



[12] 发明专利申请公开说明书

[21] 申请号 00816770.2

[43] 公开日 2003 年 4 月 2 日

[11] 公开号 CN 1408162A

[22] 申请日 2000.12.1 [21] 申请号 00816770.2

[30] 优先权

[32] 1999.12.6 [33] US [31] 60/168,742

[86] 国际申请 PCT/SE00/02408 2000.12.1

[87] 国际公布 WO01/41377 英 2001.6.7

[85] 进入国家阶段日期 2002.6.6

[71] 申请人 艾利森电话股份有限公司

地址 瑞典斯德哥尔摩

[72] 发明人 T·拉松 P·X·约翰松

J·舍伦森

[74] 专利代理机构 中国专利代理(香港)有限公司

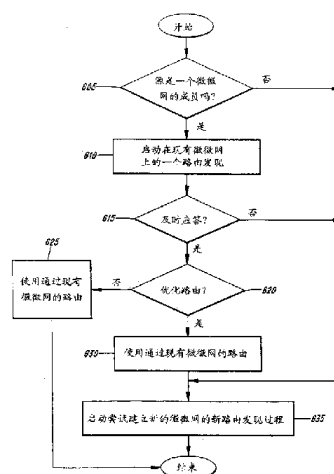
代理人 栾本生 李亚非

权利要求书 2 页 说明书 10 页 附图 7 页

[54] 发明名称 基于路由发现的微微网构成

[57] 摘要

提供一种在特定网中建立从源节点到目的节点在其上发送数据分组的路由的方法。如果不拥有到目的节点的路由,则有分组发送到目的节点的源使用反应路由协议。开始,可以判定源节点是否是一个现有微微网的成员。如果源节点是一个现有微微网的成员,则一个路由请求消息将广播给现有微微网的节点。而源等待一个及时的 REPLY 消息。如果源节点不是一个现有微微网的成员,或者如果一个及时的 REPLY 消息没有收到,则源节点可以启动一个新的路由发现过程,其中节点尝试建立新的能够在源节点和目的节点之间更有效通信的微微网。



1. 在电信网络中, 一种用于建立数据分组在其上从源节点发送到目的节点的路由的方法包含以下步骤:

请求源节点和目的节点之间在现有网络连接上的路由发现;

5 判定所述在现有网络连接上在源节点和目的节点之间路由发现的请求是否失败; 并且

如果判定所述在现有网络连接上在源节点和目的节点之间路由发现的请求失败, 则通过形成一个或多个新的网络连接而在源节点和目的节点之间建立一个路由。

10 2. 权利要求1的方法, 其中所述判定在现有网络连接上在源节点和目的节点之间路由发现的请求是否失败的步骤包括以下步骤:

判定源节点是否接收到响应路由发现请求的及时应答。

3. 权利要求2的方法, 其中所述电信网络是一个特定网。

4. 权利要求3的方法, 其中所述网络是基于蓝牙技术的网络。

15 5. 在包括一个或多个现有子网的特定无线电信网络中, 一种用于建立数据分组在其上发送的源节点和目的节点间的路由的方法, 所述方法包括以下步骤:

如果源节点是一个或多个现有子网的成员, 则广播对于在与一个或多个现有子网相关的一个或多个连接上的源节点和目的节点之间的一个路由的路由发现请求消息;

20 判定是否响应广播路由发现请求消息的一个及时的应答消息被源节点接收; 并且

如果判定一个及时的应答消息没有被接收, 则在与一个或多个新形成的子网相关的一个或多个连接上建立源节点和目的节点之间的一个路由。

25 6. 权利要求5的方法还包含以下步骤:

如果源节点不是一个或多个现有子网的成员, 则在与一个或多个新形成的子网相关的一个或多个连接上建立源节点和目的节点之间的一个路由。

30 7. 权利要求5的方法还包含以下步骤:

如果目的节点不是一个或多个现有子网的成员, 则在与一个或多个新形成的子网相关的一个或多个连接上建立源节点和目的节点之间的

一个路由。

8. 权利要求 5 的方法还包含以下步骤:

如果判定响应路由发现请求的一个及时的应答被源节点接收,则判定在与一个或多个新形成的子网相关的一个或多个新的连接上的路由是否5 是否是所期望的。

9. 权利要求 8 的方法还包含以下步骤:

如果判定响应路由发现请求的一个及时的应答被接收并且判定在与一个或多个新形成的子网相关的一个或多个新的连接上的路由不是所期望的,则在10 在与一个或多个现有子网相关的一个或多个连接上建立源节点和目的节点的一个路由。

10. 权利要求 8 的方法还包含以下步骤:

如果判定响应路由发现请求的一个及时的应答被接收并且判定在与一个或多个新形成的子网相关的一个或多个新的连接上的路由是所期望的,则在15 在与一个或多个现有子网相关的一个或多个连接上建立源节点和目的节点之间的一个路由; 并且

同时为与一个或多个新形成的子网相关的一个或多个连接上的源节点和目的节点之间的一个路由启动路由发现。

11. 权利要求 5 的方法, 其中所述特定无线网络是一个基于蓝牙技术的网络。

20 12. 权利要求 11 的方法, 其中现有的和新形成的子网是微微网。

基于路由发现的微微网构成

发明领域

- 5 本发明涉及电信领域。更具体而言，本发明涉及特定网电信领域。
背景技术

“蓝牙”是一种在未注册的 2.4Ghz ISM（工业科学医疗）频带使用跳频方案的特定无线网络技术的例子。蓝牙最初的发明是为了在短距离的无线环境下除去在诸如电话、PC 卡、无线耳机等设备之间的电
10 缆。然而今天，蓝牙成为一个真正特定的无线网络技术，该技术可供如话音的同步业务和如基于 IP 的数据业务的异步业务使用。目的地是如电话、PDA、膝上型电脑、数码相机、视频监控器、打印机、传真机等
的任何数字通信设备可以能够通过使用蓝牙无线芯片和它的附随软件在无线接口上通信。

- 15 图 1A-C 举例说明了三个典型的微微网。根据蓝牙技术，两个或更多个蓝牙（BT）单元共享同一个信道形成一个微微网。在一个微微网中，一个 BT 单元可以是主单元或从单元，尽管每个微微网必须仅有一个主单元和最多 7 个激活的从单元。任何一个 BT 单元可以是主单元。

图 2 举例说明了一个散射网。一个散射网通过两个或多个微微网互
20 连形成。两个或更多个微微网通过作为每个微微网成员的公共共享 BT 单元互相连接。BT 单元 205 是由三个微微网 1、2 和 3 共享的一个 BT 单元的例子。

图 2 进一步举例说明了一个 BT 单元，该单元被两个或更多个微微网共享，可以是多个微微网的从单元，但只能是一个微微网的主单元。
25 例如，BT 单元 210 是微微网 10 的主单元，但仅是微微网 11 和 12 的从单元。另外，一个属于两个或更多个微微网成员的 BT 单元在同一时间在一个微微网中发送和接收数据。因此，必须在时分复用的基础上参与多个微微网。需要注意的是在从单元之间没有直接的传输连接，仅在主单元和从单元之间或相反的有直接的传输。

- 30 每个 BT 单元有一个全球唯一的 48 比特 IEEE 802 地址。这个地址称作蓝牙设备地址（BD-ADDR），在 BT 单元制造时分配并从此不改变。另外，微微网的主单元分配一个本地的激活成员地址（AM-ADDR）给微

接收到一个查询消息的一个 BT 单元，不管该消息包含一个 GIAC 还是 DIAC，都响应一个 INQUIRY RESPONSE 消息。INQUIRY RESPONSE 消息实际上是一跳频同步（FHS）分组。蓝牙使用 FHS 分组用于其它目的，例如，如名字显示地同步跳频信道序列。在任何事件下，通过监
5 听 INQUIRY RESPONSE 消息，启动 INQUIRY 的 BT 单元可以收集 BD_ADDR 和内部时钟值，这两个值都包括在相邻 BT 单元的 FHS 分组中。

涉及到 INQUIRY 过程的是 PAGE 过程。PAGE 过程用于在两个 BT 单元间建立一个实际的连接。当作为 INQUIRY 过程的结果，一个相邻 BT 单元的 BD_ADDR 已知时，可用 PAGE 消息寻呼相邻的 BT 单元。已知被
10 寻呼的 BT 单元的内部时钟值加速 PAGE 过程，这是因为可能使寻呼单元估计相邻 BT 单元在何时何跳频信道上监听 PAGE 消息。

PAGE 消息包含来自被寻呼 BT 单元的 BD_ADDR 的设备存取码（DAC）。接收到一个包含它的 DAC 的 PAGE 消息的 BT 单元响应同样的分组。寻呼的 BT 单元然后应答一个 FHS 分组，包括寻呼的 BT 单元的
15 BD_ADDR，寻呼的 BT 单元的当前内部时钟值，分配给被寻呼的 BT 单元的 AM_ADDR 和其它参数。被寻呼的 BT 单元然后再次以它的 DAC 响应，并且两个 BT 单元间的连接建立。

如果寻呼的 BT 单元已经是现有微微网的主单元，则被寻呼的 BT 单元作为新的从单元加入到现有微微网中。另外，两个 BT 单元形成一
20 个新的微微网，寻呼的 BT 单元作为主单元。由于 INQUIRY 消息不包括任何关于发送端的信息，所以启动 INQUIRY 过程的 BT 单元是唯一能启动随后的 PAGE 过程的 BT 单元。因而，启动一个 INQUIRY 过程的 BT 单元将成为作为随后的 PAGE 过程的结果形成的微微网的主单元。无论怎样，如果认为需要，则在蓝牙中主单元和从单元的角色可以通过使用
25 主从转换机制转换。然而，这是一个对在微微网中可能包括其它从单元整个微微网重定义的复杂和大范围的过程。

INQUIRY 和 PAGE 过程在当前蓝牙标准中有很好的规定。这是形成一个新的蓝牙微微网和在现有微微网中增加新 BT 单元所需的所有工具。然而，即使这些工具被很好的规定，但没有如何使用它们的规定
30 和准则。当相邻设备被发现时，没有方法知道为形成一个恰当的微微网而和谁连接。此外，即使主从转换机制存在，按照规定的，使用它是一个大范围的过程，并且很难知道为了改善微微网的效率何时使用

微网中的每个激活成员。仅三个比特长的 AM-ADDR 被动态分配或重新分配并在单个微微网中是唯一的。主单元使用 AM-ADDR 在微微网中轮询特定的从单元。当一个被主单元轮询分组触发的从单元发送一个分组到主单元时，它在分组头包含它自己的 AM-ADDR。

- 5 尽管所有数据在分组中传输，分组还在 SCO 链路上包含主要供话音业务使用的同步数据，和/或在异步无连接链路（ACL）上的异步数据。如果分组包含异步数据，则确认和重传方案用于保证可靠的数据传输，正如信道编码格式中的前向纠错（FEC）。

10 图 3 举例说明了蓝牙分组的标准格式，尽管对于某些控制分组例外。AM-ADDR 位于分组的头部，随后是需要应用时的控制参数（如指示确认或重传请求的比特），和头检错码（HEC）。

有效负荷的格式取决于分组的类型。ACL 分组的有效负荷包含一个头，一个数据域，在许多情况下，还包含一个循环校验（CRC）码。SCO 分组的有效负荷仅包含一个数据域。另外，还有混合分组包含两个数据域，一个用于同步数据，一个用于异步数据。不包含 CRC 的分组不确认也不重传。

图 4 举例说明了蓝牙系统的协议层。基带，LMP 和 L2CAP 是现有的蓝牙特定协议，“高级协议或应用”层代表可能是或不是蓝牙特定的协议，在当前蓝牙规范中不存在网络层。

- 20 关系到蓝牙一个重要的限制是没有定义从一个微微网中的 BT 单元到另一个微微网中的 BT 单元寻址和路由选择分组的方法。换句话说，当前的蓝牙规范没有指定如何在一个散射网中执行微微网间的通信。

在任一个特定网技术中一个重要的能力是发现邻近设备的特性。对蓝牙也是如此。没有发现邻近设备的能力，一个 BT 单元不能找到其它需要与之通信的 BT 单元，因此，不能形成特定网。在蓝牙中发现相邻设备的过程包括一个 INQUIRY 消息和一个 INQUIRY RESPONSE 消息。想要在无线覆盖范围中发现相邻 BT 单元的一个 BT 单元，根据特定的定时和频率序列反复发送 INQUIRY 消息和监听 INQUIRY RESPONSE 消息。一个 INQUIRY 消息仅包含一个查寻存取码。查寻存取码可以是被发送以发现任何相邻的 BT 单元的通用查寻存取码（GIAC），或者是被发送以发现一个特定的 BT 单元的专用查询访问码（DIAC），一个特定的 DIAC 专用于所述 BT 单元。

它。因此，微微网或多或少随机形成，作为结果经常远离最佳微微网和散射网结构。一个例外是当启动 INQUIRY 过程的 BT 单元已经知道它要连接的 BT 单元的 BD-ADDR 时。

蓝牙的一个重要方面是在蓝牙协议栈的顶端支持 IP。目前实现这个有两个提议。第一个提议将每个微微网视为一个 IP 子网，在每个微微网的 L2CAP 的顶端运行 IP。第二个提议将整个蓝牙散射网视为一个 IP 子网。这需要一个适配层，这里称作如图 5 所示的插入到 L2CAP 和 IP 层之间的网络适配层（NAL）。NAL 的用途是仿真 IP 层假设的共享媒体网络（如广播媒体）。

第一个提议遭受多个问题，这部分是因为蓝牙微微网不是共享的媒体网络。第二个提议当然不是没有问题，但似乎是一个更有希望的方案。本发明可以适用于第二个提议。因此，本发明假定的如图 5 所示的协议层包括 NAL。

NAL 层必须支持多个特性。例如，它必须支持一个路由选择机制以在一个散射网中路由分组，同时引起散射网仿真 IP 层假设的共享媒体网络。不管用于通过散射网路由分组的路由选择方案，方案必须依赖作为一个以上微微网成员的 BT 单元从一个微微网到另一个微微网转发分组。在这里提到的这些 BT 单元在下面被称作转发节点。

一般的，路由选择协议分为主动的和反应的。主动的路由选择协议即使路由当前不需要，也要维护节点间的路由。主动路由选择协议即使没有业务受网络拓扑改变影响也对拓扑改变有反应。主动路由选择协议在开销方面是非常昂贵的，因为每个节点必须周期性的发出控制信息给网络中的其它节点。

另一个可选的提议是使用反应路由选择。依照反应路由选择法，路由仅当明确需要路由分组到特定的目的地时才被建立。这意味着路由选择协议仅知道发送数据所需要的路由。因此，维持路由所带来的开销较小。

为了建立一个源到目的地的路由，源节点典型的广播一个 REQUEST 消息请求一个到规定目的地的路由。所有在范围内的节点接收所述 REQUEST 消息。接收 REQUEST 消息的既不是目的节点也没有到目的节点的有效路由的节点将重新广播 REQUEST 消息给它的相邻节点。当目的节点或拥有到目的节点有效路由的节点接收到 REQUEST 消息时，它

可以通过不重新广播 REQUEST 消息而限制网络扩散，并将一个单播 REPLY 消息发送回源节点。

典型的，源节点使用第一个接收到的应答消息，并且它仅当目前的路由中断时才请求一个新的路由。路由选择可以依照下面规定中的一个完成。首先，源路由选择，整个路由被在 REPLY 消息中接收。中间节点不需要信息，仅源需要知道路由。整个路由通过每个发送的分组被规定。第二个包含一个距离矢量，意味着 RELAY 消息存储信息于中间节点的路由选择表中。这意味着仅有目的地需要在发送的分组中。

所述的蓝牙协议，有 INQUIRY 和 PAGE 过程来建立微微网，但它没有描述这些如何用于形成有效的散射网。此外，当前的解决方案没有为有分组要发送到目的地且不是任何微微网成员的节点提供方法。

发明概述

与现有技术相关的这些和其它问题、缺点和限制将根据本发明被克服，其中一个电信网络中的源节点（即分组被从中发送的节点）能够根据预先确定的事件形成一个或多个新的网络连接。

因此，本发明的一个目的是允许反应的特定路由选择协议判定是否为了在源节点和目的节点之间形成路由而建立新的网络连接。

本发明的另一个目的是为网络中源节点提供装置，在预先定义的事件一出现就在源节点和目的节点之间创建新的网络连接形成路由。

依照本发明的一方面，通过通信网中的一种方法达到上述以及其它目的，该方法用于建立数据分组在其上从源节点发送到目的节点的路由。方法包括在现有网络连接上请求源节点和目的节点之间的路由发现。最后，作出判定是否路由发现请求已经失败。如果路由发现请求失败，则一个在源节点和目的节点之间的路由通过创建一个或多个新的网络连接而形成。

附图说明

本发明的目的和优点将通过阅读以下结合附图的详细描述来理解。

图 1A - C 说明三个示范的微微网；

图 2 说明一个示范的散射网；

图 3 说明一个蓝牙数据分组的标准格式；

图 4 说明与基于蓝牙的网络相关的各协议层；

图 5 说明与基于蓝牙的网络相关的包括网络适配层的各协议层;

图 6 说明一种依照本发明的示范实施方案来完成路由发现的技术; 和

图 7 说明一种依照本发明的示范实施方案来完成路由发现的替代技术。

发明详述

既然蓝牙是主要对象, 所以本发明将使用蓝牙术语描述蓝牙上下文。然而, 还将简要描述本发明如何推广到其它无论有线还是无线网络技术中应用。

总体上, 本发明将反应路由选择和微微网构成相结合。本发明如以下描述完成这一点。

有分组要发送到目的节点的一个源如果不拥有到目的节点的路由, 则它将使用反应路由选择协议。源节点通过反应路由协议获得路由, 然而, 依赖源节点是一个或几个现有微微网的成员还是不是一个微微网的成员将产生不同的行为。

图 6 说明一种依照本发明的示范实施方案的技术。最初, 如步骤 605 所示, 判定源节点是否是一个现有微微网的成员。如果根据判定步骤 605 的“否”路径, 源节点不是现有微微网的成员, 则技术继续到步骤 635, 这将在下面描述。然而, 如果根据判定步骤 605 的“是”路径, 源节点是现有微微网的成员, 则源节点在现有微微网中启动一个路由发现, 如步骤 610 所示。当然, 这通过广播一个 ROUTE 请求消息给通过现有微微网连接的节点来达到。

如步骤 615 所示, 源节点然后等待一个及时的 RELAY 消息。如果根据判定步骤 615 的“否”路径, 及时的应答没有收到, 则过程再次继续到步骤 635。代替地, 如果根据判定步骤 615 的“是”路径, 收到及时的应答, 则源节点判定它是否希望通过 REPLY 消息定义的路由发送它的分组。

源节点根据判定步骤 620 的“否”路径, 可以判定沿着 REPLY 消息定义的路由更有效地发送它的分组到目的节点。如果是这种情况, 则源节点将如步骤 625 所指示的动作。相反地, 根据判定步骤 620 的“是”路径, 源节点可以判定有必要优化路由, 即定义一个新的更有效的路由。如果如此, 则源节点可以开始通过 REPLY 消息定义的路由

发送分组，如步骤 620 所示。然而，同时，源节点根据步骤 635 启动一个新的路由发现过程，其中节点将尝试建立新的能够在源和目的节点间更有效通信的微微网。假设一个更有效的路由能够被建立，则源节点将通过新形成的微微网的路由发送分组。因此，本领域的技术人员将容易理解，根据本发明的路由发现影响新微微网的构成。

立即开始建立新的微微网不是最好的，原因是微微网建立是一个相对慢的过程，该过程可能比通过现有微微网到目的地的有效路由实际接收 REPLY 消息的时间长。因此，如果目的节点通过已经存在的微微网是可到达的，则源节点可能获得路由更快。然而，在第一次成功路由建立后没有任何事情禁止节点重整微微网。另一个原因是在路由发现期间的微微网构成能够导致许多需要维持并包括在微微网的时间安排中的不必要的微微网。

现有微微网的使用

如上所述，如果源节点是一个或几个现有微微网的成员，则它将触发路由选择协议以发出一个扩散网络的普通 ROUTE REQUEST 消息。这样，路由请求分组仅扩散现有微微网。然而在最坏的情况下，目的节点是不可到达的，因为例如它不是任何现有微微网的成员，或者目的节点仅是一个没有任何连接使源节点可能与目的节点通信的微微网的成员。实际上，源和目的节点可以在对方发射机范围内，但必要的微微网只是还没有建立。

图 7 举例说明本发明的一个可替代的实施方案。如图所示，源节点可以在没有成功接收到及时的 REPLY 消息后（如根据图 6 中判定步骤 615 的“否”路径），立即根据步骤 705，通过新的微微网的构成启动一个新的路由发现过程。但是，如果根据判定步骤 710 的“是”路径，响应原始 ROUTE REQUEST 消息的 REPLY 消息在建立通过一个新的微微网的路由之前被接收到，则即使 REPLY 消息不及时，源节点也可以如步骤 715 所示，开始通过由不及时的 REPLY 消息定义的路由传输分组到目的节点。这将依照判定步骤 720 的“否”路径继续，直到通过新形成的微微网建立一个更有效的路由，或者所有分组已经传输到目的节点。

新的微微网的创建

如上阐述，本发明允许当路由选择试图找到到期望节点的路由时建

立新的微微网。这发生在当现有微微网上的路由请求失败或者源节点不是任何现有微微网的成员的时候。

5 为了通知节点接收它们被允许建立新的微微网的请求,需要一个特定的请求。这可以通过在 REQUEST 消息分组的头使用一比特指示来完成。所述请求将通知其它节点如果它们期望则可以建立新的微微网,在这种意义上,该请求是特殊的。接收该请求的节点有一些选项。首先,当微微网建立发生时,它们可以在现有微微网上重新广播请求。当新的微微网被建立时,请求将也在这些网上被发送。这可以连续发生,意味着请求将按被建立的相同速率发送给每个新的微微网。其次,10 它们可以形成新的微微网,然后重新广播请求。可替代地,它们可以仅在现有微微网中重新广播。最后一条是需要的,因为其它 BT 单元为了另一个 BT 单元建立新的微微网而浪费资源是不被需要的。节点还能够自己判定是否它愿意接受来自其它节点的微微网建立(对于 PAGE 的 PAGE RESPONSE)。

15 在进行路由发现时形成新的微微网的概念,原则上以这样一种方式得到微微网,即源节点能够达到网络中所有其它节点。如果目的地完全可以到达,则源节点将得到一个到目的地的路由。

实际的微微网建立过程意味着节点(源节点和转发请求的节点)必须进入 INQUIRY 模式以扫描环境(其它节点必须在 INQUIRY 扫描模式),20 即相邻节点发现。节点将从相邻节点中得到多个响应。节点能够在其后对它将连接到哪些节点和新微微网如何形成作出明智的判定。节点可以选择创建整个新的微微网还是与现有微微网结成整体。这依赖于对节点有多少信息是可用的。这能够包含一些信息,如微微网成员地址、哪些微微网节点能够转发分组、节点是从节点、主节点25 还是都是,和节点是否是一个以上微微网的成员。

当作出明智的判定时,节点实际上将通过进入 PAGE 模式进行连接并发送 PAGE 分组到它希望连接的节点。缺省的它将是新微微网的主节点,但能够选择作主从转换以改变角色。节点将与所有它希望与其建立一个微微网的节点这样做。结果将是多个新的微微网和/或重整已经30 存在的微微网。

更高协议层广播

以上所描述的技术将如解释地当源节点知道目的地 BD_ADDR 地址

时工作。然而，如果结合由 NAL 以上的协议层处理的较高层协议级广播（如 ARP 和 DHCP）使用，和特别当与如在共同未决的美国专利申请 No. 09/455,460 中描述的广播触发路由发现一起使用时是有区别的。主要区别是目的地地址是广播地址，而不是特定的节点地址。这意味着前面描述的过程将与下面描述的有些区别。

如前所述，源节点将首先尝试在现有微微网上请求，但在这种情况下，将捎带广播数据在路由请求分组中并将消息缓存在源节点中。信息必须缓存以便能够在以后请求路由。

超时特点也将有一些不同。如果到此目的地的路由没有在预先设定时间内接收到，则一个已知 BD_ADDR 地址的节点的路由请求将超时。然而在广播情况下这将不工作，因为路由请求将不包含特定的目的地 BD_ADDR 地址，但包含广播地址。解决方案是在源始终监视高级广播。这些广播的响应是一个有捎带数据的路由应答（路由应答将是一个捎带路由应答）。如果没有接收到捎带路由应答，则源节点可能超时，并且启动允许形成新的微微网的路由请求过程。

但是，还有一个关于这个解决方案的问题需要解决，即如何映射一个捎带请求与正确的捎带应答。NAL 独立于更高级协议并且不能使用来自这些层的信息。问题在于实际上甚至目的地也不能映射正确的请求到正确的应答。对此的解决方案是在每个节点一个时间仅允许一个捎带数据的广播触发路由请求。这意味着节点能容易地映射应答到正确的请求（一对一映射）。这种解决方案将限制被允许创建新微微网的广播数目。还必须要注意，无论如何在同一时间有多个创建微微网的广播是不必要的。可替代地，更高级广播能被禁止建立微微网，如仅使用捎带数据的普通路由请求。

如果没有接收到捎带数据的应答，则触发第二阶段，如在新的路由请求上捎带广播数据，但这次允许微微网构成。

这些种类被允许形成新微微网的更高级广播必须被限制数目，如必须有某个时间间隔判定多长时间节点能够这样做一次。原因只是限制不必要的广播的数目。如果广播之间的时间间隔太小，则发送多次被允许形成微微网的广播没有益处。

数据分组处理

当路由协议正在搜索一个路由以路由分组时，需要对所有递交给路

由选择协议的数据分组作什么？实质上有两个选择。第一个，分组可以被缓存，然后一收到带有有效路由的应答就发送。缓存器将被限制大小，并使用 FIFO 原则判定缓存器满时丢弃哪些分组。第二个，分组可能被丢弃并且高层如 TCP 被允许处理它。

- 5 这个问题对请求消息使用现有微微网的情况和新微微网被建立的情况都是重要的。然而区别是两种情况下时标不同。如果需要建立新的微微网这将需要较长时间路由。

10 在节点使用所描述的广播机制的情况下，节点必须缓存来自更高层的数据，例如被捎带在请求中的数据。这是为了保证节点能够再次尝试请求。

15 虽然本发明的主要目标是蓝牙散射网，但本发明并不限制于这种系统。通常，本发明的目标系统是包含多个网络的基于数字分组（有线或无线）的通信系统。每个网络有多个由点对点链路互连的节点组成。网络中的转发在网络层或在链路层和网络层之间的适配层执行，并基于包括在相同的各自层上的路由选择信息。在这种系统中使用的路由选择协议是一种请求式协议，该协议根据需求来寻找路由，使用请求和应答消息。本发明提供当节点希望路由到某个目的地时，节点应该采用的机制。

20 两步过程可以概括如下。首先，当一个节点需要路由分组到目的节点时，路由选择协议被触发。源节点将用 ROUTE REQUEST 扩散网络。这里重要的方面是第一个路由请求将仅扩散到现有网络中的节点。不属于任何网络部分的节点将不接收消息。如果第一个路由请求失败，则节点将以新的路由请求扩散网络。这个新的路由请求在它能够连接新的节点到现有网络的意义上是特殊的。因而如果目的地能够到达，
25 则源将获得一个到目的地的路由。

30 以上参考几个可仿效的实施方案描述了本发明。但是，显然本领域的技术人员将可能以不同于上述可仿效实施方案的特定形式来实现本发明。这将在不违背本发明的精神下完成。这些可仿效的实施方案仅是说明性的并且不以任何方式被认为是限制性的。本发明的范围由所附的权利要求而不是前面的描述给出，并且落在权利要求范围中的所有变化和等价物都应当包括在其中。

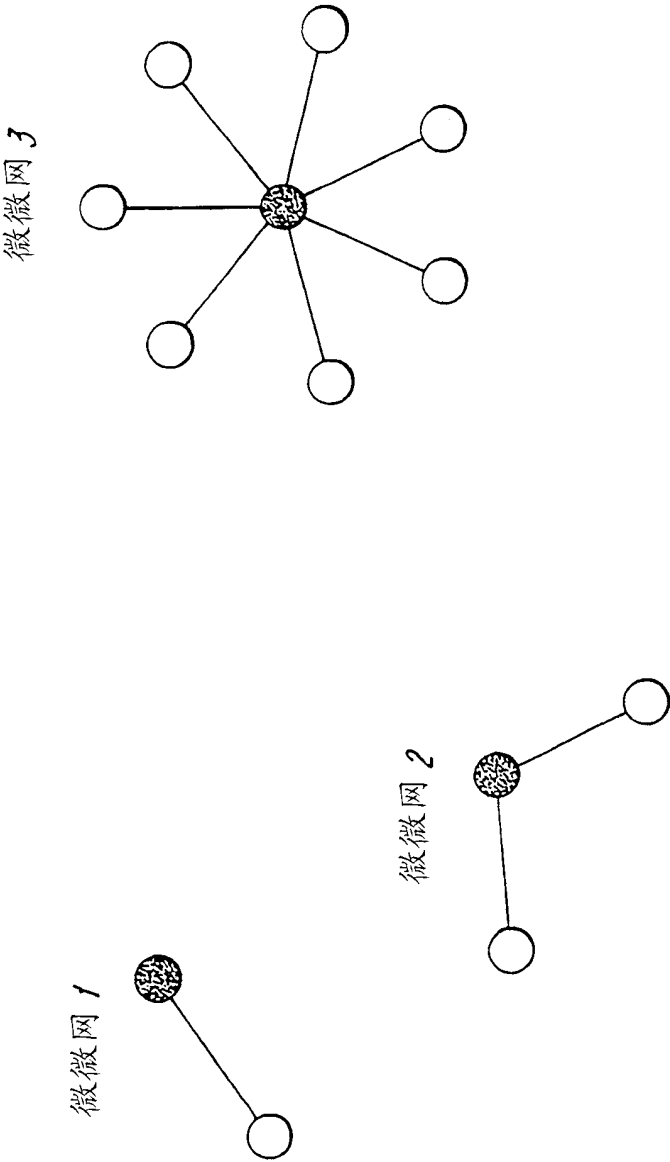


图 1

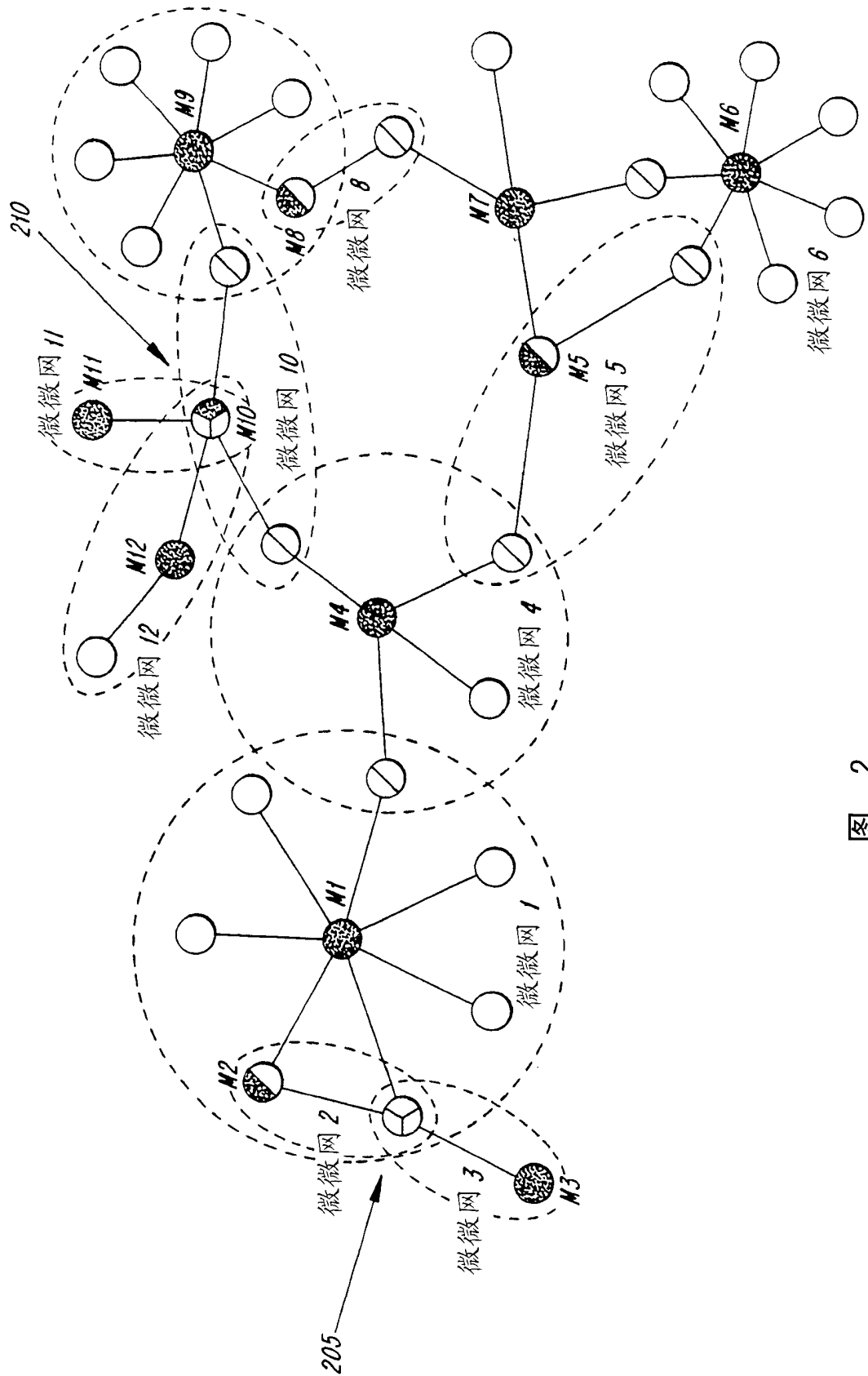


图 2



图 3

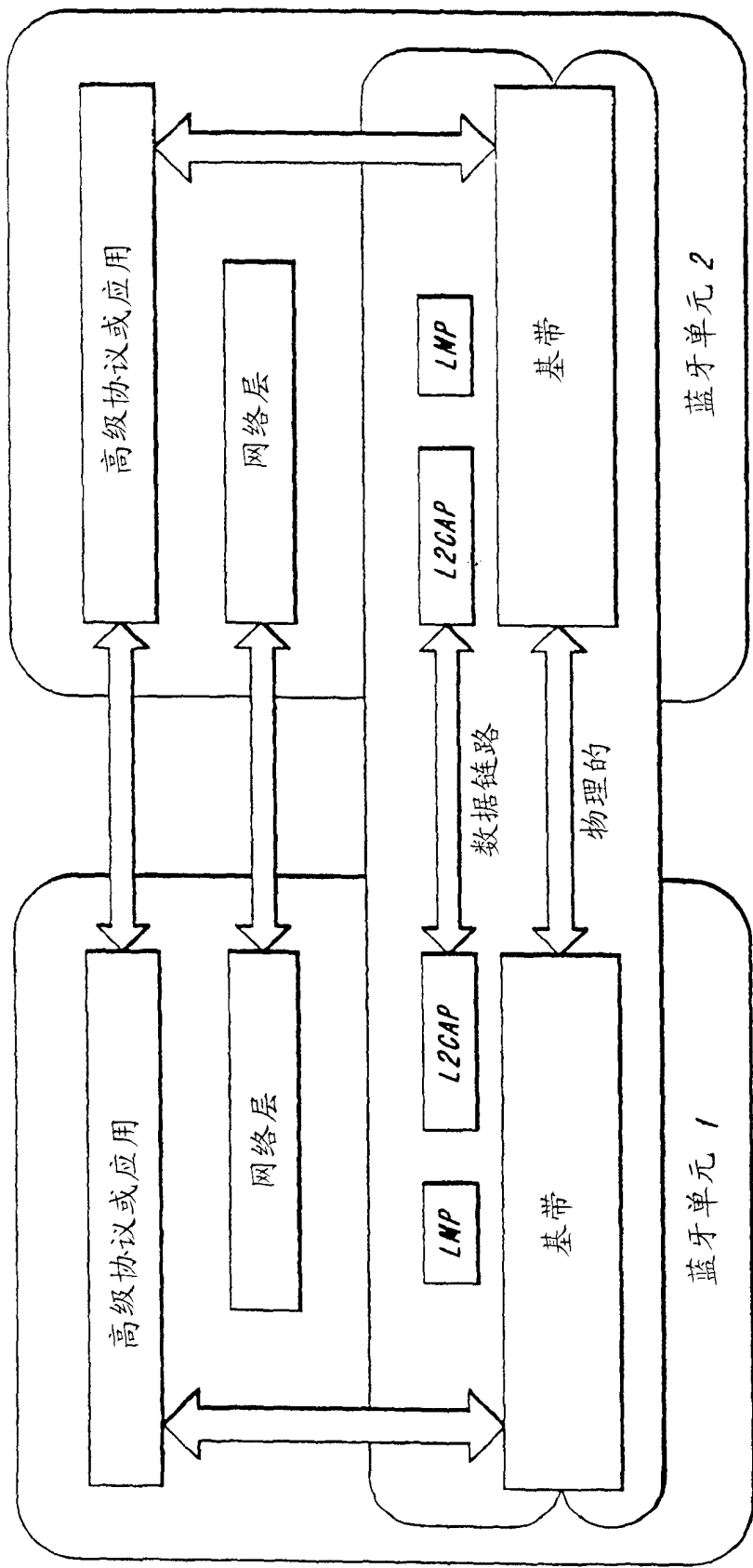


图 4

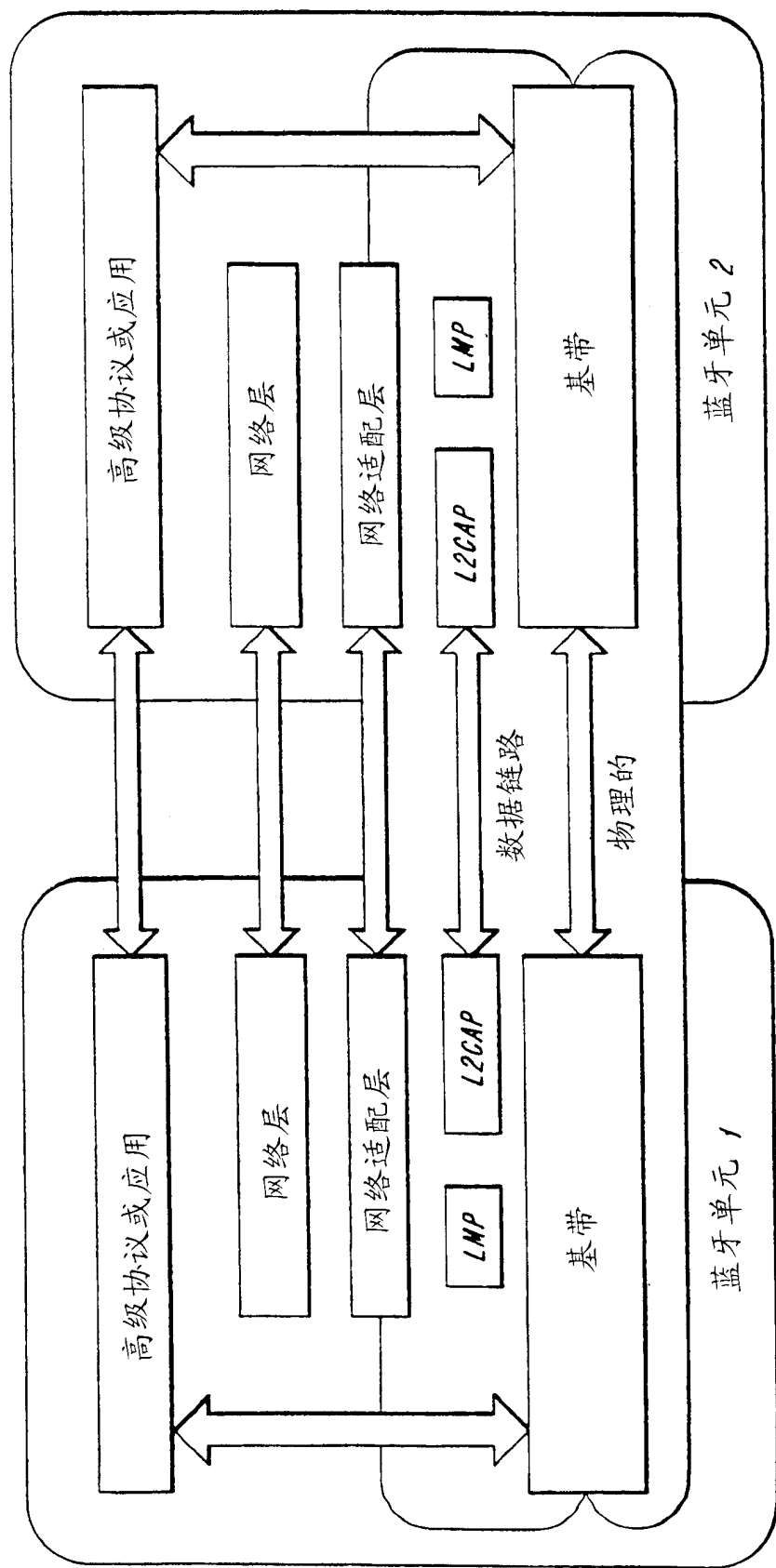


图 5

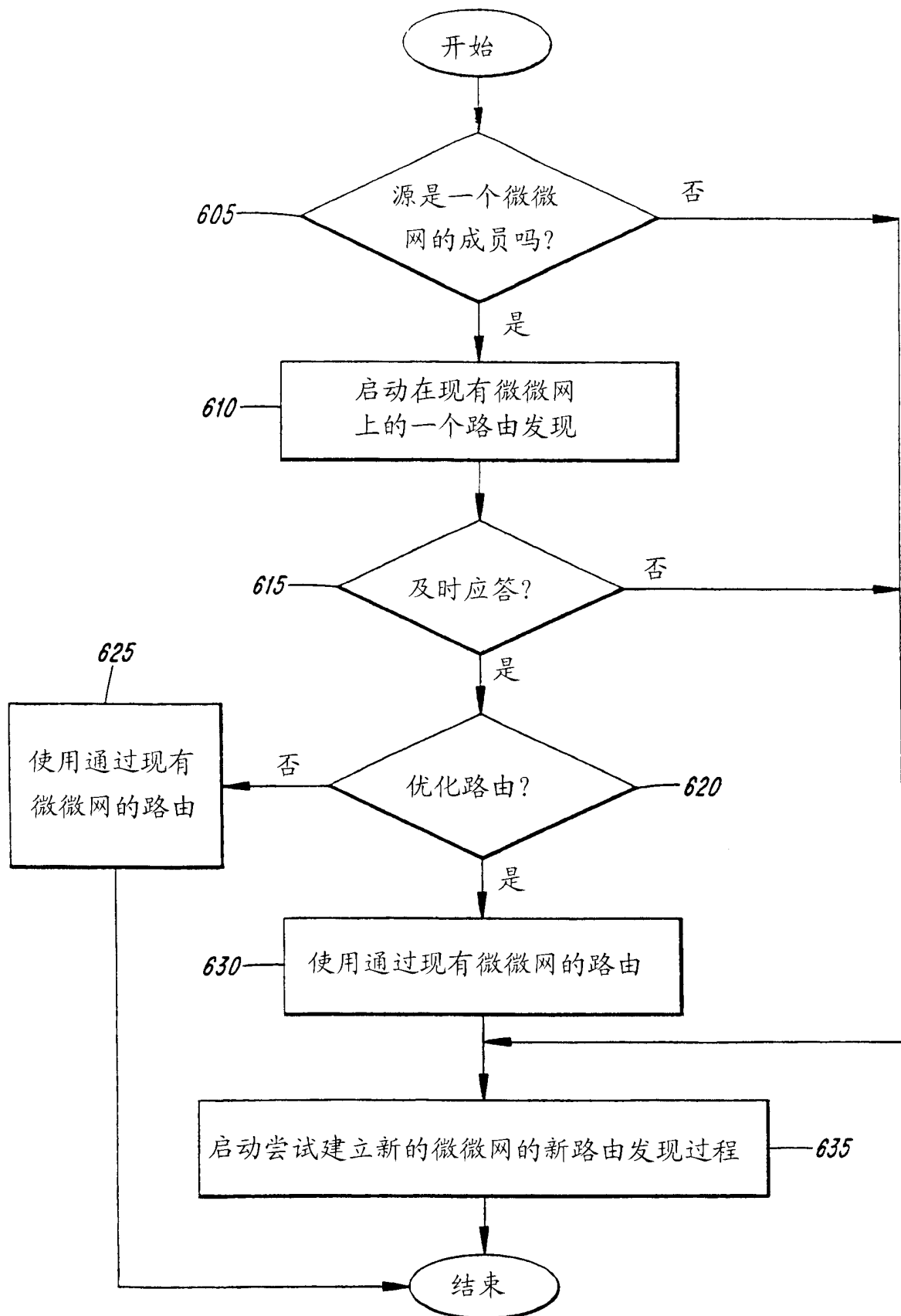


图 6

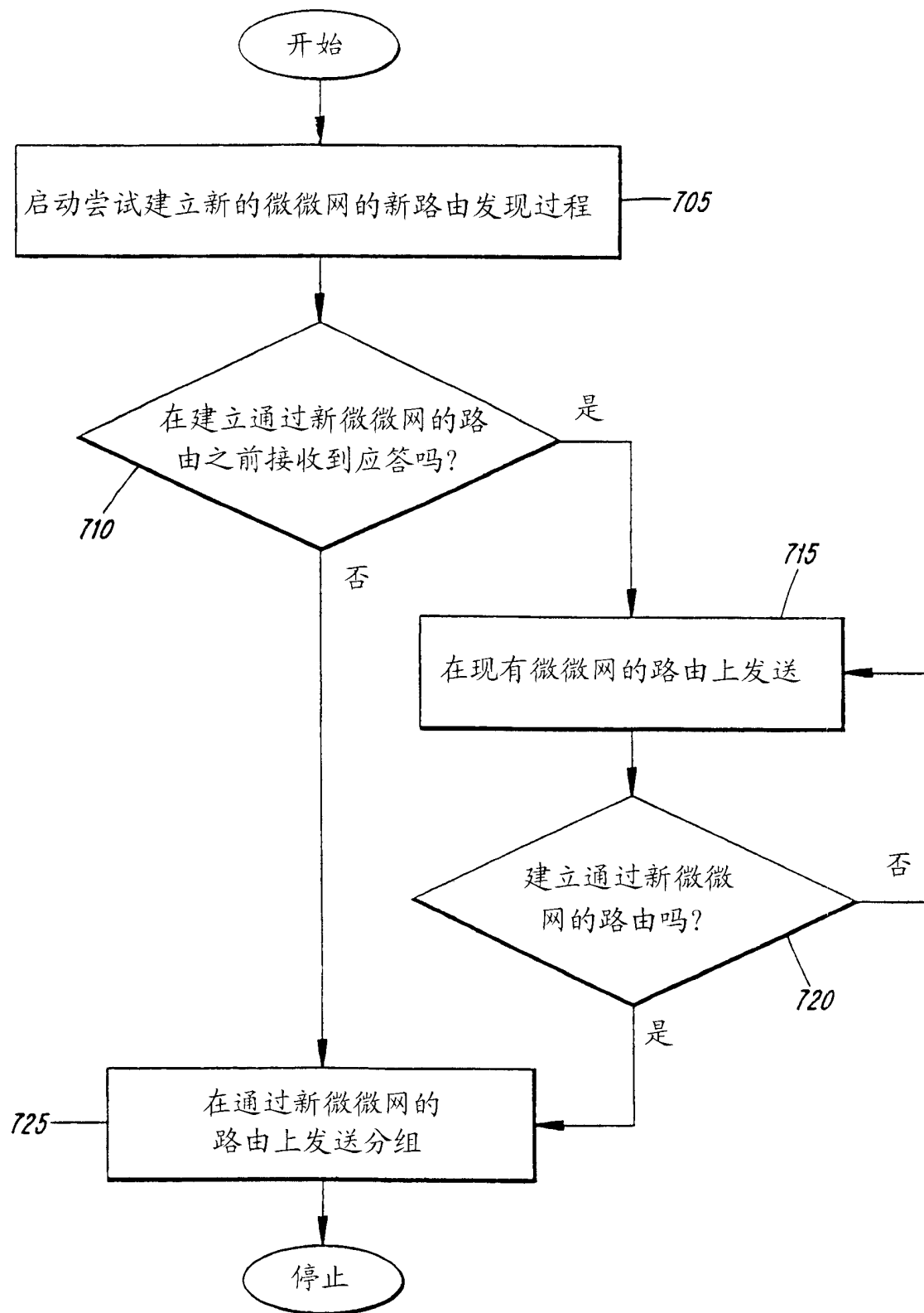


图 7