



[12] 发明专利申请公开说明书

[21] 申请号 95194096.1

[43]公开日 1997年6月25日

[11] 公开号 CN 1152984A

[22]申请日 95.5.23

[30]优先权

[32]94.5.23 [33]GB[31]9410311.6

[32]94.6.28 [33]GB[31]9412956.6

[32]94.8.15 [33]EP[31]94306015.2

[32]94.9.28 [33]GB[31]9419679.7

[32]94.11.18[33]EP[31]94308523.3

[32]94.11.21[33]EP[31]94308568.8

[86]国际申请 PCT/GB95/01176 95.5.23

[87]国际公布 WO95/33324 英 95.12.7

[85]进入国家阶段日期 97.1.13

[71]申请人 英国电讯公司

地址 英国英格兰伦敦

[72]发明人 D·科特

M·C·塔特汉姆

[74]专利代理机构 中国专利代理(香港)有限公司

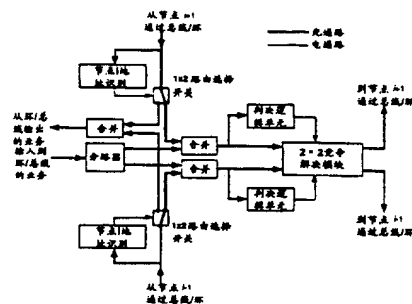
代理人 董巍 张志醒

权利要求书 3 页 说明书 23 页 附图页数 26 页

[54]发明名称 光电信网

[57]摘要

一个光网络上传输的分组通过一个对分组字头中携带的地址字和一个预定的鉴别字上实现的逻辑操作而进行路由选择。一个二进制路由判决根据该逻辑操作的结果做出。该操作可以是按比特的布尔与操作。可以用一个附加的鉴别字实现一个额外的逻辑操作，确定该分组的目的是否是该网络的一个远端区域。在这种情况下该分组可以被直接指向该远端区域。



权 利 要 求 书

1.对光网络上路由选择节点处的分组进行路由选择的方法,包括在光域实现分组字头中携带的地址字上的逻辑操作,其特点是,上述逻辑操作在地址字和从一组鉴别字中选出的一个鉴别字上实现的,该组鉴别字的数目
5 小于上述节点所处的网络或网络的域的地址字的集合。

2.根据权利要求1的方法,其中地址字和鉴别字都从n比特二进制字的子集中选出,该二进制字具有任意两个字A, B的特性

只当A=B时, $A \otimes B = 0$, 而此外 $A \otimes B = 1$, 这里 $A \otimes B$ 表示布尔操作

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

10

3.根据权利要求1或2的方法,其中逻辑操作是在地址字和鉴别字上进行的按比特的与操作。

4.根据前面任一权利要求的方法,其中为了作出单个路由选择判决,路由选择节点实现地址字和两个或多个鉴别字上的两个或多个逻辑操作。

5.根据权利要求4的方法,其中所述两个或多个逻辑操作之一有条件地根据前面的逻辑操作结果而实现。
15

6.根据前面任一权利要求的方法,还包括实现地址字和各个附加鉴别字上的附加逻辑操作,以便确定分组是否寻址到网络的一个远端区域,并且当分组确实是这样寻址时,将该分组直接路由选择到所述区域。

7.根据前面任一权利要求的方法,其中每个分组的字头包括一个由多个对应于不同地址子域的地址字组成的地址。
20

8.根据权利要求7的方法,当直接或间接依据权利要求2时,其中子域字和通过将子域字连接而构成的完整地址是所述二进制字子集的成员。

9.根据权利要求7或8的方法,其中不同子域对应于不同的各级地址等级,一级的地址对应于包括多个下面各级多个地址的一个域,依次类推。
25

10.在光网络上实现对分组路由选择的节点,其特点是,路由选择判决单元(4a, b)被设计为在光域上实现对分组字头中携带的地址字和一个预定鉴别字上的逻辑操作,而且一个开关(5)负责路由选择判决单元并设计为根据上述逻辑操作的结果在不同方向上对分组进行路由选择。

11.根据权利要求10的一个节点,包括连接一个光地址识别单元(ARU)以接收入分组并设计为确定一个分组是否寻址到上述节点,仅当确定为不是寻址到上述节点时该分组才被传递到路由选择判决单元。
30

12.根据权利要求 11 的一个节点, 其中 ARU 包括一个光与门, 设计为实现地址字和标志节点地址的目标字上的按比特的与操作。

13.根据权利要求 11 到 12 中任一个的一个节点, 其中路由选择判决单元包括一个光与门, 设计为实现地址字和鉴别字上的按比特的与操作。

5 14.根据权利要求 10 到 13 中任一个的包括多个路由选择节点的一个光网络, 包括路由选择判决单元的不同节点以各个不同的鉴别字编程。

15.在光网络上实现的分组的方法, 其特点是, 使用全局分组级时钟和本地比特级时钟。

10 16.根据权利要求 15 的一个方法, 其中分组的处理包括在路由选择节点进行路由选择判决, 并使用比特级时钟处理分组携带的地址数据, 并使用分组级时钟同步路由选择节点以便只在分组切换带内切换。

17.根据权利要求 15 或 16 的方法, 其中使用分组级时钟控制光设备实现一个分组上或分组的一个部分上的比特级操作。

15 18.根据权利要求 17 的方法, 其中使用分组级时钟控制与 SLA 结合的光与门。

19.根据权利要求 15 到 18 中任一个的方法, 其中分组级时钟是从接收分组流中本地恢复的。

20.一个处理设备, 用于光网络上传输的分组, 适配于根据权利要求 15 到 19 中任一个的方法中的操作。

20 21.操作一个传输分组的光网络的方法, 其特点是, 在网络中全局分配一个精度比分组比特周期差的分组级时钟并产生或恢复一个精度比比特周期高的本地比特级时钟。

22.一个光网络设计为通过权利要求 21 的方法操作。

25 23.根据权利要求 1 到 9 中任一个的方法中, 或根据权利要求 14 的网络, 其中光网络具有 2-连接拓扑。

24.根据权利要求 23 的方法或网络, 其中该网络具有这里所定义的篱笆墙式拓扑。

25.根据权利要求 1 到 9 中任一个的方法, 或根据权利要求 14 的网络, 其中, 网络一般具有一维拓扑。

30 26.根据权利要求 25 的方法或网络, 其中该网络具有双总线或双环拓扑。

27.具有篱笆墙拓扑的光网络在这里定义。

- 28.包括多个节点、每个节点具有各个不同的地址、而且每个节点包括一个设计为在网络所传输分组的字头中携带的地址字上实现逻辑操作的路由选择判决单元的光网络，其特点是，每个上述路由选择判决单元用一个从一组数目小于地址字数目的鉴别字中选出的鉴别字编程，并设计为在上述地址字和各个鉴别字上实现上述操作。
- 5

说明书

光电信网

发明背景

5 本发明涉及一个光电信网，以及在这样的网上传输分组的路由选择方法。

传统上，电信网，无论是基于铜线还是光纤的，都以在用户间提供线路为基础而组成—或是半固定的“专用”线路或是临时性的“拨号”线路。直到目前为止，这样的线路传输的业务主要由话音通话加上一些低速的数据业务组成。尽管用光纤替代铜线网已提供了较高的传输带宽并为针对高数据率的传输和诸如可视电话这样的业务的网络的使用开辟了道路，但是到目前为止网络资源还是分配给了这类仍然以提供线路为基础的业务。但是，由于传输的业务变得越来越是突发式的、而且对带宽需求的范围越来越广、快速波动越来越大，在可用带宽的使用效率、以及网络负荷的管理上，这种办法变得越来越不足以适应种类很广的消息目的地以及很低的可预测性。特别是，在这些条件下，针对各条线路连接集中管理特定传输路由的分配变得越来越困难。

Bononi 等人在 *Journal of Lightwave Technology*, 1993 年 12 月, 卷 11, No.12 第 2166-2176 页上发表的文章揭示了一种基于字头识别在光网络上对分组进行路由选择的方法。一个入分组的字头用一个光与门解复用并通过光检测器转变到电域。该字头然后在电域中处理并基于字头中携带的地址的识别而做路由选择判决。由于这种操作是在电域中实现的，并包括了在很长的多比特地址上做的复杂逻辑操作，因此交换操作必然是很慢的，而且代表了光网络中一个潜在的严重的瓶颈。

25 Islam 等人在 *IEEE Journal of Quantum Electronics* 27(3) 843-848(1991)以及 *Journal of Lightwave Technology* 11(12) 2182-2190(1993)上发表的文章描述了一个环网，其中在分组字头上进行的逻辑操作是在光域中使用基于孤子的光纤逻辑门来实现的。尽管这避免了 Bononi 系统中的一些带宽限制，但是该系统还是依赖于以路由选择判决为基础的地址识别。在所描述的范
30 例中，路由选择判决仅限于确定是否给定的分组携带节点的本地地址，而且因此该模块不能对地址不是该节点的分组进行智能路由选择。即使这种有限的路由选择能力也需要处理整个地址，而且更复杂的路由选择判决需

要存储并处理很多这样的地址。

Prucnal 等人在 *Optical Engineering* 29(3) 170-182 (1990) 上发表的文章揭示了一种光路由选择控制器，与上面讨论的现有技术的系统一样，依赖于地址识别。该控制器读取目标地址并使用一个光查找表恰当地设置光开关。该查找表必须带有与网络中地址数目一样多的字头字，而且对于实际中较大的网络很可能在结构和操作上是意想不到的复杂。

发明的内容

根据本发明的第一个方面，提供了一种在光网络上的路由节点对分组进行路由选择的方法，包括在光域实现对分组字头中携带的地址字的逻辑操作，其特点是所述的逻辑操作是在地址字和从一组鉴别字中选出的一个鉴别字上实现的，该组鉴别字的数目小于所述节点所处的网络或网络的域的地址字的集合。

本发明提供了一种对分组进行路由选择的方法，它使来自给定节点的分组前进通路的智能判决成为可能，而不需识别分组地址。在判断分组的前进路由时，不需将字头与一个地址、或一对一映射到网络地址的一组字中的一个相比较，本发明使用一个鉴别字，用来在指向一条恰当的前进路由方向的地址组、以及指向另一条恰当的前进路由方向的地址组之间进行辨别。这就排除了该节点处对大的地址查找表、或复杂逻辑操作的需要，并允许使用功能复杂度较低的节点进行有效的路由选择。

本发明促进了一种网络的使用，在该网络中没有集中式确定的路由通路，每个分组通过网络寻找自己的道路。因此该网络提供了分组的无连接的传送，即不需要在源和目的之间建立固定的线路或通路就可传送。该网络一般会具有相当大数目的可以在其中对流量进行引导或处理的开关或节点。用这种方式配置的网络可能由带两个反向传播业务流的、诸如双总线或双环组成。开关或节点随之确定两个传播方向中哪一个可以更快地将一个给定分组带到它的目的地。

逻辑操作可能包括两个或更多的在各个不同的鉴别字上进行的单个布尔操作。逻辑操作优选地是按比特的与操作。

该方法还优选地包括在地址字和各自附加的鉴别字上实现附加的逻辑操作，由此确定分组是否寻址到网络的一个远端区域，并且当该分组是这样寻址时，将分组直接路由选择到所述区域。

再次考虑双环网络的例子，在某些情况下节点可能发现分组字头中携带

的地址是指向环远端的目的地。那么，与其将分组在其道路上一步一步绕环发送出去，不如有效地将分组直接导向连接环对侧的链路上，使得分组更快地去往它的目的地。这种思想可以通过引入更多的链路以便提供一种更高级互连的拓扑结构而不是简单的环来加以扩展。

5 每个分组的字头优选地包括一个由多个对应于不同地址子域的地址字组成的地址。优选地，不同的子域对应地址级的各个不同级别，一个级别处的地址对应于一个域，包括下面各级处的多个地址，依次类推。

10 分组字头中的地址可以用二进制字的子集编码，这样字识别就可以通过简单的与操作来实现，与我们的共同未决的国际专利申请 PCT/GB94/00397 中描述和要求的一样。

根据本发明的第二个方面，提供了一种对光网络上传输的分组路由选择的节点，特点是路由选择判决单元设计为在光域中实现分组字头中所带的地址字和预定鉴别字上的逻辑操作，并提供了一种开关，响应路由选择判决单元并设计为根据所述的逻辑操作的结果将分组路由选择到不同的方向。

15 优选地，路由选择判决单元包括一个或多个光与门。

根据本发明的第三个方面，提供了一种包括多个节点的光网络，每个节点各自具有不同的地址，而且每个节点包括路由选择判决单元，该单元设计为在网络所传输的分组字头中所携带的地址字上实现逻辑操作，其特点是

20 是用一个鉴别字为每个所述的路由选择判决单元编程，该鉴别字从少于地址字数目的鉴别字集合中选出，而且判决单元被设计为在所述的地址字和各个鉴别字上实现所述的操作。

25 优选地网络可以是双总线或环网，或者可替换为两维的网络，例如 2-连接的网络，而且在这种情况下，优选的是篱笆墙 (picket fence) 网络，如这里所定义的。

在数千兆比特的光传输网络中，一个关键的设计方面是如何保持网络上各种信号处理和交换设备的正确的同步。光时分复用 (OTDM) 网络中，在网络节点上实现诸如解复用和 OTDM 信道的插入 - 引出 (drop-and-insert) 等操作需要精确的比特级定时信息。但是，在网络节点之间的 OTDM

30 传输链路中传输连续的比特流，且因此比特级定时信息可以用基于锁相环的时钟恢复来提取 (例如微波电时钟恢复或全光时钟恢复)。另一方面，在极高速异步分组网中，比特流被拆成短的突发 (分组)，就需要不同的

方法。

根据本发明的第四个方面，提供了处理光网络上传输的分组的方法，特点是使用全局分组级时钟以及本地比特级时钟。

附图的描述

5 实施本发明的系统现在仅通过例子、参考所带的附图，做更详细的描述，其中：

图 1 表示一个双总线网络；

图 2 表示图 1 中网络所使用的节点的例子；

图 3a 和 3b 是使用两种替代地址方案的三节点网络的逻辑图；

10 图 4a 到 4d 是一个 6 节点双总线网络的节点 2 到 5 的逻辑图；

图 5a 到 5h 是一个 10 节点双总线网络的节点 2 到 9 的逻辑图；

图 6a 到 6r 是一个 20 节点双总线网络的节点 2 到 19 的逻辑图；

图 7 是图 2 的一个判决逻辑单元的电路图；

图 8 表示一个 6 节点环网；

15 图 9a 和 9b 是图 8 的网络中节点 1 和 6 的逻辑图；

图 10 表示一个 6 节点环网，包括节点 2 和 5 之间的交叉链路；

图 11a 和 11b 是表示节点 2 和 5 改进的判决逻辑的逻辑图；

图 12 表示图 10 的网络中节点 3 改进的判决逻辑图；

图 13 是说明实施本发明的网络上传输的一个分组的地址结构的图；

20 图 14 表示具有六个地址域的双层交叉链接的环网；

图 15 是结合图 8 环网的一个电信网的概况；

图 16 表示一个网络时隙；

图 17 表示分组级时钟恢复电路；

图 18 表示二进制路由选择节点；

25 图 19 更详细地表示图 18 的电路；

图 20 表示由网络时钟选通的一个 SLA 与门；

图 21 表示 Manhattan Street (MS) 的网络拓扑；

图 22 表示篱笆墙 (PF) 拓扑；

图 23 表示闭-交织的 PF 拓扑；以及

30 图 24 表示时钟恢复/解复用器电路。

示例描述

一个高速光电信网 1 由单模光纤 (F) 构成。如图 15 中所示，该网络

通过节点 n_1 , n_2 ... 连接到用于实现分组产生和分组解压缩 (decompression) 的接入电路 2。接入节点 2 接收低速数据信道并将数据打包形成短的定长分组或信元。这些分组可以使用, 例如, ATM 帧结构。各个分组在光信头中包括指示目标地址的数据。在这第一个例子中, 网络具有双总线结构, 更详细地表示于图 1 中。一条总线传输一个方向上传播的分组, 而另一条总线的分组在相反方向上传播。每个节点, 除了处于网络末端的那些, 包括结合了一个或多个光与门的路由选择判决电路。使用这个电路, 每个节点将来自一个分组的地址域的几个短字或字段与一个固定的预定鉴别字或标志特定节点的字相与, 并切换其输出将分组恰当地放到两个总线中的一个上。作为一个简单的例子, 如果地址被确定为总线前向方向下几个节点中的一个, 那么路由选择判决电路将分组引向二总线中的传输前向-传播业务的那一个上。类似地, 如果是紧接着的前面节点中的一个, 那么分组将被输出到二总线的另一个上。

正如下面更详细描述的那样, 路由选择判决操作只需要一个简单的光与逻辑, 并且类似的与操作在每个节点的地址识别中使用。在本实施例中, 分组的二进制地址字从 n 比特字的带约束的集合中选择, 满足这样的特性, 对于集合中的任意两个字 $A=a_1a_2 \dots a_n$ 以及 $B=b_1b_2 \dots b_n$, 仅当 $A=B$ 时 $A \otimes B=0$, 否则 $A \otimes B=1$, 这里 $A \otimes B$ 表示布尔表达式

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

而 \bar{x} 表示 x 的逻辑非。这种用于字识别的二进制字集合的使用在本发明申请人的共同未决的国际申请 WO94/21088 中进行了描述和权利要求。正如在那份申请中讨论的那样, 假设 n 是偶数, 集合中 n 比特字的最大可能数目包括 $n!/[(n/2)!]^2$ 个字, 在所有排列中由 $n/2$ 个 1 和 $n/2$ 个 0 组成。对于 n 是奇数, 存在两个大小相等而且彼此排斥的最大集合, 每个包括 $n!/[\{(n+1)/2!\} \{(n-1)/2!\}]$ 个字; 一个集合包含所有排列由 $(n+1)/2$ 个 1 和 $(n-1)/2$ 个 0 组成的字, 而另一个集合通过在第一个中互换 0 和 1 得到。

使用字的这种带约束的集合, 地址识别就可以使用形式为 $A \otimes B$ 的光与操作来实现。通过对比, 分组路由选择使用按如下定义的形式为 $A \otimes B$ 的与操作。尽管使用带约束的字集合是优选的, 因为它简化了地址识别过程, 但是, 使用这种带约束的字集合对于分组路由选择判决不是必要的。即使在 A 和 B 不来自带约束的字集合时, 操作 $A \otimes B$ 也可以用于路由选择判决

逻辑。

使用这种受约束的集合，在例子中带 20 个节点网络的情况下，地址可以用 20 个所有排列由三个 1 和三个 0 组成的不同的 6 比特字来表示。对于沿着总线以二进制数升阶次序（在这个例子中，从 000111 开始并以 111000 结束）对节点分配地址来说，这很方便，但不是必须的。

图 2 表示图 1 的双总线网第 i 个节点可能的布局。同样的结构也可以用于双环网，如下面描述的实施例。

节点 i 的地址识别单元检查从总线上相邻节点 ($i-1$) 和 ($i+1$) 到达的分组。这是用我们上面提到的国际申请中描述的方式在分组所携带的地址以及对应于节点地址的目标字上实现与操作。如果这个操作表明这个分组携带的地址是这个节点 (节点 i) 的地址，因此该分组预定要通过这个节点离开该总线，那么与各个地址识别单元相关联的 1×2 路由选择开关将因此而设置，将分组导向离开该总线的的一个输出路由上。所有从相邻节点到达并且没有预定通过这个节点退出的其它分组被向前导向一个判决逻辑单元和输出竞争解决模块。在第 i 个节点进入该网络的分组被合并到进入判决逻辑单元和竞争解决模块的业务流中。

输出竞争解决模块对向着适当的一个或另一个相邻节点流出的分组执行路由选择任务，同时保证没有两个分组被同时指向同一个输出。判决逻辑单元为每个分组确定两个流出路由中哪个是恰当的，并因此指示输出竞争解决模块。如果竞争不能解决，一个或多个分组就被转向“错误”路由，按照“错误”方向传到下一个节点，并且在那里被重转移到正确的路由上。

输出竞争解决模块可以是，例如，D.K.Hunter 和 I.Andonovic(Elec.Letts.29,280-281,1993)所描述的装置。它是由一串电控 2×2 光开关和光延迟线组成的开关结构。光开关可以是，例如，GEC Advance Optical Components 提供的类型为 Y-35-8772-02 的铌设备，或者 G.Sherlock 等人所描述 (Elec.Letts 30,137-138,1994)类型的 2×2 集成 InP 半导体设备。由于在竞争解决模块中需要的光延迟是分组周期的整数倍(一般为 1ns 或更长)，在这种情况下延迟线可以由适当长度的光纤来制造。图 2 中所示的合并单元可以包括在我们共同未决的申请 EP94306015.2 中所描述形式的电路。它们与输出竞争解决模块使用相同的光技术。分配器单元可以是电控的 1×2 光开关 (或者上面提到的 2×2 设备也比较满意)，设计为将分组轮流发送到它两个输出的一个上。这具有试图平衡竞争解决

模块的两路输入中每一路上的附加业务负载的作用。这并不是实质特性，但是在某些业务条件下比较有利。

5 判决逻辑单元的功能现在将做更详细的描述。图 3 到 6 表示其节点各带有 3 比特、4 比特、5 比特和 6 比特地址的双总线网的判决逻辑。图 7 说明判决逻辑单元的一个恰当的硬件实现。

图 3 表示只有三个节点的双总线网的简单情况下需要的判决逻辑。在图 3a 中，假设节点的地址由 3 比特字 $H=h_1h_2h_3$ 表示，全排列由 1 个 1 和 2 个 0 组成并且沿着总线以二进制值 001、010 和 100 递升的顺序排列，如下表 1 所示。

10

节点	地址
1	001
2	010
3	100

表 1

15 节点 1（地址 001）或节点 3（地址 100）不需要判决逻辑，因为它们位于总线的末端—换句话说从每一个这样的节点流出的业务只存在一个路由。在节点 2（地址 010）关于流出分组是传到节点 1 还是节点 3 必须做一个判决。节点 2 的适当的判决逻辑在图 3a 中表示。在这张图中以及其它地方我们使用这样的表示法

$$A \otimes B = \sum_{i=1}^n a_i \cdot b_i$$

这里 A 和 B 是 n 比特字， $A=a_1a_2 \dots a_n$ 且 $B=b_1b_2 \dots b_n$ 。在图 3 中，例如， $H \otimes 100$ 意味着 $h_1 \cdot 1 + h_2 \cdot 0 + h_3 \cdot 0 = h_1$ 。

20

另外，也可使用下面表 2 中给出的，所有排列由 2 个 1 和 1 个 0 组成的 3 比特地址字的地址方案。在这种情况下，节点 2 的判决逻辑如图 3b 所示。在两种情况下，判决逻辑中使用的预定鉴别字是 100，但是，不同的输出不同地映射为根据所用地地址方案的操作所产生的逻辑值。

节点	地址
1	011
2	101
3	110

表 2

图 4 表示具有 6 节点的双总线网络情况下所需的判决逻辑，节点的地址由 2 个 1 和 2 个 0 的全排列组成的 4 比特字 $H=h_1h_2h_3h_4$ 代表，沿着总线以二进制值递升的顺序排列。

5

节点	地址
1	0011
2	0101
3	0110
4	1001
5	1010
6	1100

表 3

如前，端节点 1 和 6 不需要判决逻辑。如图中所见，在这种情况下，节点 2 使用鉴别字 1100，节点 3 和 4 的鉴别字为 1000 而节点 5 的鉴别字为 0011。

10

图 5 表示具有 10 节点的双总线网络情况下所需的判决逻辑，节点的地址由 2 个 1 和 3 个 0 的全排列组成的 5 比特字来代表，沿着总线以二进制值递升的顺序排列。

节点	地址
1	00011
2	00101
3	00110
4	01001
5	01010
6	01100
7	10001
8	10010
9	10100
10	11000

表 4

如前，端节点 1 和 10 不需要判决逻辑。在这种情况下可以看出，一些节点需要两个鉴别字和相对应的一对逻辑操作，以作出二进制路由判决。例如节点 5（地址 01010）就是这种情况。同 $n=3$ （图 3b）的情况下一样，可以对 20 个节点使用另一个地址方案，由 5 比特字组成，全排列带 3 个 1 和 2 个 0。该判决逻辑类似于图 5 中所示。

图 6 表示具有 20 个节点的双总线网络情况下所需的判决逻辑，节点的地址由 3 个 1 和 3 个 0 的全排列组成的 6 比特字 $H=h_1h_2h_3h_4h_5h_6$ 来代表，沿着总线以二进制值递升的顺序排列。

10

节点	地址
1	000111
2	001011
3	001101
4	001110
5	010011
6	010101
7	010110
8	011001
9	011010
10	011100
11	100011
12	100101
13	100110
14	101001
15	101010
16	101100
17	110001
18	110010
19	110100
20	111000

表 5

上述和图中所示的例子中使用的鉴别字, 以及具有不同数目节点的其它网络的鉴别字, 可以通过观察确定。例如, 图 6g 中所说明的节点 7 (地址 010110) 的判决逻辑如下得到: (i) 观察节点地址表并识别出节点 7 的上方和下方节点地址的不同且可区分的特性 (即, 节点 1 到 6 的地址是如何清楚地从节点 8 到 20 的地址中区分出来的?); 随后 (ii) 基于以这些可区分的特性为基础分辨的 $A \otimes B$ 类型的操作设计最少次数的测试。在这个例子中, 节点 1 到 6 的地址 A 与节点 8 到 20 的不同在于: (a) 以 00 开始 (而且因此 $A \otimes 110000=0$) 或者 (b) 以 010 开始 (而且因此 $A \otimes 101000=0$)。相反 8 到 20 的地址不以 00 或 010 开始, 因此 $A \otimes 110000=1$ 而且 $A \otimes 101000=1$ 。因此节点 7 的判决逻辑将这些测试提供给流出分组的字头 H , 以判决向前传播的正确方向。

每次操作 $A \otimes B$ 只需要一个光与门, 而且正如上面例子中所看到的, 处理 20 个 6 比特节点地址只需要 2 个 (或特殊的 3 个) 这种类型的操作。

图 7 表示使用光硬件执行 $H \otimes W$ 操作的判决逻辑单元的一个例子, 这里 H 是入分组的字头中的地址域 (或其中一部分), 而 W 是鉴别字。 $H \otimes W$ 操作由标为 72 的光与门、以及随后的光检测器和电子门限检测器完成。这个光与门 72 是一个极高速设备, 无论何时在它两输入的每一个上同时出现了一个短脉冲, 其输出端就产生持续皮秒的短光脉冲。一个合适的例子是在我们共同未决的欧洲申请 no.94307188.6 (BT 参考号 A24802) 中描述和要求的并在 WO/94/21088 中揭示的使用四波混合 (FWM) 的半导体光与门。光检测器的响应不需要是超高速的, 但是要快到足够以分组速率 (典型为 0.1-1GHz) 来响应。如果电子门限检测器的输入信号表示光检测器在入分组到达的同时从与门 72 拾取了至少一个输出脉冲, 电子门限检测器设为对应于逻辑值 $H \otimes W=1$ 产生一个输出。如果分组到达时光检测器没有拾取任何输出脉冲, 这就表示 $H \otimes W=0$ 。字 W 通过精确同步于入分组而产生的时钟脉冲、然后复制该时钟脉冲来产生, 复制是产生鉴别字 W 所必须的。如果字 W 很简单, 只包括一个或两个光脉冲, 那么用光纤耦合器和恰当长度的光纤来复制可能就足够了。对于较复杂的字 W , 优选地是使用硅平面延迟线设备, 例如 C J Beaumont 等人在 BTTJ 9, 30-36, 1991 上所描述的。同步于分组产生时钟脉冲的合适方法在同时提交的我们的共同未决的国际申请、题为“分组处理”、代理号为 80/4850/03 中做了详细描述。图 7

的电路中采用的方法使用了一个与输入分组字头有关的比特异步的标志脉冲。这是到超高速光与门 71 的输入，该与门的一个输入经过一段调整为标志脉冲和字头第一比特之间的比特异步时间差的延迟线，字头的第一比特总设置为值 1。这个标志脉冲和所设的开始比特与字 H 分开，以便字头地址在地址检测和路由选择判决级中被操作。如图 7 中所示，来自光与门 71 的时钟脉冲输出也被第二光检测器拾取而且所产生的电脉冲作为门限检测器电子学的同步信号。这种可选的特性通过允许电路在同步于入分组的短时间内被选通或使能，从而用于改善门限检测器的信噪比性能。

图 7 表示最简单情况下的判决单元，这里只实现了一个形如 $H \otimes W$ 的单个操作。如图 5 和 6 的逻辑图中所看到的，有时判决单元需要两个或更多这样的操作。在这些情况下每个 $H \otimes W$ 操作提供一个与门，而且使用简单的数字电路完成判决逻辑图中规定的逻辑操作。

尽管目前为止描述的例子使用了双总线网络，本发明决不仅限于这个方面而且可用于多种不同的拓扑结构。图 8 表示通过连接端点如何将一个双总线转换为环网。所示的例子是 6 节点、4 比特地址的网络。所需的判决逻辑与图 4 中所示的相同，只是现在需要节点 1 和 6 的判决逻辑，分别如图 9a 和 9b 所示。

假设我们有一个双总线或双环结构而且一个节点中的判决逻辑单元确定一个特定的分组寻址到沿总线距离很远的地方。那么与其一步一步沿着总线费事地将分组发送到到它的路线上，不如更有效地将该分组直接导向一条连接总线上较远位置的“短路”链路，这样更快地将分组送往它的目的地。类似地，如果我们有一个环结构而且环中的一个节点确定一个分组被寻址到环的较远一边，那么可以更有效地将该分组直接导向连接环的对边的链路上。图 10 说明了这个过程，它表示了图 8 中的环网，但是带有节点 2 和 5 之间的交叉链路。在这种情况下，节点 2 和 5 的判决逻辑，尽管仍使用同样的原则和二进制导向方法，但是必须修改为允许从 3 个可能的出路由中选出 1。节点 2 和 5 恰当修改的判决逻辑分别在图 11a 和 11b 中表示。我们可以通过计算有无交叉链路存在时分组必须跳过（即节点之间的链路）的次数证明引入这种交叉链路对流量的影响。作为一个简单的例子，根据分组的最终目标，下表是图 10 的网络中分组离开节点 2 的情况。

目标节点	跳跃次数	
	无交叉链路	有交叉链路
1	1	1
2	-	-
3	1	1
4	2	2
5	3	1
6	2	2

目标为节点 5 的业务跳跃的次数有所减少。对于某些链路这有减少业务负荷的效果。但是，如果我们也改变相邻节点的判决逻辑，业务的重新分配将更有效。图 12 表示节点 3 的改进判决逻辑图，但是具有将离开节点 3 的业务更多地移到节点 2 和 5 之间的交叉链路的效果。

5 在目前为止描述的例子中，所讨论的判决逻辑本来是确定的。但是，根据网络中的业务负荷，需要对某些判决逻辑进行重配置以便将业务负荷分配得更平稳并可防止热点。例如，在图 10 中所示的带交叉链路的环网中节点 3 的情况下，可能会将图 4b 中所示的形式的判决逻辑图重配置为图 12 中所示的形式。这可以使用电控光开关完成，以产生不同的逻辑单元或子单元。在这个例子中，可以使用一个光开关将第一个判决门旁路，如图 12 10 中的虚线所示。这种切换可以通过一个中心网管系统来控制。换一种方法，或附加一种方法，在具有内置智能节点的网络中，路由选择可以根据瞬时本地业务负荷而动态处理，如 EP-A-465 090 中的例子所描述。

我们现在考虑如何将上例中描述的超高速光分组路由选择技术外推以 15 提供大规模的更不规则地理分布网络的实现。在简单的双总线或双环网络中，交叉链路的总数可以逐渐增加以便系统发展为具有更高互连的网络。但是，在地址路由选择和判决逻辑的复杂性上也趋于产生相应的增长。这不仅会产生所不希望的光和其它硬件复杂性的增长，而且网络会变得越来越不灵活。一个例子是增加附加节点而不必重配置很多相邻节点的判决逻辑 20 变得越来越困难。

一个具有一定规模而不带这些缺点的网络可以通过使用对应于分组字头中地址域的不同部分而划分等级的网络来实现。地址字头的一种恰当结构的例子在图 13 中表示。在这张图中，标志脉冲和第一个字头比特只用于 25 时钟同步的目的，而与路由选择/判决逻辑无关。字头的其余部分可以分成两个或更多的地址子域，如图所示。每个子域是从上面定义的二进制字的特殊子集中优选出的二进制字。这就允许识别每个独立子域并以上述方式

使用简单的光与操作进行光处理。一个更优选的限制是带有所有子域的完整地址也应该是所有可能二进制字的相同子集中的字。如果子域是所有由偶数个比特组成的字，那么这个对整个字头附加的限制是自动满足的。尽管如此，如果一个以上的子域由奇数个比特组成，那么必须注意对每个那

5 样的子域选择编码方案（使用 $i+1$ 个 1 和 $i-1$ 个 0，或者相反），以保证整个地址满足编码要求。

这种方案允许我们在整个网络中引入地址域的等级以便在每个域中只有相对较少的不同地址。一个域的地址在这个等级的每个连续级中由相应的地址子域代表。（类似于邮政系统中一封信的地址的不同行—国家、市

10 镇、街道名称等等）。

图 14 表示了两层网络的一个例子，其中有 6 个地址域，通过图 10 的交叉连接的环网而互连。带地址 10100110 的节点应存在于编号 5 的地址域中。该地址被分成两个 4 比特子域。第一个子域（1010）代表节点 5 在环内的地址。第二个子域（0110）是地址域 5 内的节点地址。下表给出了不

15 同地址数目的例子，适于不同长度的地址（除了标志和定时比特等）。

地址域长度	子域的数目与大小	不同地址的数目
8 比特	两个 4 比特	$6 \times 6=36$
10 比特	两个 5 比特	$10 \times 10=100$
12 比特	两个 6 比特	$20 \times 20=400$
16 比特	两个 6 比特, 一个 4 比特	$20 \times 20 \times 6=2400$
18 比特	三个 6 比特	$20 \times 20 \times 20=8000$

网络外层的每个被寻址的超高速分组节点或“馈源”，例如带地址 10100110 的节点，通过一般的线路交换信道可以与很大数目的顾客连接。整个网络容量由馈源容量和馈源数目的乘积来给出。例如，2400 个馈源（使用 16 比特地址）可以用于一个国家网络，在 40 个主要人口中心的每一个

20 提供 60 个馈源。每个馈源可以工作在 $\sim 30\text{Gbit/s}$ 的有效负荷容量上（ 100Gbit/s 峰值线速率，50% 的业务负荷，考虑时间保护带和其它开销）。因此整个网络容量为 $\sim 2400 \times 30\text{Gbit/s}=72\text{Tbit/s}$ 。在任意时刻，足够为大约 750,000 个平均 100Mbit/s 的顾客服务（或 750 万顾客，每个顾客为 10%

的瞬时网络利用率)。在这个例子中，每个人口中心由 60 条光纤服务，或者用较少的光纤加以适当数量的波分复用。

本发明这个方面的一个特点是进行路由选择判决所需的不同逻辑操作的数目比地址中的比特数少得相当多。

- 5 下面的表 L01 针对 3 比特地址对此进行了说明。这是上面的表 1 和 2 的扩展。

表 L01

	节点	地址	逻辑操作号
10	1	001 或 011	0
	2	010 或 101	1
	3	100 或 110	0
		平均=0.33	

- 15 下面是带 4 比特地址的节点的情况。这是上面使用图 4 的表 3 的扩展。

表 L02

	节点	地址	逻辑操作号
	1	0011	0
20	2	0101	1
	3	0110	1
	4	1001	1
	5	1010	1
	6	1100	0
25		平均=0.66	

下面是带 5 比特地址的节点的情况。这是上面使用图 5 的表 4 的扩展。

表 L03

	节点	地址	逻辑操作号
30	1	00011	0
	2	00101	1
	3	00110	1

	4	01001	1
	5	01010	2
	6	01100	1
	7	10001	1
5	8	10010	2
	9	10100	1
	10	11000	0

平均=1.0

10 下面是带 6 比特地址的节点的情况。这是上面使用图 6 的表 5 的扩展。
表 L04

	节点	地址	逻辑操作号
	1	000111	0
	2	001011	1
15	3	001101	2
	4	001110	1
	5	010011	1
	6	010101	2
	7	010110	2
20	8	011001	2
	9	011010	2
	10	011100	1
	11	100011	1
	12	100101	2
25	13	100110	2
	14	101001	2
	15	101010	3
	16	101100	2
	17	110001	2
30	18	110010	2
	19	110100	1
	20	111000	0

平均=1.55

本发明的路由选择方法为 2-连接网络提供了相当大的好处，并且特别针对本发明者所开发的具创新性的篱笆墙拓扑，下面将做更详细的描述。

5 篱笆墙网络

本发明者设计了一种新型的网络，对超高速分组传输来说比以前的设计具有相当的优势。这是一种“二-连接”网络，其节点以篱笆墙的形式相连。

10 在一个“二-连接”网络中所有节点都有两个输入和两个输出。可能最熟悉的例子是 Manhattan Street (MS)网络[N F Maxemchuk, “Regular and mesh topologies in local and metropolitan are networks” AT&T Tech. J. vol 64, pp 1659-1686 (1985 年 9 月)，其中的链路被设计为类似 Manhattan 街道和大街的结构 (图 21)。该 MS 网络通过将每行和每列的两个端点连接起来产生一个环结构而形成。MS 网络非常适于自选路由的分组网络，因为任何一对节点之间有很多替代路由，因此网络内部的竞争可以很容易地
15 通过沿着不同路由引导分组来解决。通过使用“路由选择法则”或算法，网络内的节点为分组发送确定最佳的前进路由。但是 MS 网络的路由选择法则 [“Routing in the Manhattan Street Network” IEEE Trans on Communications vol COM-35 no. 5, pp 504-512 (1987 年 5 月)] 需要节点
20 确定待发送的每个分组全部的目的地址。

我们感兴趣的是开发可以工作在很高速率上的光分组网络，网络节点中比特级的处理在光域中实现。因此我们需要设计能以非常简单的路由选择法则工作的网络以便减少光硬件的复杂性。例如，MS 网络的路由选择法则需要以超高速对全分组字头进行串并变换。我们优选基于 $H \times W$ 类型逻辑
25 操作的路由选择法则。因此我们设计了一种新的网络 (称为“篱笆墙”网络)。

类似 MS 网络，篱笆墙 (PF) 网络中的链路被设计为类似 Manhattan 街道和大街的结构。但是，MS 网络通过将每行和列的两端连结在一起而构成，而 PF 网络是通过连接相邻行或列的端点而构成的，这样在网络的外
30 围形成了双向的链路。

以图 22 中所示的形式，该网络类似一个篱笆墙，因此而得名。另一个例子，如图 23 所示，可以命名为“闭合编织 (Close Woven)”网，因为

它类似于一个以连续单线构成的编织物。目前我们使用名词“PF网”是针对所有这样的二—连接网络，其节点处于矩形格点上、连接相邻行或列的端点以便在网络外围构成双向链路。

5 这些 PF 网络的吸引力是可以设计有效的路由选择法则，不需要节点判断所发送分组的全目的地址。

最简单的路由选择法则如下：

○ 如果从一个节点存在一个优选的路由则选择优选路由。

○ 如果从一个节点存在零或两个优选路由则随机选择任一路由。

10 一个优选的路由是以直线到达信元目的地或存在于目的地所处象限的边缘上。以直线离开信元目的地的路由肯定不是优选的。

该法则可以通过只确定 $\Delta R=R-RDEST$ 和 $\Delta C=C-CDEST$ 的符号来实现，这里 R 和 C 是当前节点行和列坐标， $RDEST$ 和 $CDEST$ 是目的节点的行和列坐标。从 ΔR 和 ΔC 的符号，信元目的地所处象限（相对于当前路由选择节点）以及因此而得到的优选路由就可以确定。不必知道精确的目的地址，也不必知道目的节点的配置，或网络大小等其它全局参数。

20 ΔR 和 ΔC 的符号可以使用上述方法对超高速光分组光确定。上面作出的例子描述了逻辑操作（使用“鉴别字”），以确定双总线网络中分组向前传播的优选方向。实际上，该逻辑操作用于确定分组的目的地是小于还是大于当前交换节点的地址。这等效于确定目的节点对比当前节点的相对地址的符号（即，等效于在 2-D 网络中确定 ΔR 和 ΔC 的符号）。因此在二维的“篱笆墙”网络中可以在交换节点使用同样的技术两次（一次是使用表示目的地址行数的分组地址域部分确定目的节点在行方向上的相对位置，另一次是使用表示目的地址列数的分组地址域部分确定目的节点在列方向上的相对位置）。路由选择法则在下表“PF 路由选择”中表述。

25 我们已经实现了 PF 网络广泛的数值性能模型（使用光网络模型工具）。我们确定了这种基本路由选择法则以及其它稍复杂变体的效率。这些模拟结果表明该路由选择效率很好，与熟知的 MS 网络可以相比，而路由选择法则本身更简单，在超高速光域中更容易实现。而且当在这些网络的业务流模拟中使用了“棘手的（hot potato）”路由选择策略时（即，在路由选择节点没有分组缓存），PF 和 MS 网络的业务通过量具有相当的可比性。

30 这是一个重要结果，因为在光域中缓存是困难的，应该避免。尽管如此，当业务负荷不太高时，该模拟也强调了 PF 网络的相对性能是最佳的。

混合同步

如上面的介绍中所讨论的，对于超高速的分组网络，关键的设计问题是保持同步。

对于超高速分组网络我们提出了一种“混合”同步方案，由一个组合构成：i) 一个连续的、全网时钟提供分组级时间信息（精确度等于几个比特周期）；ii) 本地的、分组特定的时间信息（比特级精度）。

这个建议来自我们的体会：在超高速分组网络中，为了多种目的需要在两个不同的时间尺度上的定时信息：比特级时间尺度（精度一般为几个微微秒或更小，用于以 100Gbit/s 或更高的瞬时比特率工作的分组网络）以及分组级的时间尺度（精度一般为几个比特周期，50-100 微微秒，对于 1-10 个纳秒量级的分组长度）。本地的（分组特定的）光比特级处理，例如字头地址识别、自选路由判决、以及解复接，需要超高速（微微秒）定时信息；而分组级的全局（网络范围）同步则用于定义分组的时隙。全局网络时钟的主要目的是保证在时间上恰当地将分组分开以避免碰撞并允许足够时间用于光电子路由选择开关的工作，而不破坏发送的分组。正如后面所解释的，这种全局的、分组级时钟可以有其它有用的目的：例如，保证整个网络的路由选择开关正确的时间同步，提供信号选通和降低噪声。

我们认为用一种单一（非混合）方案提供带比特级定时精度的全局时钟满足这些不同的同步要求是很不容易的。这是因为在超高速分组网络中，用比特级（即，微微秒）定时精度分配时钟并保证全网所有分组和交换设备全部精确地时间同步于该时钟，将会极其困难。这是因为，例如，在 100Gbit/s 上比特周期是 10 微微秒，等于只有 2mm 光纤的路径长度。已经提到过，在 OTDM 网络中可以用很高精度有效地分配全局的比特级时钟，而不管网络路径长度的不同。这是因为：i) 线路路由选择是固定的（除了不常见的在手动或网管控制下的重配置）；而且 ii) 比特流是连续的，因此可以使用基于锁相环的时钟恢复方法。但是在分组网络中，这就不太现实了。在给定链路上的连续分组来自不同的源而且在到达该链路之前经过了差别很大的物理路径，因此受到了非常不同的发送时间差的影响。

因此我们为超高速分组网络开发的同步方案是一种“混合”解决方法。我们将以各个分组为基础而提取的本地精确的（比特级）定时与全局粗糙的（分组级）定时组合起来。图 16 以范例表示，超高速分组网络中时隙的定时图。这张图说明比特级和分组级定时参考之间的关系。网络时钟只提

供了粗糙的分组级上的网络同步。由此以该时钟频率将网络在时间和空间上分割，最大间隔是一个信元可以占据的最大量。在图 16 所示的例子中，提到了时隙内的时间划分以适应标准的 ATM 信元。网络时钟选择标准 SDH 速率之一。信元由代表大约 440 比特的超短光脉冲的一个突发组成（53 字节的 ATM 信元加上大约 10-20 个附加字头比特，以便允许在超高速光分组网络中对该信元路由选择），瞬时速率达 100Gbit/s。注意信元在时隙中的位置不以比特级精度规定；而是存在一个等于几个比特周期（在这个例子中，大约 100 微微秒或 10 比特周期）的定时容限。网络时隙也包含一个切换带，允许路由选择开关重配置的时间，以及时间保护带。这个切换带必须相当于很多个比特周期。例如，一般的路由选择开关（铌设备，例如 GEC Advanced Components 提供的 Y-35-8772-02 类型，或者 G Sherlock 等人在 Electronics Letters 30,137-138,1994 中所描述类型的 2×2 集成 InP 半导体）能够在 $\sim 1\text{ns}$ 时间内切换配置。因此对于瞬时比特率为 100Gbit/s 的信元， 1ns 的切换带等于 100 个比特周期。

因为前述的理由，有必要在各个分组基础上得到比特级定时信息。完成它的几个方法在我们的共同未决的国际申请中做了描述，该申请题为“Packet Processing” (ref: 80/4850/03)，其内容在此结合作为参考。例如，图 24，对应于共同未决的申请中的图 7，表示从分组所携带的标志脉冲恢复比特级时钟的电路，而且在解复用器中使用了该时钟。在这个装置中与门是一个半导体激光放大器。输入到与门的原分组及其延迟的版本在 SLA 中通过四个波混合器（FWM）的处理而相互作用。独立的极化控制器，例如 BT&D MPC1000 在两个输入分支中提供给与门。通过极化保留光纤的长度提供了固定的延迟。该光纤的长度的选择使得光纤的两个极化特征模的组延迟差等于所需的延迟 $1.5T$ ，对应于分组所携带的标志脉冲的时间偏移。对于典型的极化保留光纤，例如 HB1500 类型的高双折射光纤，England, Hampshire, Fibercore Limited of Chandlers Ford 制造，特点是具有小于 2mm 的拍长，而且对于比特率 100Gbit/s 的分组，所需的长度小于 30m，给出的延迟为 15ps。入分组的极化状态设置为线性的，相对光纤极化轴偏 45° 。这将信号分成两个从光纤中出现的正交极化成分，带有所需的 15ps 的时间差。这些两两正交极化时间错开的成分提供了光与门的输入信号。该与门需要通过带有恰当极化的第二输入分支耦合到极化保留光纤中的泵浦光。

发现这样的与门在输出端需要很陡的滤波以便从输出的其它特性中分出与信号。但是这会在输出脉冲的形状上导致不期望的扩展。为了避免这个问题，输出最好用超陡的高截止光纤 Bragg 光栅滤波器滤波。这样的光栅可以用诸如氢填充（200 Bar）的标准电信光纤（Phillips 匹配包层）来制造，其纤芯-包层系数差为 4.5×10^{-3} 。4mm 长的光栅可以用基于矩形硅块和相位模的 interferometer 来复制，如 Kashyap R 在“Photosensitive optical fibres: Devices and Applications”, Opt. Fibre Technol. 1(1), 17-34, 1994 中所描述的。一个这样的滤波器可以给出大于 64dB 的截止而且边缘宽度小于 1nm，两个这样的滤波器带一个插入的隔离器级连可以给出优于 74dB 的截止。

从数据分组的其余部分分辨出标志脉冲的其它方法包括使用特殊的密度、或极化方向。标为芯片 1 和芯片 2 的电路使用了平面硅延迟线以复制标志脉冲，由此产生输入到解复用器与门的比特级时钟。

相对分组级网络时钟的参考在分组所产生的网络位置处也很重要，而且如下所述，在以其它方式对分组路由选择或处理的位置上它也是需要的。优选地，分组级网络时钟可以从邻近的已经获得了恰当分配的亚纳秒精度时钟的电信设备中获得，例如 SDH 光线路终端、复接器或交叉点开关。

另外，时钟可以使用单独的光纤网络来分配，或者使用同一光纤上的不同波长。另一个可能性在图 17 中表示，这里使用一个电锁相环将网络时钟直接从入分组流中恢复。光探测器的高频响应不需要比网络时钟频率（一般 0.1-1GHz）更高。光探测器的输出被放大，使用一个窄带 r.f. 滤波器以网络时钟频率提取 r.f. 成分，而且这个信号提供给 r.f. 相位比较器的参考输入。到比较器的主输入是来自以网络时钟频率产生信号的压控振荡器的信号。来自相位比较器的输出用做误差信号以驱动压控振荡器。电锁相环带宽被设置为 $\sim 1\text{MHz}$ 或更小，足以跟踪入分组流中典型的相位波动。

既然，优选地，网络节点要得到网络时钟，这可用于简化并改善分组处理和交换的性能，如下面三个例子所示。

第一个例子示于图 18，这是超高速分组网络中一个二进制路由选择节点的例子。根据信元字头中包含的信息，入信元被路由选择到光电路由选择开关的两个输出端口之一。使用无源光分波器对信元进行复制，并将其传递到包括光和电处理的“路由选择判决逻辑单元”。来自这个逻辑单元的输出用于设置路由选择开关的配置。缓存器用于延迟信元的到达，直到

光路由选择开关已经正确地为该信元而配置。重要的是路由选择开关只能在图 16 中所示的“切换带”中改变配置—如果不是这样，信元可能会被破坏。因此图 18 中“路由选择开关同步”单元的目的在于保证来自判决逻辑单元的信号只在正确时刻起作用—即，在切换带的开始。这通过将路由选择开关驱动信号同步于网络时钟的恰当相位点来完成。使用常规的高速数字电路可以很容易地实现这一点。

在第二个例子中，网络时钟用于路由选择判决逻辑单元的电处理级。图 19 是图 18 更详细的版本，表示二进制路由选择节点的一个例子。路由选择判决逻辑单元的光处理部分包括：i) 第一光与门，得到单个超短光脉冲（在图 4 中称为“同步脉冲”），以比特级精度同步于入分组（如我们的共同未决的申请 ref: 80/4850/03 中所描述的）；ii) 字-产生级，包括无源光分波-延迟-重组电路；iii) 第二光与门，执行二进制字-识别操作。如 PCT/GB 94/00397 中所描述的，二进制字失配（ $H \neq \overline{W}$ ）由至少一个来自第二与门的光输出脉冲来代表。这个光输出通过光检测器接收，该检测器的电输出信号（可能在放大之后）被传递到门限检测器。如果来自光检测器的输入超过了一定门限，这个门限检测器被设计为产生标准的电输出脉冲。该门限设为比对应于来自第二与门的单个光输出脉冲的信号电平低一些，并且比背景噪声高一些。为了改善这个电门限检测器的信噪分辨率，最好是限制它的操作使得只在网络时钟周期的一部分中有效，此时可以接收来自第二与门的合法的光信号。如图 19 中所示，网络时钟信号可以用于提供这个控制所需的同步。

网络时钟的第三个附加的应用是有助于改善光信号-处理系统中 信噪比。其中的一个例子在图 20 中给出，该图表示图 19 中使用的比特级定时恢复的装置。在这个例子中光与门是 Nasset 等人在我们共同未决的申请 EP 94307188.6 和 WO94/21088 中描述的，这里结合作为参考，它使用了半导体光放大器作为非线性光器件。有用的是它能够限制半导体光放大器的操作使得它在该设备需要执行处理功能的时间周期内有效（即，在图 16 中所示的“光网络字头”出现的时间内），并且在网络时钟周期的尽可能多的其余部分失效。好处是，当该设备不执行有用的处理功能时，半导体光放大器产生的光噪声（例如放大的自发辐射）在时钟周期的大部分时间内被抑制。光与门和其它光处理系统也结合了几个掺杂-光纤光放大器，以便将不同信号放大到所需的电平，整个分组网络中也需要其它的掺杂-光纤光放

大器以便补偿发送和交换中的损耗。由于放大了自发辐射，这些放大器都对噪声有贡献，因此限制诸如半导体光放大器这样的设备可有助于控制网络中噪声电平的升高。因此图 20 中的半导体光放大器可以执行两项有用的功能：在“有效”期间超高速信号处理，以及“无效”期间的噪声抑制。

- 5 使用这些半导体光放大器作为光与门配置中的非线性器件时可以得到相对较快的关断时间（即，比载波生存期更快，典型为 $\sim 1\text{ns}$ ）；这是因为我们使用连续的光“泵浦”信号，当电偏置关断时该信号易于很快地耗尽光增益。在实验上半导体光放大器的打开和关断时间将主要由电驱动信号的速度来决定（典型为 $\sim 0.1 - 1\text{ns}$ ）。当关断时，半导体光放大器作为非常
- 10 有效的光吸收器，典型给出的光开：关密度比高达 $\sim 40\text{dB}$ 。因此，如果半导体光放大器在网络时钟周期的 $\sim 90\%$ 内关断，平均光噪声抑制可达 $\sim 10\text{dB}$ 。

以上，我们描述了在中间网络节点恢复分组级网络时钟的可能的办法。另一个可能的办法是通过从各个分组得到定时信号而产生一个不完整的时钟（例如，图 19 中所示的光“同步脉冲”）。这个时钟是不完整的，因为

15 当时隙未被占用时不能得到信号。这个不完整的时钟可以满足一些目的，例如简单二进制路由选择节点的同步（因为没有分组出现时同步的暂时丢失没有关系，因此可以满足）。但是一般而言，可能需要完整的网络时钟同步更复杂的路由选择节点（例如在这里结合作为参考的我们共同未决申

20 请 EP94306015.2 中第 8 页和图 15 中所描述的分组-吸收开关）而且用于控制激活设备以改善抗噪声性。

表-PF 路由选择

当前节点配置	ΔR	ΔC	优选路径	当前节点配置	ΔR	ΔC	优选路径
$\delta R=+1$ $\delta C=+1$	<0	<0	随机	$\delta R=+1$ $\delta C=-1$	<0	<0	下
		0	下			0	下
		>0	下			>0	随机
	0	<0	右		0	<0	下
		0	...			0	...
		>0	下			>0	左
	>0	<0	右		>0	<0	随机
		0	右			0	左
		>0	随机			>0	左
$\delta R=-1$ $\delta C=+1$	<0	<0	右	$\delta R=-1$ $\delta C=-1$	<0	<0	随机
		0	右			0	左
		>0	随机			>0	左
	0	<0	右		0	<0	上
		0	...			0	...
		>0	上			>0	左
	>0	<0	随机		>0	<0	上
		0	上			0	上
		>0	上			>0	随机

说明书附图

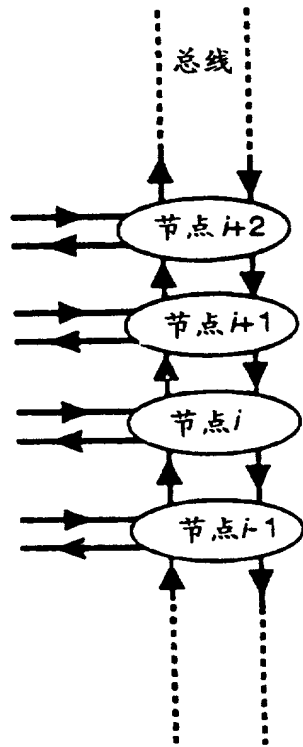


图 1

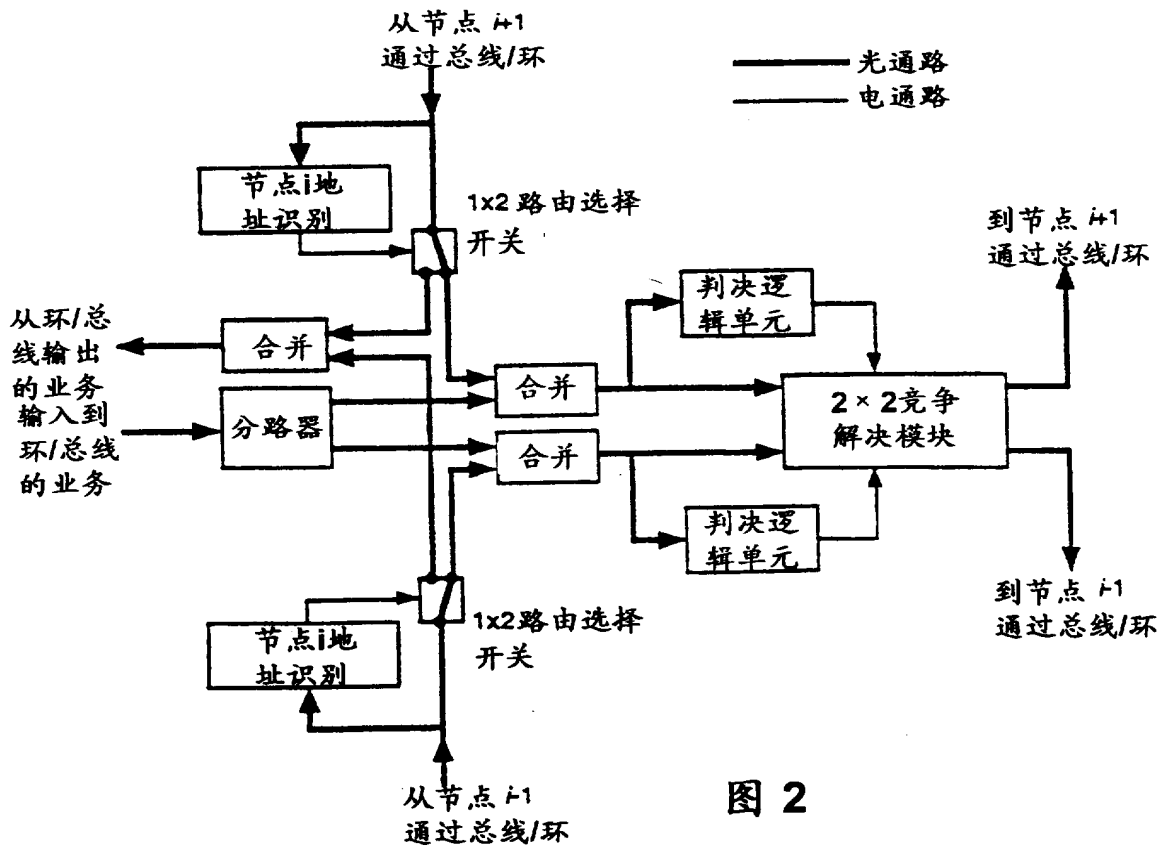


图 2

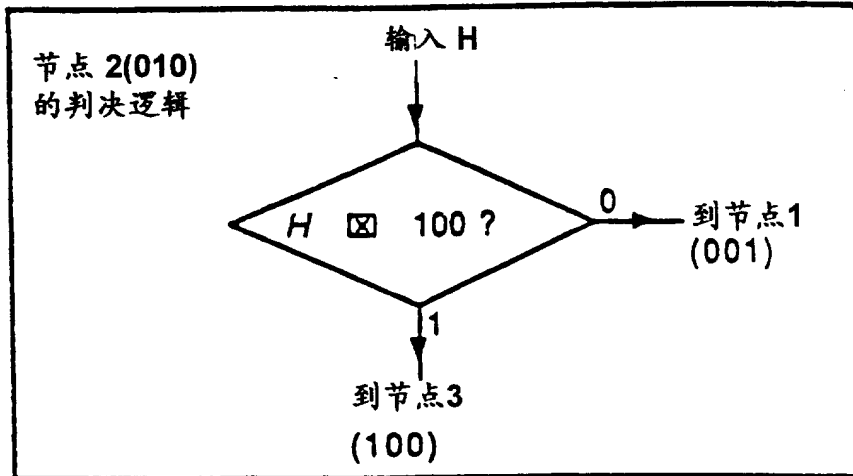


图 3 a

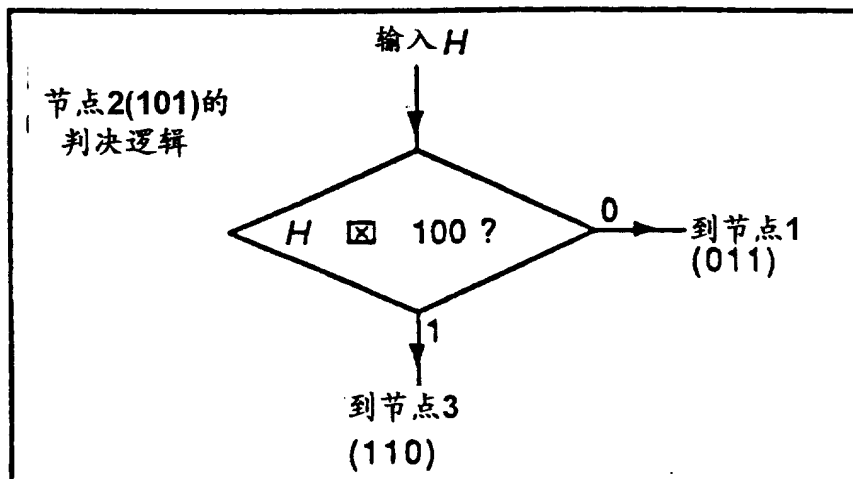


图 3 b

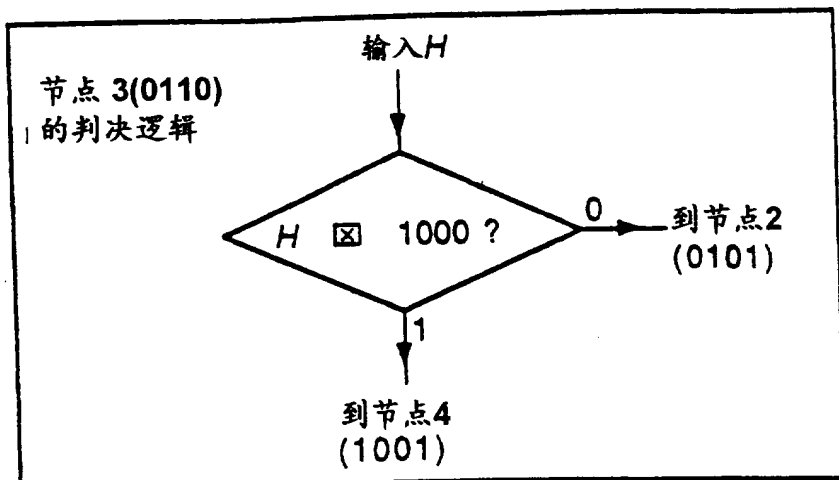


图 4 a

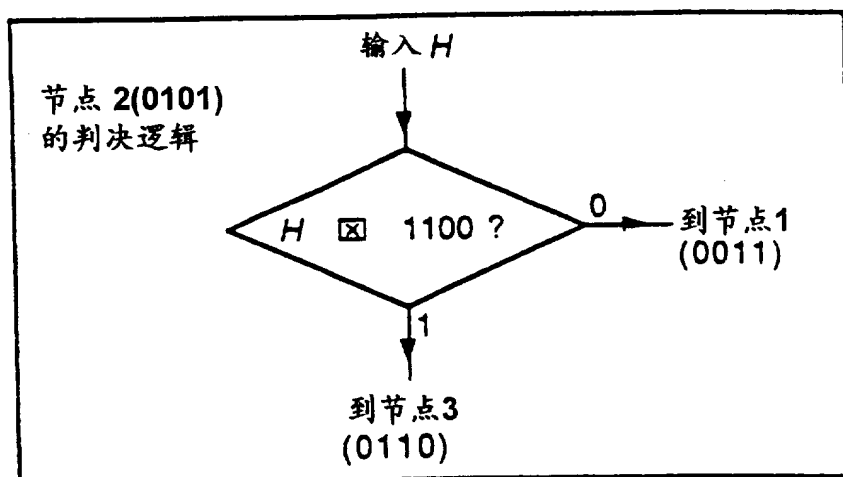


图 4 b

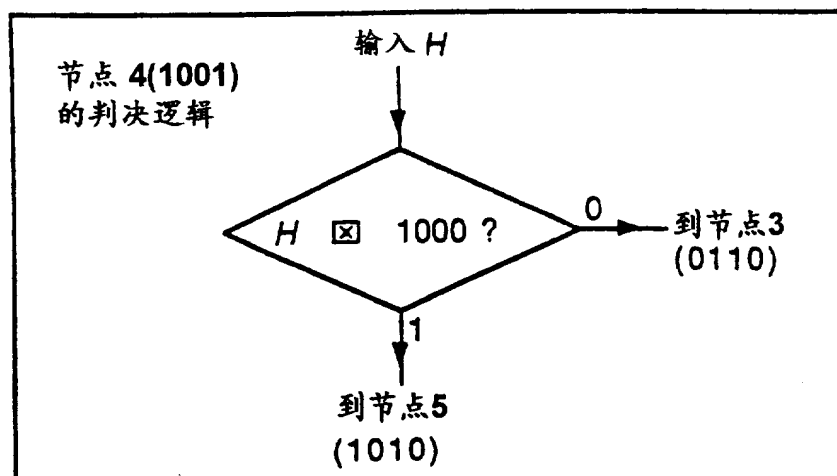


图 4 c

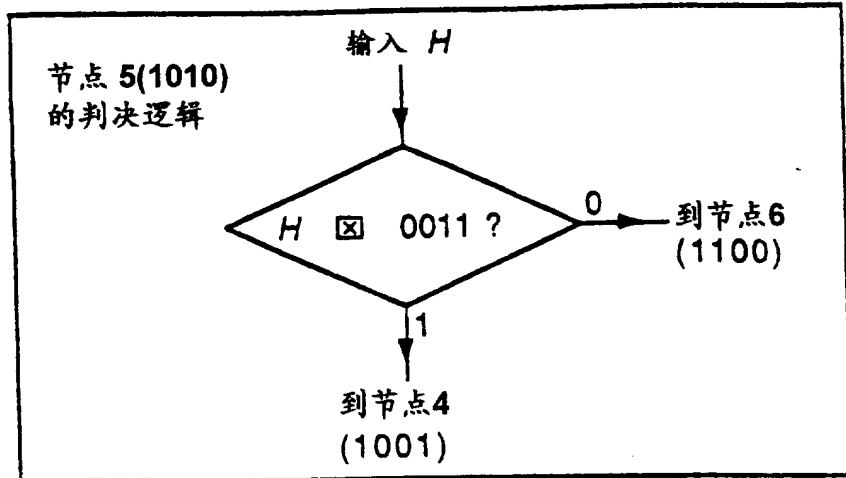


图 5 d

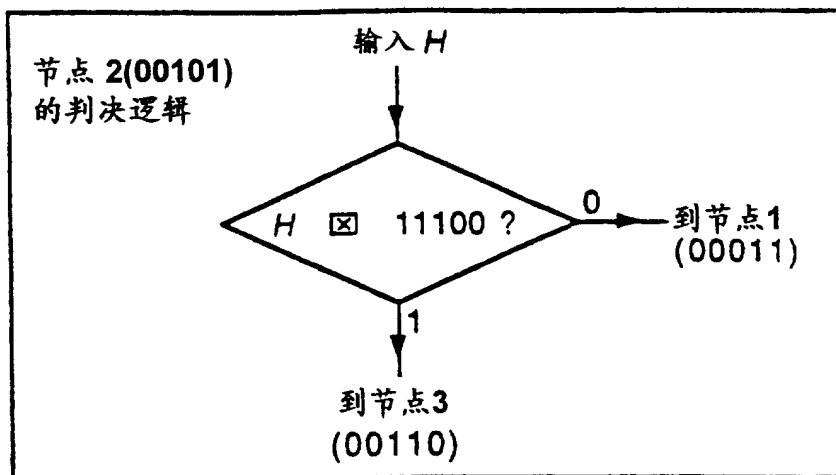


图 5 a

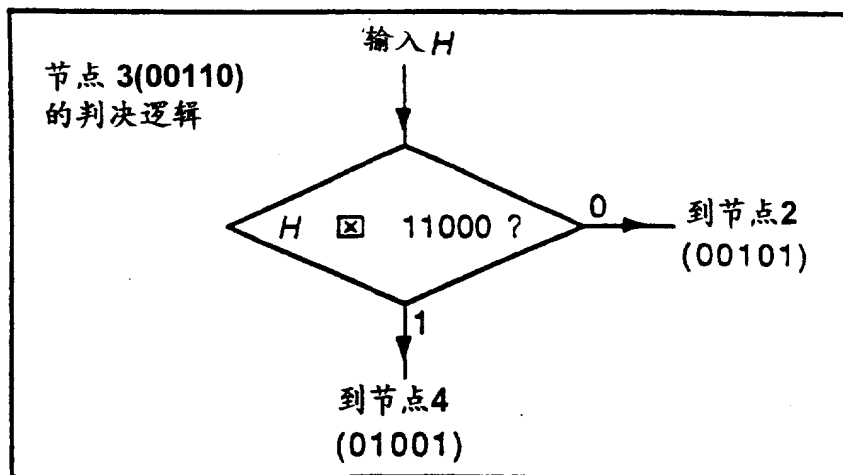


图 5 b

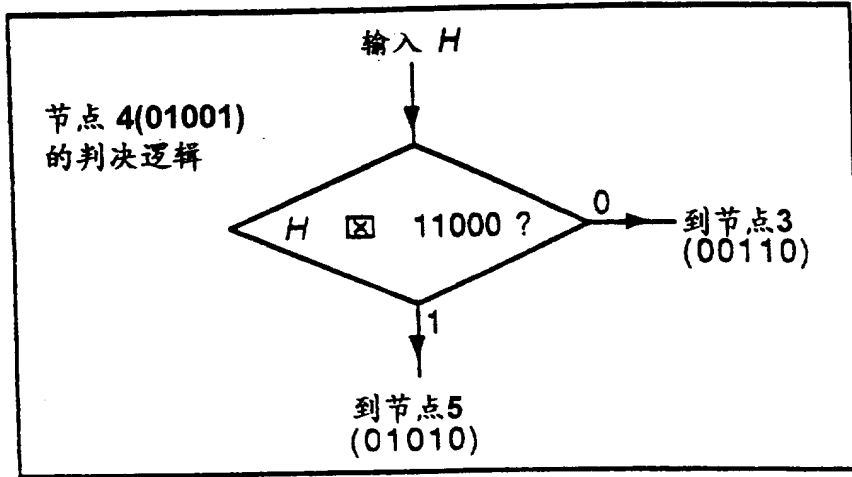


图 5 c

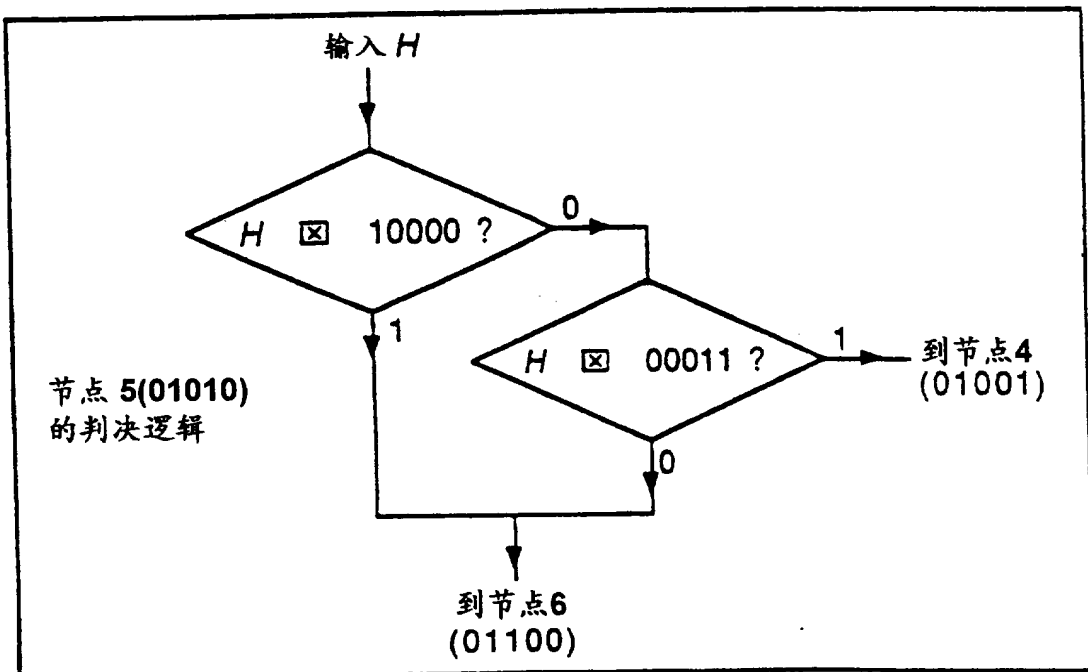


图 5 d

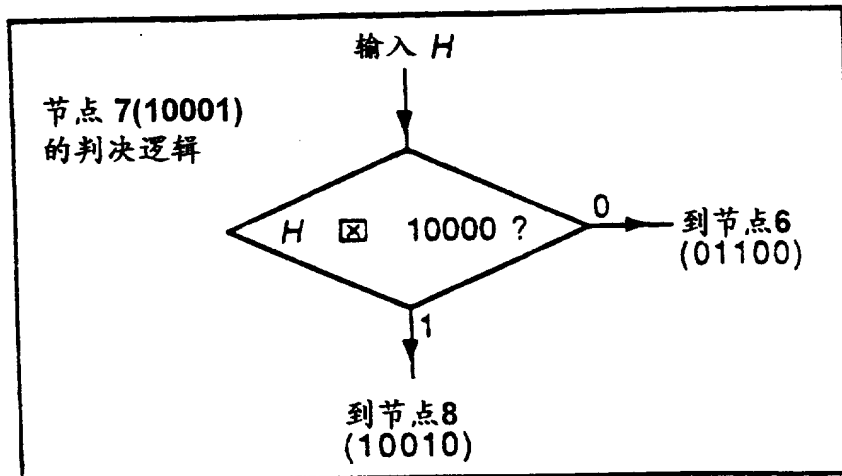


图 5 e

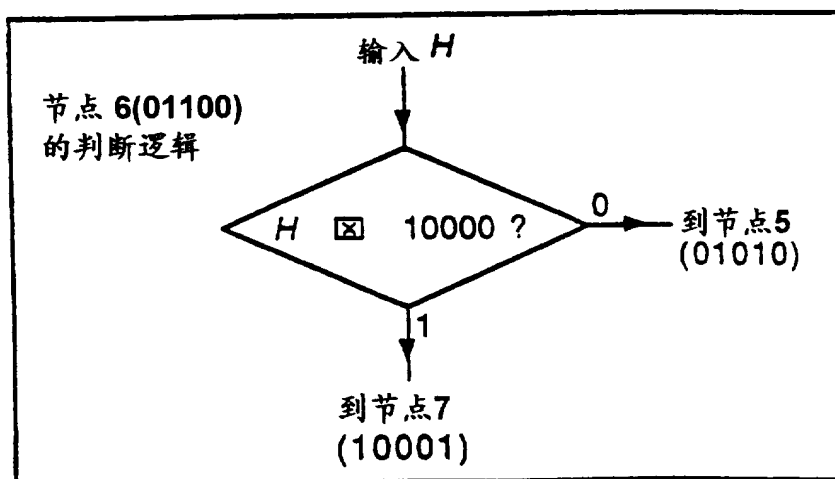


图 5 f

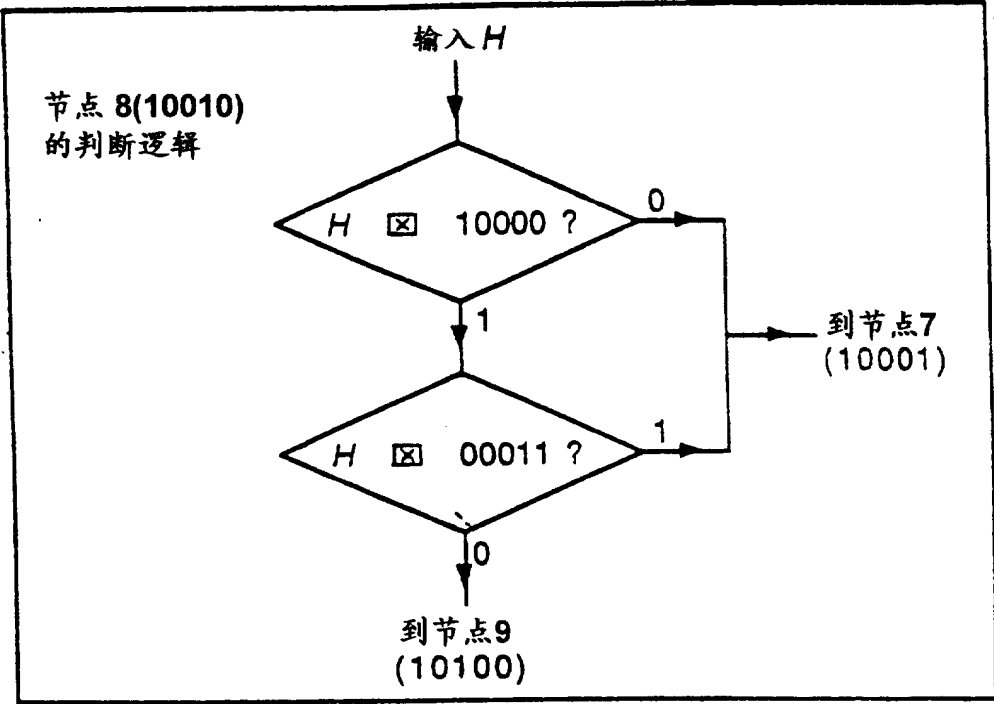


图 5 g

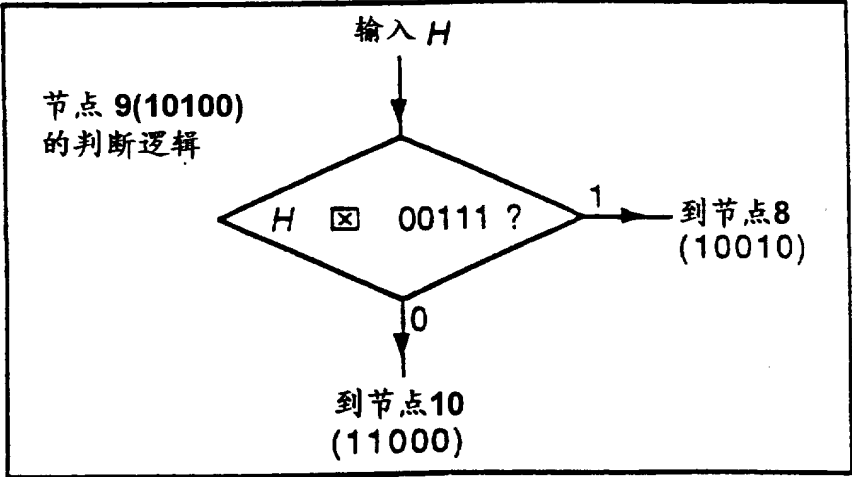


图 5 h

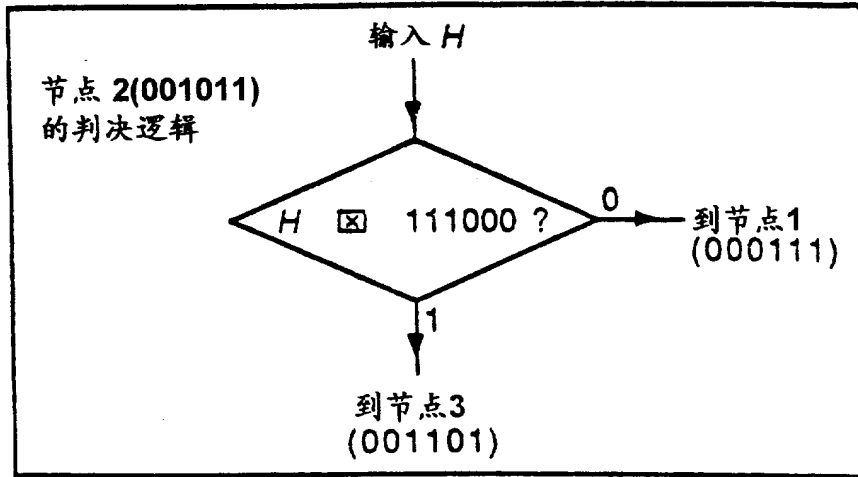


图 6 a

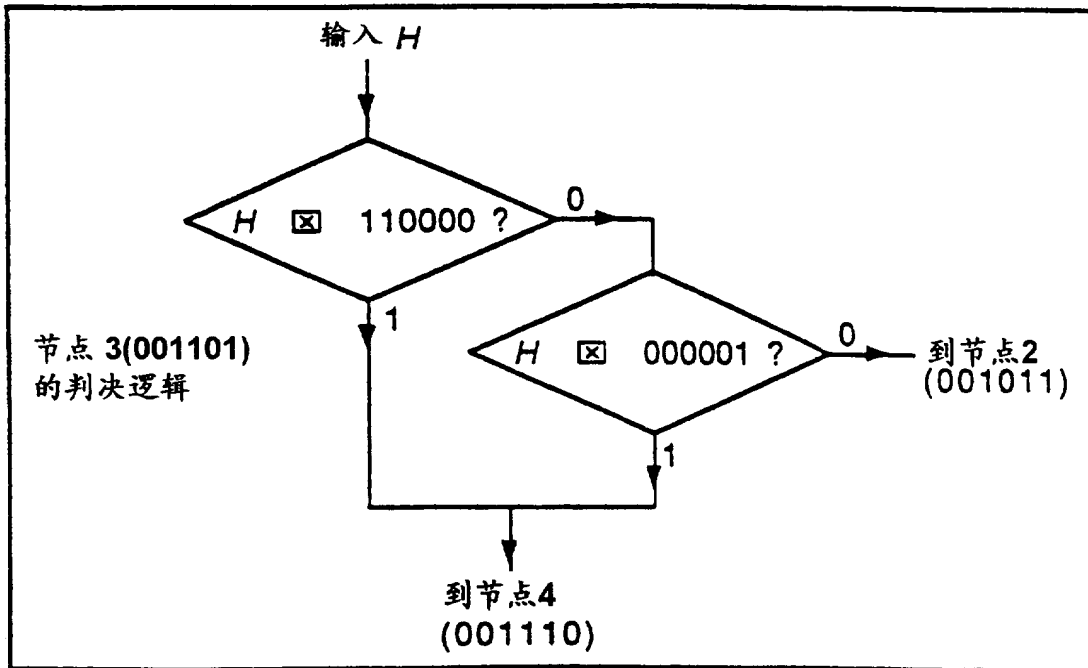


图 6 b

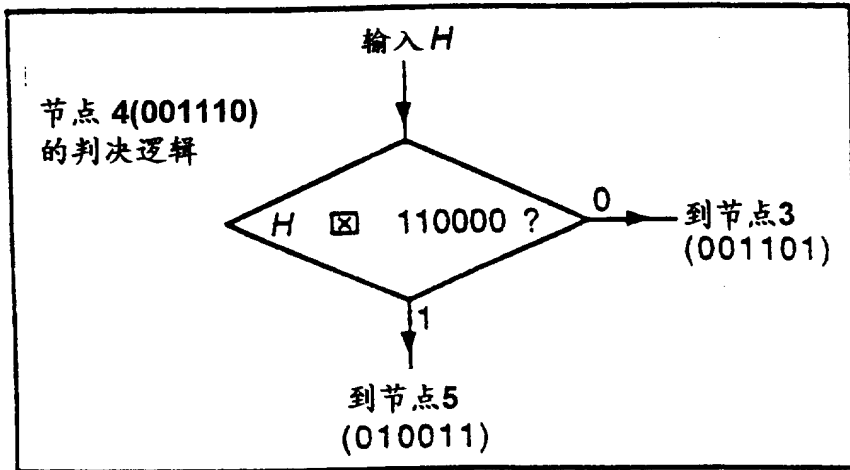


图 6 c

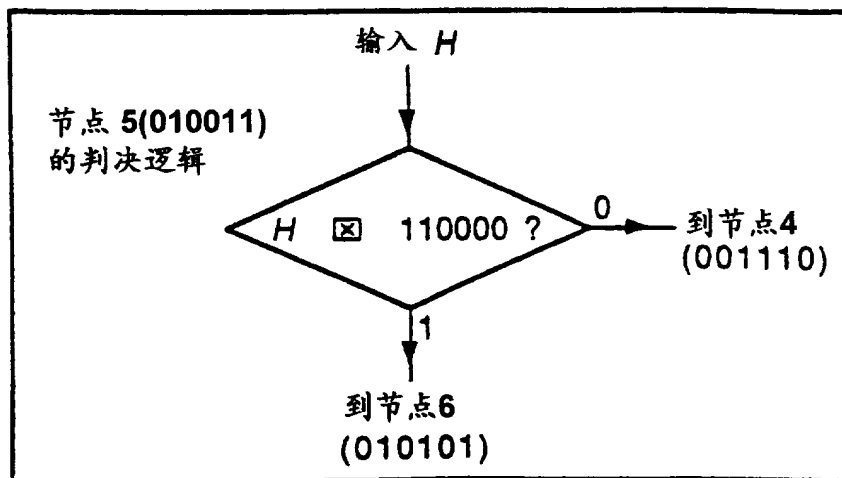


图 6 d

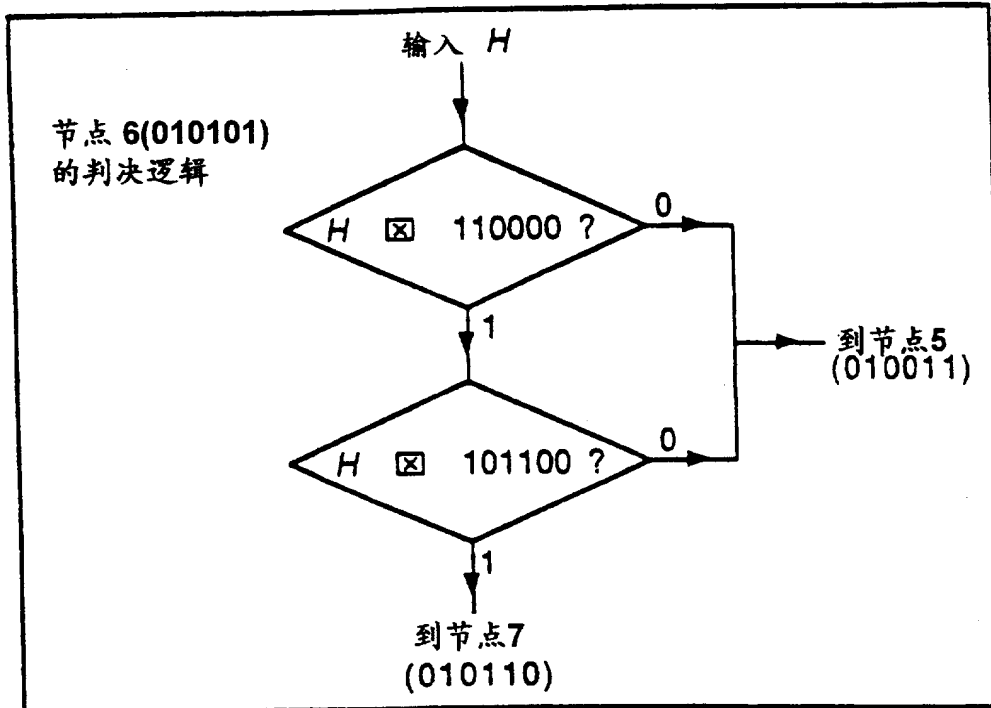


图 6 e

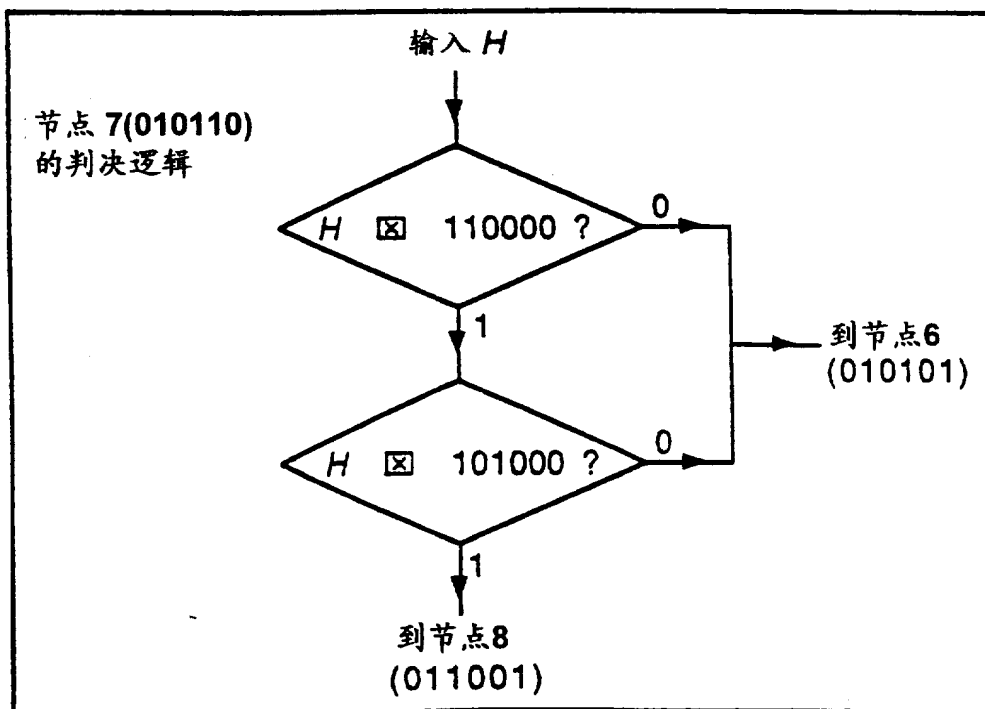


图 6 f

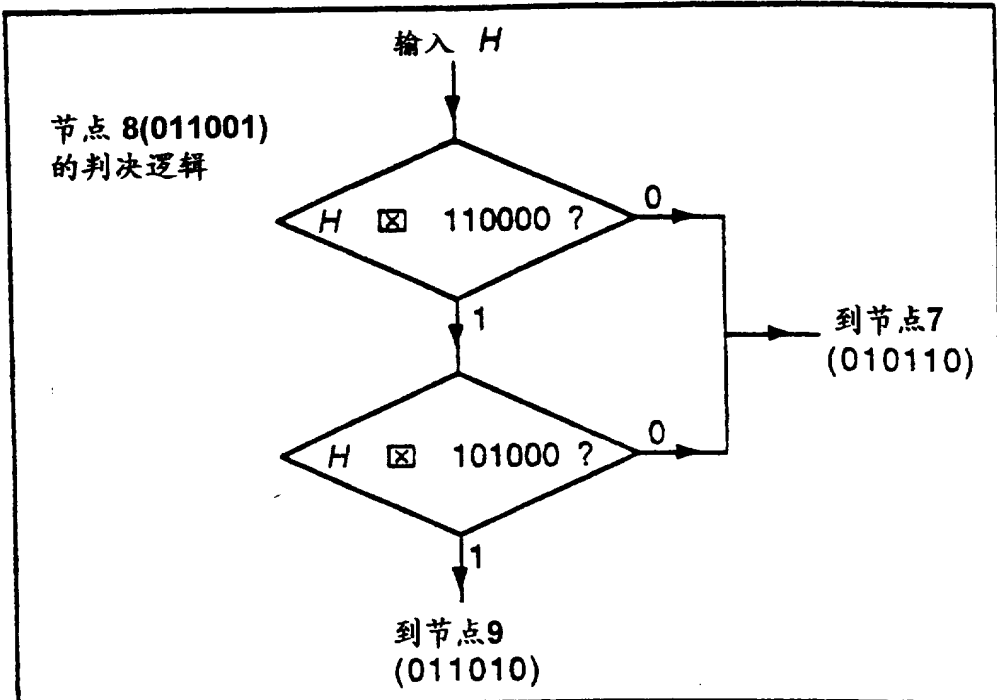


图 6 g

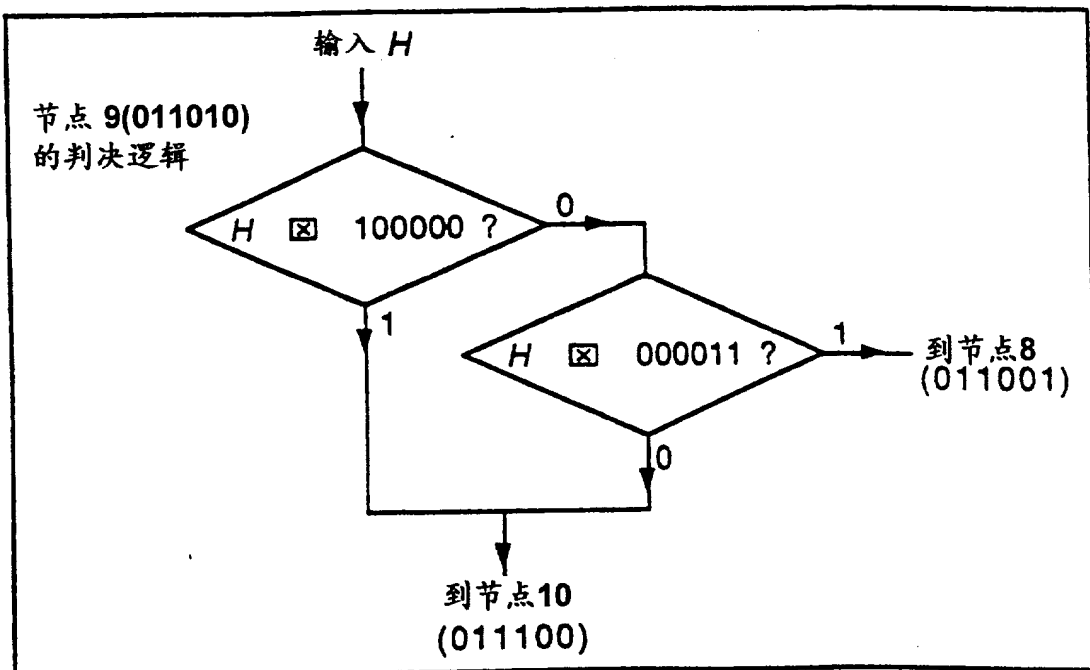


图 6 h

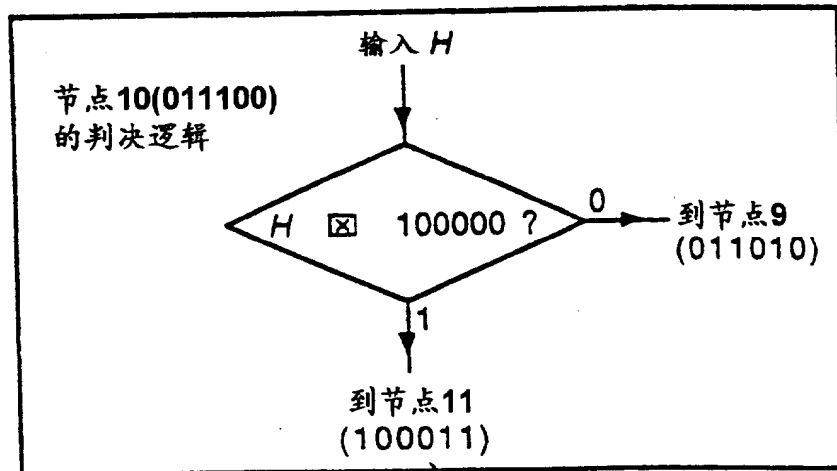


图 6 i

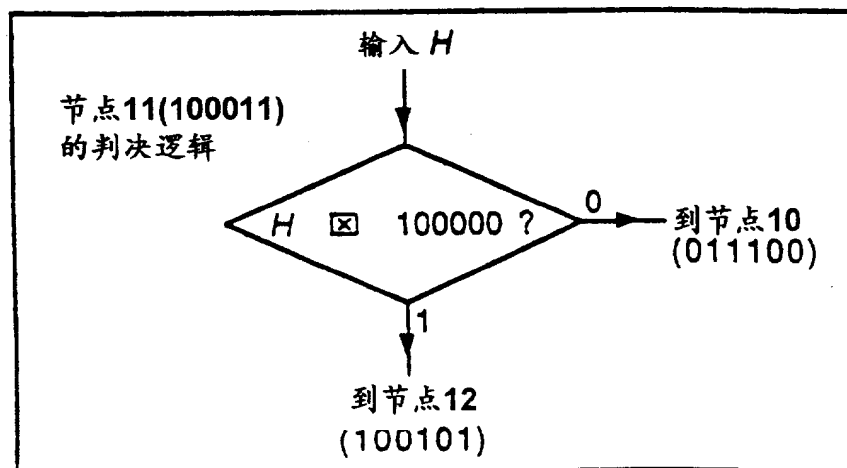


图 6 j

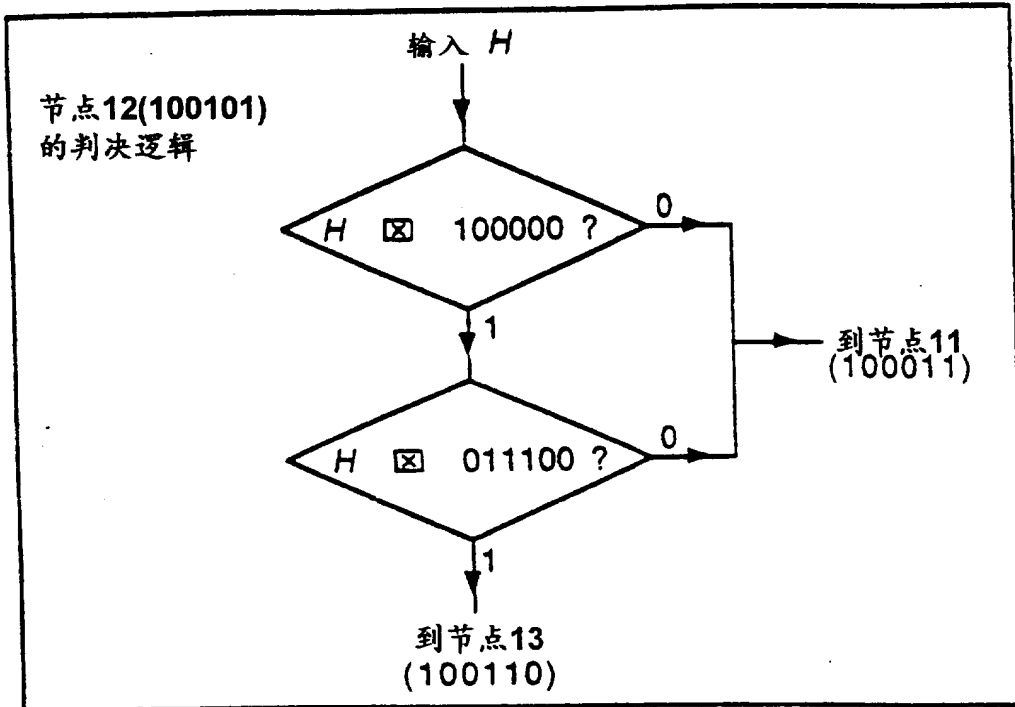


图 6 k

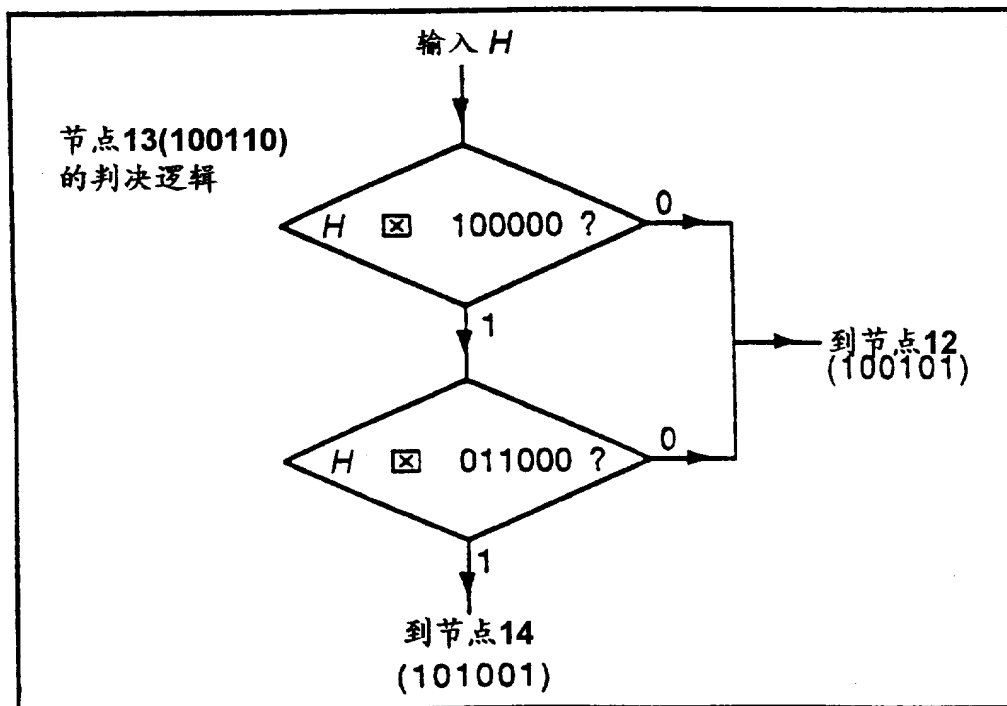


图 6 l

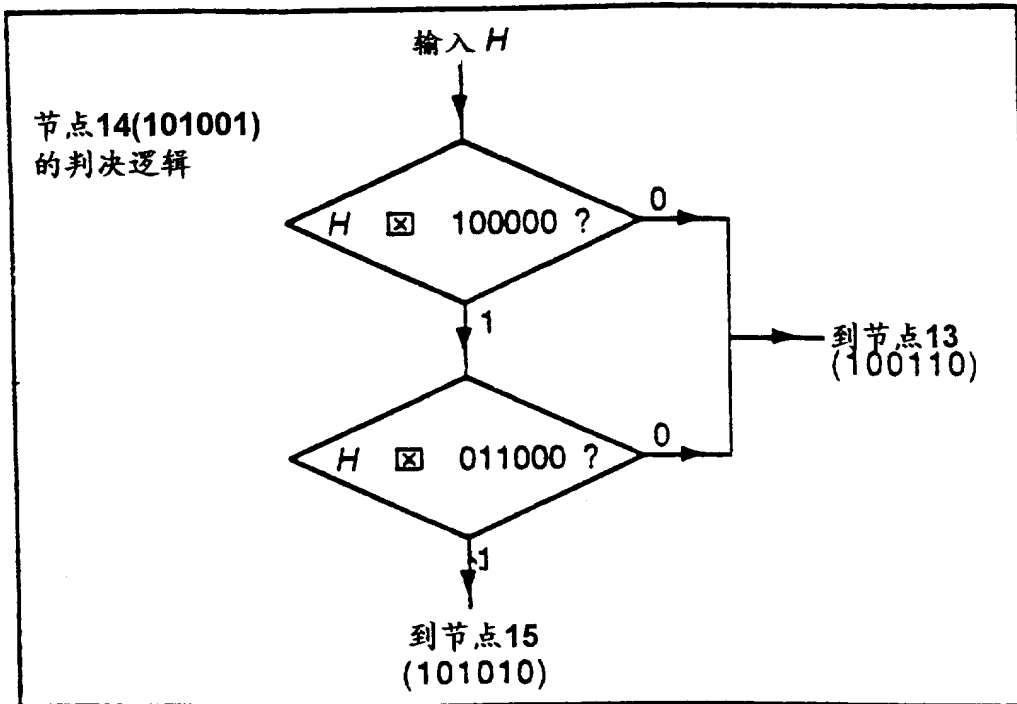


图 6 m

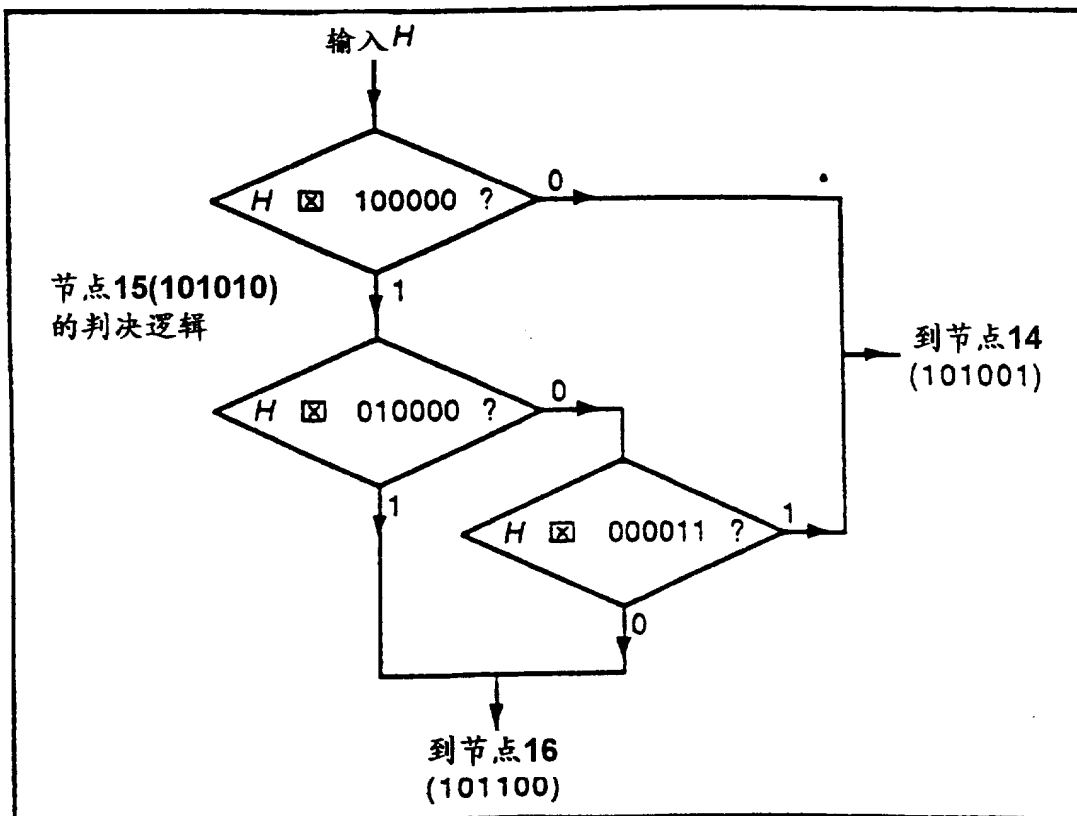


图 6 n

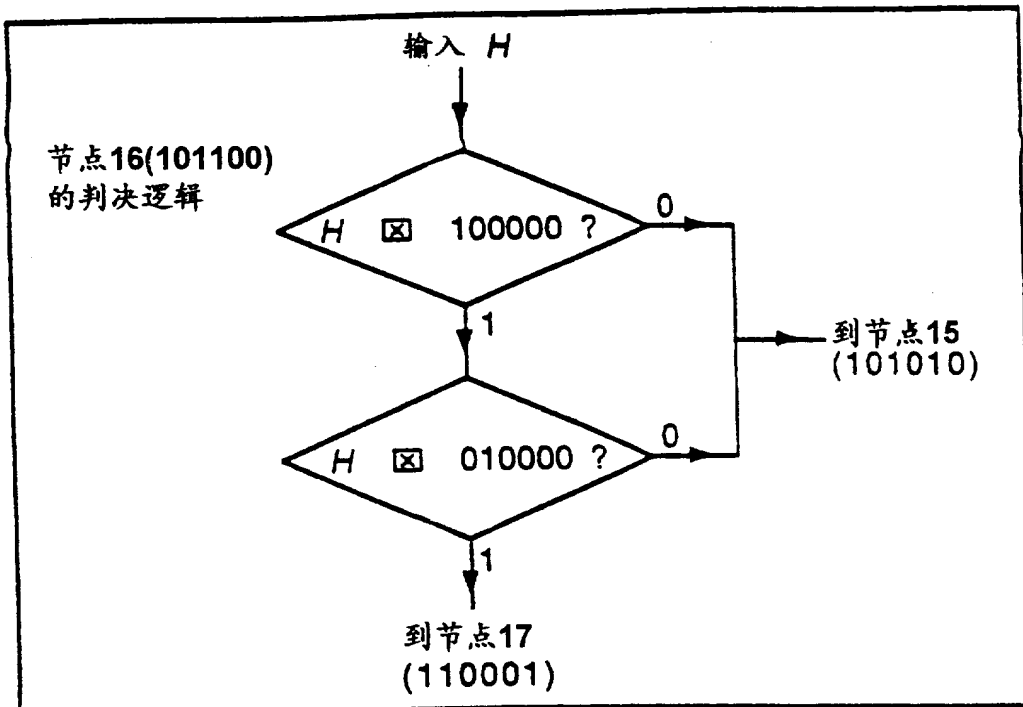


图 6 o

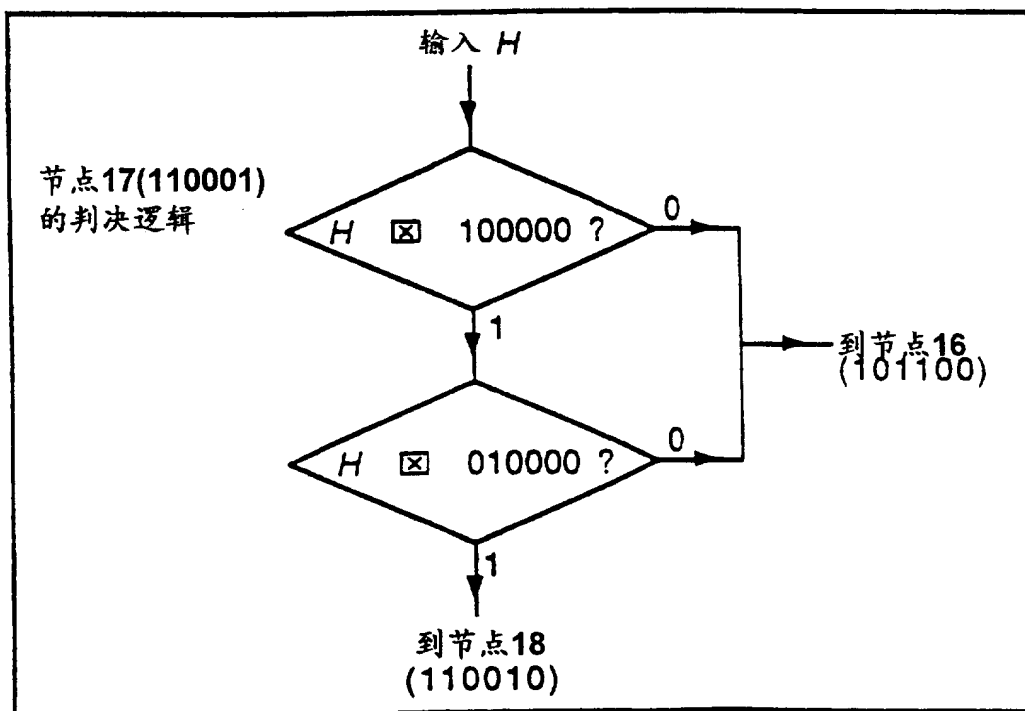


图 6 p

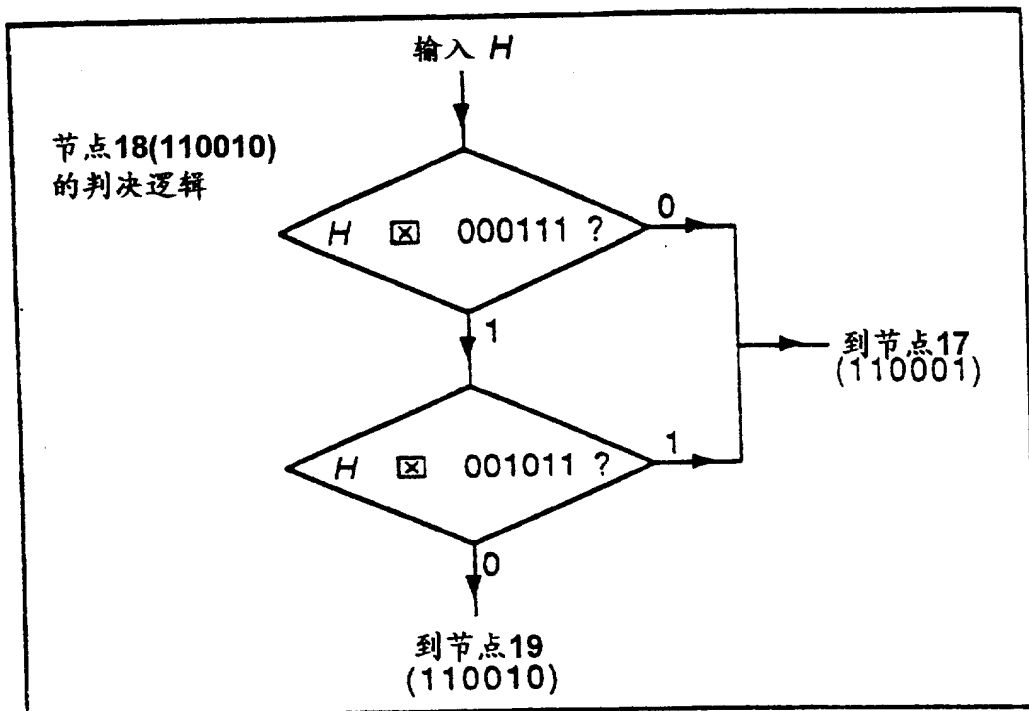


图 6 q

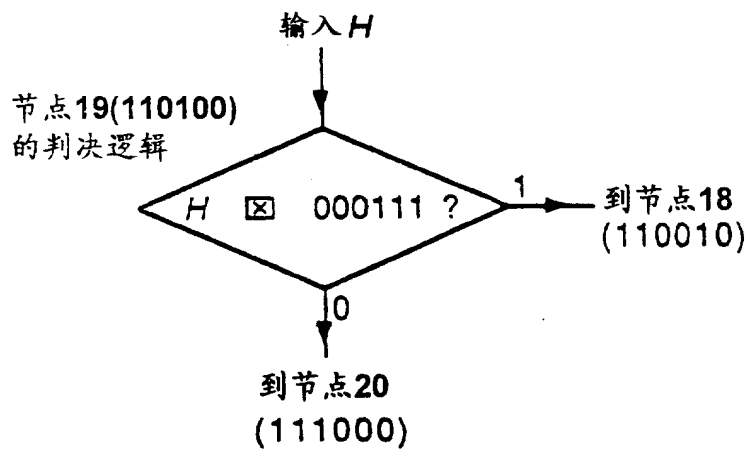


图 6 r

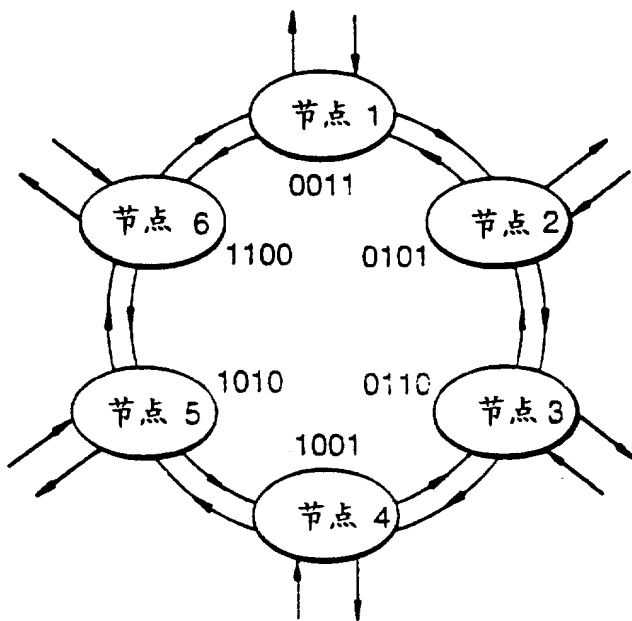
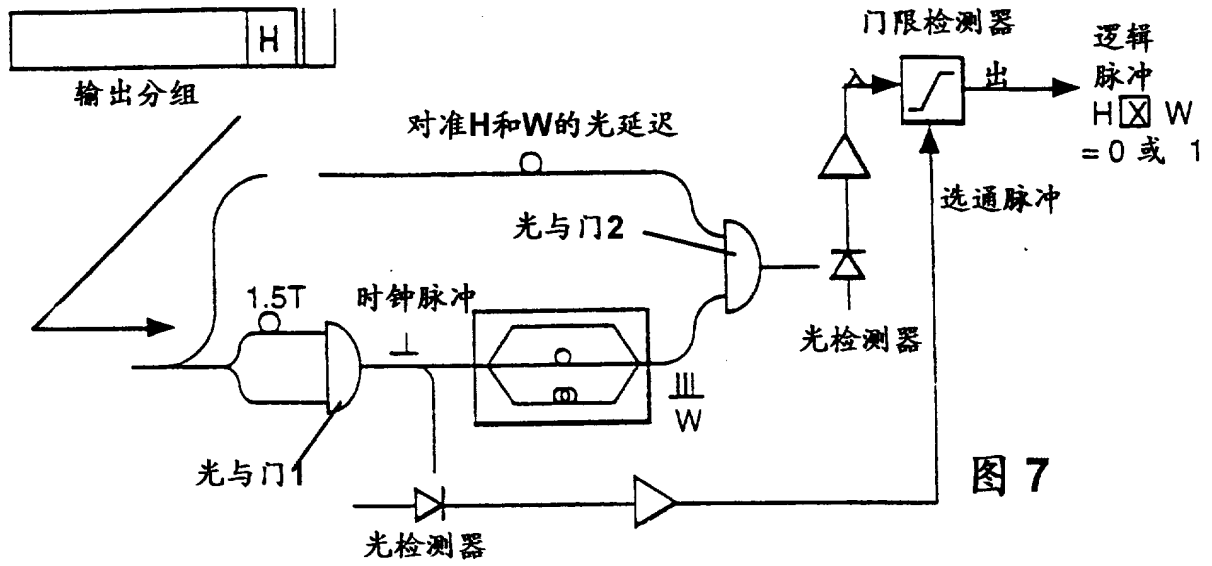


图 8

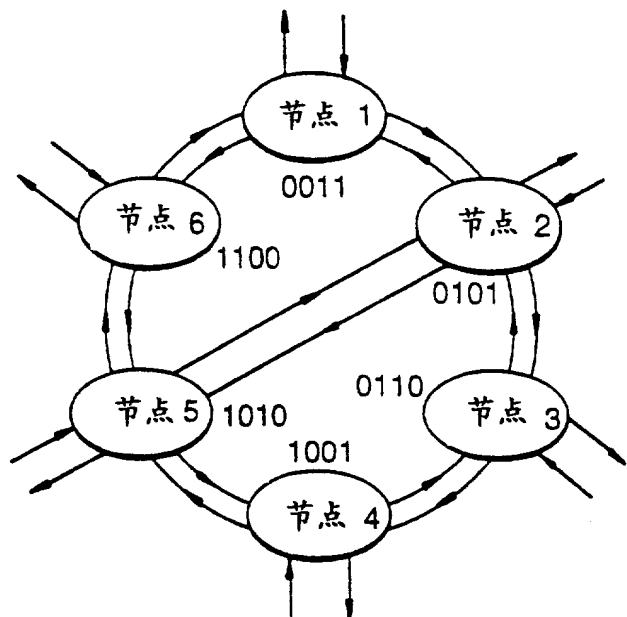


图 10

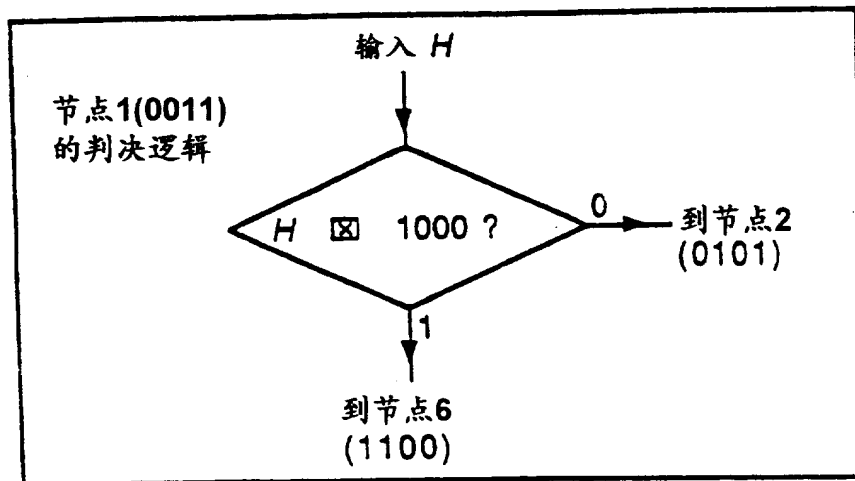


图 9 a

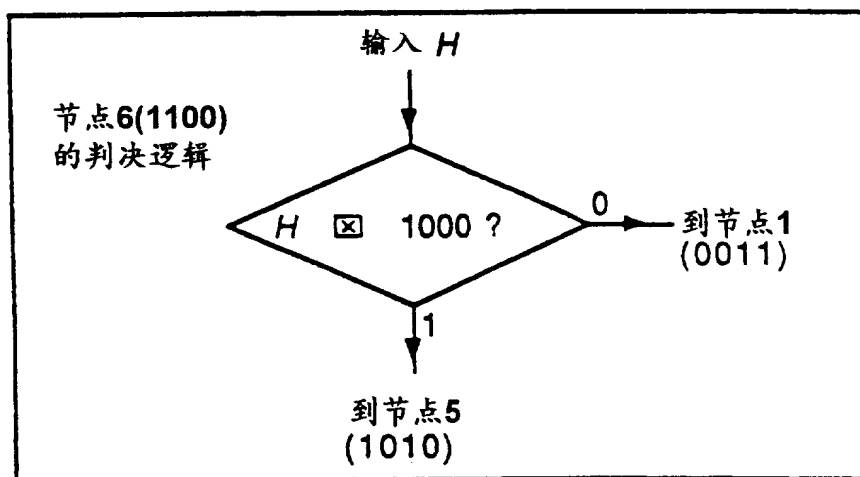


图 9 b

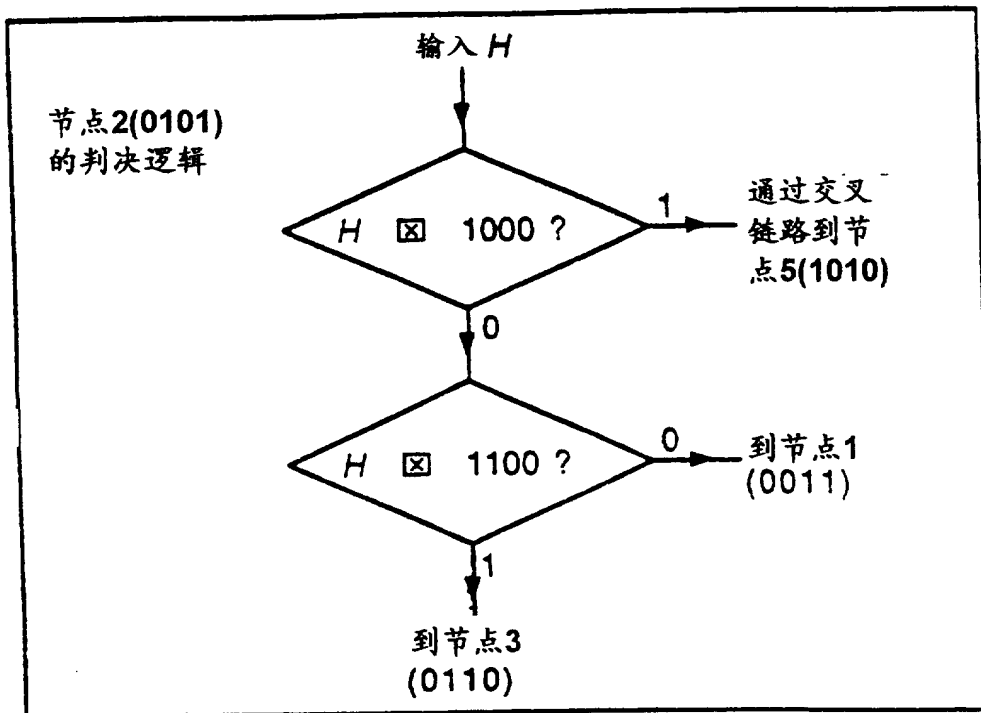


图 11 a

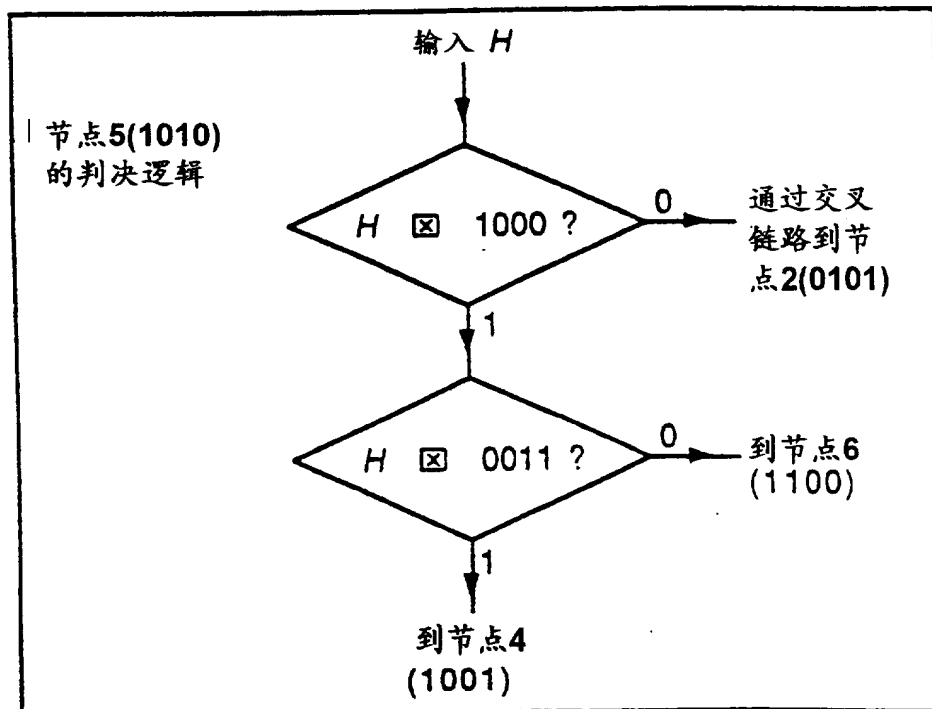


图 11 b

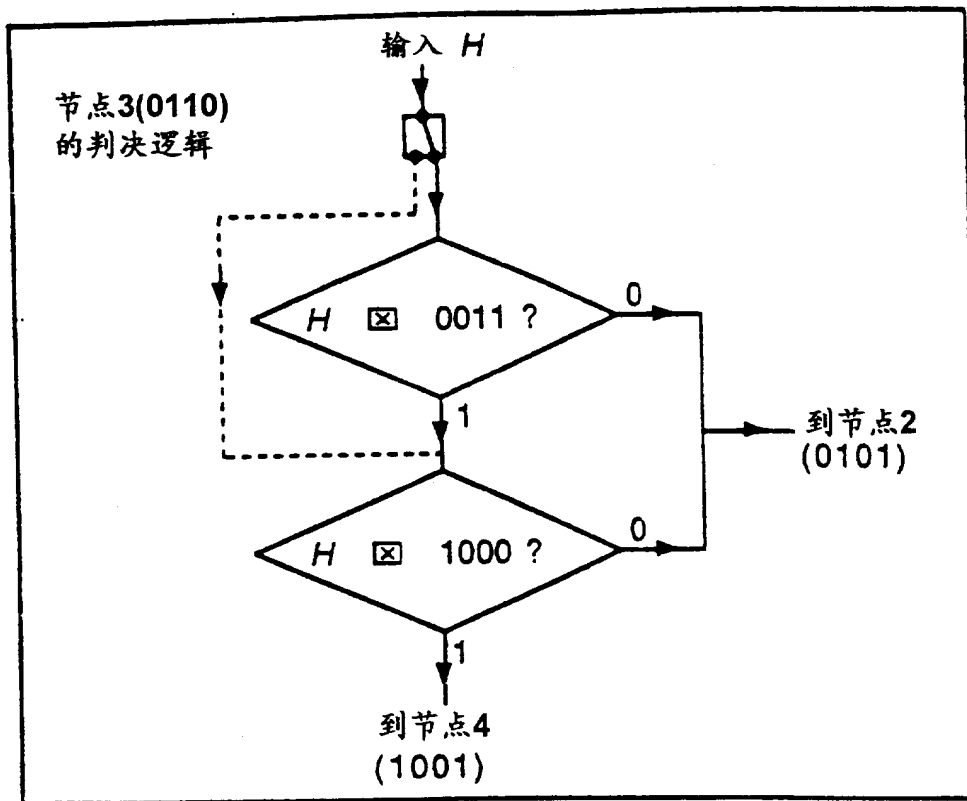


图 12

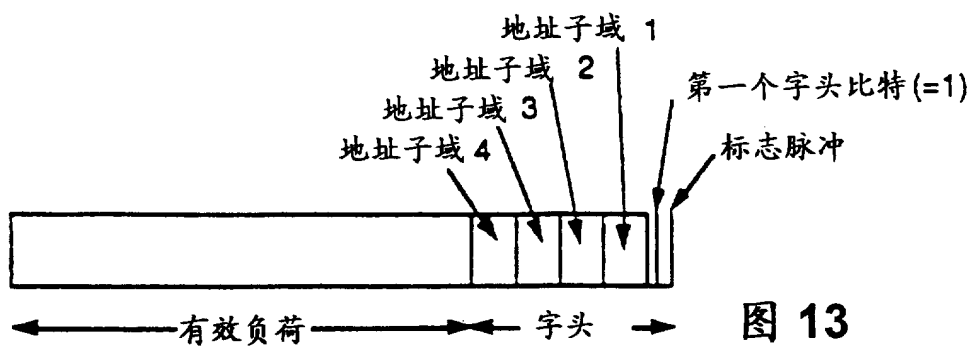


图 13

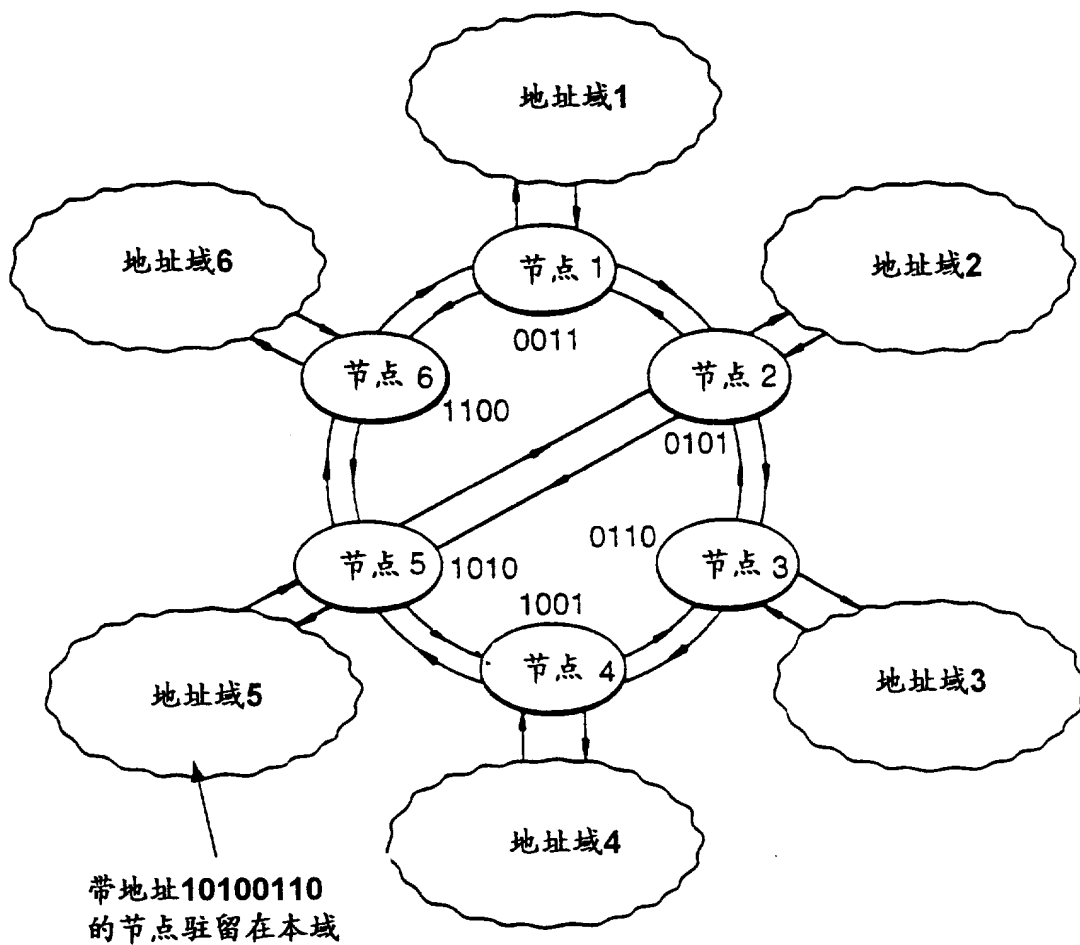


图 14

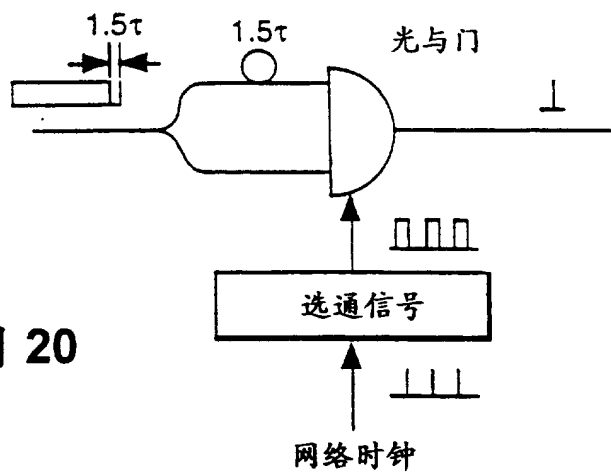


图 20

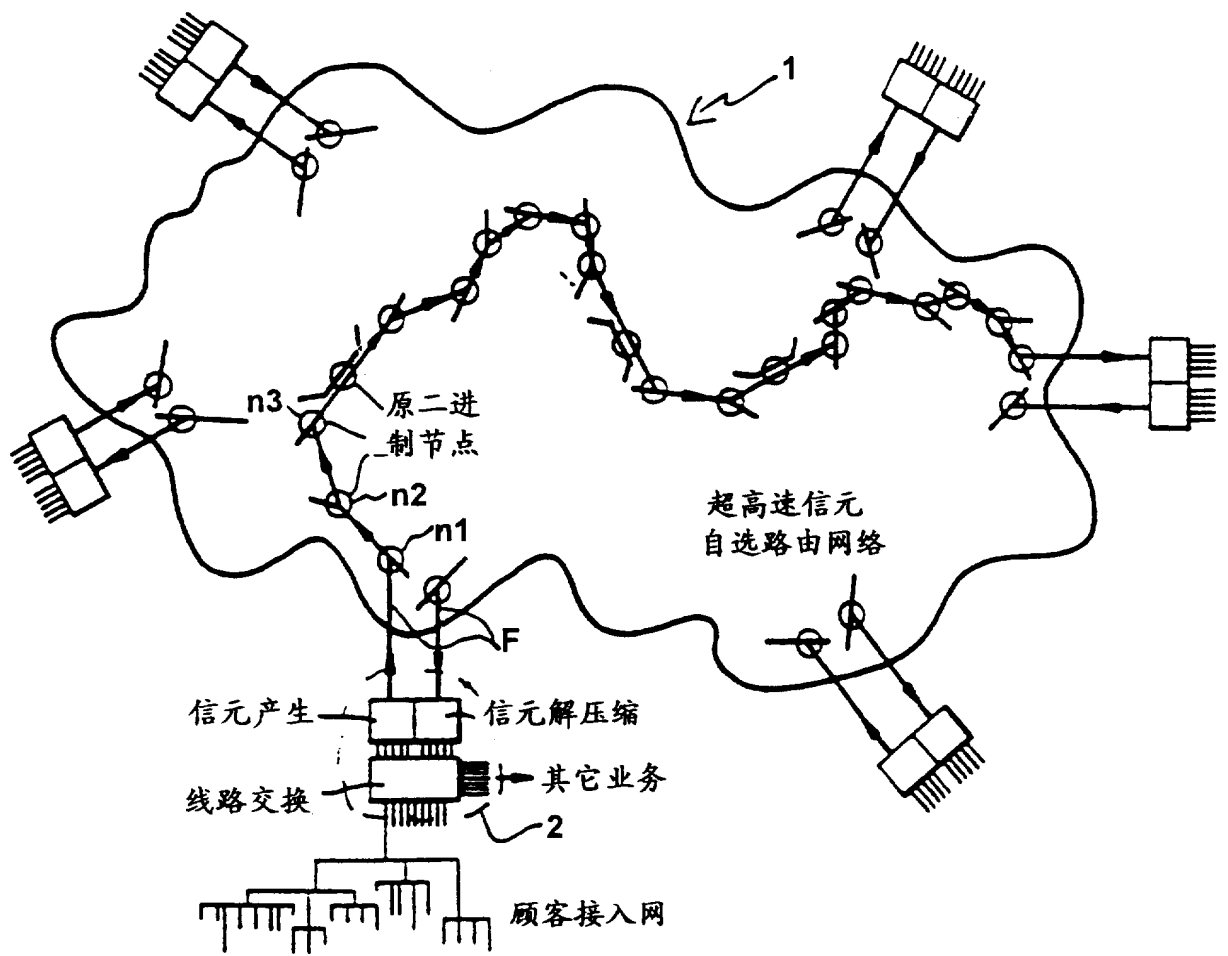


图 15

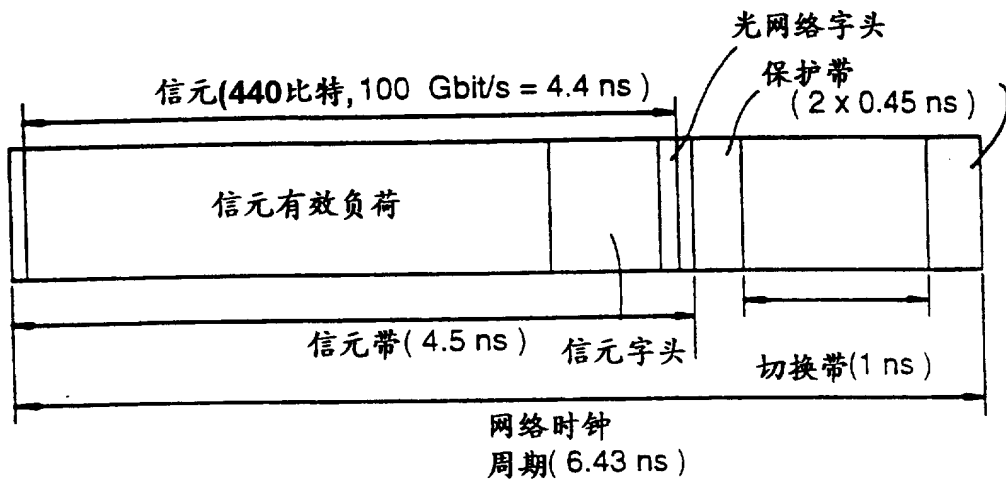


图 16

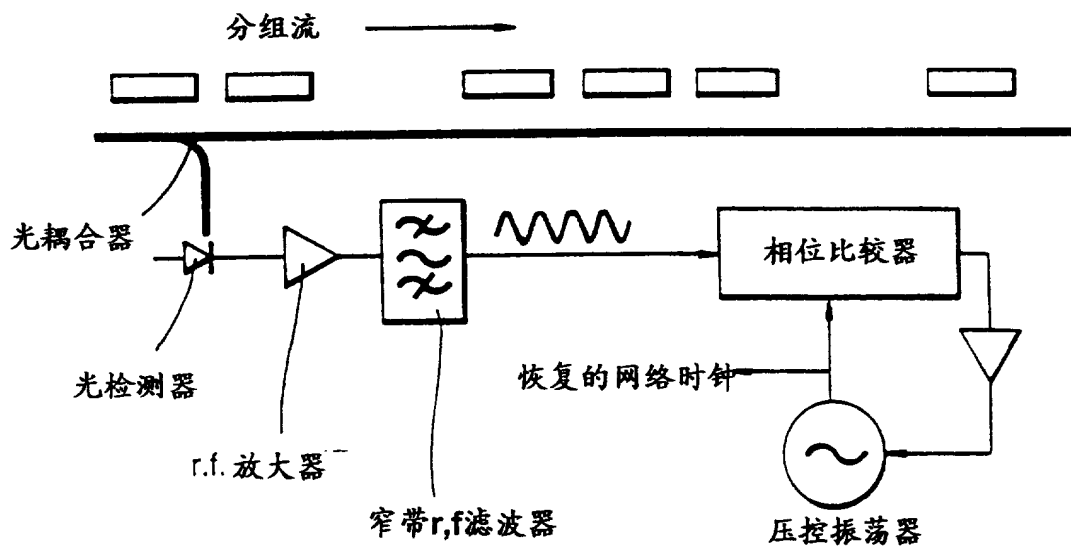


图 17

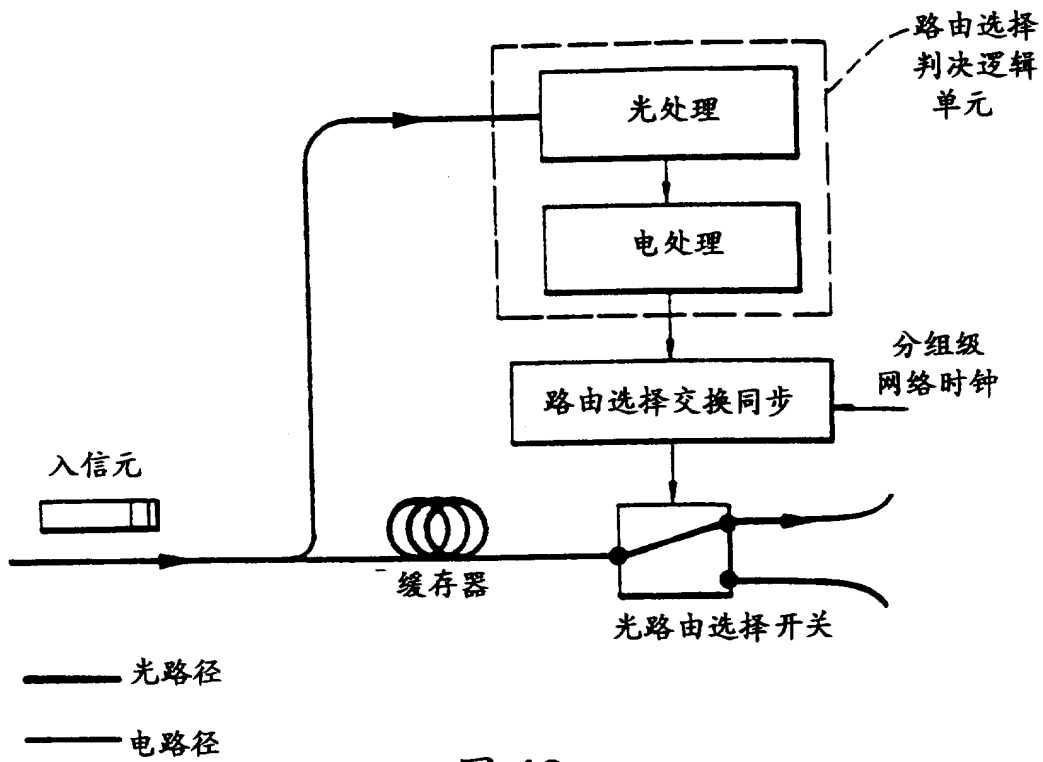


图 18

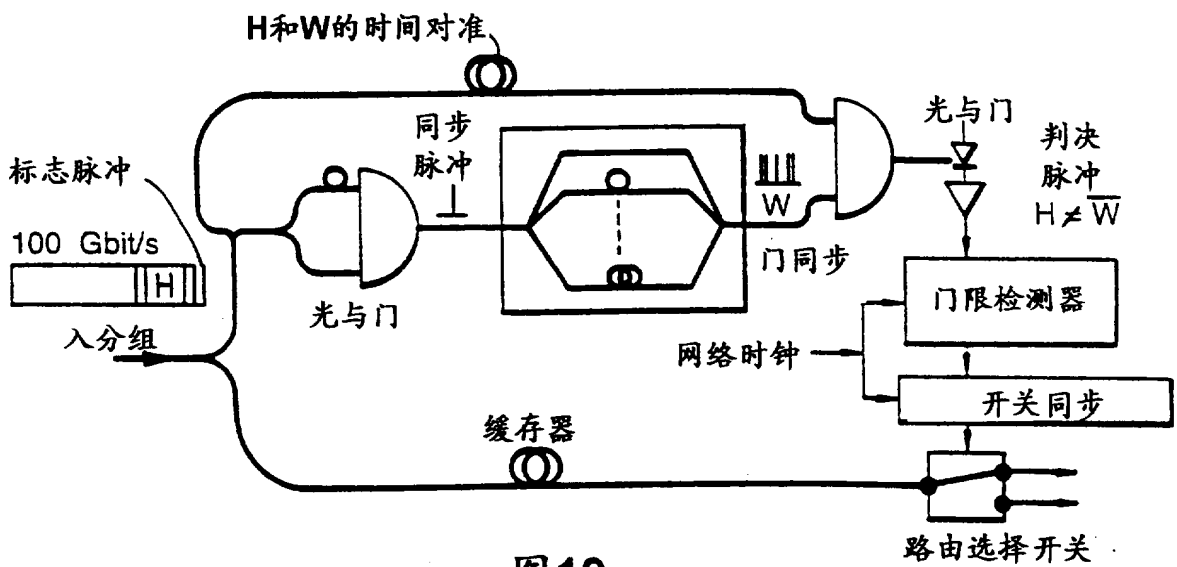


图19

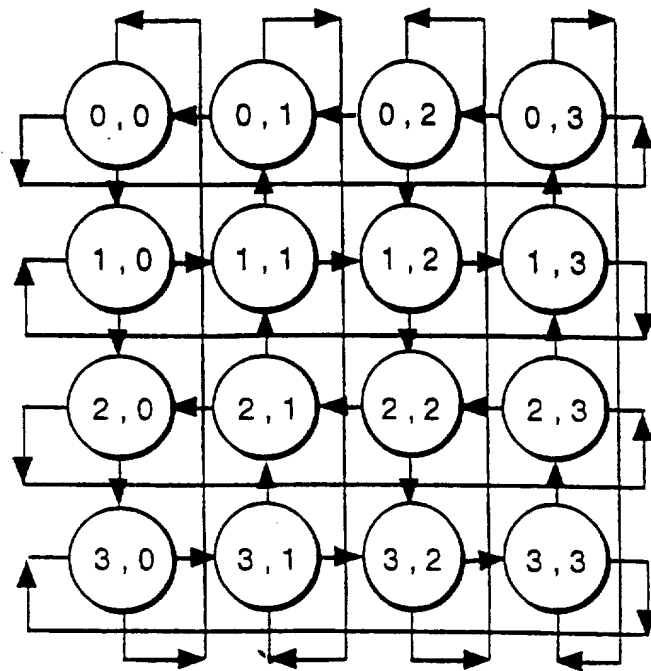


图 21

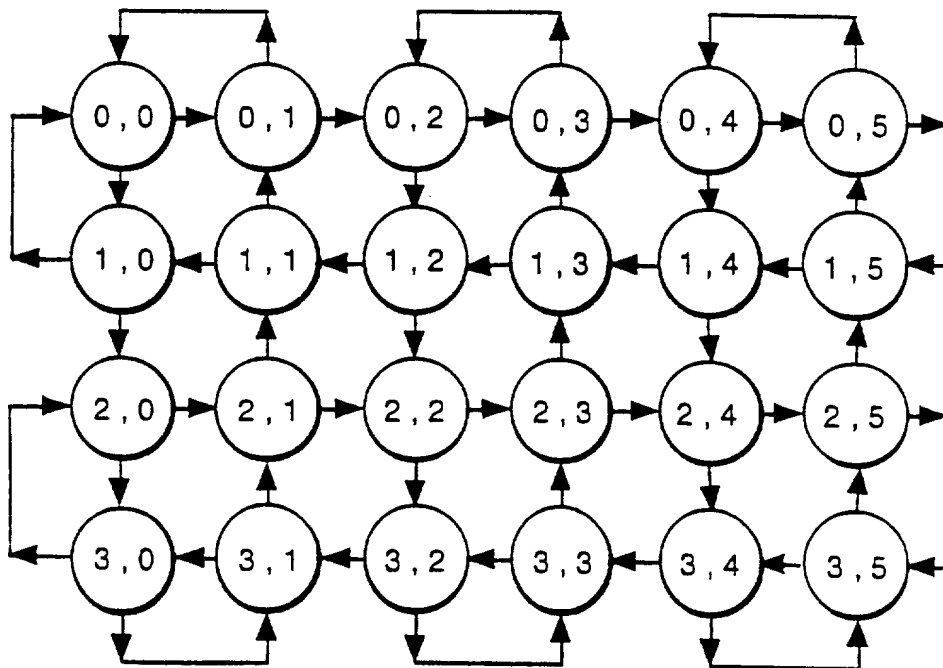


图 22

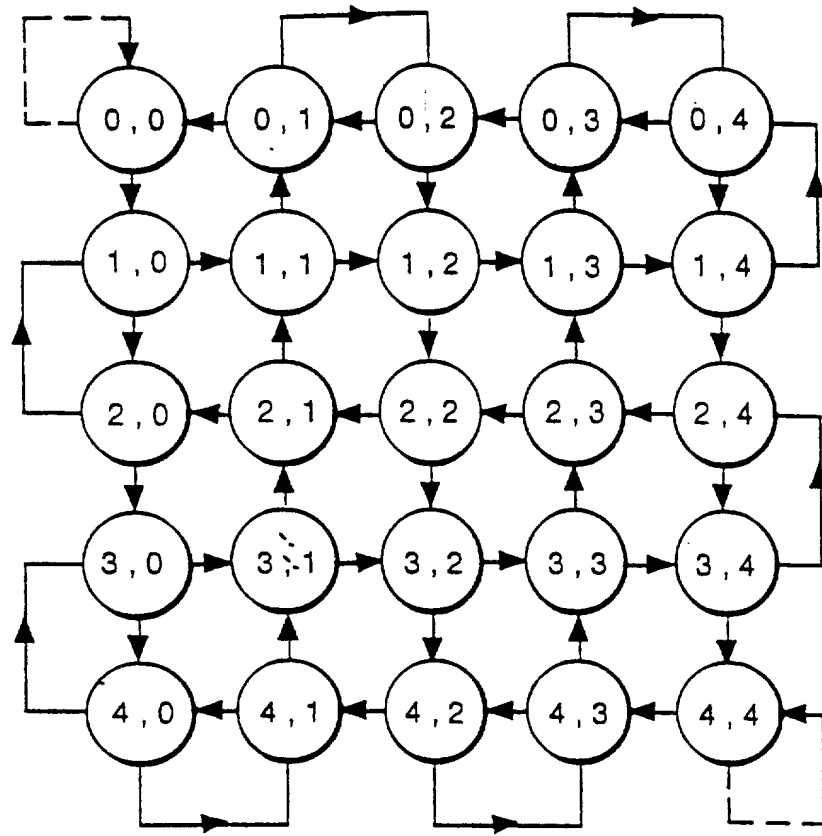


图 23

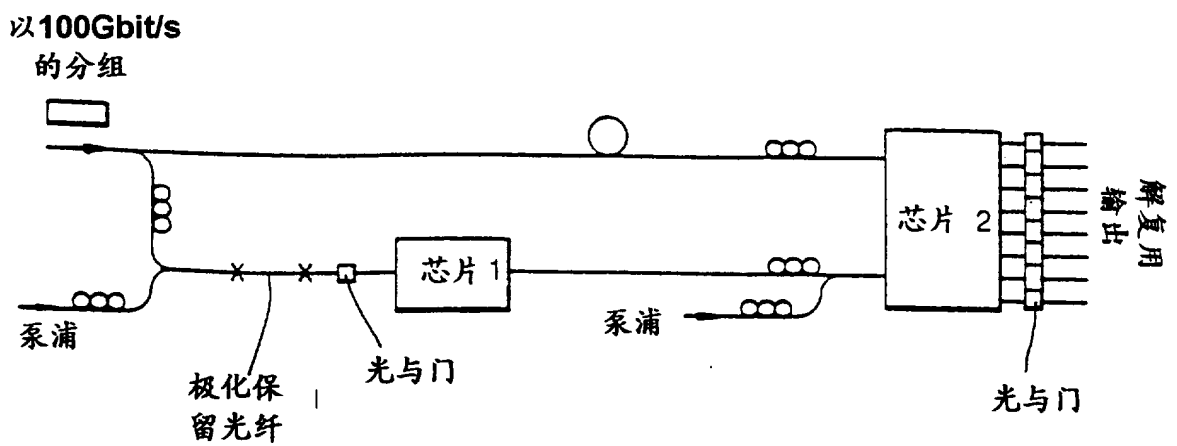


图 24