

[12] 发明专利申请公开说明书

[21] 申请号 97199202.9

[43]公开日 1999年11月17日

[11]公开号 CN 1235722A

[22]申请日 97.8.12 [21]申请号 97199202.9

[30]优先权

[32]96.8.28 [33]GB [31]9617907.2

[86]国际申请 PCT/GB97/02160 97.8.12

[87]国际公布 WO98/09403 英 98.3.5

[85]进入国家阶段日期 99.4.23

[71]申请人 英国电讯有限公司

地址 英国伦敦

[72]发明人 戴维·科特尔

[74]专利代理机构 永新专利商标代理有限公司

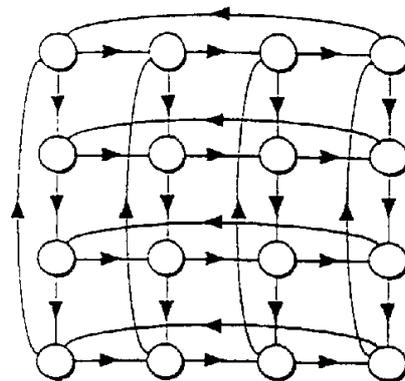
代理人 韩 宏

权利要求书 5 页 说明书 24 页 附图页数 9 页

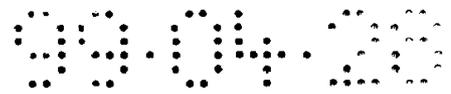
[54]发明名称 通信网络

[57]摘要

从若干节点与链路构成适用于诸如链接计算机处理器的通信网络。这些节点与链路是配置成多条定向轨迹的。各定向轨迹只跨越一些节点,但这些定向轨迹在一起跨越网络的每一个节点。通过选择链接源节点与目的地节点的一条适当定向轨迹及在源节点上输出分组到选择的轨迹上,将分组的路由选择通过网络。可在预定的与预排定的转接状态之间转换整个网络的节点,并可通过适当地选择在其中将分组放到网络上的时隙来选择给定的轨迹。该网络可以是携带光分组的光子网。



ISSN 1008-4274



权 利 要 求 书

1、一种在包括多个节点与链路的通信网中选择一分组的路由的方法，其中这些节点与链路是配置成多条定向轨迹，各定向轨迹只链接该多个节点中的一些而这些定向轨迹在一起跨越该网络的每一个节点，该方法包括：

a) 根据一分组的目的地从多条定向轨迹中选择一条定向轨迹 T，选择的轨迹包含该分组的源节点及目的地节点；以及

b) 在源节点上将该分组输出到多条定向轨迹中选择的一条上。

2、按照权利要求 1 的方法，包括在该分组所经过的各节上读取该分组中所携带的目的地地址。

3、按照权利要求 2 的方法，其中各中间节点在预定的并与一分组所携带的任何信息无关的方向上转发在该中间节点上接收并寻址到另一个节点的该分组。

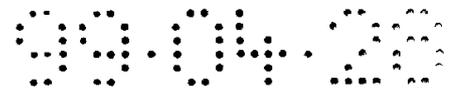
4、按照前面的权利要求中任何一项的方法，其中该分组是光子网上携带的一光分组。

5、按照前面的权利要求中任何一项的方法，其中该网络中的各定向轨迹为至少一条闭合定向轨迹的子图并包含来自该网络的链路不相交定向环分解的一个定向环或多个连接的定向环的并集。

6、按照前面的权利要求中任何一项的方法，其中选择定向轨迹 T 的步骤包括将该分组的初始发送与在中间节点上的预排定的转接相同步。

7、按照前面的权利要求中任何一项的方法，其中转接出现在来自网络的链路不相交定向环分解的环之间的连接点上。

8、按照前面的权利要求中任何一项的方法，其中这些节点在预排



定的预定转接状态之间在整个网络中同步转接。

9、按照权利要求 8 中的方法，其中：

用于中间节点的预排定的转接的定时序列包括分成多个时隙的一帧，及一源节点在一定时帧内的多个时隙中选择一个中输出一分组到网络上，并且一轨迹中相继的节点之间的链路长度使得在第一时间隙中离开一个节点的一分组在第二时隙中到达下一个相继的节点。

10、按照权利要求 9 的方法，其中的链路长度使得该分组在相继的节点之间行进时前进或滞后一个时隙。

11、一种通信网络，包括：

a) 配置成多条定向轨迹的多个节点与链路，各定向轨迹只跨越该多个节点中的一些，而多条定向轨迹在一起跨越网络的每一个节点，以及包括至少一条定向轨迹链接网络中的各源节点与各目的地节点；

b) 用于根据一分组的目的地从多条定向轨迹中选择一条定向轨迹 T 的装置，所选择的轨迹包含该分组的源节点与目的地节点；以及

c) 用于在源节点上将该分组输出到多条定向轨迹中选择的一条上的装置。

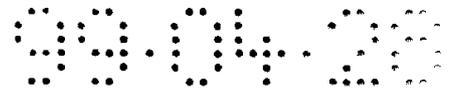
12、一种通信网络，包括：

a) 配置成多条定向轨迹的多个节点与链路，各定向轨迹只跨越该多个节点中的一些而多条定向轨迹组合在一起跨越网络的每一个节点并包含至少一条定向轨迹链接网络中的各源节点与各目的地节点；

b) 配置成根据一分组的目的地从多条定向轨迹中选择一条定向轨迹 T 的路由选择控制器，该定向轨迹包含该分组的源节点与目的地节点；

c) 用于接收要在网络上传输的分组的输入端；以及

d) 连接在用于接收分组的所述输入端上及连接在路由选择控制器上并配置成将在所述输入端上接收的分组输出到所述多条定向轨迹中选择



的一条上的输出端。

13、按照权利要求 11 或 12 的网络，其中一定向轨迹中的各节点配置成在预定的且与分组所携带的任何信息无关的方向上输出在该节点上接收的从网络输入并寻址到另一节点的一分组。

14、按照权利要求 11 至 13 中任何一项的网络，其中该网络为配置成携带光分组的光子网络。

15、按照权利要求 11 至 14 中任何一项的网络，其中该网络中的各定向轨迹为至少一条闭合定向轨迹的子图并包含来自该网络的一链路不相交定向环分解的一个定向环或多个连接的定向环的并集。

16、按照权利要求 11 至 15 中任何一项网络，其中一始发节点配置成将一分组的初始发送与在一中间节点上的预排定的转接同步。

17、按照权利要求 11 至 16 中任何一项网络，其中的转接出现在来自网络的一链路不相交定向环分解的环之间的连接点上。

18、按照权利要求 11 至 17 中任何一项网络，其中这些节点配置成在预排定的预定转接状态之间在整个网络中同步转接。

19、按照权利要求 18 的网络，其中：

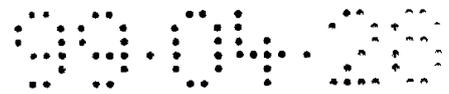
用于中间节点的预排定的转接的一定时序列包括分成多个时隙的一帧及

一源节点配置成在一定时帧内的多个时隙中选择一个中输出一分组到网络上，以及

一轨迹中的相继的节点之间的定向链路的长度使得在第一时间隙中离开一个节点的一分组在第二时隙中到达下一个相继的节点。

20、一种光通信网，包括：

a) 用于根据一分组通过网络所要求的路径为该分组选择一时隙的装置：



b) 用于在选择装置所选择的时隙中在源节点上输出该分组到网络上的装置；

c) 用于以固定的周期性重复地转换多个路由选择节点的路由选择状态的装置；

d) 在网络节点上，用于按照该分组到达该节点的时隙中的各自的节点的路由选择状态将该分组转接到不同的输出端上的装置；以及

e) 用于在目的地节点上接收该分组的装置。

21、一种通信网络，包括：

a) 配置成多条定向轨迹的多个节点与链路，这些定向轨迹在一起跨越网络的每一个节点，及它们包含至少一条定向轨迹链接网络中的各源节点与各目的地节点；

b) 用于根据一分组的目的地从多条定向轨迹中选择一条定向轨迹 T 的装置，所选择的轨迹包含该分组的源节点与目的地节点；以及

c) 用于在源节点上输出该分组到多条定向轨迹中选择的一条上的装置。

22、一种在光通信网中将一光分组的路由从源节点选择到目的地节点上的方法，包括：

a) 根据一分组通过网络所要求的路径为该分组选择一个时隙；

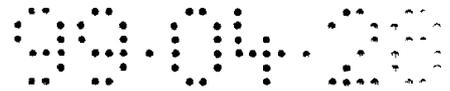
b) 在步骤(a)中所选择的时隙中在源点上输出该分组到网络上；

c) 以固定周期性重复转换多个路由选择节点的路由选择状态；

d) 随着分组通过网络，在不同的节点上按照该分组到达该节点的时隙中的各自的节点的路由选择状态，将该分组转接到不同的输出端上；以及

e) 在目的地节点上接收该分组。

23、包括用按照权利要求 11 至 21 中任何一项的网络互连的多个处



理器的计算机系统。

24、包括按照权利要求 11 至 21 中任何一项的网络的用于互连多个计算机系统的局域网。

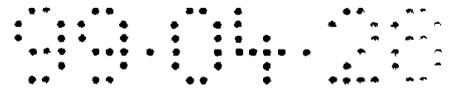
25、一种供在通信网络中使用的开关，该开关包括由按照权利要求 11 至 21 中任何一项的网络构成的内部互连。

26、一种在包括多个节点与链路的通信网络中选择一分组的路由的方法，其中这些节点与链路配置成多条定向轨迹，这些轨迹在一起跨越网络的每一个节点，该方法包括：

a) 根据一分组的目的地从多条定向轨迹中选择一条定向轨迹 T，所选择的轨迹包含该分组的源节点与目的地节点；以及

b) 在源节点上输出该分组到多条定向轨迹中选择的一条上。

27、按照权利要求 1 至 10 中任何一项或按照权利要求 26 的方法，包括同时在多条轨迹上输出一分组的拷贝，借此将该分组广播给多个节点。



说明书

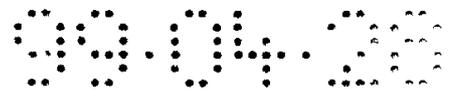
通信网络

本发明涉及通信网络，更具体地涉及网络中的分组的路由选择。

存在着对例如用于在局部网中互连计算机系统或用作多处理器计算机的内部基础结构的一部分的高速分组网络的需求。已提出过用超高速光子技术实现这种网络。在实现网络中，已证明为分组提供适当的路由选择机制是特别关键的设计问题。存在着若干潜在的矛盾要求需要任何路由选择机制去满足。具体地，希望各节点上的处理开销应保持低的：否则处理分组所需时间限制节点并从而网络的吞吐量。然而，也希望保证路由选择机制在为分组选择从源到给定的目的地的最短路径中尽可能高效。如果路由选择机制的效率是低劣的，则网络中出现拥挤。这又会限制网络的吞吐量。

已提出及研究过对分组路由选择的许多不同方法[1-3]。通过选择适当的网络拓扑，能极大地简化与路由选择关联的决策。然后通过保证低处理开销来满足上面提出的第一要求。某些网络拓扑允许“一维”路由选择。例如，在单向环中，源简单地将分组放在环上，而分组最终到达其目的地而无须中间节点的任何路由选择决定。也可将一维路由选择用在诸如带双向链路的总线或环上。然而，虽然一维路由选择提供若干吸引人的特征，它受到严重的限制，由于随着网络中节点数的增加而出现网络的相对路由选择效率与最大吞吐量的下降。

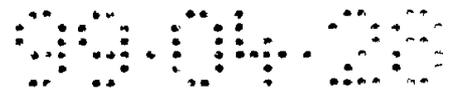
作为采用一维网络拓扑的替代，可采用多维网络。采用诸如二维环面网等多维网络的主要优点在于在网络上的任何节点对之间存在着可利用的多条路径。因此可能采用选择最短的可获得的路径的路由选择方



法，这一方法通常具有较高的相对路由选择效率及最大吞吐量的较高值。然而，多维网络上的现有路由选择方法具有它们自己的严重缺点。由于这些路由选择方法能从多条通过网络的路径中进行选择，两个或更多分组便有可能试图同时占用同一链路。因此要求这一方法能解决在这一情况中产生的争用。这可以通过使用网络中的缓冲存储来存储一个或多个分组直到链路空闲为止或通过使一个或多个分组偏离其最佳路径，这一技术称作偏离路由选择[1、7]，来完成。缓冲存储能在它们跨越网络的行程中成功地将分组保持在它们的正确序列中。但对于高速网络，缓冲存储不是吸引人的解决方法，因为它引入可变与不能预测的延时并增加控制复杂性及成本。在光子网的情况中，对缓冲器的构造存在严重的技术限制。偏离路由选择不遭受这些技术限制并容易控制得多，但偏离也导致分组遭受可变及不可预测的延时。因此分组可能以不正确的顺序投送给目的地。传统的多维网络与路由选择机制的又一限制在于不使用高层传送控制层便难以达到对节点的广播。使用高层传送控制层是不希望的由于它引入可观的处理延迟。

Yener, B.等人的论文, **PROCEEDING OF THE GLOBAL TELECOMMUNICATIONS CONFERENCE (GLOBECOM)**, 旧金山, 1994年11月28日至12月2日, 3卷之1, IEEE, 169-175页, 及专利 US-A-5297137 讨论用多个生成树来增强基于开关的网络的容错能力。提出采用两个虚拟环。各环用网络的边不相交生成树来体现, 因此各虚拟环跨越网络的每一个节点。因此不可能简单地通过首先选择虚拟环之一高效地选择分组的路由。随着分组通过网络, 通过在中间节点上作出本地路由选择决定以传统方式进行路由选择。

公布在 **NETWORKING IN THE NINETIES** 中的 **ZHENGSHENG ZHANG** 等人的论文, Bal Harbour, 1991年4月7-11日卷3, 1991



年4月7日, IEEE, 1012-1021页, 公开了一种同步网络以便所有节点的传输在时隙的起点上开始。然而, 虽然节点的转接在这一程度上是预先排定的, 但不同状态之间的转换不是预定的。这便是说, 不可能事先预测某一开关在给定时刻上将在一定状态中, 反之, 在给定的时隙中开关是否从一种状态改变到另一种是由采用热土豆算法作出的本地路由选择决定而确定的。因此开关状态取决于本地通信量条件。

按照本发明的第一方面, 提供了在包括多个节点与链路的通信网中选择分组路由的方法, 在通信网中将节点与链路配置成多条定向轨迹, 各定向轨迹只链接多个节点中的一些, 并且定向轨迹组合在一起生成网络的每一个节点, 该方法包括:

- a) 根据分组的目的地从多条定向轨迹中选择一条定向轨迹 T, 所选择的轨迹包含该分组的源节点与目的地节点; 以及
- b) 在源节点上将分组输出到多条定向轨迹中选择的一条上。

本发明提供了在多维通信网中分组路由选择的根本上全新的方法。它有可能提供一维路由选择的全部优点, 同时克服路由选择效率与最大吞吐量可伸展性低劣的严重缺点。它还完全避免了对网络内解决争用的需求。

本发明采用了发明人称为“定向轨迹路由选择”的方法。这利用了下述事实, 如下面进一步讨论的, 具有适当拓扑的网络可分成一组各别的轨迹, 使得没有一条单一的轨迹跨越整个网络, 但是总存在着一条轨迹从给定的源节点引导到给定的目的地节点。这时通过简单地选择将源节点链接到所要求的目的地节点的适当轨迹便能进行路由选择。一旦在该轨迹上, 便能以准一维方式选择分组的路由。如在一维路由选择中, 但与 Yener 等人及 Zhang 等人的论文中的先有技术方法相反, 源节点在发送分组之前选择从源到目的地的整条轨迹。

本发明的较佳实现提供可基于简单的标题字识别的非常简单的处理及路由选择节点的优点。报文投送时间是受光延迟速度支配的。在网络内无须争用，网络内不需要缓冲存储并且网络没有死锁或活锁。网络中的节点可用任何方式命名。实施本发明的网络提供高效的路由选择及良好的吞吐量，并且在为更大的网络放大本方法时仍保持这些优点。利用本发明，延迟变成为零并能以正确的顺序投送分组。本发明既能支持无连接（数据报）又能支持面向连接的模式，并在面向连接的模式中提供有保证的带宽。本方法也使物理层广播成为现实。

最好本方法包括在分组通过的各节点上读目的地地址，

在本发明的较佳实现中，节点为所需的唯一处理是须确定分组地址是否与节点地址匹配。

最好各中间节点将在该中间节点上接收的并对另一节点寻址的分组在预定的及与该分组所携带的任何信息无关的方向上转送该分组。

本发明的重要优点在于它使中间节点的工作无须要求超过必须确定该分组的目的地地址是否对应于该节点地址以外的任何处理。

该分组最好是光子网上携带的光分组。

虽然本发明完全不限于对在光领域中操作的系统的应用，但用在超高速光子网中时它的确提供特殊的优点。它能高效利用这种网络所提供的带宽，同时避免使用偏离路由选择或与提供光缓冲器关联的技术问题等缺点。

最好网络中的各定向轨迹是至少一条闭合定向轨迹的子图并包括来自网络的链路不相交定向环分解的一定向环或多个连接的定向环的并集。

最好选择定向轨迹 T 的步骤包括用中间节点上的预排定的转接来同步该分组的初始发送。



发现沿从若干定向环构成的轨迹选择分组的路由的特别有效的方法为在预先排定的时间（诸如在固定的周期性）上转接中间节点的光输出端，以便将一个环连接到另一环上。然后源节点通过在相对于转接时间表确定的时间上输出该分组以便在要求的节点上将它从一个环转接到轨迹中的下一个环而确定该分组所沿的轨迹。最好转接出现在来自网络的链路不相交定向环分解的环之间的连接点上。最好节点开关在预排定的预定开关状态之间在整个网络上同步的。例如，在下述 4×4 环面网中，将纵横接线器与各节点关联。所有纵横接线器正常设定在交叉（cross）状态上，并在预定的时间间隔上重复地将纵横接线器设定到横杠（bar）状态上。

虽然使用临时开关是较好的，但本发明不只限于这些技术。例如，可替代使用波长开关实现本发明。

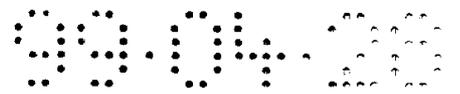
最好预先排定的中间节点的开关的定时序列包括分成多个时隙的帧，而源节点在该定时帧中的多个时隙的选择的一个中输出分组到网络上，而在一次试验中相继的节点之间的链路长度是使得在第一时间隙中离开一个节点的分组在第二时隙中到达下一个相继的节点。例如，当分组从一个节点通过到下一个节点时可前进或滞后一个时隙。

按照本发明的第二方面，提供了一种通信网，包括：

a) 配置成多条定向轨迹的多个节点与链路，各定向轨迹只跨越多个节点中的一些，而多条定向轨迹在一起跨越网络的每一个节点并至少包含一条定向轨迹链接该网络中的各源节点与各目的地节点。

b) 用于根据分组的目的地从多条定向轨迹中选择一条定向轨迹 T 的装置；所选择的轨迹包含分组的源节点与目的地节点；以及

c) 用于在源节点上将分组输出到多条定向轨迹中选择的一条上的装置。



按照本发明的第三方面，提供了通信网络，包括：

a) 配置成多条定向轨迹的多个节点与链路，各定向轨迹只跨越多个节点中的一些而多条定向轨迹在一起跨越网络的每一个节点，并包含至少一条定向轨迹链接网络中的各源节点与各目的地节点；

b) 配置成根据分组的目的地从多条定向轨迹中选择一条定向轨迹 T 的路由选择控制器，该定向轨迹包含该分组的源节点与目的地节点；

c) 用于接收供在网络上传输的分组的输入端；以及

d) 连接在用于接收分组的所述输入端上及连接在路由选择控制器上并配置成将在所述输入端上接收的分组输出到所述多条定向轨迹中选择的一条上的输出端。

按照本发明的第四方面，提供了光通信网，包括：

a) 用于根据分组通过网络所要求的路径为该分组选择一个时隙的装置；

b) 用于在选择装置所选择的时隙中，在源节点上将该分组输出到网络上的装置；

c) 用于定期转换多个路由选择节点的路由选择状态的装置；

d) 在网络节点上，用于按照在分组到达该节点的时隙中的各自的节点的路由选择状态将该分组转换到不同的输出端的装置；以及

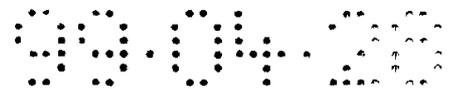
e) 用于在目的地节点上接收该分组的装置。

按照本发明的第五方面，提供了在光通信网中将光分组的路由从源节点选择到目的地节点的方法，包括：

a) 根据该分组通过网络所要求的路径为该分组选择一个时隙；

b) 在步骤(a)中所选择的时隙中在源节点上将该分组输出到网络上；

c) 周期转换多个路由选择节点的路由选择状态；



d)随着分组通过网络，在不同节点上按照各自的节点在分组到达该节点的时隙中的路由选择状态，将分组转接到不同的输出端上；以及
e) 在目的地节点上接收该分组。

本发明还包括采用按照本发明前述方面的网络的多处理器计算机系统、局域网、大城市区通信网、校园网及通信转换器。

下面参照附图与先有技术对比，用只是示例的方式更详细地描述体现本发明的系统，附图中：

图 1 为通信网络的第一实例的示意图；

图 2 为图 1 的节点之一的电路图；

图 3 为展示分组时隙的划分的图；

图 4 为展示 4×4 环面网络的拓扑的图；

图 5 为展示 4×4 曼哈顿街网络 (MSN) 的拓扑图；

图 6 为展示对网络维数 n 的相对于 $n \times n$ MSN 中的最短路径路由选择的 $n \times n$ 环面及 $n \times n$ MSN 网络中的不同路由选择方案的效率的曲线；

图 7 为展示连接的链路不相交定向环的图；

图 8a 与 8b 为展示使用纵横接线器的环面网络的图，其中的接线器分别设定为交叉与横杠状态；

图 9 为展示配置在帧结构中的分组时隙的定时图；

图 10 为展示连接相邻节点的链路的长度的图；

图 11 示出采用图 8 的网络中的水平与垂直环之间的转接的定向轨迹路由选择的实例；

图 12 示出带双向链路的二维 3×3 网孔；

图 13 示出接线器在交叉位置中的图 12 的网络；

图 14 示出接线器在横杠位置中的图 12 的网络；

图 15 示出 2 元 (2-ray) 4 立方体超立方体网络；

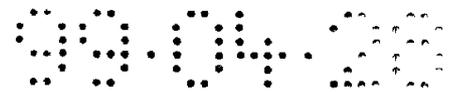


图 16 示出分组开关；以及

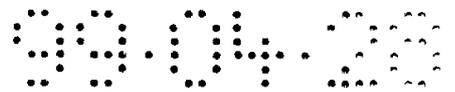
图 17 示出多处理器计算机。

光通信网包括链接若干个人计算机工作站 3 的 LNA1。各工作站通过网络接口 3a 连接在 LAN 上。工作站与 LAN 一起提供例如可用于观察复杂数据的分布式计算环境。各工作站连接在网络的各自的节点 2 上。数据分组 4 通过节点 2 与链路 5 在工作站 3 之间通信。在本实例中，链路 5 是用光纤构成的并在光域中传输分组 4。

虽然为了便于例示，在图中只示出了少数节点，实际上，网络可包括数百个节点。

在这第一示例中，节点与互连光纤是配置成 $n \times n$ 环面网络的。

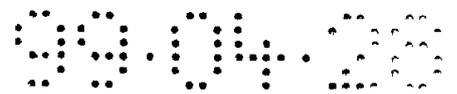
$n \times n$ 环面网络为带有单向链路的规则网络，并且节点具有 2 的入度与出度。逻辑上，链路形成一环面上的网络， n 行或 n 列中的所有链路都是同向的。图 4 中示出 4×4 网络的实例。各节点包含 2×2 ‘纵横制’接线器或其逻辑等效物。在交叉配置中接线器将输入列连接在输出列上，并将输入行连接在输出行上；在横杠配置中将输入列连接在输出行上，并将输入行连接在输出列上。图 8(a) 示出所有接线器设定在交叉位置上的情况。在这一情况中，网络包含各具有长度 n 的一组 $2n$ 个环。在这里的标记中，将 n 个水平环标记为 C_{ih} ，其中 $i=0,1,\dots,n-1$ ，而将 n 个垂直环标记为 C_{jv} ，其中 $j=0,1,\dots,n-1$ 。网络图的链路不相交定向环分解非常适合本发明的路由选择方法。 $n \times n$ 的环面网包含定义为 $T_{ij} = C_{ih} \cup C_{jv}$ 的 n^2 个不同的闭合定向轨迹。轨迹 T_{ij} 的割点出现在分量环的交点上，在节点 (i,j) 上；换言之，网络中各该 n^2 个节点正好是闭合定向轨迹 T_{ij} 中一个的割点。网络的这一环分解非常适合于本发明的定向轨迹路由选择方法，因为能将分组的路由从其源选择到其目的地，两者位于网络中的任何地方，这是沿由垂直或水平环或者一个垂直与一个水平环的并



集组成的定向轨迹的；因此分组必须在环间转接最大一次（在作为垂直与水平环的连接点的割点上）。当将所有接线器都设置成横杠位置时，如图 8(b)中所示，得到网络的不同环分解；在该情况中网络包含 n 个环，各有长度 $2n$ 。然而这一环分解较不适合于定向轨迹路由选择，因为在源一目的地对之间引导的定向轨迹可能必须是许多环的并集。

能以自动的方式操作将分组保持在从其源引导到其目的地的其选择的轨迹上的转接操作，而无须中间节点来过问分组目的地地址或执行任何智能的路由选择。网络以分隙的方式操作将分组限制在一定的最大长度上，即将时间分成有规则的时隙，将它们大小定为包含最大允许长度的一分组连同一防护带。网络中的所有路由选择节点中的纵横制接线器配置成以规则的、协调的方式操作，在时隙速率上锁定在全局网络时钟上。在接线器改变配置时，它们在防护频带中这样做以便不破坏分组。图 9 为展示各有长度 T 的配置在长度为 n 个时隙的帧中的分组时隙的时间图。在帧中的前面 $n-1$ 个时隙中，纵横制接线器都设定在交叉位置上（图中用 C 标记）；在该帧的最后时隙中将接线器全部设定在横杠位置上（用 b 标记）。如图 10 中以示例方式所示，选择与控制连接网络中一对相邻节点各链路的长度，以便信号组飞行时间等于 $(qn+1-\Delta)T$ ，其中 q 为任何整数，而 Δ 为两个节点上的时钟信号之间以时隙时段 T 的分数表示的相位差。换言之，除时钟相位差 ΔT 外，网络中每一条链路的长度等于任意整数个帧加上一个时隙。从而在一帧中的第 j 个时隙中从一个节点出口的分组将在一帧中的第 $(j+1)$ 个时隙中到达下一节点。更一般地，分组可前进或滞后固定整数数目的时隙。如果 n 为奇数，分组可前进/滞后任何不是 n 的倍数的固定整数数目的时隙，或者如果 n 为偶数，则奇数数目的时隙。

图 11 示出 4×4 环面网络对一些在其中行进的分组的出现。在图



11 中假定节点 A 想要传输一个分组给节点 D。源节点 A 将利用查找表或某一其它算法来确定它应利用帧中的第三位置中的空时隙（在本例中各帧包含 4 个时隙）沿水平环 C_{2h} 中的外出链路传输该分组。到达下一节点 B 时，该分组将发现自己在帧中的第 4（即最后）时隙中，因此 B 上的纵横制接线器将配置在横杠位置上，如图 11 中所示。因此将分组转接到垂直环 C_{1v} 上并向前进通过节点 C（它现在在帧中的第一时隙中，因此 C 上的接线器在交叉状态中），最终到达其目的地节点 D。图 11 中未示出替代的路由选择；在帧的第二时隙中从 A 沿垂直环 C_{0v} 出来，通过节点 E 与 F。

在环面网络中，采用轨迹 $T_{ij} = C_{ih} \cup C_{jr}$ 的定向轨迹路由选择是 100% 有效的；即定向轨迹路由选择给出任何源—目的地对之间的最短路径。能显示 $n \times n$ 环面网络中的平均最短路径距离等于 $n^2/(n+1)$ 个中继段。由于最大稳态吞吐量是由节点的入度除以所占用的平均距离给出的，它等于 $2(n+1)/n^2$ 。因此吞吐量定标为 $O(1/\sqrt{N})$ ，其中 $N = n^2$ 为节点数，与吞吐量定标为 $O(1/N)$ 的单方向路由选择不同。

如前面所示，采用定向轨迹路由选择，网络节点被要求在进入的分组上执行的唯一处理操作是简单的：检验每一个进入分组的目的地地址，如果它对应于该节点的地址便从网络上去掉该分组，否则将其转发。比较分组地址与节点地址的过程是简单的单字匹配操作，并能在高速上执行；例如，最近示教 6 位地址字的光识别的最高速率为 100 Gbit/s[1 1]。由于定向轨迹路由选择并不采用依赖于网络节点的任何特定顺序编号系统的算法，可以以完全随意的方式标记节点。这能简化计划、管理及发展网络的任务。

虽然到目的为止环面网络中的定向轨迹路由选择的描述假定网络是完整的 $n \times n$ 结构，也能处理节点丢失或者节点或链路故障的情况。如

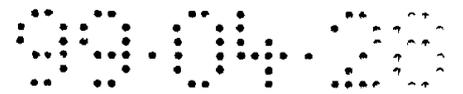


果节点丢失，只须如图 10 中所示绕过这一空位置的链路保持正确的定时关系，即在这一情况中绕过空节点位置的链路应具有 $(qn+2-\Delta)T$ 的信号组延迟（整数个帧加两个时隙减相位校正 ΔT ）。与一维路由选择方法不同，整个网络的操作不受丢失链路或节点的危害。这是由于假定源与目的地不在同一水平或垂直环上时，在任何源—目的地对之间存在两条可利用的定向轨迹路由。如果一条定向轨迹故障，可以利用另一条可利用的轨迹来替代。如果源与目的地位于同一垂直或水平环上，不存在替代的定向轨迹路由，但能通过以刚才在丢失节点的情况中所描述的方式绕过故障的节点或链路来补救该环。

并不严格要求环面网络是正方形的；例如可在带有 m 行与 n 列的矩形网络中利用定向路由选择，这里假定 $m > n$ 。这时帧必须包含对应于较大尺度（在本例中为 m ）的时隙数，而在完整的 $m \times m$ 结构中存在 $m-n$ 个丢失的或“幻影”列。在对应于幻影割点的时隙沿一行行进的分组只能保持在该行中。这降低网络效率，但保证所有 $m n$ 个实节点都能被访问。

网络能同时支持无连接与面向连接的操作模式。在无连接模式中，源能通过对应于引导到目的地的定向轨迹的空时隙中插入分组而传输到选择的目的地。对于适当的空时隙的可获得性并无保证，源与目的地之间的通信是暂时的。在面向连接的模式中，利用在先的信令来保留适当时隙的规则序列允许在源—目的地对之间建立连接。

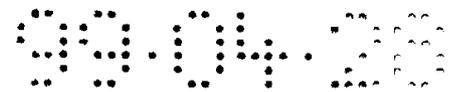
在一维网络中，能以直观的方式实现从给定的源对网络中每一个其它节点的广播；当分组穿过网络时各节点拷贝要广播的分组。在不采用预定的路由选择表（诸如带偏离争用解决的自选择路由算法）的多维网中，如果只利用物理层机制，广播不是有效的。除非利用较高的传送层协议，要广播一分组必须传输单独的拷贝到网络中每一个节点；换言之，



物理层广播具有复杂性 $O(N)$ ，其中 N 为节点数。虽然传送层协议能在低速网中高效的，对于甚高速网络，额外的延迟可能是不可接受的。可以通过在跨越网络的整个范围的一组轨迹上传输拷贝来利用定向轨迹路由选择以实现在环面网络中的物理层广播（例如，为了从 $n \times n$ 环面网络的第 i 行中的一个节点上广播，可在 n 条轨迹 $T_{ij} = C_{in} \cup C_{jv}$ 上传输分组拷贝，其中 $j=0,1,\dots,n-1$ ）。这一物理层广播具有复杂性 $O(\sqrt{N})$ ，其中 $N=n^2$ 为节点数。

图 2 示出适合于插入图 4 中所示的 MSN 的 2 连接的节点的结构。在光子网实现中，图 2 中所示的粗线为光纤路径。在到节点的两个输入端上的延迟单元提供在两条进入链路的长度上的必要调节以满足上述要求，即在连接一对节点各链路上，沿该链路的信号组飞行时间应等于 $(qn+1-\Delta)T$ ，其中 q 为任何整数，而 Δ 则为在这两个节点上的时钟信号之间以时隙时段 T 的分数表示的相位差。通过提供带有对相位差的独立补偿的两条延时线（各输入端上一条），也有可能保证在两个进入链路上的分组是互相相对及相对于该节点上的时隙时钟正确地同步的。各延迟单元可包含下述组合：i) 截成提供粗略定时调节的适当长度的一段光纤；ii) 由 2×2 空分开关及光纤延时（诸如在参考文献[12]中所描述的）组成的提供几百皮秒以内的定时调节的分级可调的延时线；以及 iii) 提供数十皮秒以内的精调的自由空间可调的光延时线（诸如 Santec 公司制造的光延时线型号 ODL-300-15-SMF）。可能也需要补偿进入链路的光径长度中的缓慢偏移。这此偏移可由作用在光纤上的环境因素导致，例如导致伸长的运动或温度变化等。可通过检测节点上进入分组到达与时隙时钟的相对定时中的变化来达到这一连续的环境补偿，并提供电反馈控制信号给分级可调延时线及自由空间可调延时线单元。

标题处理单元执行下述任务：i) 检测时隙中存在不存在分组；ii) 检



测分组到达时间；以及 iii) 确定进入分组是否寻址该节点。对于任务 i) 与 ii) 利用 ~ 1 GHz 带宽光检测器来检测分组信号的一小部分便已足够。在时隙中存在来自光检测器的信号表示存在分组。可利用电子检相电路检测时隙时钟在时隙率上的与光检测器信号的分量之间的相位关系，而与这一相位差成正比的电压提供对上述反馈控制电路必要的控制信号。对于任务 iii) 必须比较分组标题中的地址与节点的地址。对于超高速光子实现可采用本申请人的国际专利申请 PCT/GB94/00397 中所描述的超高速二进制字识别法来执行，其进一步的技术细节公开在 WO 95/33324 中。通过引用将这些较早申请的内容结合在此。这一技术的实验演示描述在参考文献[11]中。如上面提到的申请中所描述的，从二进制字的子集中选择对子集中任何两个字 A, B 下述条件为真的分组地址字：

仅当 $A=B$ 时 $A \otimes B = 0$

及，否则， $A \otimes B = 1$,

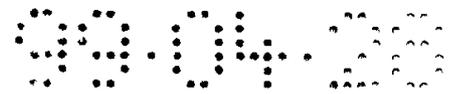
其中 $A \otimes B$ 为布尔运算

$$\sum_{i=1}^n a_i \cdot \bar{b}_i.$$

然后利用来自分组的地址字与节点地址的补码之间的简单“与”运算进行字识别。适用的“与”门为支持四波混合 (FWM) 的半导体光学放大器。

这一字识别方法提供表示标题目的地地址是否与节点地址匹配的二进制输出信号。

基本空分交换操作是用三个纵横接线器执行的。三个而不只是 1 个接线器的原因是提供连接到与来自本地主计算机系统所需的信号路径。能在 1 ns 或更短时间内操作的适当空分开关为诸如 GEC 高级部分供应



的型号 Y-35-8772-02 的铌酸锂器件。

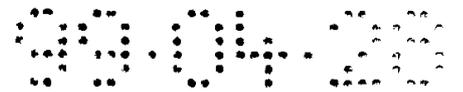
图 3 中示出分组时隙的适当划分。在这一实例中假定时隙时钟是在 155 MHz 的速率上 (6.45 ns 周期)。这是当前在 SDH 网络中使用的标准时钟并能以小于 500 ps 的定时抖动分布在宽广的 (国家) 地理区上。在图 3 中所示的实例中还假定分组由 100 Gbit/s(4.24 ns 持续时间)上的 53 个字节构成, 操作电光空分开关的适当开关带为 1 ns, 以及此外还有大小各为 0.6 ns 的两个时间防护带。在该节点内, 当前时隙在帧中的位置可用计数时隙时钟脉冲的电子模 n 计算器 (对于 n 个时隙长度的帧) 跟踪。在网络的初始起动阶段及随后在可获得时隙期间, 网络中的一个节点 (指定的主节点) 能广播该帧中的固定位置 (诸如第一位置) 中的分组, 以便其它节点中的计数器能复位到与该主节点同步的正确相位上。

用图 2 中所示的在下述信息的基础上工作的电子开关控制器单元激活该节点中的空分开关: i) 帧中的时隙的位置是否对应于定向轨迹路由选择环中的“交叉”或“横杠”配置 (1 位); ii) 进入分组是否占用当前时隙 (每一输入端口 1 位); iii) 进入分组的目的地地址是否与节点的地址匹配 (每一输入端口 1 位); iv) 在主机的输出缓冲器中等待的分组是否想要在当前时隙中访问输出端口 (每一输出端口 1 位)。在这一信息 (总共 7 位) 的基础上, 电子开关控制器单元与分组之间的时间防护带正确地同步发送电驱动信号到空分开关, 并以这一方式执行下述任务: i) 将进入分组的路由选择到主机或输出端口之一上; ii) 如果要求的时隙是空的, 将来自主机的分组的路由选择到输出端口之一上。执行这些任务所需的逻辑的实例如下:

如果非 (当前时隙是帧中最后位置)

则

S1: =交叉



如果（（进入行时隙是占用的）与非（进入列时隙是占用的）与非（进入行分组是寻址到主机）与（主机分组正在等待在当前时隙中从行端口出去）与（主机分组正在等待在当前时隙中从列端口出去）） {注释一未定义空进入列时隙的目的地址}则

开始

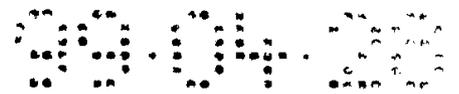
S2: =交叉;

S3: =横杠;

结束;

以此为实例的路由选择逻辑是充分简单的，它能用硬布线连由快速 8 位解码器芯片执行，无须算术运算、寄存器或查找表。它纯粹是逻辑组合电路，因此决定时间只取决于门延时。因此开关控制器单元能在高速上操作，适用于在多 Gbit/s 网络中选择分组路由。

上述路由选择方法提供高效率及低等待时间，并在网络中的节点数上升时仍保持这些优点。图 6 示出 $n \times n$ 环面及 MSN 网络中各种路由选择方案相对于 $n \times n$ MSN 中最短路径路由选择的、作为网络维数 n 的函数的效率。各种曲线为：A， $n \times n$ 环面网络中的哈密顿环路由选择；B， $n \times n$ 环面网络中的定向轨迹路由选择；C， $n \times n$ MSN 中的定向轨迹路由选择；D， $n \times n$ MSN 中的航位推算法路由选择；E，采用提供最短路径路由的路由选择规则（Maxemchuk 的“第一规则” [5]）的 $n \times n$ MSN 中的路由选择。能看出实现本发明的方法 B 与 C 在网络规模上升时仍保持 60% 或更高的相对高效率。效率明显地高于作为可应用在环面网络上的一维路由选择技术的哈密顿环路由选择。如上面的概述中所指出的，本发明可应用在诸如分组交换中。图 16 示出 $N \times N$ 缓冲存储的分组交换机，其中的互连 160 为体现本发明的网络。图 17 中示出进一步的应用，其中示出多处理器计算机，其处理器、存储器、文件存储



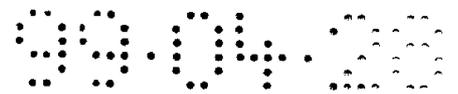
器及 I/O 端口连接在采用定向轨迹路由选择的一网络的各自的节点上。

虽然上述第一实例使用了 $n \times n$ 环面拓扑，定向轨迹路由选择可用在各式各样的不同网络拓扑上，其中包含不规则形状的拓扑。在以下各节中，给出定向轨迹路由选择的形式通用描述，并描述其它替代网络拓扑的实例。

定向轨迹路由选择—概述

本节给出定向轨迹路由选择方法的概要数学描述。本节及描述与权利要求中各处出现的下列名词是常用的并在图论中定义的（例如，见 [8]），并具有它们在这一领域中的含义：图、有向图、子图、强连接的、定向的、点、弧、路径、轨迹、跨越、入度、出度、欧拉、哈密顿、环、链路不相交、环分解、割点。

通信网络是用标记为 G 的强连接的有向图 [8] 表示的，其中各点唯一地表示网络节点，各弧表示一对有区别的节点之间的单向链路，及各节点分配有唯一的地址。在这一定向图中，轨迹定义为节点与链路的交替序列，以节点开始及结束，其中各链路是从紧接在前面的节点到紧接在后面的节点的定向链路，并且所有链路（但不一定所有节点）是有区别的。对于 G 中的每一个节点 n_i ，定义有区别的轨迹的一集合 S_i 使得没有单一的轨迹跨越 G ，但 S_i 中至少有一条轨迹从 n_i 引导到 G 中任何其它节点。为了实现将信息分组从其源 n_i 到 G 中的目的地节点 n_j ($n_i \neq n_j$) 的传输，源只将目的地地址附加在分组上并将该分组发送到选自 S_i 的包含 n_j 的轨迹 T 上。对于将分组从其源到其目的地的整个传输过程，唯一的路由选择决定便是在源选择 T 时作出的。可将源所需的路由选择信息存储在查找表中。除了其目的地地址以外，分组自身不带路由选择信息，并且源与目的地之间的中间节点不对分组执行路由选择功能。网络节点唯一需要在进入分组上执行的处理操作是简单的：在 G 中每一个节点 n_k



上，检验每一个进入分组的目的地地址；如果分组目的地地址对应于 n_k 的地址便从网络上移走该分组，否则将它转发。机制保证分组一旦被其源发送到选择的轨迹上便将沿该轨迹转发直到在该分组的目的地地上被移走为止。关键性的是，在所有节点上的这些机制的操作是完全与是否存在任何分组或分组内容无关的。

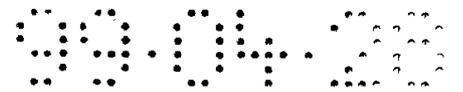
下面描述在一定网络拓扑中设计这种路由选择机制的基础。表示网络的有向图 G 必须是欧拉型的（即在 G 中每一点上入度与出度相等）。事实上如下面所述，大多数实际通信网络都是欧拉型的。按照图论中的已知定理[9]，欧拉有向图是链路不相交定向环集合的并集（定向环为节点与链路的闭合交替序列，其中各链路是从紧接在前面的节点到紧接在后面的节点的定向链路，且所有链路与节点都是有区别的）。这一集合是 G 的链路不相交定向环分解，记作 $D(G)$ 。下面引入另一定理：

定理：如果两个或两个以上弧不相交定向环连接在一起，它们的并集为一闭合的轨迹。

证明：如果两个弧不相交定向环共用一个公共点 x 则它们是连接的，并且它们的并集为一封闭轨迹，其中 x 为割点（如在图 7 中共用公共点 C 的两个环 $CKLAC$ 及 $CDHJC$ 的情况中是不言自明的，它们的并集为闭合轨迹 $CKLACDHJC$ ）。如果这一闭合轨迹与另一弧不相交定向环共用公共点 y （其中 x 与 y 可以相同或不同），则它们的并集为另一闭合轨迹，其中 y 为割点。（例如，在图 7 中，闭合轨迹 $CKLACDHJC$ 与环 $DEFBD$ 共用公共点 D ，它们的并集为闭合轨迹

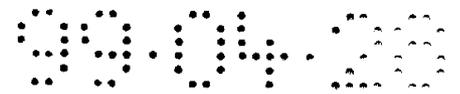
$CKLACDEFBDHJC$ 。）用外推法，对于任意数目的连接的环证明了本定理。

由此得出， G 中的任何开轨迹（诸如属于任何 n_i 在 G 中的集合 S_i 的轨迹）为由来自 $D(G)$ 的环或若干连接的环的并集构成的至少一条闭



合轨迹的子图。（例如，在图 7 中，从 A 到 B 的最短开轨迹，即 ACDEFB，为闭合轨迹 CKLACDEFBDHJC 的子图，后者是连接的环 CKLAC、CDHJC 及 DEFBD 之并集。）闭合轨迹中的割点出现在分量环的每一个连接点上。重新配置各种割点上的内向与外向链路之间的内部连接导致选择不同的轨迹。（例如在图 7 中，节点 C 内的内部连接能导致各内向链路 AC、PC 与 JC 向前定向到链路 CK、CM 与 CD 中选择的一条上。）为了启动分组的自动轨迹路由选择，可将 G 中的轨迹之间的转接配置成发生在规则的预定时间上。这时用于沿选择的轨迹 T 转发分组的通用路由选择机制在于保证分组从其源的初始发送与在割点上的预排定的转接同步。这一预排定的转接是配置成以整个网络中同步的时间上协调的方式发生的。这一分组路由选择方法是用前面及后面的节中所描述的实例说明的。

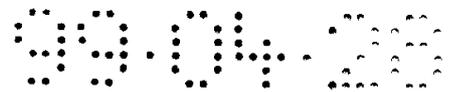
如已说明的，为了这一路由选择机制能工作，网络必须具有欧拉拓扑图。这表现为对非常广范围的通信网络都是成立的。许多网络在图形意义上是对称的（如果对于其中的每一条链路 UV 都存在着链路 VU 则有向图是对称的[10]），因此是欧拉型的。在对称网络中，连接两个邻接节点的各对对称链路构成一个环，并按照上述定理，任意数目这种环的并集，只要它们是连接的，便构成一条闭合轨迹。规则对称网络的实例为带有双向链路对的 n 维网络。所有路由选择器网络及广域电信网中的链路以对称对出现，因此这些网络原则上支持定向轨迹路由选择，即使网络拓扑通常是高度不规则的因此这一路由选择方法可能是低效的。然而，对于多处理器互连具有极大兴趣的许多拓扑是规则的欧拉网，或者是对称的（诸如带双向链路的 n 维网络）或者是定向的（即没有定向链路的对称的对，诸如 k 元 n 立方体），并因此非常适合定向轨迹路由选择。k 元 n 立方体的实例为环面网络与超立方体。



下面用各种实例说明该路由选择机制： k 元2立方体（ $k \times k$ 环面网络）；反向 k 元2立方体（ $k \times k$ 反向环面网络，也称作曼哈顿街网络）；带双向链路的规则2维 $n \times n$ 网格；以及2元 n 立方体（超立方体）。详细地考虑环面与反向环面网络。

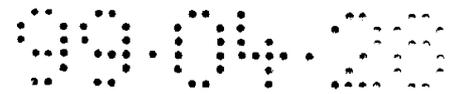
定向轨迹路由选择提供一维路由选择的许多优点由时克服这种技术的有限效率。一维路由选择可在诸如单向或双向总线或环等一维网络中或用哈密顿环实现。在定向轨迹路由选择及一维路由选择中，源节点在发送分组之前选择从源到目的地的整个轨迹。中间节点不需要对分组作出反应执行路由选择功能，这极大地简化了节点的设计。这还消除了传输路径内的争用；这消除了利用内部网络缓冲器或偏离路由选择策略来解决争用的必要，它们会引入延迟变化并有可能不利地重新排列分组序列。因为在路由选择节点上既不需要复杂的分组标题数据处理也不需要缓冲存储，网络也非常适合允许高传输带宽及低延迟的全光学实现。然而，在一维路由选择情况中的缺点在于源必须在最多两条可利用的路径之间作出选择，各路径跨越所有网络节点。这导致相对高的平均源一目的地的距离 $O(N)$ ，其中 N 为 G 中的节点数。由于稳定状态中的理论最大吞吐量与平均源一目的地的距离成反比，吞吐量是相对低劣的。另一方面，在优选的网络拓扑中的定向轨迹的情况中，有可能存在着多条从源引出的定向轨迹，各只跨越 G 中的节点的子集，而源需要选择一条包含该分组所要求的目的地节点的轨迹。这导致较短的源一目的地的距离，并且相对于一维路由选择明显地改进了吞吐量。和一维路由选择的情况一样，基于定向轨迹路由选择的网络可支持面向连接的与无连接的通信模式。在面向连接的模式中，能提供带宽及延迟上的服务质量保证。并且简化了广播。

曼哈顿街网络 (MSN)



$n \times n$ MSN 为带有单向链路的规则网络，其节点具有入度与出度 2。逻辑上，链路构成环面上的网格。MSN 不同于环面网络在于相邻行或列中的链路在反方向上行进，并且 MSN 只在行与列数为偶数的情况中定义。图 5 中示出 4×4 网络的实例。采用定向轨迹 $T_{ij} = C_{ih} \cup C_{jv}$ 的 MSN 路由选择方案十分类似于环面网络；主要差别在于交替的水平或垂直环具有相反的朝向。与环面网络中不同，MSN 中的定向轨迹路由选择的相对路由选择效率（与最短路径路由选择相比）小于 100%。然而，MSN 中的平均最短路径距离小于相等规模的环面网络中的（对于大型网络接近 2 更短的因子）。MSN 中的源—目的地对之间的最短定向轨迹距离取决于节点的内向与外向链路的相对朝向，其公式列出在表 1 中。利用这些公式，便能计算相对路由选择效率（相对于最短路径路由选择），其结果示出在图 6 中。这揭示 MSN 中的定向轨迹路由选择虽然比最短路径算法（诸如 Maxemchuk 的‘第一规则’）或航位推算算法的效率低，但仍然是好的。具体地，大型 MSN 中的定向轨迹路由选择效率在 0.65 左右。

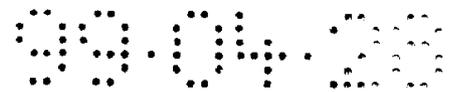
源节点 朝向	目的地节点 朝向	最短定向轨迹距离 (如果给出两个表达式，则为较小者)
右下	右下	$(dr-sr) \bmod n + (dc-sc) \bmod n$
	左下	$(dr-sr) \bmod n + (dc-sc) \bmod n$ $n - (dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$
	左上	$(dc-sc) \bmod n + n - (dr-sr) \bmod n$ $n - (dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$
	右上	$(dc-sc) \bmod n + n - (dr-sr) \bmod n$ $(dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$



左下	右下	$(dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$ $n - (dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$
	左下	$(dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$
	左上	$(dc-sc) \bmod n + n - (dr-sr) \bmod n$ $(dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$
	右上	$(dc-sc) \bmod n + n - (dr-sr) \bmod n$ $n - (dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$
左上	右下	$(dc-sc) \bmod n + n - (dr-sr) \bmod n$ $n - (dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$
	左下	$(dc-sc) \bmod n + n - (dr-sr) \bmod n$ $(dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$
	左上	$(dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$
	右上	$(dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$ $n - (dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$
右上	右下	$(dc-sc) \bmod n + n - (dr-sr) \bmod n$ $(dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$
	左下	$(dc-sc) \bmod n + n - (dr-sr) \bmod n$ $n - (dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$
	左上	$(dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$ $n - (dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$
	右上	$(dc-sc) \bmod n + (dr-sr) \bmod n$

表 1: $n \times n$ MSN 中的源-目的地对之间的最短定向轨迹距离。只是为了这些公式的目的, 将各行与列顺序地编号为 $0, 1, \dots, n-1$ 。偶数编号的行是朝向“右”的; 奇数编号的行是朝向“左”的。偶数编号的列是朝向“向下”方向的; 奇数编号的列是朝向“向上”方向的。源位于行 sr 与列 sc 的交点上; 类似地目的地位于行 dr 与列 dc 的交点上。例如, 如果 sr 为偶而 sc 为奇, 则源节点朝向称作“右上”。

图 6 还允许在相同维数的 MSN 与环面网络中的定向轨迹路由选择的效率之间进行比较。应指出图 6 中的所有曲线表示各种路由选择方案



相对于 MSN 中的最短路径路由选择效率的效率。虽然（如在前面的实例中所描述的）环面网络中的定向轨迹路由选择以 100% 的精确度成功地找到最短路径路由选择，这一路由选择仍由具有比 MSN 中的定向轨迹路由选择低的相对效率；这是因为 MSN 中的平均最短路径距离明显地小环面网络中的平均最短路径距离（对于大型网络通过一接近 2 的因子）。

MSN 在稳定状态中的最大理论吞吐量等于节点的入度(2)除以平均最短路径距离。定向轨迹路由选择能达到的吞吐量等于 2 除以通过的平均距离，或以另一种方式表示，可达到的吞吐量等于最大理论吞吐量乘以路由选择效率（对于大型网络 65% 左右）。

带双向链路的 2 维网络

图 12 示出带双向链路的二维 3×3 网络。这是图形意义上对称（前面定义的）的网络的实例，因为对于每一条链路存在着反方向的对应链路，构成对称的对。各节点包含能配置在交叉或横杠位置中的空分接线器。图 13 示出所有接线器都在交叉位置上时的网络配置。在本例中，网络由闭合轨迹（ T_{1h} ， T_{1v} 等）的集合组成，各轨迹包含由对称的对构成的环的并集。图 14 示出所有接线器都在横杠位置上时的配置。这时能用于定向轨迹路由选择的闭合轨迹集合包含一条水平轨迹（诸如 T_{1h} ）与一条垂直轨迹（诸如 T_{1v} ）的并集。这时定向轨迹路由选择是用类似于为环面网络中的路由选择描述的定时方案获得的。在本例中对于带双向链路的 $n \times n$ 网络，帧应具有 $2n-2$ 个时隙的长度（诸如在给出的 3×3 网络的实例中，帧长度为 4 个时隙），并且帧包含 $2n-1$ 个“交叉”时隙与一个“横杠”时隙。这允许在网络中的任何源与任何目的地之间的定向轨迹路由选择。

超立方体

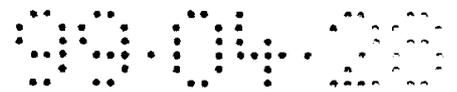


图 15 示出 2 元 4 立方体，这是超立方体网络的示例。和环面与曼哈顿街网络一样，超立方体是定向图的实例（没有对称链路对的图）。节点是全 2 路连接的，并包含 2×2 纵横空分接线器。图 15 还示出网络的定向环分解。网络由四个环构成：1, 2, 3, 9, 10, 15, 16, 8, 1; 1, 13, 16, 12, 10, 4, 3, 5, 1; 2, 7, 8, 6, 15, 14, 9, 11, 2; 以及 5, 6, 4, 7, 12, 11, 13, 14, 5。能用于在这一网络中的定向轨迹路由选择的闭合轨迹集合包含从这四个环中取任何两个的并集。从而，定向轨迹路由选择是用类似于为环面网络中的路由选择所描述的定时方案获得的。本例中帧应具有 4 个时隙的长度，并且帧由 3 个“交叉”与一个“横杠”时隙构成。这允许在网络中的任何源与任何目的地之间的定向轨迹路由选择。例如，假定图 15 中标记为 1 的节点为分组的源。则在帧的第一时隙中从源节点 1 沿向节点 2 的链路传输的分组将沿闭合轨迹 1, 2, 3, 9, 11, 2, 7, 8, 1 转发。在帧的第一时隙中从源节点 1 沿向节点 13 的链路传输的分组将沿闭合轨迹 1, 13, 16, 12, 11, 13, 14, 5, 1 转发。在帧的第二时隙中从源节点 1 沿向节点 2 的链路传输的分组将沿闭合轨迹 1, 2, 3, 5, 1, 13, 16, 8, 1 转发。在帧的第二时隙中从源节点 1 沿向节点 13 的链路传输的分组将沿闭合轨迹 1, 13, 16, 8, 1, 2, 3, 5, 1 转发。在帧的第三时隙中从源节点 1 沿向节点 2 的链路传输的分组将沿闭合轨迹 1, 2, 7, 8, 6, 15, 16, 8, 1 转发。在帧的第三时隙中从源节点 1 沿向节点 13 的链路传输的分组将沿闭合轨迹 1, 13, 14, 5, 6, 4, 3, 5, 1 转发。在帧的第四时隙中从源节点 1 沿向节点 2 的链路传输的分组将沿闭合轨迹 1, 13, 16, 12, 10, 15, 16, 8, 1 转发。在帧的第四时隙中从源节点 1 沿向节点 13 的链路传输的分组将沿闭合轨迹 1, 2, 3, 9, 10, 4, 3, 5, 1 转发。

参考文献

- [1] Steenstrup, M. (ed.): *Routing in Communications Networks*, Prentice Hall, 1995
- [2] Partridge, C.: *Gigabit Networking*, Addison-Wesley, 1994
- [3] Baransel, C., Dobosiewicz, W. and Gburzynski, P.: 'Routing in Multihop Packet Switching Networks—Gb/s Challenge', *IEEE Network*, May/June 1995, pp. 38-61
- [5] Maxemchuk, N.F.: 'Routing in the Manhattan Street Network', *IEEE Transactions on Communications*, **35**, pp. 503-512 (1987)
- [6] PCT/GB 96/01823; Cotter, D. and Tatham, M.C.: 'Dead Reckoning—A Primitive and Efficient Self-Routing Protocol for Ultrafast Mesh Networks', paper submitted for publication
- [7] Borgonovo, F.: 'Deflection Routing', Chapter 9 in [1]
- [8] Harary, F.: *Graph Theory*, Addison-Wesley, Reading, Mass., 1969
- [9] Harary F., Norman, R.Z. and Cartwright, D: *Structural Models: An Introduction to the Theory of Directed Graphs*, John Wiley, New York, 1965, p. 330
- [10] *ibid.*, p. 11
- [11] Cotter, D., Lucek, J.K., Shabeer, M., Smith, K., Rogers, D.C., Nettet, D. and Gunning, P.: 'Self-Routing of 100 Gbit/s Packets Using 6-Bit 'Keyword' Address Recognition', *Electronics Letters*, **31**, pp. 2201-2202 (1995)
- [12] P R Prucnal et al (IEEE J Quantum Electronics, vol 29, no 2, pp. 600-612, 1993)

说明书附图

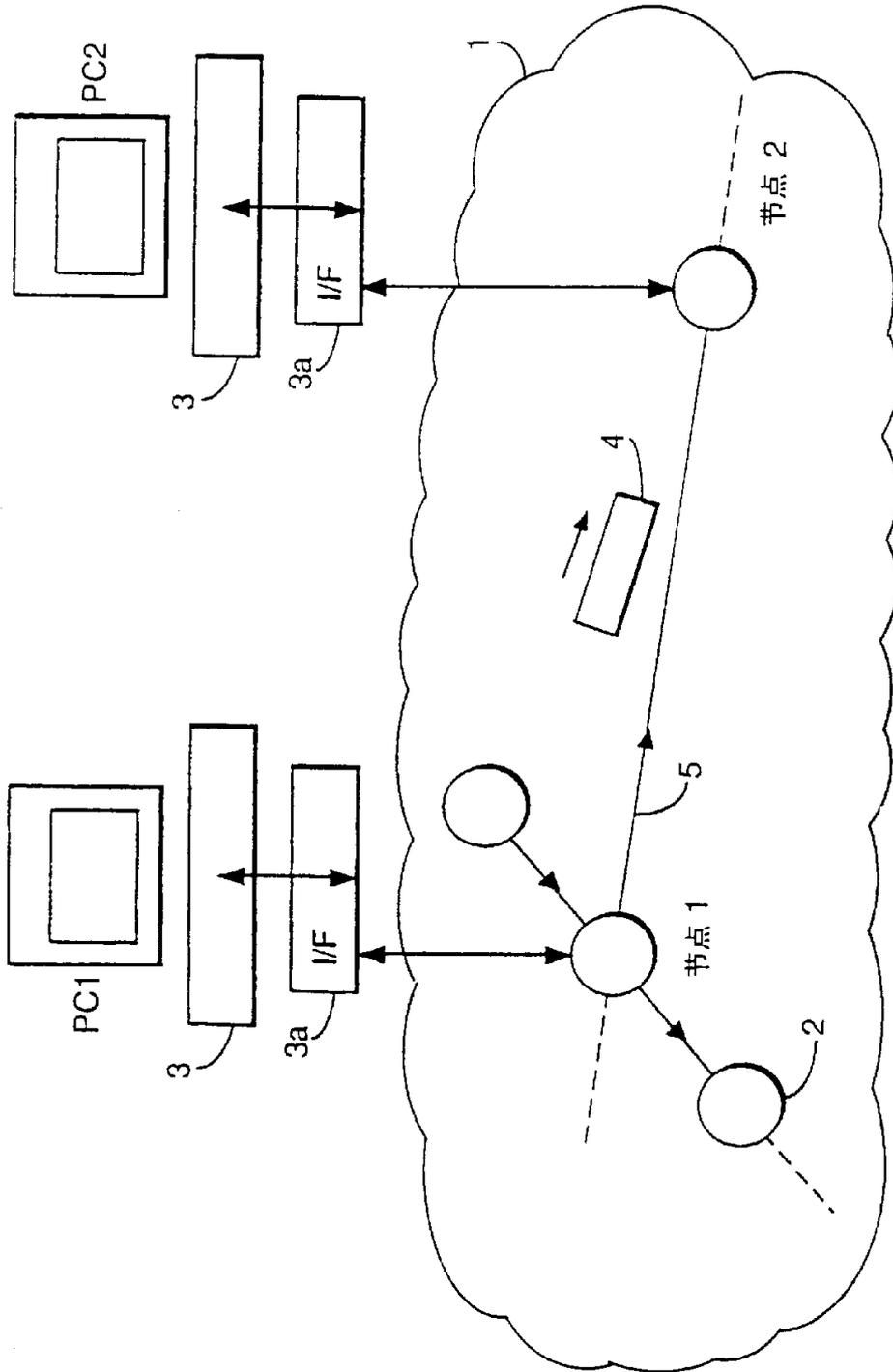


图1

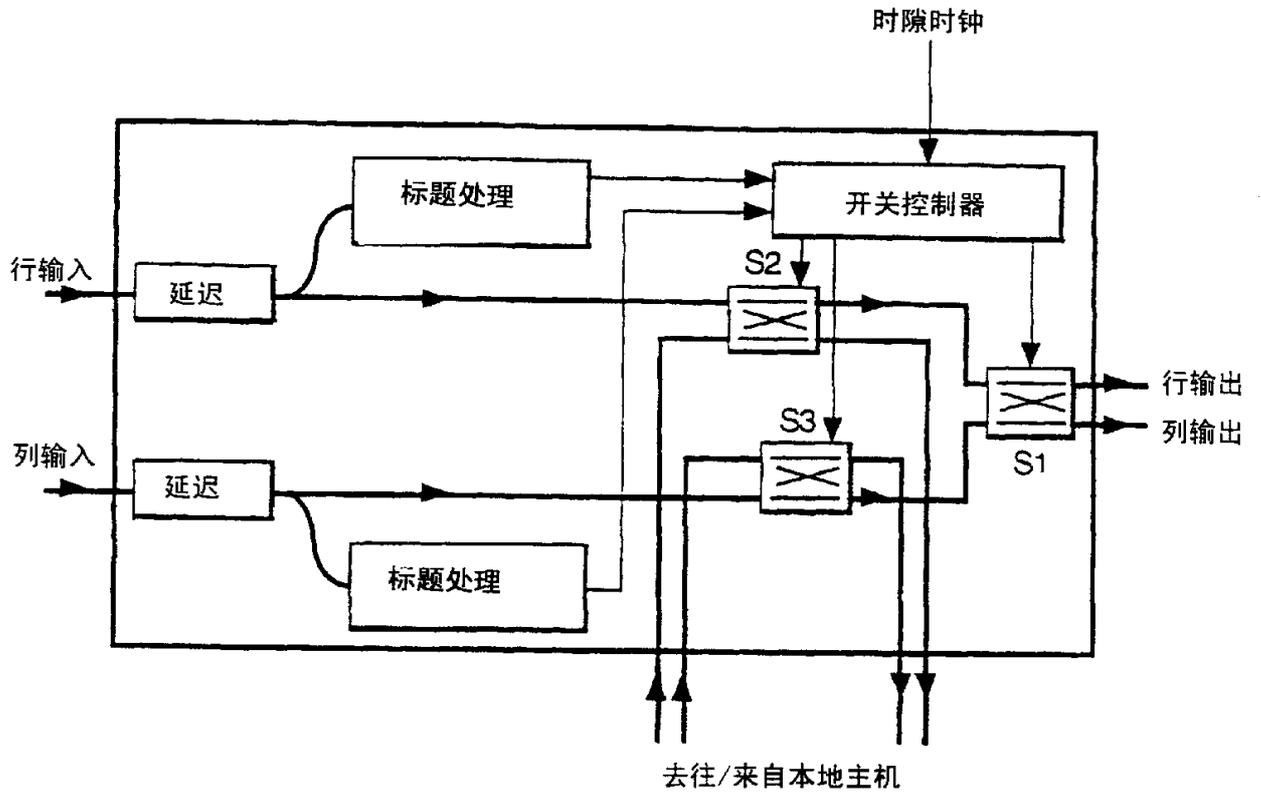


图2

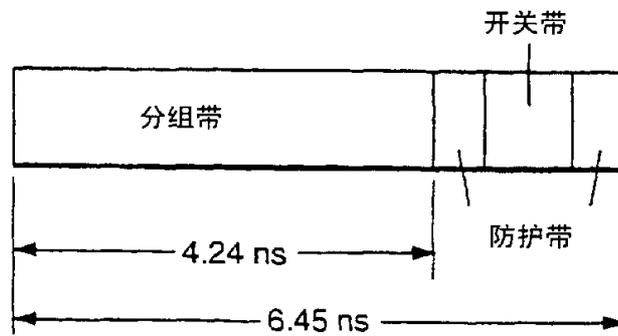


图3

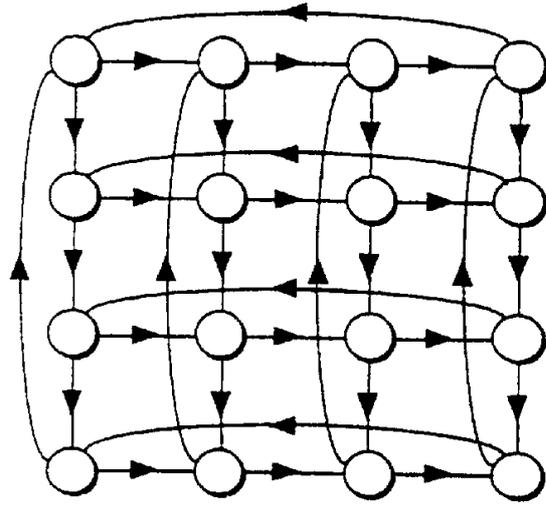


图4

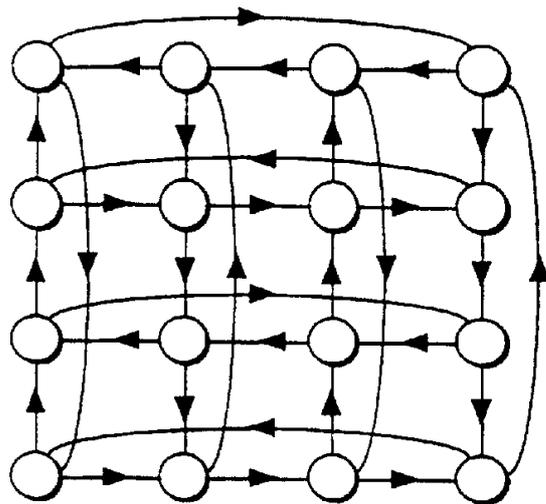


图5

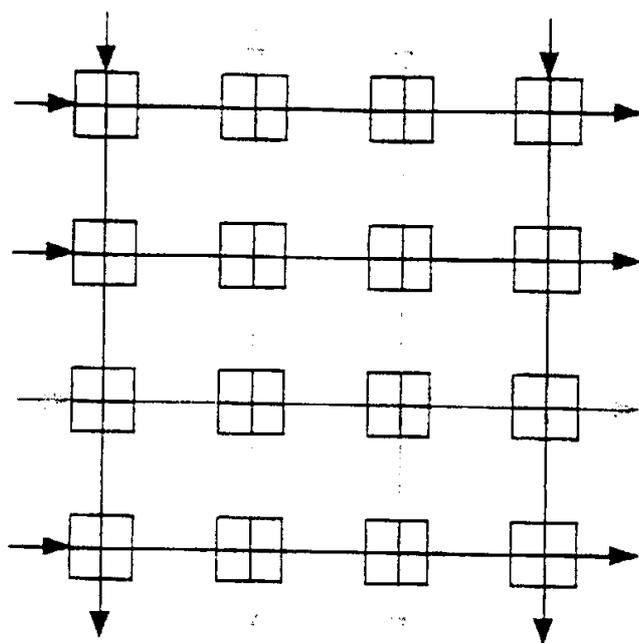


图8 (a)

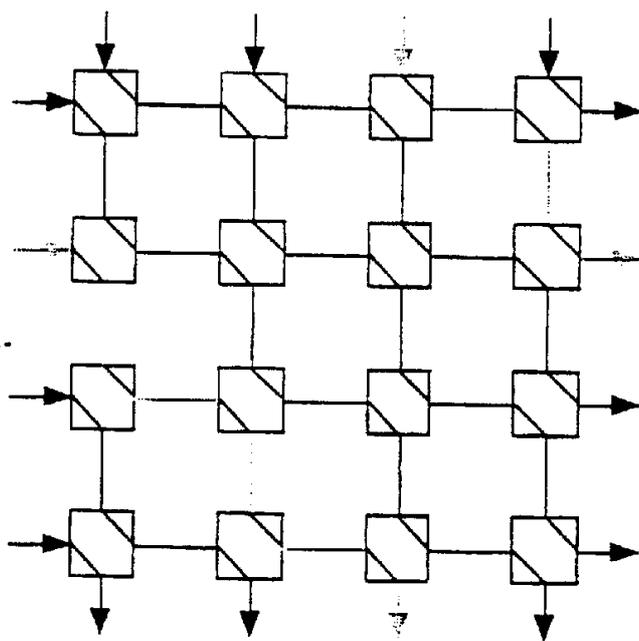


图8 (b)

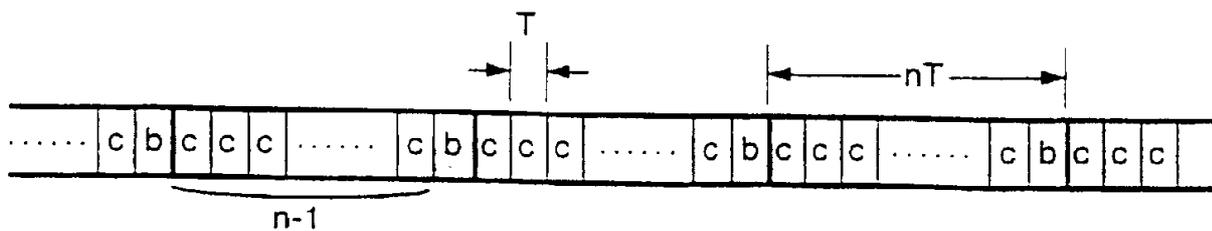


图9

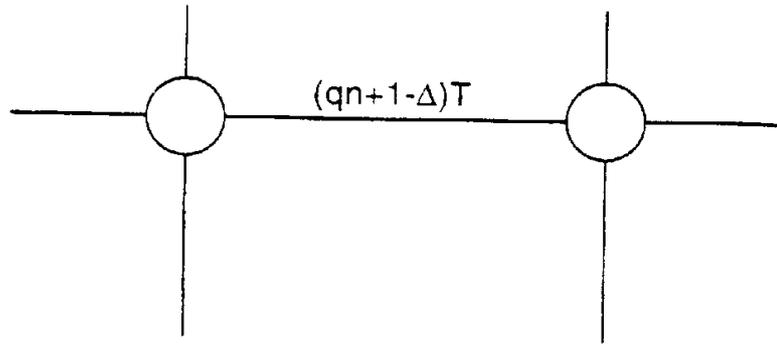


图10

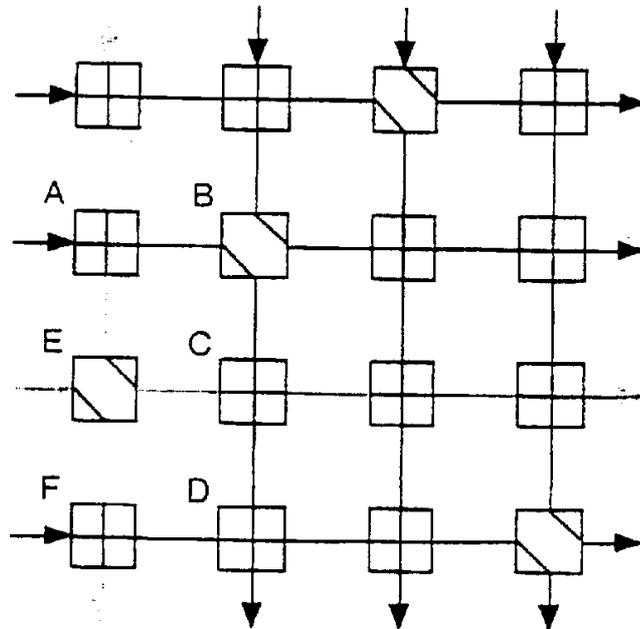


图11

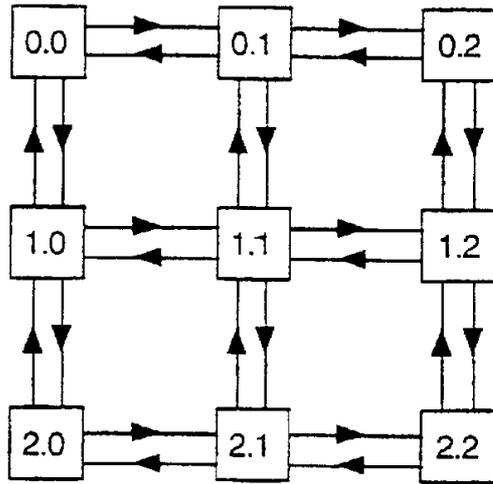


图12

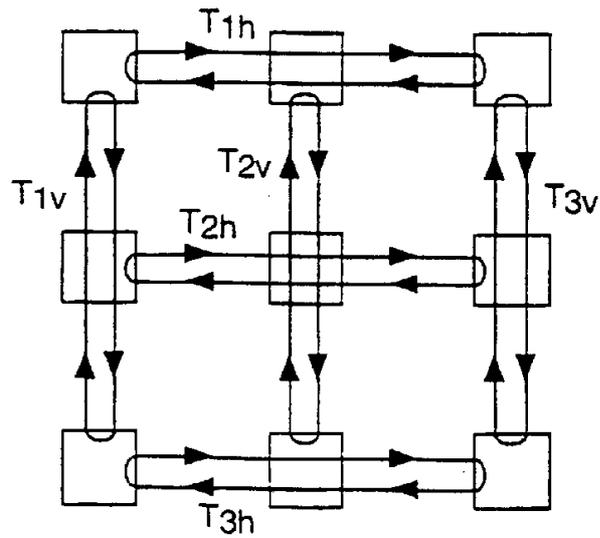


图13

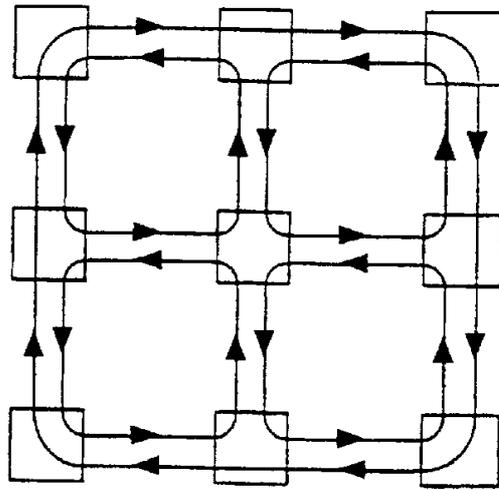


图14

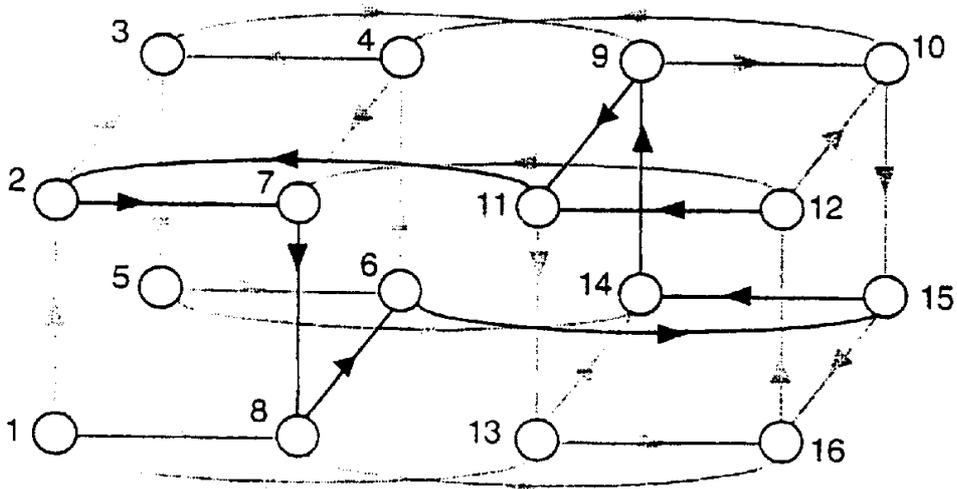


图15

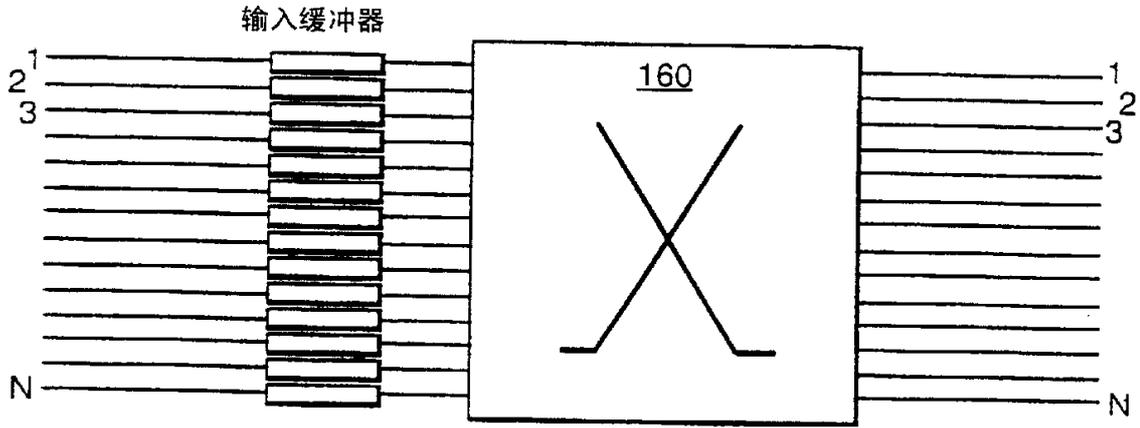


图 16

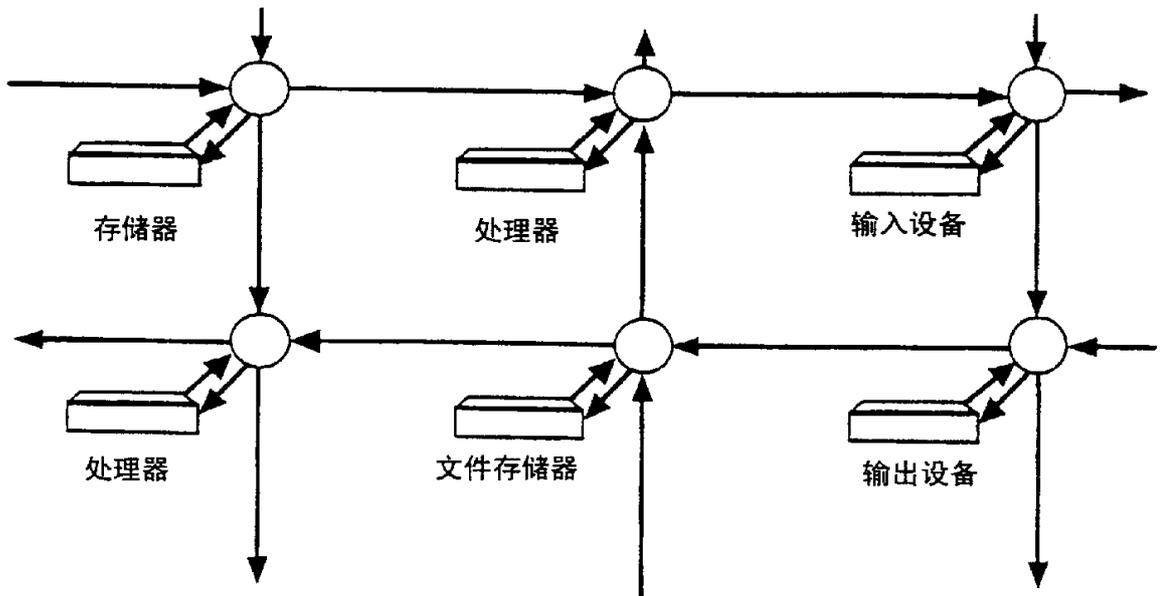


图 17