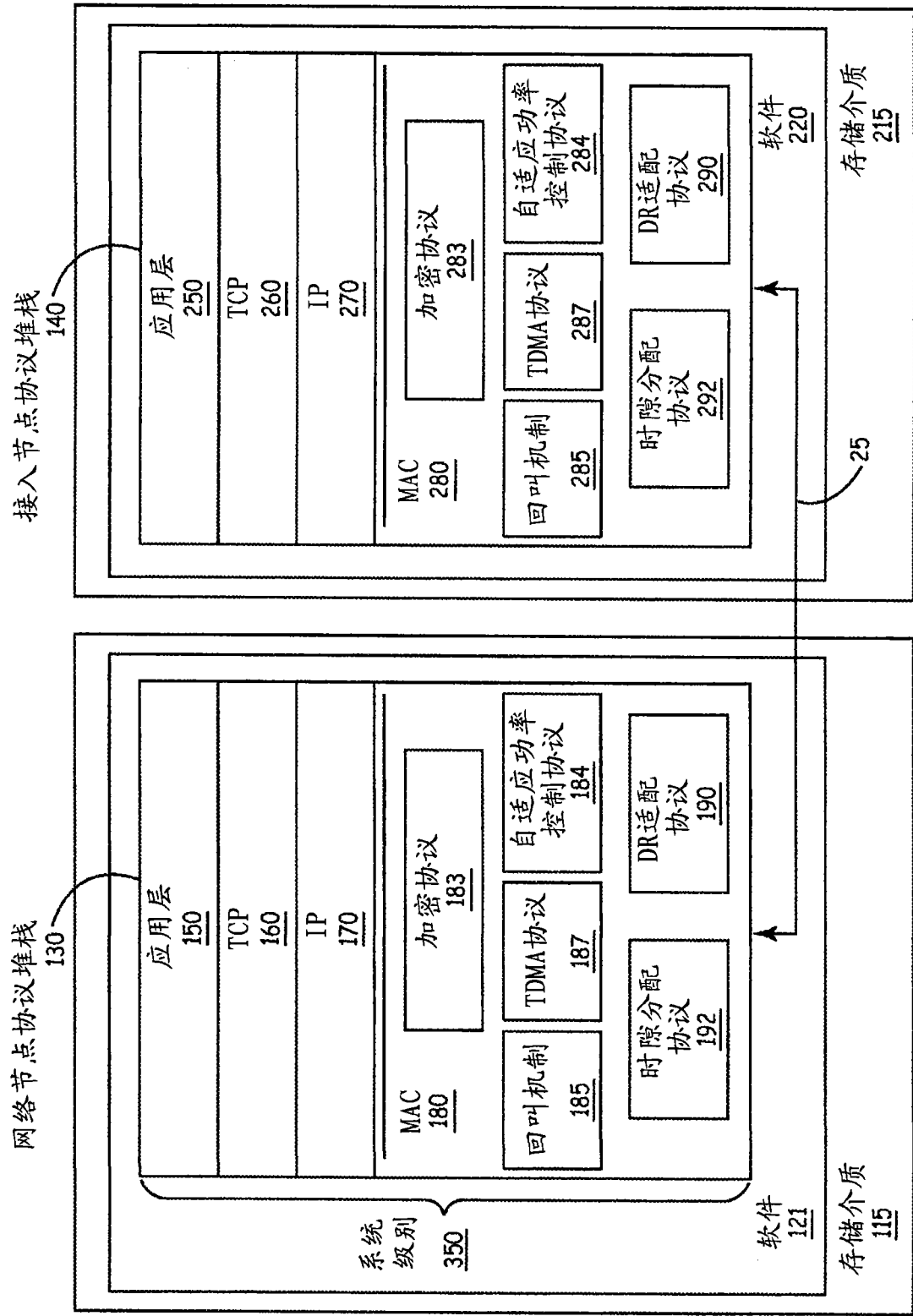


图 3

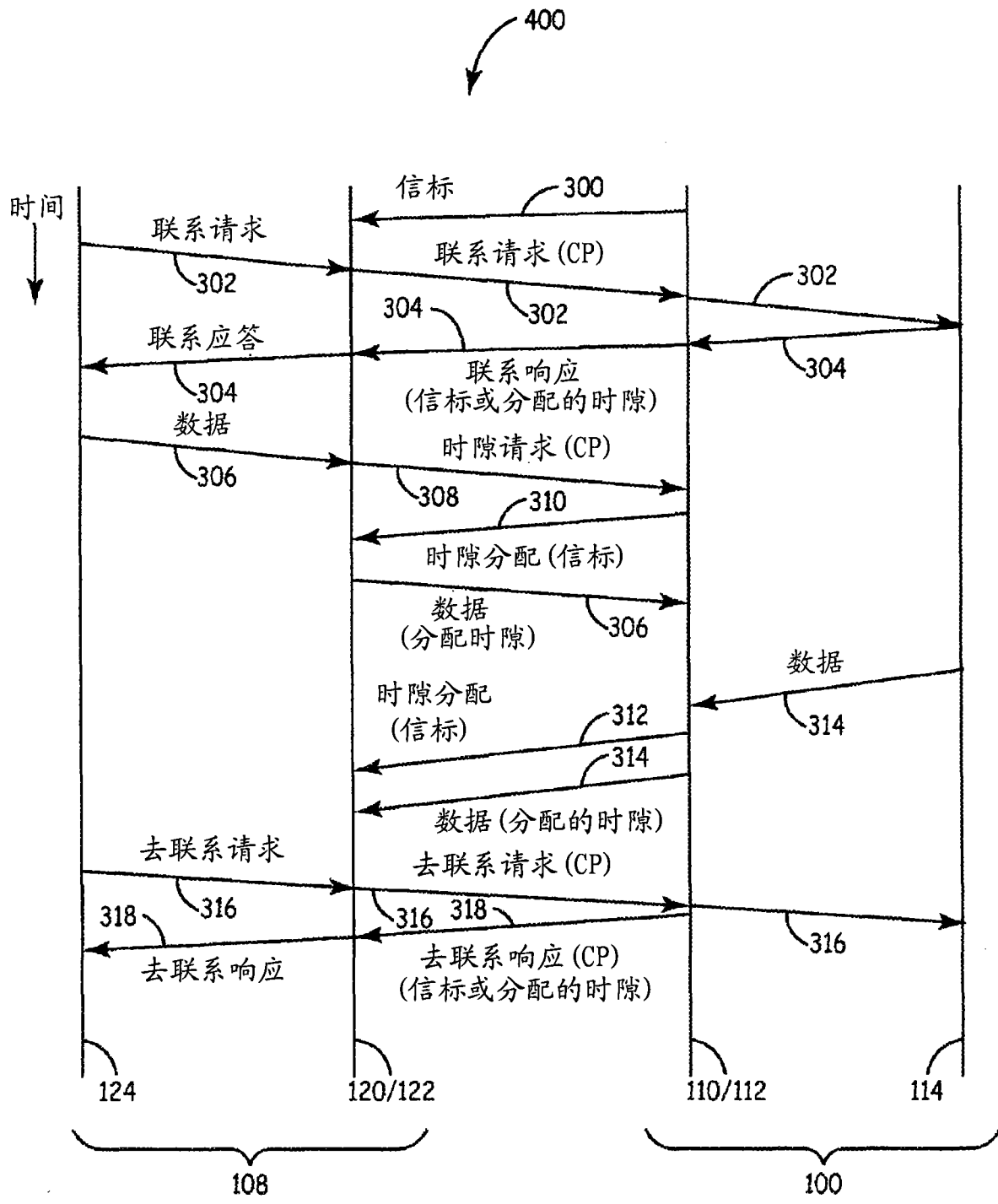


图 4

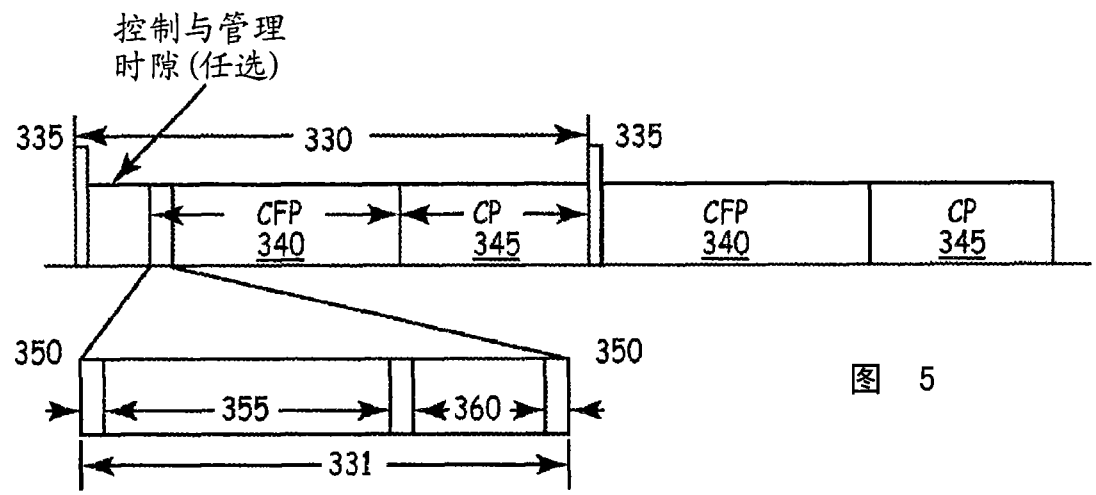


图 5

图 5i

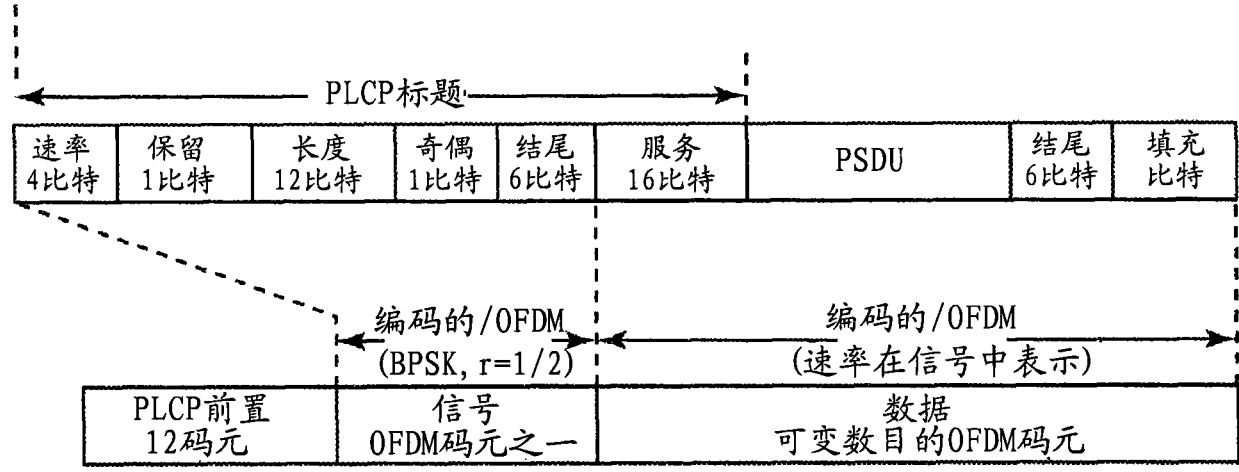


图 6

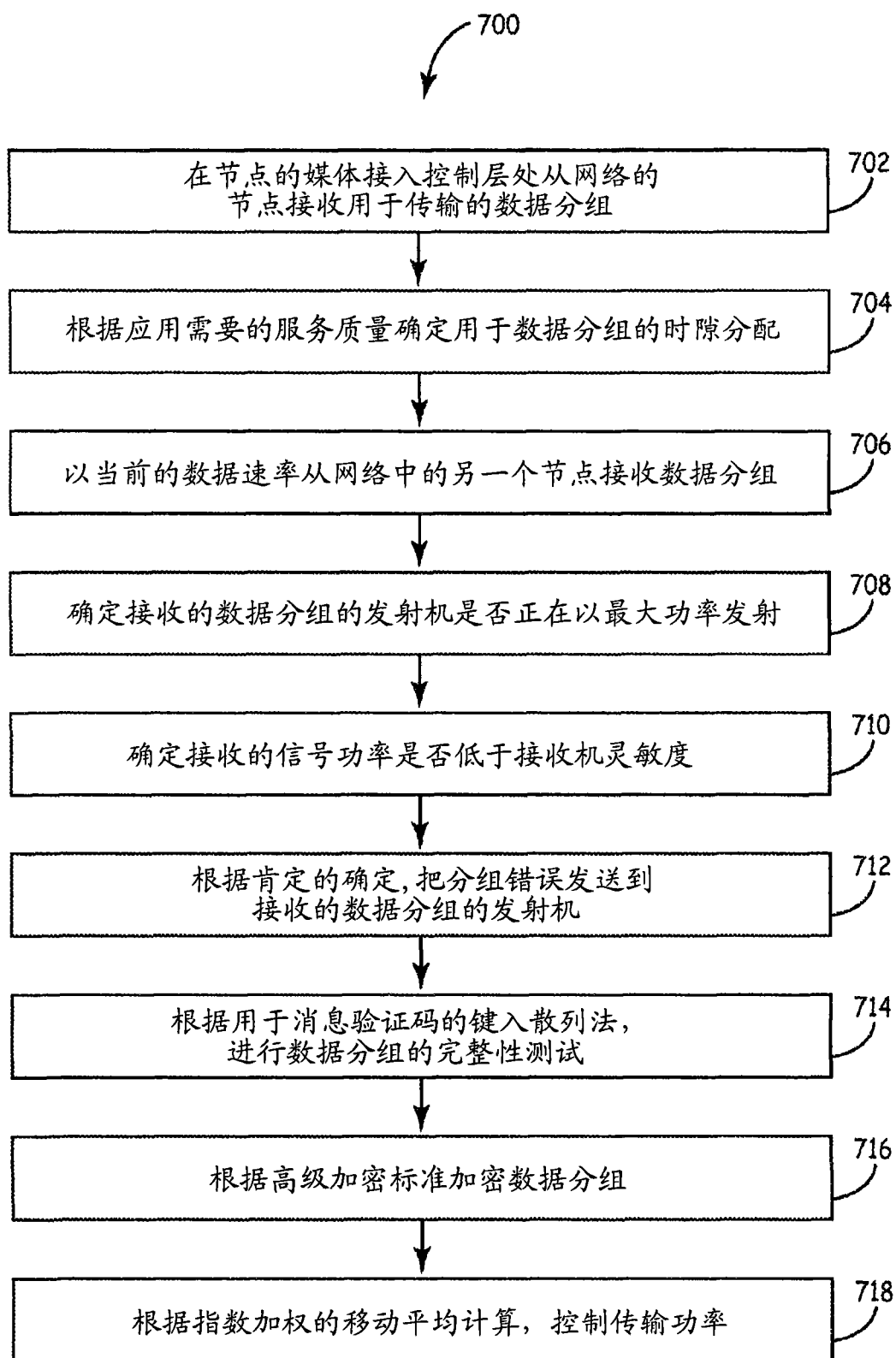


图 7

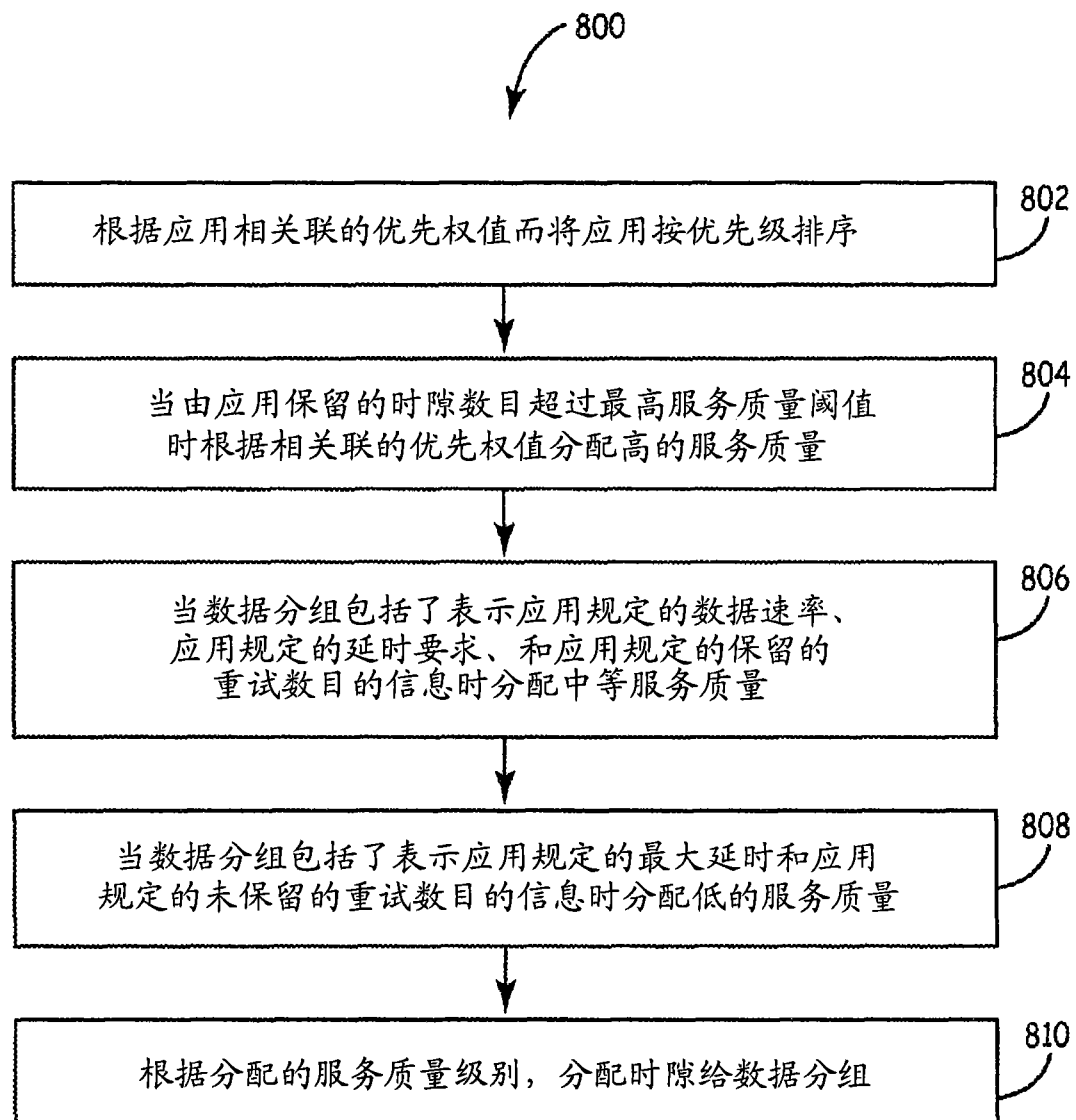


图 8

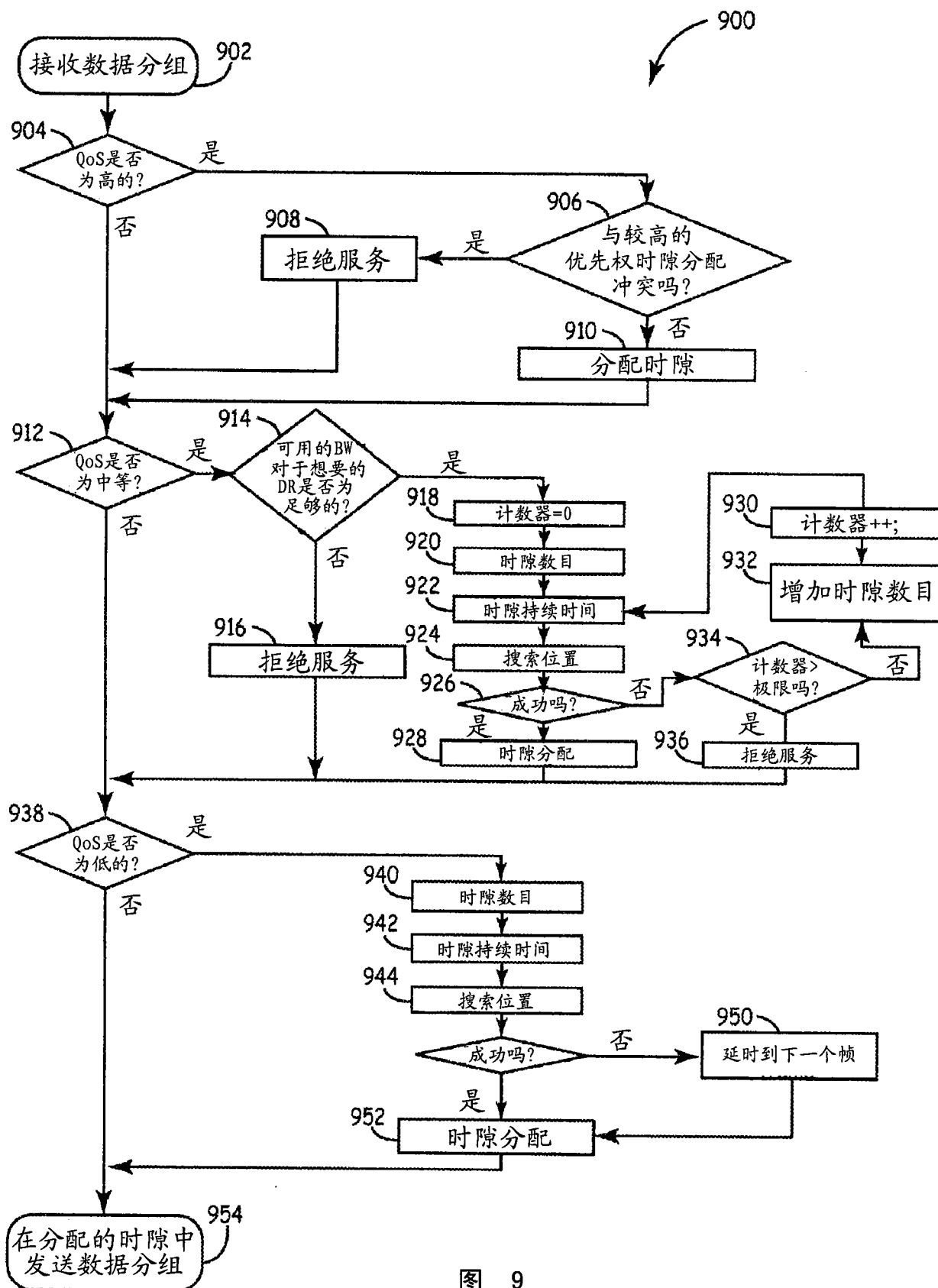


图 9