

波分复用光网络中考虑端口连通性限制的 动态路由机制

陈悦 华楠 郑小平

(清华大学电子工程系清华信息科学与技术国家实验室, 集成光电子学国家重点实验室, 北京 100084)

摘要 随着光网络规模的不断扩大, 多维度可重构光分插复用器 (ROADM) 已成为下一代通信网络的关键节点技术。然而由于无阻塞的高维度交换矩阵的实现代价高, 不对称的交换架构 (即光节点内部存在不连通的端口) 可能被广泛应用。为解决考虑端口连通性限制的路由与波长分配问题, 建立了其整数线性规划 (ILP) 模型, 并提出了 3 种考虑端口连通性 (IPCA) 的动态路由机制, 包括基于 K 最短路径 (KSP) 的 IPCA (IPCA-KSP) 机制、IPCA-Dijkstra 机制与全路径搜索机制。仿真显示, 全路径搜索机制采用枚举的方法可找到最短路径, 但其阶乘量级的复杂度是无法容忍的。基于 IPCA-SKP 机制不能保证找到最短路径, 且仅在小规模网络比较有效。而 IPCA-Dijkstra 机制通过修正经典 Dijkstra 算法的路径搜索过程, 能够以较低的复杂度找到最短路径。

关键词 光通信; 光网络动态路由; 整数线性规划; 可重构光分插复用器; 不对称交换; 端口连通性限制

中图分类号 O436 **文献标识码** A **doi**: 10.3788/CJL201340.0405005

Inner-Port Connectivity Aware Dynamic Routing Schemes in Optical Wavelength Division Multiplex Networks

Chen Yue Hua Nan Zheng Xiaoping

(State Key Laboratory on Integrated Optoelectronics, Tsinghua National Laboratory for Information Science and Technology, Department of Electronic Engineering, Tsinghua University, Beijing 100084, China)

Abstract As the scales of the optical networks grows continuously, the multi-dimensional reconfigurable optical add-drop multiplexer (ROADM) becomes the key node technology in the next generation communication networks. However, because of the high cost of the non-blocking high-degree optical switching fabric, the asymmetric switching fabric (i.e. there are unconnected ports in an optical node) can be widely used. To solve the inner-port connectivity aware (IPCA) routing and wavelength allocation problem, an integer linear programming (ILP) model is first formulated. Then three IPCA routing schemes are proposed, including the IPCA based on K -shortest paths (IPCA-KSP) scheme, the IPCA-Dijkstra scheme and entire path searching (EPS) scheme. Simulation results show that, the EPS scheme can find the shortest path by enumeration, but its factorial computational complexity is not tolerable. The IPCA-KSP scheme cannot guarantee to find the shortest path, which only works effectively in small-scale networks. By modifying the path search process of the classical Dijkstra's algorithm, the IPCA-Dijkstra scheme can find the shortest path with low complexity.

Key words optical communications; dynamic routing of optical networks; integer linear programming; reconfigurable optical add-drop multiplexer; asymmetric switching; inner-port connectivity constraint

OCIS codes 060.4250; 060.4251; 060.4265

收稿日期: 2012-11-28; 收到修改稿日期: 2013-01-08

基金项目: 国家 973 计划 (2010CB328203, 2010CB328205)、国家 863 计划 (2012AA011301) 和国家自然科学基金 (61201188) 资助课题。

作者简介: 陈悦 (1986—), 女, 博士研究生, 主要从事光通信网络体系架构、动态路由算法等方面的研究。

E-mail: chenye08@mails.tsinghua.edu.cn

导师简介: 郑小平 (1965—), 男, 教授, 博士生导师, 主要从事光通信网络及光载无线通信等方面的研究。

E-mail: xpzheng@mail.tsinghua.edu.cn

1 引 言

当今社会,通信业务呈现多样化,尤其是互联网数据业务、移动多媒体业务等,不仅对带宽的需求急速增加,而且具有高突发性。自动交换光网络^[1](ASON)能够根据业务需求动态地分配带宽资源,将是光传送网的必然发展趋势。大容量交叉连接设备(OXC)与可重构光分插复用设备(ROADM)是两类主要的 ASON 节点设备。目前第三代 ROADM 基于波长选择开关(WSS)与第一代基于波长阻断器(WB)^[2]和第二代基于平面波导(PLC)^[3]的 ROADM 相比,突破性地实现了多维度的连接交换,从而能够构建网状网。与传统的基于微机电系统(MEMS)的 OXC^[4]相比,基于 WSS 的 ROADM 控制简单、成本更低、扩展性更好^[5]。因此,基于 WSS 的多维度 ROADM 被认为是短期内构建自动交换光网络的最佳选择^[6]。

WSS 的成本将随着端口数的增加而上涨。构建一个 N 维无阻塞 ROADM 节点需要配置 $N+1$ 个端口数为 N 的 WSS,可见随着 N 的增大,无阻塞 ROADM 节点的成本会急速上涨。实际上,交换节点不一定必须是无阻塞的,基于 WSS 的 ROADM 架构支持经济的按需扩展^[7]。比如当网络需要扩容时,运营商可以提高某些节点的维度,将新增的端口与部分已有的端口连通。不是所有的端口对间都可以允许光路通过,将具有部分交换能力的节点称为不对称节点^[8],具有完全交换(或无阻塞交换)能力的节点称为对称节点。基于 WSS 的 ROADM 的这种不对称架构给运营商提供了一种网络平滑升级的方案,使运营商建设的网络可以按需扩展,具有广阔的应用前景。可以预见,随着网络规模的不断扩大,高维度的不对称节点将会普遍存在。

智能光网络动态路由是从 IP 网的路由算法发展而来的,如 Dijkstra 算法^[9]。由于 IP 网路由采用存储转发的包交换方式,网络节点通常简化为无阻塞的点,Dijkstra 算法可以计算从源节点到目的节点的最短路。然而,当网络中存在不对称节点时,经典的 Dijkstra 算法没有考虑节点内部的端口连通性限制,计算所得的路径可能经过节点内部不连通的端口,导致连接无法建立而被阻塞。为了避免由不对称节点引起的阻塞,研究了考虑端口连通性(IPCA)的路由与波长分配(RWA)问题,并基于该问题的整数线性规划(ILP)模型提出了 IPCA 动态路由机制。与经典 Dijkstra 算法相比,该机制可显著降低连接请求阻塞率(CBP)。

2 IPCA-RWA 问题的 ILP 模型

假设光网络拓扑可以用式 $G = \{G^w \{V, E^w\} \mid w \in \Lambda\}$ 来表示,其中 Λ 是波分复用(WDM)系统的波长集合, $G^w \{V, E^w\}$ 是第 w 个波长平面构成的子图, V 表示光节点集合, $E^w = \{e_{u,v}^w \mid w \in \Lambda, u, v \in V\}$ 表示由所有光纤链路的第 w 个外波长链路构成的集合。由于存在不对称节点,简单的点模型不足以描述交换矩阵,可以用子图集 $M = \{M^{v,w} \{P^v, I^{v,w}\} \mid v \in V, w \in \Lambda\}$ 来描述节点内部的端口连通情况,其中 P^v 表示光节点 v 的端口的集合,称节点内两端口间的连接为内链路,每条内链路也有 $|\Lambda|$ 个波长,因此光节点 v 内部所有波长为 w 的内波长链路构成的集合就是 $I^{v,w} = \{i_{p,q}^{v,w} \mid v \in V, w \in \Lambda, p, q \in P^v\}$ 。对称节点的内链路个数为 $C_{|P^v|}^2$,而不对称节点的内链路个数小于 $C_{|P^v|}^2$ 。如图 1(a)所示,节点 B 与节点 C 是不对称节点,每条节点内部的虚线对应一条内波长链路,其他节点是对称节点,内部虚线将构成完全图而省略不画。

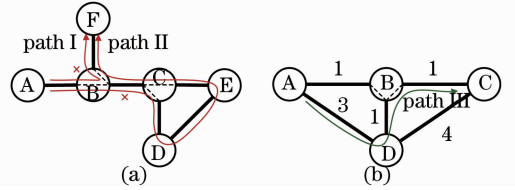


图 1 有不对称节点的示例网络

Fig. 1 Example networks with asymmetric nodes

光路连接建立请求动态到达服从泊松分布,且均匀分布于所有节点对之间,可以记作业务集合 $R = \{r(s, d, t, \tau) \mid s, d \in V, t, \tau \in \mathbb{R}^+\}$,其中 s, d 是业务 r 的源目节点, t, τ 分别是到达与持续时间。基于以上定义,当一个新连接请求到达时,可以建立 IPCA-RWA 问题的 ILP 模型如下:

已知 $d_{u,v} : \forall w \in \Lambda$, 波长链路 $e_{u,v}^w \in E^w$ 的权重, $d_{u,v} \in \mathbb{R}^+$;

$a_{u,v}^w$: 取值 1 或 0, 取 1 表示光纤链路 $e_{u,v}^w \in E^w$ 空闲, 否则表示被占用;

$p_{v \rightarrow u}$: 节点 v 连接着邻居 u 的端口;

$r_{s,d}$: 光路连接建立请求, 光路的起止节点 $(s, d \in V)$ 为已知量, $r_{s,d}$ 的数值表示建立光通道的数目, 这里只考虑 $r_{s,d}$ 等于 1 的情况。

变量: $r_{s,d}^w$: 取值 1 或 0, 取 1 表示新光路经过波长 $w \in \Lambda$, 否则表示不经过;

$x_{u,v}^w$: 取值 1 或 0, 取 1 表示新光路经过波长链路 $e_{u,v}^w \in E^w$, 否则表示不经过;

$y_{p,q}^{w,v}$: 取值 1 或 0, 取 1 表示新光路经过节点 v 内部的内波长链路 $i_{p,q}^{v,w} \in I^{v,w}$;

限制条件:

$$\sum_{j \in V} x_{j,k}^{w,v} - \sum_{l \in V} x_{k,l}^{w,v} = \begin{cases} -r_{s,d}^{w,v}, & \text{if } k = s \\ r_{s,d}^{w,v}, & \text{if } k = d \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases}, \quad \forall w \in \Lambda, \forall k \in V, \quad (1)$$

$$\sum_{w \in \Lambda} r_{s,d}^{w,v} = r_{s,d}, \quad (2)$$

$$\begin{cases} \sum_{j,l \in P^v} y_{j,l}^{w,v} = 0, & \text{if } v = s \text{ or } d \\ \sum_{l \in P^v} y_{l,p_{j \rightarrow k}}^{w,v} = x_{j,k}^{w,v}, & \text{otherwise} \\ \sum_{l \in P^v} y_{p_{j \rightarrow k}, l}^{w,v} = x_{k,j}^{w,v}, & \text{otherwise} \end{cases}, \quad \forall w \in \Lambda, \forall v, k \in V, \quad (3)$$

$$x_{j,k}^{w,v} + x_{k,j}^{w,v} \leq 1, \quad \forall w \in \Lambda, \forall e_{j,k}^{w,v} \in E^{w,v}, \quad (4)$$

$$x_{j,k}^{w,v} \leq a_{j,k}^{w,v}, \quad \forall w \in \Lambda, \forall e_{j,k}^{w,v} \in E^{w,v}, \quad (5)$$

优化目标:

$$\text{minimize: } \sum_{w \in \Lambda, j, k \in V} d_{j,k} \cdot x_{j,k}^{w,v}. \quad (6)$$

在以上 ILP 模型中, 限制条件(1)式和(2)式为波长链路的流守恒等式, (3)式为波长链路与节点内部的内波长链路的流守恒等式, 如图 1(a)中路径 I 连续经过节点 B 两条内波长链路是不允许的。由于业务是双向的, (4)式限制光路不能同时经过某一波长链路的正反向, 如图 1(a)中路径 II 也是不允许的。(5)式保证光路经过的波长链路都未被占用, 同时, 如果一个节点的入链路与出链路都是空闲的, 那么相关联的内链路也一定是空闲的。最终优化目标[即(6)式]是光路经过的波长链路权值和取最小。

3 IPCA 动态路由算法

3.1 基于 K 最短路的 IPCA 路由机制

在受限路由问题中, K 最短路(KSP)算法经常被用来计算多条备选路径, 并从中选择符合限制条件(如光信号的物理损伤)的路径。以图 1(b)中的示例网络为例, 欲建立由节点 A 到节点 C 的连接, 若不考虑节点 B 的不对称性, Dijkstra 最短路算法只能求得 1 条最短路 $\langle A-B-C \rangle$, 然而这条路径经过了节点 B 不连通的端口, 因而是无效解。如果用 KSP(K=2)算法, 除了最短路 $\langle A-B-C \rangle$ 外还能求得次短路 $\langle A-D-B-C \rangle$ (路径 III), 经过验证可得 $\langle A-D-B-C \rangle$ 为有效解。

基于 KSP 的 IPCA(IPCA-KSP)路由机制可具

体描述如表 1 所示, 其中路径用 L 表示。通过计算多条备选路径, 而后选择其中的可行解。该机制可以在一定程度上解决 IPCA-RWA 问题。由于按备选路径开销从小到大依次分配波长, 该机制若找到解路径则必然是当前资源状况下的最优路径。然而由于 K 取有限值, 基于 KSP 的机制无法保证一定能找到存在的解路径。另一方面, 由于 KSP 算法的计算复杂度较高 $\{O[K(|V|^3)]\}^{[10]}$, 基于 KSP 机制的备选路径通常是在网络不承载任何业务时预先计算的, 因而不能根据资源的动态变化而调整, 从而增加业务阻塞。

3.2 IPCA-Dijkstra 机制

为根据资源的动态变化计算路由, 提出了一种 Dijkstra 算法的修正机制如表 2 所示。该机制在考虑节点内部端口连通性的同时, 保持了较低的计算复杂度 $[O(|V|^2)]$ 。经典的 Dijkstra 算法是对路径的贪心搜索, 每次只对已搜索到的最短路径进行扩展, 而这条路径也是到其末节点的最短路径, 且在将扩展至末节点的邻近点时始终保持优先队列 Q_{ext} 中到每个未确定最短路径的节点的路径至多有一条。IPCA-Dijkstra 机制对经典 Dijkstra 算法的修正在于路径搜索的扩展条件。一方面, 由于存在不对称节点, 最短路径仅能在相连的端口间扩展(算法第 17 行)。另一方面, 在 Q_{ext} 中保留所有已搜索的路径, 即可能有多条到达同一节点的路径。但限制每一条波长链路 $e_{u,v}^{w,v} \in E^{w,v}$ 沿节点 u 到节点 v 与沿节点 v 到节点 u 最多各被扩展一次, 而同一条波长链

表 1 基于 K 最短路的 IPCA 路由机制

Table 1 IPCA-KSP scheme

Algorithm: IPCA-KSP(G, M, R)	
1	For a selected K , calculate traditional K shortest paths ^[10] for every node pair in V without considering inner port connectivity.
2	Select valid paths under inner port connectivity constraint to form a candidate set: path $L_{alt} \leftarrow \{L_{u,v}^k \mid \forall u, v \in V, k \in \{1, 2, \dots, K\}, \text{ if } k < l, k, l \in \{1, 2, \dots, K\}, L_{u,v}^k \text{ is shorter than } L_{u,v}^l\}$.
3	Initialize $a_{u,v}^w \leftarrow 1, \forall w \in \Lambda, \forall e_{u,v}^w \in E^w$.
4	for $j \leftarrow 1$ to $ R $,
5	Initialize the solution path of $r_j(s_j, d_j, t_j, \tau_j) \in R: \xi_j^{w_j} \leftarrow \phi$.
6	for $k \leftarrow 1$ to K ,
7	if $L_{s_j, d_j}^k \in L_{alt}$, then
8	if w_j can be allocated to L_{s_j, d_j}^k , then
9	$a_{u,v}^w \leftarrow 0, \forall e_{u,v}^w \subset L_{s_j, d_j}^k$,
10	$\xi_j^{w_j} \leftarrow L_{s_j, d_j}^k$, break.

表 2 IPCA-Dijkstra 机制

Table 2 IPCA-Dijkstra scheme

Algorithm: IPCA-Dijkstra(G, M, R)	
1	Define a priority queue of extended paths: Q_{ext} , in which the paths are sorted from the shortest one to the longest one.
2	Define two extended flags $f_{u,v}^{ext}$ and $f_{v,u}^{ext}$ for every $w \in \Lambda, e_{u,v}^w \in E^w$.
3	Initialize $a_{u,v}^w \leftarrow 1, \forall w \in \Lambda, \forall e_{u,v}^w \in E^w$.
4	for $j \leftarrow 1$ to $ R $,
5	Initialize the solution path of $r_j(s_j, d_j, t_j, \tau_j) \in R: \xi_j^{w_j} \leftarrow \phi$.
6	for $w \leftarrow 1$ to $ \Lambda $,
7	Initialize $Q_{ext} \leftarrow \phi$. Initialize $f_{u,v}^{ext} \leftarrow 0, f_{v,u}^{ext} \leftarrow 0, \forall e_{u,v}^w \in E^w$.
8	if $e_{s_j, v}^w \in E^w$ and $a_{s_j, v}^w = 1$, then enqueue $e_{s_j, v}^w$ int Q_{ext} , $f_{s_j, v}^{ext} \leftarrow 1$.
9	While $Q_{ext} \neq \Phi$,
10	$L \leftarrow$ dequeue Q_{ext} .
11	Assume $L = \langle u_1, \dots, u_{n-1}, u_n \rangle, p' \leftarrow$ the port from u_{n-1} to u_n .
12	if $u_n = d_j$, then
13	if L is shorter than $\xi_j^{w_j}$, then $w_j \leftarrow w, \xi_j^{w_j} \leftarrow L$.
14	else then break.
15	else then
16	for $k \leftarrow 1$ to $ P(u_n) $,
17	if $p_k \neq p'$ and $e_{p', p_k}^w \in E^w$, then
18	Assume the neighbor node of u_n on port p_k is u_{n+1} ,
19	if $a_{u_n, u_{n+1}}^w = 1$ and $f_{u_n, u_{n+1}}^{ext} = 0$ and $e_{u_{n+1}, u_n}^w \notin L$,
20	then $f_{u_n, u_{n+1}}^{ext} \leftarrow 1$, enqueue $L \parallel u_{n+1}$ int Q_{ext} ,
21	where $L \parallel u_{n+1} = \langle u_1, \dots, u_{n-1}, u_n, u_{n+1} \rangle$.
22	for every $e_{u_n, v}^w \subset E^w, a_{u_n, v}^w \leftarrow 0$.

路 $e_{u,v}^w$ 即使沿不同方向也不能被一条路径经过两次 (算法第 19 行)。

以图 1(b) 为例, 源节点为 A, 利用经典 Dijkstra 算法可得最短路径树如图 2(a) 所示。由于无法考虑节点 B 内部的端口连通性, 路径 $\langle A-B-C \rangle$ 是无效解, 而路径 $\langle A-D \rangle$ 先被加入了 Q_{ext} 后因找到更短的路径 $\langle A-B-D \rangle$ 而被删除。IPCA-Dijkstra 机制的路径搜索过程如图 2(b) 所示, 路径 $\langle A-B-C \rangle$ 在节点 B 阻塞, 另一方

面, 可以看到, 每条单向边 (如 $\langle A \rightarrow B \rangle$ 与 $\langle B \rightarrow A \rangle$) 在搜索过程中至多出现一次, 而到每个节点, 都保留了多条路径, 其中对应最短路径的节点如蓝色标记。

首先证明, IPCA-Dijkstra 机制搜索到的路径满足限制 (1)~(5) 式。路径搜索是在波长平面进行的, 在同一波长平面, 对于源目节点 s 与 d , 必然满足 (1) 和 (3) 式; 对于中间节点 u_j , 每次扩展都从一个端口进入 u_j 而从另一个连通的端口离开, 又由于

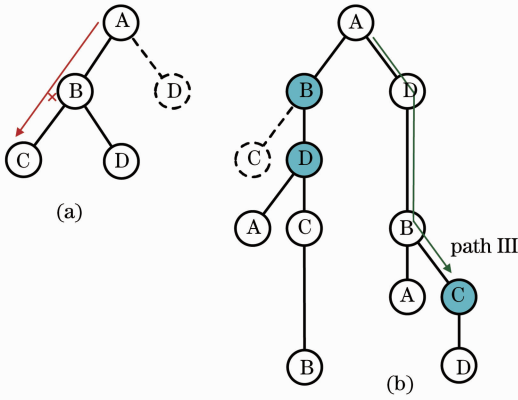


图2 路径搜索过程。(a) Dijkstra; (b) IPCA-Dijkstra
Fig. 2 Process of path searching. (a) Dijkstra;
(b) IPCA-Dijkstra

每条波长链路至多扩展一次，所以出、入链路必然是一一对应的，因而满足(1)式，每条出(入)链路也唯一对应一条连接它们的内波长链路，所以满足(3)式。IPCA-Dijkstra 机制仅扩展空闲的波长链路且不能沿不同方向经过同一链路(表 2 第 19 行)，所以满足(4)式和(5)式。IPCA-Dijkstra 机制最终在所有波长平面搜索到的路径中选取最短的一条作为解路径，因此满足(2)式。

其次证明，各个波长平面的最短路径一定在搜索路径中，那么选取所有波长平面中最短的一条则为最优解。反证法：假设某个波长平面的最短路径为 $L' = \langle s, u_1, \dots, u_n, d \rangle$ ，IPCA-Dijkstra 却没有沿此路径扩展，则一定存在 L' 上的某条波长链路已被 IPCA-Dijkstra 沿其他路径更早地扩展了，找到 L' 上已被 IPCA-Dijkstra 扩展且最靠近目的节点 d 的波长链路 $e_{j,k}$ ，假设 IPCA-Dijkstra 沿路径 $L = \langle s, \dots, j, k \rangle$ 经过 $e_{j,k}$ 。由于 IPCA-Dijkstra 中的搜索队列是优先队列，则 L 是比 L' 从节点 s 到 k 更短的路，那么 L 沿与 L' 相同的路径从节点 k 到节点 d ，将得到更短的路径，这与 L' 为最短路径的假设矛盾。

3.3 全路径搜索(EPS)机制

为检验以上两种算法的优化性能，还实现了全路径搜索算法，即枚举任意节点对间的所有可能的路径，选择其中不经过节点内部不连通端口的、经过的波长链路都空闲的、开销最小的路径，即为当前资源状况下的最优解。EPS 算法也相当于 K 为无穷大时的基于 KSP 的 IPCA 算法。但是 EPS 枚举的计算复杂度是 $O(|V|!)$ ^[11]，在大规模网络无法达到动态性要求。

4 仿真结果

仿真采用了两个网络拓扑：美国骨干网(NSFNET, 含 14 节点, 21 链路)与美国国家科学基金网(USANET, 含 24 节点, 43 链路)^[12]，假设波长数为 8。可以知道，当网络 $G = \{G^w \{V, E^w \mid w \in \Lambda\}$ 的所有节点都是对称节点时，最多具有 $\sum_{v \in V} C_{|P^v|}^2$ 条内链路，即 NSFNET 与 USANET 分别最多具有 44 条与 123 条内链路。仿真中随机的选取其中的部分内链路，且在选择过程中保证每个端口至少与本节点的另一个端口连通。为了定量的衡量网络节点内部的连通程度，定义内链路连通比 η ：

$$\eta = \frac{\sum_{w \in \Lambda} \sum_{v \in V} |I^{v,w}|}{|\Lambda| \cdot \sum_{v \in V} |C_{|P^v|}^2|} \quad (7)$$

连接请求阻塞率随业务强度 ρ 的变化情况如图 3 所示。可以看到，对两个拓扑，在所有的业务强度下，IPCA-Dijkstra 机制都能达到与 EPS 遍历法相同的最低的阻塞率，与经典 Dijkstra 算法相比，阻塞率降低 5% 以上。而基于 KSP 的机制仅在规模较小的 NSFNET 拓扑下比较有效，当 $K=4$ 时阻塞率已经接近 EPS 机制。但是在规模较大的 USANET 拓扑下，基于 KSP 的机制对阻塞率的改善不明显，当 $K=8$ 且业务强度大于每节点 2.0 厄兰时仅能达到与经典 Dijkstra 算法相近的水平，即使 $K=12$ 时，阻塞率下降的也非常有限。

业务强度一定时，阻塞率随着内链路连通比 η 的变化情况如图 4 所示。在两个拓扑中，当 $\eta = 100\%$ (即无不对称节点) 时，IPCA-Dijkstra 与经典 Dijkstra 算法是等效的，阻塞率相同。然而，随着内链路连通比降低，经典 Dijkstra 算法的阻塞率迅速增加，而 IPCA-Dijkstra 的阻塞率能够维持在较低的水平，这是由于业务强度较低，只要进行合理的路由，网络中就有足够的资源承载业务。因此，IPCA-Dijkstra 机制最适用于业务强度低、内链路连通比低的情况，此时对阻塞率的改善最为明显。另一方面，由于基于 KSP 的机制在小规模网络中更有效，图 4 中显示对 NSFNET，在内链路比低于 60% 时，阻塞率才会明显提高，而对 USANET，即使没有不对称节点，基于 KSP 机制的阻塞率也会高于经典 Dijkstra 算法。这是因为 KSP 的备选路径集是固定的，不能根据资源的变化动态调整。

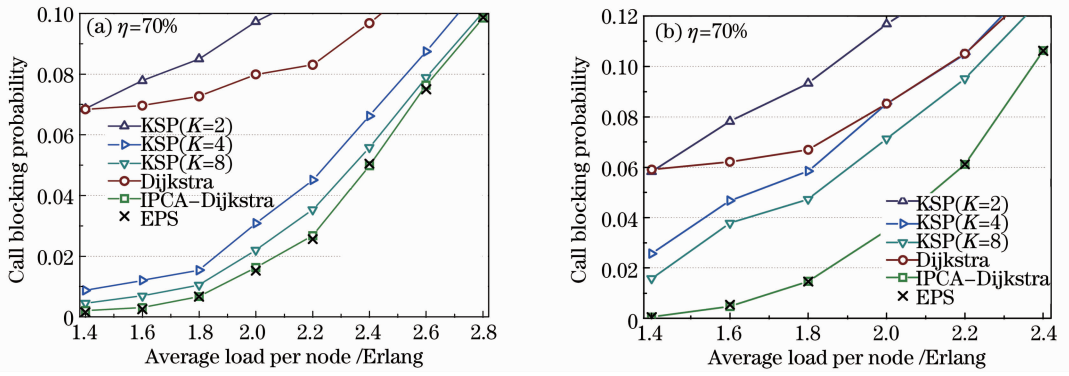


图 3 连接请求阻塞率随业务强度的变化图。(a) NSFNET; (b) USANET
Fig. 3 Call blocking probability versus load. (a) NSFNET; (b) USANET

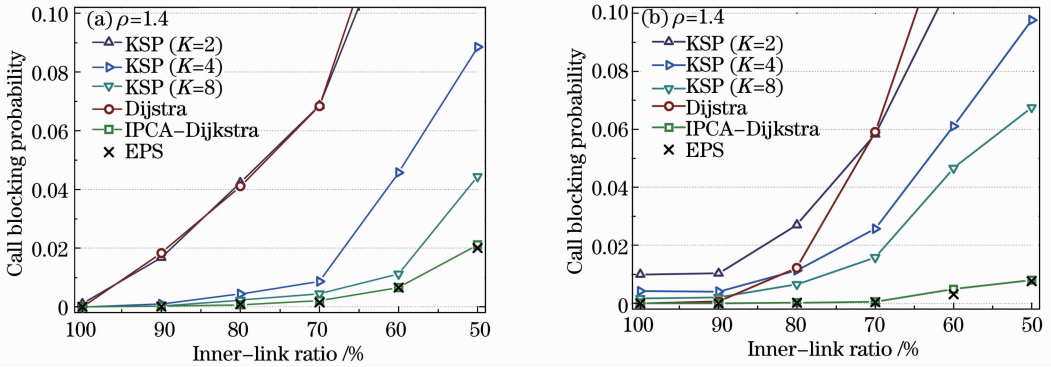


图 4 连接请求阻塞率随内链路连通比变化图。(a) NSFNET; (b) USANET
Fig. 4 Call blocking probability versus inner-link ratio. (a) NSFNET; (b) USANET

业务强度一定时,最大基本操作次数随着内链路连通比 η 的变化情况如图 5 所示。仿真中记录了不同机制时为每个连接请求计算路由时的基本操作次数,其中的最大值可以用来估计各个机制时在最坏情况下的计算复杂度。由于基于 KSP 的机制仅在网络空闲时一次性计算固定的备选路径集,当连接请求动态到达时仅为其分配波长,因此需要的基本操作次数低于其他机制, K 越小基本操作次数越少。IPCA-Dijkstra 机制与经典 Dijkstra 算法需要

的基本操作次数相当,远低于采用枚举方法的 EPS 机制。还可以看到,随着内链路连通比的降低,IPCA-Dijkstra 机制的基本操作次数略减,与经典的 Dijkstra 算法持平,而基于 KSP 的机制略有增加。这是因为经典的 Dijkstra 算法中没有考虑节点内部的端口连通性,所以不受其影响。随着内链路连通比的降低,KSP 的备选路径被阻塞的可能性增大,在波长分配过程中需要尝试更长的路径去增加操作次数,而 IPCA-Dijkstra 机制能够减少沿不连通端

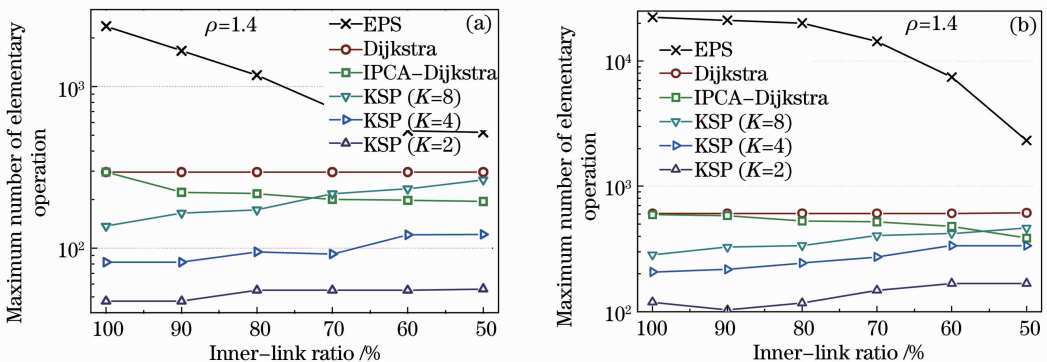


图 5 最大基本操作次数随内链路连通比变化图。(a) NSFNET; (b) USANET
Fig. 5 Maximum number of elementary operation versus inner-link ratio. (a) NSFNET; (b) USANET

口的路径扩展,因此所需的操作次数随之减少。

5 结 论

研究了考虑端口连通性的路由与波长分配问题,并建立了该问题的 ILP 模型。为了解决这个问题,提出了 3 种 RWA 机制,包括基于 IPCA-KSP 机制、IPCA-Dijkstra 机制与 EPS 机制。IPCA-Dijkstra 对经典 Dijkstra 算法的路径扩展条件进行了修正,能够找到含有不对称节点的网络中一对源目节点间的最短路径。本文证明了其算法最优性。仿真结果也显示,IPCA-Dijkstra 机制能达到与 EPS 遍历法相同的最低的阻塞率。IPCA-Dijkstra 与经典 Dijkstra 算法相比,没有增加算法复杂度 $O(|V|^2)$,远低于 EPS 机制的复杂度 $O(|V|!)$ 。而基于 IPCA-KSP 机制不能保证找到最短路径,因此仅在小规模网络比较有效。还比较了各种 IPCA-RWA 机制的阻塞率随内链路连通比的变化情况,仿真结果显示,随着内链路连通比降低(节点不对称性提高),IPCA-Dijkstra 机制对阻塞率的改善越明显。

参 考 文 献

- 1 ITU-T Rec. G. 8080/Y. 1304. Architecture for the Automatically Switched Optical Network (ASON)[S]. [2012-10-02]
- 2 Ye Bo, Chen Dehua, Yang Zhuang. Realization of WB-based ROADM and analysis of its optical path OSNR penalty[J]. *Study on Optical Communications*, 2008, **34**(4): 11~13
叶波,陈德华,杨壮. 基于 WB 的 ROADM 实现及光通道 OSNR 代价分析[J]. *光通信研究*, 2008, **34**(4): 11~13

- 3 Li Jinxing, Chen Kaixin, Zheng Yanlin. A novel asymmetric interleaver with arbitrary bandwidth ratio based on planar optical waveguide[J]. *Chinese J. Lasers*, 2012, **39**(11): 1105005
李金星,陈开鑫,郑燕琳. 基于平板光波导任意带宽比的新型非对称交错滤波器[J]. *中国激光*, 2012, **39**(11): 1105005
- 4 Le Zichun, Chen Jun, Fu Minglei *et al.*. Optical cross connection: novel architecture and performance analysis[J]. *Acta Optica Sinica*, 2011, **31**(3): 0306005
乐孜纯,陈君,付明磊等. 一种新型结构光交叉连接节点及其联网性能分析[J]. *光学学报*, 2011, **31**(3): 0306005
- 5 Hu Weisheng, Sun Weiqiang, He Hao *et al.*. Time structure and space architecture of optical switching [J]. *Laser & Optoelectronics Progress*, 2012, **49**(1): 010001
胡卫生,孙卫强,何浩等. 光交换的时间及空间结构分析[J]. *激光与光电子学进展*, 2012, **49**(1): 010001
- 6 S. Tibuleac. ROADM network design issues [C]. Conference on Optical Fiber Communication, 2009. 1~48
- 7 Bhyri Sai Kishore, Prasanna Ganesana, K. Sandesha *et al.*. CAPEX minimization through node degree reduction in a colorless and directionless ROADM architecture for flexible optical networks[J]. *Optical Switching and Networking*, 2010, **7**(4): 141~152
- 8 Greg M. Bernstein, Young Lee, Anders Gavler *et al.*. Modeling WDM wavelength switching systems for use in GMPLS and automated path computation [J]. *IEEE/OSA J. Optical Communications and Networking*, 2009, **1**(1): 187~195
- 9 Thomas H. Cormen, Charles E. Leiserson, Ronald L. Rivest *et al.*. Introduction to Algorithms[M]. Cambridge: MIT Press, 2001. 595~599
- 10 J. Y. Yen. Finding the K shortest loopless paths in a network [J]. *Management Science*, 1971, **17**(11): 712~716
- 11 Yang Liu, Nan Hua, Xin Wan *et al.*. A spectrum-scan routing scheme in flexible optical networks [C]. *SPIE*, 2011, **8310**: 83100B
- 12 Gangxiang Shen, Wayne Grover, Tee Cheng *et al.*. Sparse placement of electronic switching nodes for low-blocking in translucent optical networks[J]. *J. Optical Networking*, 2002, **1**(12): 424~441

栏目编辑: 王晓瑛