光 *RP*(*k*)网络上 Hypercube 通信模式的波长指派算法*

刘方爱[1+], 刘志勇[2], 乔香珍[3]

[1](山东师范大学 计算机系,山东 济南 250014)
[2](国家自然科学基金委员会,北京 100085)
[3](中国科学院 计算技术研究所,北京 100080)

A Wavelength Assignment Algorithm of Hypercube Communication on Optical *RP*(*k*) Networks

LIU Fang-Ai[1+], LIU Zhi-Yong[2], QIAO Xiang-Zhen[3]

[1](Department of Computer Science, Shandong Normal University, Ji'nan 250014, China)
[2](The National Natural Science Foundation of China, Beijing 100085, China)
[3](Institute of Computing Technology, The Chinese Academy of Sciences, Beijing 100080, China)
+ Corresponding author: Phn: 86-531-6180244, E-mail: liufangai@yahoo.com.cn
Received 2002-01-30; Accepted 2002-04-11

Liu FA, Liu ZY, Qiao XZ. A wavelength assignment algorithm of hypercube communication on optical *RP*(*k*) networks. *Journal of Software*, 2003,14(3):575~581.

Abstract: Routing and channel assignment is a key topic in optical interconnection networks, and it is a primary way to get insight into the capacity of interconnection networks. Based on the optical *RP*(*k*) network, the wavelength assignment of realizing the Hypercube communication with $N=2^n$ nodes on the optical *RP*(*k*) network is discussed. By defining the reverse order of the Hypercube, an algorithm to embed the *n*-D Hypercube into the *RP*(*k*) network is designed, which needs at most $\max\{2,\lfloor 5\cdot 2^{n-5}/3\rfloor\}$ wavelengths. An algorithm to embed the *n*-D hypercube into the ring network is also proposed, with its congestion equal to $\lfloor N/3+N/12\rfloor$. This is a better improvement than the known results, which is equal to $\lfloor N/3+N/4\rfloor$. The two algorithms proposed in this paper are of great value in designing optical networks.
Key words: *RP*(*k*) network; Hypercube communication; optical network; wavelength assignment; network embedding

摘 要: 波长指派是光网络设计的基本问题,设计波长指派算法是洞察光网络通信能力的基本方法.基于光*RP*(*k*)网络,讨论了其波长指派问题. 含有 $N=2^n$ 个节点的 Hypercube 通信模式,构造了节点间的一种排列次序 X_n,并设计了 *RP*(*k*)网络上的波长指派算法.在构造该算法的过程中,得到了在环网络上实现 *n* 维 Hypercube 通信模式的波长指派算法.这两个算法具有较高的嵌入效率.在 *RP*(*k*)网络上,实现 Hypercube 通信模式需要 $\max\{2,\lfloor 5\cdot 2^{n-5}/3\rfloor\}$ 个波长.而在环网络上,实现该通信模式需要复用 $\lfloor N/3+N/12\rfloor$ 个波长,比已有算法需要复用

---

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.69933020 (国家自然科学基金); the Natural Science Foundation of Shandong Province of China under Grant No.Y2002G03

第一作者简介: 刘方爱(1962-),男,山东青岛人,博士,教授,主要研究领域为并行处理,互连网络.

$\lfloor N/3+N/4 \rfloor$个波长有较大的改进.这两个算法对于光网络的设计具有较大的指导价值.

关键词: $RP(k)$网络;Hypercube 通信;光网络;波长指派;网络嵌入

中图法分类号: TP393 **文献标识码**: A

全光网络作为计算机互连网络的发展趋势,受到越来越多的关注.如何利用光纤的巨大带宽,波分复用技术(WDM[1])提供了巨大的潜力.目前,在一条物理连接上,实验室技术可以复用 100 个左右的虚拟通道,每个虚拟通道使用不同的波长,得到 2~10Gb/s 的带宽.随着技术的发展,可复用的波长数会逐渐增加.高效地利用这些波长是光互连网络研究的一个重要问题.互连网络有各种各样的通信模式,通过分析各种通信模式对波长的需求,洞察互连网络的能力是分析网络的一种行之有效的方法.在这方面,不少人作过研究.文献[2]利用置换路由分析了 mesh 光网络的波长需求,文献[3]将 Hypercube 嵌入到环,研究了其最大波长需求问题.文献[4,5]讨论了建立光连接对通信性能的影响问题.

本文针对光 $RP(k)$网络,以含有 $N=2^n$ 个节点 Hypercube 通信模式为基础,讨论了实现该通信模式的波长指派问题,给出了一种嵌入算法,其所需的最大波长数是 $\max\{2,\lfloor 5\cdot 2^{n-5}/3 \rfloor\}$.在解决以上问题的过程中,设计了一个将 Hypercube 嵌入环网络的算法,其所需的最大波长数为$\lfloor N/3+N/12 \rfloor$,比文献[3]中所给算法的波长数$\lfloor N/3+N/4 \rfloor$有较大的改进.

1 基本概念

为了分析方便,下面我们先给出有关的基本概念和基础知识.

1.1 光互连网络

光互连网络分为 Multi-Hop 网络和 Single-Hop 网络.前者在传输的中间节点,需要光电转换.光电转换是影响通信效率的一个瓶颈因素,因此在 Multi-Hop 光网络中,短的网络直径是提高通信效率的关键.后者是指除了在源节点和目的节点以外,在整个光路上都以光信号进行传输,这要求在传输以前建立起一条光路.光路有两种建立方式,一是在所经过的物理连接上可以使用不同的波长,称此方式为连接复用.另一种是在所有经过的连接上,只能使用同一波长,称此方式为光路复用[2].后面的讨论都采用光路复用技术.

1.2 *RP*(*k*)互连网络

$RP(k)$[6]是我们提出的一种网络拓扑结构,它建立在 Petersen 图的基础之上,该网络的结构如下.

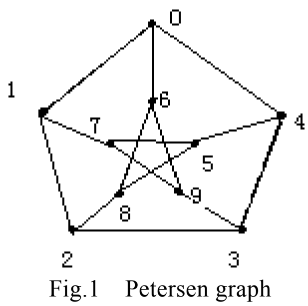


Fig.1 Petersen graph
图 1 Petersen 图

互连网络 $RP(k)$由 $10\cdot k$ 个节点组成,每个节点放一个处理器,每 10 个节点组成一片,片内按照 Petersen 图互连在一起,其节点按照 0,1,…,9 编号,如图 1 所示.k 个 Petersen 图按照以下办法连接:不同片内编号相同的顶点按照环的结构互连在一起,共 10 个环,称为环 0,环 1,…,环 9.$RP(k)$采用如下的编址方式,每一个节点由两部分(m,n)决定,其中 m 是片的编号$(0\le m\le k-1)$,n 是片内编号$(0\le n\le 9)$.

$RP(k)$网络有许多优良的性质[6].该网络含有 $10\cdot k$ 个节点,连接度为 5,直径为$\lfloor k/2 \rfloor+2$;该网络具有短的网络直径、简单的拓扑结构、方便的路由策略;该网络硬件复杂度低、实现简单;在环、Mesh 和 Hypercube 上设计的算法能够高效地嵌入 $RP(k)$;当互连节点个数不超过 300 时,$RP(k)$的直径低于 2-D Torus 的直径,特别是当节点分组中所含节点数 m 满足 $6\le m\le 100$ 时,$RP(k)$网络节点分组的距离近似等于 Torus 节点分组距离的一半,这将大大提高通信的性能.

1.3 波长指派

在光网络上,已给一个通信模式,如何实现路由及分配通道是一个重要的研究问题,称为波长指派问题(RCA)[3].RCA 问题可以描述为:

给定一个通信集合 $C=\{(x,y)|x$ 向 y 传送信息$\}$,要完成如下的分配任务:

(1) 为每一个通信(x,y)分配一条由 x 到 y 的路径,在该路径上指定一个波长;

(2) 以上的波长指派满足:如果在某一物理连接上有多条路径经过,那么它们使用互不相同的波长;

(3) 分配的目标是最小化指定的波长数.

很多文献讨论了 RCA 问题[2,3],本文基于 $RP(k)$网络,讨论实现 Hypercube 通信模式的波长指派问题.

2 基于 Hypercube 通信模式的波长指派

在光 $RP(k)$网络上实现 Hypercube 通信模式,也就是说,要将 Hypercube 嵌入 $RP(k)$网络,使得通过 $RP(k)$网络中任何一条连接的光路数的最大值最小,该最大值称为网络嵌入的拥挤度[7].我们知道,n 维 Hypercube 含有 $N=2^n$ 个节点.为了讨论方便,取 $k=2^{n-3}$,这样就要构造一个算法,将含有 N 个节点的 Hypercube 嵌入到 $RP(k)$网络中,使其拥挤度最小.

2.1 Hypercube性质

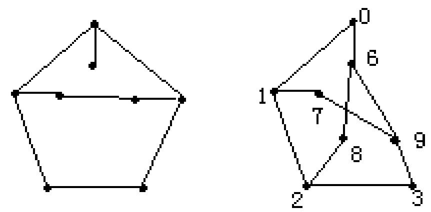
通过观察 Hypercube 结构,可以得到一个重要性质.

性质 1. 任何一个 n 维的 Hypercube 可以用两个 $n-1$ 维的 Hypercube 表示,这两个 $n-1$ 维 Hypercube 之间有 2^{n-1} 条连接,并且这些连接的两个端点编号的后 $n-1$ 位完全相等.

更进一步地,任何维数大于 3 的 Hypercube,都可看做是由多个 3 维 Hypercube 按照一定的规律连接在一起.因此,我们的想法是将每一个 3 维的 Hypercube 嵌入一个 Petersen 图,然后讨论其波长指派问题.

2.2 3维Hypercube嵌入Petersen图

由于 3 维 Hypercube 可以作为 n 维 Hypercube 的基本构造块,因此,先考虑将 3 维 Hypercube 嵌入一个 Petersen 图,然后讨论整个 Hypercube 的嵌入问题.在一个 Petersen 图中,去掉两个节点,从同构的意义上讲,只有如图 2 所示的两个图.选取图 2(b)作为讨论的基础,定义从 3 维 Hypercube 到图 2(b)之间的相关映射.



(a) (b)

Fig.2 The Petersen graphs with two nodes deleted

图 2 去掉两个节点的 Petersen 图

从 3 维 Hypercube 到图 2(b)节点间的映射:

000---1 011---6 001---0 101---8

010---7 110---9 100---2 111---3

从 3 维 Hypercube 到图 2(b)边间的映射:

表 1 定义了从 3 维 H 图到图 2(b)边间的映射,即最短路径影射.

Table 1 Mapping from the edges of 3-D Hypercube to the edges of Fig.2(b)

表 1 从 3 维 H 图到图 2(b)边间的映射

Edges of Hypercube	Paths of Fig.2(b)	Edges of Hypercube	Paths of Fig.2(b)
000---001	1---0	000---010	1---7
000---100	1---2	100---110	2---9 (2---3---9)
100---101	2---8	101---001	8---0 (8---6---0)
101---111	8---3 (8---2---3)	111---011	3---6 (3---9---6)
111---110	3---9	011---010	6---7 (6---9---7)
010---110	7---9	011---001	6---0

在表 1 中,括号中的边是实现该映射所经过的路.由构造过程可以得到如下性质:

性质 2. 将 3 维 Hypercube 按照上述方法嵌入图 2(b),其拥挤度为 3.

因此,在 Petersen 图内,实现 3 维 Hypercube 通信模式的最大波长复用数为 3.如果不按最短距离路由,则可以构造一个嵌入映射,使其波长最大复用数为 2.

2.3 n维Hypercube嵌入$RP(k)$

由性质 1 可知,n-D Hypercube 可以看做是两个 $n-1$ 的 Hypercube 由 2^{n-1} 条连接互连起来,这样得到如下

性质.

性质 3. 如果将 3 维 Hypercube 看做是一个元素,那么 n 维 Hypercube 就变成 n–2 维 Hypercube.

在 $RP(k)$中,将每一个 Petersen 图看做是一个元素,那么 $RP(k)$就变成一个环.因此,以上问题就变成如何将一个 Hypercube 嵌入环网络.对于这个问题,文献[3]提出了一种算法,其结果见引理 1 和引理 2.

引理 1. 在 N 个节点的数组上,实现 Hypercube 通信模式需要$\lfloor 2\cdot N/3\rfloor$个波长.

引理 2. 在 N 个节点的环上,实现 Hypercube 通信模式需要$\lfloor N/3+N/4\rfloor$个波长.

在上面的引理中,$N=2^n$.根据引理 2,我们得到:

定理 1. 设 $N=2^n,k=2^{n-3}$,在 $RP(k)$光网络上,实现 N 个节点的 Hypercube 通信模式需要 $\max\{2,\lfloor N/24+N/32\rfloor\}$个波长.

证明:容易验证,当 N=8,16,32 时,实现 Hypercube 通信模式所需的波长数分别为 2,2,2.当 $N=2^n>16$ 时,考虑含 2^{n-3} 个节点的 Hypercube 嵌入一个含 2^{n-3} 个节点的环的情况,由引理 2 可知,所需的波长数为$\lfloor 2^{n-3}/3+2^{n-3}/4\rfloor=\lfloor 2^n/24+2^n/32\rfloor$,定理得证. □

由定理 1 得知,在 $RP(k)$上,实现一个 32 个节点的 Hypercube,仅需要两个波长,而实现 128 个节点的 Hypercube 通信模式,所需要的波长数仅为 9.

性质 4. n 维 Hypercube 是由两个 n–1 维的 Hypercube 组成,它们之间有 2^{n-1} 条连接,若 n–1 维 Hypercube 中节点编号的二进制为 x,那么所有这些连接为$\{(0x,1x)|x$ 为 n–1 维 Hypercube 的所有节点$\}$.

3 Hypercube 嵌入环的一种算法

现在考虑将 Hypercube 嵌入环的问题,即要建立从 Hypercube 到环的映射.为了分析方便,设 X 为一个符号串,那么用 X^{-1} 表示其逆串,例如 $X=a,b,c,d$,那么 $X^{-1}=d,c,b,a$,很明显,有$(X_1X_2)^{-1}=(X_2)^{-1}(X_1)^{-1}$.

在 n 维 Hypercube 中,我们递归定义节点的排列次序 X_n 如下:

$X_1=0,1$

$X_2=0X_1,(1X_1)^{-1}=00,01,(10,11)^{-1}=00,01,11,10$

$X_n=0X_{n-1},(1X_{n-1})^{-1}$

例如,4 维 Hypercube 的排列 X_4 为

$$X_4=0X_3,(1X_3)^{-1}=0(0X_2,(1X_2)^{-1}),1(0X_2,(1X_2)^{-1})^{-1}$$
$$=0000,0001,0011,0010,0110,0111,0101,0100,1100,1101,1111,1110,1010,1011,1001,1000.$$

这样,序列 X_n 定义了 Hypercube 节点的一个排列,称 X_n 为 Hypercube 的逆序排列.如果含有 2^n 个节点的环按照 $1,2,\ldots,2^n$ 编号,并且将 X_n 中的第 i 个节点映射到环上的第 i 个节点,这样就建立了 1-1 对应的映射,称为逆序映射.下面分别讨论逆序排列及逆序映射的性质.

性质 5. Hypercube 逆序排列的前 2^{n-1} 个元素组成一个 n–1 维的 Hypercube,后 2^{n-1} 个元素组成另一个 n–1 维 Hypercube.

性质 6. X_n 序列中的第 i 和第 2^n-i+1 个节点间有一条 Hypercube 连接,这些连接构成两个 n–1 维 Hypercube 之间的所有连接,其中 $i=1,2,\ldots,2^{n-1}$.

逆序映射定义了 Hypercube 和一维数组节点之间的映射,现在分析这个嵌入的拥挤度,即所需的波长数.

定理 2. 按照逆序映射,将 n 维 Hypercube 嵌入 2^n 个节点的数组,其数组的第 i 条边上经过的 Hypercube 的连接数由下面的递归公式 $A(n,i)$计算,其中,3 维 Hypercube 所使用边的数目分别为 $A(3,1\text{--}7)=\{3,4,5,4,5,4,3\}$.

$$A(n,i)=\begin{cases}2^{n-1}, & i=2^{n-1}\\ A(n-1,i)+i, & 1\le i<2^{n-1}\\ A(n-1,2^n-i)+2^n-i, & 2^{n-1}<i\le 2^n-1\end{cases}. \tag{1}$$

证明:由于数组共有 2^n 个节点,由构造可知,在前 2^{n-1} 个节点上,嵌入一个 n–1 维的 Hypercube,在后 2^{n-1} 个节点上,嵌入了另一个 n–1 维的 Hypercube.这样,两个子 Hypercube 之间的 2^{n-1} 条连接都经过第 2^{n-1} 条边.按照 Hypercube 的逆序排序的构造,在数组的前 $2^{n-1}-1$ 条边上嵌入一个 n–1 维的 Hypercube.因此,每条边上经过的连

接数为 $n-1$ 维 Hypercube 占用的连接数和两个 $n-1$ 维 Hypercube 之间连接数之和.而在第 i 条边上,$n-1$ 维 Hypercube 使用的连接数为 $A(n-1,i)$,两个 $n-1$ 维子 Hypercube 之间的连接数为 i,因此共需要 $A(n-1,i)+i$ 个连接.类似地可以得出,后一部分边上经过的连接数如式(1)所示. □

根据式(1),对于给定的 n 维 Hypercube,可以计算出每一条边的连接数,然后求出最大值和达到最大值的边,最后对这些最大值进行分析,得到推论 1 中的递归公式.

推论 1. 对于给定的 n,设式(1)在第 index(n)条边上取得最大值 Max$A(n)$,那么 index(n)和 Max$A(n)$可以由如下公式计算:

$$\text{Index}(n)=\begin{cases}1, & n=2\\ 2\cdot\text{index}(n-1)+1=\ (2^n+1)/3, & n\text{为奇数}\\ 2\cdot\text{index}(n-1)-1\ =(2^n-1)/3, & n\text{为偶数}\end{cases},$$

$$\text{Max}A(n)=\begin{cases}2, & n=2\\ 2\cdot\text{Max}A(n-1)=2\cdot(2^n-1)/3, & n\text{为偶数}.\\ 2\cdot\text{Max}A(n-1)+1=2\cdot(2^n-0.5)/3, & n\text{为奇数}\end{cases}$$

证明:对 Hypercube 的维数采用数学归纳法.

(1) 当 n=2,3 时,可以求得:Index(2)=1,Index(3)=3=2·Index(2)+1=$(2^3+1)/3$,结论成立.

(2) 假设当维数小于或等于 $n-1$ 时,推论 1 的结论成立.那么,当维数为 n 时,分两种情况讨论:

(a) 当 n 为偶数时,我们证明 Max$A(n)$在第 2·Index($n-1$)–1 条边上取得最大值,且最大值为 2·Max$A(n-1)$=$2\cdot(2^n-1)/3$.

将前一个 $n-1$ 维 Hypercube 嵌入数组的前半部分之后,在第 index($n-1$)条边上达到最大值.由归纳假设可知,当维数小于 n 时,等式(2)成立,因此,我们有

$$\text{Index}(n-1)=2\cdot\text{index}(n-2)+1=2\cdot(2\cdot\text{index}(n-3)-1)+1=2^2\cdot\text{index}(n-3)-1=2^2\cdot(2^2\cdot\text{index}(n-5)-1)-1=\ldots=(2^{n-1}+1)/3.$$

类似地可以求出 Max$A(n-1)=2\cdot(2^{n-1}-0.5)/3$.

实际上,由 X_n 的构造可知,在第 i 条边和第 2^n-i 条边上,$A(n,i)=A(n,2^n-i)$.而 X_{n-1} 在第$(2^{n-1}+1)/3$ 条边上取得最大值,因而在边 $2^n-(2^{n-1}+1)/3=(2^n-1)/3$ 上,Max$A(n-1)$也取得最大值.而 2·Index($n-1$)–1=$2\cdot(2^{n-1}+1)/3-1=(2^n-1)/3$,因此,在边 2·Index($n-1$)–1 上,Max$A(n-1)$取得最大值.下面,我们要证明在边$(2^n-1)/3$ 上,Max$A(n)$取最大值.

由 X_n 的对称性可知,只需考虑$(2^n-1)/3+1$ 到 $2^{n-1}-1$ 之间的边即可.实际上,我们有:

当 $1\le i\le(2^n-2)/3$ 时,$A(n,(2^n-1)/3)\ge A(n,(2^n-1)/3+i)$,尽管在第$(2^n-1)/3+i$ 条边上多了 i 条两个 $n-1$ 维 Hypercube 之间的连接,但是至少减少了 i 条小于 $n-1$ 维的 Hypercube 之间的连接.因此,该值是最大的.

最大值 Max$A(n)$由两部分组成,即 Max$A(n-1)$和经过该边的两个 $n-1$ 维 Hypercube 之间的连接数,后者共有$(2^n-1)/3$ 条,因此,Max$A(n)$=Max$A(n-1)+(2^n-1)/3=(2^n-1)/3+(2^n-1)/3=2\cdot$Max$A(n-1)=2\cdot(2^n-1)/3$.

这样,当 n 为偶数时,我们证明了推论 1 中的公式.

(b) 当 n 为奇数时,可以类似地证明,略.由归纳假设得知,推论 1 的结论成立. □

推论 2. 定理 2 中 Max$A(n)$的最大值可表示为$\lfloor 2^{n+1}/3\rfloor$.

推论 2 中的结果和文献[3]中的效果相同.在文献[3]中,证明了将任何一个 n 维 Hypercube 嵌入数组后,其拥挤度的最小值为$\lfloor 2^{n+1}/3\rfloor$,这说明在此给出的算法是最优的.现在,我们讨论将 n 维 Hypercube 嵌入环的问题,给出一个比文献[3]中的结果更好的结论.

定理 3. 给定 $N=2^n$ 个节点的 Hypercube 和环网络,可以设计一个算法,将 Hypercube 嵌入到环中,使得在环的第 i 条边上,其嵌入的拥挤度 $C(n,i)$由下面的公式计算:

$$C(n,i)=\begin{cases}2^{n-2}, & i=2^{n-1}\text{ 或}2^n\\ A(n-1,i)+2^{n-2}-i, & 1\le i<2^{n-2}\\ A(n-1,i)+i-2^{n-2}, & 2^{n-2}\le i<2^{n-1}\\ A(n-1,2^n-i)+1.5\cdot2^{n-1}-i, & 2^{n-1}<i<1.5\cdot2^{n-1}\\ A(n-1,2^n-i)+i-1.5\cdot2^{n-1}, & 1.5\cdot\ 2^{n-1}\le i<2^n\end{cases},\tag{2}$$

其中,$A(3,1\text{--}7)=\{3,4,5,4,5,4,3\}$.

证明:首先按照 Hypercube 的逆序排列,将前一个 $n-1$ 维的 Hypercube 嵌入到环中第 1 到第 2^{n-1} 个节点组成的数组,将后一个 $n-1$ 维的 Hypercube 嵌入到环中第 $1+2^{n-1}$ 到第 2^n 个节点组成的数组.其次,考虑如何嵌入两个 $n-1$ 维 Hypercube 之间的连接.在逆序排列中,X_n 中的节点分成 4 段,每段有 2^{n-2} 个节点,分别为 $1\text{--}2^{n-2}$, $2^{n-2}+1\text{--}2^{n-1}$,$2^{n-1}+1\text{--}1.5\cdot2^{n-1}$,$1.5\cdot2^{n-1}+1\text{--}2^n$.这样,两个 $n-1$ 维 Hypercube 之间的连接分为两部分,一部分是节点 $2^{n-2}+1\text{--}2^{n-1}$ 到节点 $2^{n-1}+1\text{--}1.5\cdot2^{n-1}$ 之间的连接,规定它们都经过环上的边$(2^{n-1},2^{n-1}+1)$;另一部分是 $1\text{--}2^{n-2}$ 到 $1.5\cdot2^{n-2}+1\text{--}2^n$ 节点之间的连接,规定它们都经过环上的边$(1,2^n)$.这样,$C(n,i)$就由两部分组成,前一部分是 $n-1$ 维 Hypercube 所需的连接数,它是 $A(n-1,i)$,后一部分是为实现两个 $n-1$ 维 Hypercube 之间的连接所需要的边,其数量如式(2)所示.

如何求出 $C(n)$的最大值 Max$C(n)$呢?类似于定理 2,对于给定的 n,我们求出所有 $C(n,i)$,然后求出关于 i 的最大值.最后分析它们之间的关系,得到推论 3.

推论 3. 将 n-D Hypercube 嵌入环后,最大的拥挤度 Max$C(n)$和达到该拥挤度的一条边 Indexc(n)可以按照如下公式计算:

$$\mathrm{Index}c(n)=\begin{cases}1, & n=4\\ 2\cdot\mathrm{index}(n-1)+1=(2^{n-2}+1)/3, & n\text{为奇数},\\ 2\cdot\mathrm{index}(n-1)-1=(2^{n-2}-1)/3, & n\text{为偶数}\end{cases}$$

$$\mathrm{Max}C(n)=\begin{cases}6, & n=4\\ 2\cdot\mathrm{Max}C(n-1)=(5\cdot2^{n-2}-2)/3, & n\text{为偶数}.\\ 2\cdot\mathrm{Max}C(n-1)+1=(5\cdot2^{n-2}-1)/3, & n\text{为奇数}\end{cases}$$

与定理 1 类似,可以证明推论 3,其细节较繁琐,在此略.推论 3 和引理 2 比较,其效果有明显的改进.推论 3 中的 Max$C(n)$实际上为$\lfloor N/3+N/12\rfloor$,而引理 2 中的结果为$\lfloor N/3+N/4\rfloor$.作为例子,按照推论 3 和引理 2 的结果,我们计算了其最大的拥挤度,见表 2.

Table 2 Comparison of the maximum wavelengths in Max$X(n)$ and Lemma 2

表 2 推论 3 与引理 2 最大复用数比较

Dimension n	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
Max$C(n)$	3	6	13	26	53	106	213	426	853	1 706	3 413	6 826
Lemma 2	4	9	18	37	74	149	298	597	1 194	2 389	4 778	9 557

很明显,推论 3 中方法的拥挤度要小得多.这样,我们就可以改进定理 1 为:

定理 4. 设 $N=2^n,k=2^{n-3}$,在 $RP(k)$光网络上,实现 N 个节点的 Hypercube 通信模式需要复用 $\max\{2,\lfloor5\cdot2^{n-5}/3\rfloor\}$个波长.

作为一个特例,表 3 列出了在光 $RP(k)$网络上实现 Hypercube 通信模式所需的波长数.例如,在 $RP(32)$的网络上,要实现一个 256 个节点的 Hypercube 通信模式,其波长复用数仅为 13.按照现在的波长复用技术,在一条光纤上,其波长复用可以达到数 10 条光路,这是完全可以实现的.

Table 3 The wavelengths need to embed Hypercube into $RP(k)$

表 3 Hypercube 嵌入 $RP(k)$所需波长数

Hypercube dimension	5	6	7	8	9	10	11	12
Number of Hypercube nodes	32	64	128	256	512	1 024	2 048	4 096
$RP(k)$ wavelength	2	3	6	13	26	53	106	213

4 结 论

利用一些特殊的通信模式分析互连网络的性能是常用的方法.在光 $RP(k)$网络上,本文给出了一个实现 n 维 Hypercube 通信模式的算法.该算法最多需要复用 $\max\{2,\lfloor5\cdot2^{n-5}/3\rfloor\}$个波长.在构造该算法的过程中,设计了将 n 维 Hypercube 嵌入数组、环互连网络的算法,得到了较高的嵌入效率.嵌入环网络的拥挤度为$\lfloor N/3+N/12\rfloor$,与已知算法的拥挤度$\lfloor N/3+N/4\rfloor$相比有明显的改进.

References:

[1] Ortiz Z, Rouskas GN, Perros HG. Maximizing multicast throughput in WDM networks with tuning latencies using the virtual receiver concept. European Transactions on Telecommunications, 2000,11(1):63~72.

[2] Qiao CM, Mei YS. Off-Line permutation embedding and scheduling in multiplexed optical networks with regular topologies. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1999,7(2):241~250.

[3] Yuan X, Melhem R. Optimal routing and channel assignments for hypercube communication on optical mesh-like processor arrays. In: Johnsson SL, ed. Proceedings of the 5th International Conference on Massively Parallel Processing Using Optical Interconnection. Las Vegas, NV: IEEE Press, 1998. 110~118.

[4] Yuan X, Melhem R, Gupta R. Distributed path reservation algorithm for multiplexed all-optical interconnection networks. IEEE Transactions on Computer, 1999,48(12):1355~1363.

[5] Yuan X, Melhem R, Gupa R. Performance of multi-hop communications using logical topologies on optical Torus networks. Journal of Parallel and Distributed Computing, 2001,61(6):748~766.

[6] Liu FA, Liu ZY, Qiao XZ. A practical interconnection network *RP*(*k*) and its routing algorithms. Science in China (Series F), 2001,44(6):461~473.

[7] Shen XJ, Liang WF, Hu Q. On embedding between 2D meshes of the same size. IEEE Transactions on Computer, 1997,46(8): 880~889.

2003 年全国开放式分布与并行计算学术会议(DPCS 2003)

征 文 通 知

由中国计算机学会开放系统专业委员会主办、大连理工大学电子与信息工程学院承办、大连市计算机学会协办的“2003 年全国开放式分布与并行计算学术会议”将于 2003 年 9 月 9 日在大连召开，有关信息如下：

一、征文范围

(1) 开放式分布与并行计算系统，包括系统体系结构、算法与优化、语言与编译、存储方法与数据结构、操作系统与数据库、多机与群集系统、系统平台与程序设计环境，以及性能分析与评价等；

(2) 开放式分布异构环境的处理技术，包括这类环境的信息集成、互操作，以及环境安全等技术；

(3) 开放式网络技术与应用，主要包括网络计算与分布式计算、移动计算与代理技术、数据挖掘与数据仓库，以及网络安全技术等；

(4) 开放式多媒体处理与并行计算技术，主要包括图形图像理论与算法，语音、视频处理与人机交互、模式识别等；

(5) 上述诸科学技术领域的综合评论和发展趋势。

二、征文要求

(1) 论文应是未正式发表的，或者未正式等待刊发的研究成果；

(2) 论文格式仿照《计算机研究与发展》刊物的格式，应包含题目、摘要、关键词、正文和参考文献；

(3) 论文中、英文均可，一般不超过 5000 字，一律用 Word2000 格式排版，提供 A4 激光打印稿一式两份，并随寄软盘；

(4) 邮寄论文时，须在信封左下角或 Email 主题中注明“DPCS2003”；

(5) 经程序委员会审查合格的论文，将收入论文集，在自然科学核心刊物集中发表或者推荐到适当刊物发表；

(6) 论文一律寄给大连地区联系人。论文自留底稿，恕不退稿。

三、重要日期与联系方式

(1) 论文须在 2003 年 5 月 30 日之前寄达，录用通知将在 2003 年 6 月 15 日发出。

(2) 联系方式:

- 大连地区联系人:郭禾、单慧英

  地址: 大连理工大学计算机系系统结构教研室　邮编: 116023　联系电话: 0411–4708497

  E-mail: dpcs 2003@dlut.edu.cn

- 北京地区联系人:陈炳从(中国计算机学会开放系统专委会主任)

  通信地址: 北京 619 信箱 63 号　邮编: 100083　联系电话: 010–62311951

- 石云(网络与数据通信专委会秘书长)

  通信地址: 北京宣武门西大街 131 号国家邮政局信息技术局　邮编: 100808　联系电话: 010–66419786

(3) 会议主页: http://hefeng.dlut.edu.cn/DPCS2003