

# 파장분할다중화방식 전광통신망에서 다중홉 연결 알고리즘

정회원 김 상 완\*, 서 승 우\*

## Multihop Connection Establishment Algorithms in Wavelength-Routed Optical Networks

Sang-Wan Kim\*, Seung-Woo Seo\* *Regular Members*

※ 본 논문은 한국과학재단 특정기초연구 97-01-00-04-01-3 지원에 의하여 수행된 연구임.

### 요 약

파장분할다중화방식 전광통신망에서는 신호가 먼 거리를 진행할 경우, ASE(Amplified Spontaneous Emission) 잡음이나 누화(Crosstalk)와 같은 물리적 제약으로 인해 신호가 손상된다. 손상된 신호를 회복시키기 위해서는 광신호를 중간 노드에서 재생(signal regeneration)해야 하지만, 신호 재생은 추가의 네트워크 자원을 필요로 하기 때문에 재생 노드(Signal Regeneration Node, SRN)는 다른 광경로의 블록킹을 최소화하도록 신중히 선택해야 한다.

이 논문에서는 물리적인 제약 하에서 다중홉 방식으로 광경로를 설정하는 문제에 대해 최소비용 알고리즘(Minimal-Cost Placement Algorithm, MCPA)과 휴리스틱 알고리즘들을 제안한다. 최소비용 위치선정 알고리즘은 다이내믹 프로그래밍을 이용하여 송수신기나 파장의 부족으로 인한 다른 광경로들의 블록킹을 최소화하도록 공식화하였다.

### ABSTRACT

In wavelength-routed all-optical networks, signals are transmitted on a direct optical path, or a lightpath, in a single-hop manner without opto-electronic/electro-optic(OE/EO) conversion at intermediate nodes. However, due to the physical constraints of optical elements such as ASE noise and crosstalk, signals can be degraded on a long path. To establish a connection under such impairments, the optical signal may need to be regenerated at intermediate nodes, dividing a lightpath into two or more fragments. However, since signal regeneration at intermediate nodes requires additional network resources, the selection of these nodes should be made carefully to minimize blocking of other lightpaths.

In this paper, we deal with the problem of establishing a lightpath in a multihop manner under physical constraints. We provide both minimal-cost and heuristic algorithms for locating signal regeneration nodes(SRN). For a minimal-cost algorithm, we formulate the problem using dynamic programming(DP) such that blocking of other lightpaths due to the lack of transmitters/receivers(TXs/RXs) and wavelengths is minimized throughout the network.

### I. 서 론

파장분할다중화방식 전광통신망에서 가상망(virtual

topology) 설계에 대해 이미 많은 알고리즘들이 제안되어 있지만<sup>[1][2][3]</sup>, 지금까지 대부분의 연구는 여러가 전혀 없는 통신환경을 가정하고, 물리적 제약을 무시해 왔다. 그러나, 광신호가 먼 거리를 진행

\* 서울대학교 전기공학부(joshua74@plaza.snu.ac.kr, sseo@snu.ac.kr)  
논문번호 : 00073-0224, 접수일자 : 2000년 2월 24일

할 경우 EDFA(erbium-doped fiber amplifier)에서의 ASE(amplified spontaneous emission) 잡음이나, OXC에서의 신호 누수(signal leakage)에 기인한 누화(crosstalk), 광섬유의 비선형성 등의 물리적 제약에 의해 신호가 손상된다. 특히, WAN(Wide-Area Network)에서는 신호가 여러 개의 증폭기와 중간 노드들을 지나면서 생기는 누적 잡음을 고려해야 하며, 신호 손실은 더욱 심해진다.

이 때문에 실제로 호 연결 요청(call connection request)이 있을 때, 연결 설정을 하기 전에 광경로의 BER(Bit-Error Rate)을 측정해야 할 필요가 있다. 측정된 BER이 주어진 기준보다 낮은 경우에는 단일홉으로 광경로를 연결하는 것이 가능하지만, 그렇지 못한 경우에는 블로킹시키거나 다중홉으로 연결해야 한다. 다중홉으로 연결할 경우, 중간에서 신호를 재생해야 하며, 광경로가 BER 조건을 만족할 때까지 두개 이상의 광경로 조각으로 나눈다.

최근 연구에서 물리적인 제약을 고려하는 가상망 설계가 시도되고 있다<sup>[4][5][7]</sup>. Datta는 호 수락(call admission) 여부를 결정하기 위해 광경로의 BER을 on-line으로 계산하는 문제를 다루었다. [7]에서는 하나의 광경로에서 광경로를 얼마나 쪼개는가에 따라 세 가지 접근 방법을 제시하였다. 이중 translucent 경우는, 자원이 부족하거나 BER이 기준 값보다 높아서 광경로를 설정할 수 없을 때, 가운데 위치한 노드를 신호 재생 노드로 지정하여 광경로를 두 조각으로 나누었다. [5]에서는 측정된 BER이 기준이 되는 BER를 만족하지 못할 경우에 광경로를 다중홉으로 연결하는 휴리스틱 알고리즘을 제안하였다. 이 알고리즘은 다른 광경로의 블로킹에 미치는 효과를 최소화하기 위한 신호재생노드(signal regeneration node, SRN)의 위치를 찾아낸다.

이 논문에서는 물리적인 제약 하에서 다중홉으로 광경로를 설정하는 문제에 대해, SRN의 위치를 찾아내기 위한 최소 비용 위치선정 알고리즘(Minimal-Cost Placement Algorithm, MCPA)과 휴리스틱 알고리즘들을 제안한다. 최소 비용 위치선정 알고리즘은 다이내믹 프로그래밍으로 공식화하여 전체 블로킹을 최소화하며, 트래픽이 균일한 경우와 균일하지 않은 경우를 각각 고려한다. 다이내믹 프로그래밍을 이용한 노드 위치 선정은 DQDB(Distributed Queue Dual Bus)에서 erasure 노드의 위치선정문제<sup>[8]</sup>와 파장 변환기의 노드 위치선정문제<sup>[9]</sup>에 적용된 바 있다. 또한, 세 가지 휴리스틱 알고리즘, 즉 임의위치 선정 알고리즘(Random Placement Algorithm, RPA),

중간위치선정 알고리즘(Half Placement Algorithm, HPA), 선형위치선정알고리즘(Linear Placement Algorithm, LPA)을 제안한다.

논문은 다음과 같이 구성되어 있다. 2절에서는 문제와 용어를 정의하고 3절에서는 다이내믹 프로그래밍으로 문제를 공식화한 후, 4절에서는 세 가지 휴리스틱 알고리즘들을 제안한다. 5절에서는 링에서 성능 분석한 결과를 보여주고, 6절에서 결론을 맺는다.

## II. 문제 정의

먼저 몇 가지 용어를 정의한다. 우선 출발지 노드가  $a$ 이고 목적지 노드가  $b$ 인  $H$ 홉 경로에서 발생하는 종단간 호 요청을  $\Lambda_{a,b}$ 라고 하자. 광경로 조각(Lightpath Fragment)은 두 개의 연속적인 SRN 사이의 링크들의 집합이다. 또한 광경로 범위(Lightpath Span),  $L_s$ 는 광신호가 신호 재생 없이 갈 수 있는 최대 홉 수로 정의한다. 광경로 범위는 광소자의 물리적인 성질과 노드사이의 거리 등에 따라 달라진다. 광신호는 송수신기를 이용하여 각 노드에서 재생될 수 있으며, 송수신기는 가변(tunable) 송수신기라고 가정한다. 그림 1에서는 10 홉 거리의 광경로에서 광경로 조각과 광경로 범위의 예를 보여주고 있다.

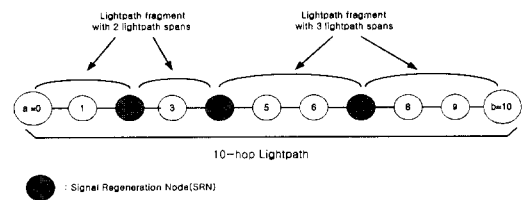


그림 1. 10홉 광경로에서 광경로조각과 광경로범위

문제를 간단히 하기 위해 BER 측정은 이전의 연구<sup>[4][5][7]</sup>에서 얻은 모델들을 통해 on-line으로 얻을 수 있다고 가정한다. 이러한 모델들을 통해 노드  $i$ 와 노드  $j$  사이에 광경로를 단일홉으로 연결할 수 있는지 나타내기 위한 변수로서  $B_{ij}$ 를 정의한다. 즉,

$$B_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{광경로가 BER 조건을 만족할 때} \\ \infty & \text{그렇지 않은 경우.} \end{cases} \quad (1)$$

이 때,  $h_i$ 를  $i$ 번째 SRN이라고 하자. 각각의 SRN이  $0 < h_i < h_{i+1} \leq H, i=1, \dots, k-1$ 일 때, 조각벡터를  $\mathbf{h} = (h_1, h_2, \dots, h_k)$ 으로 정의한다. 그림 1에서 조각 벡터는  $\mathbf{h} = (h_1 = 1, h_2 = 4, h_3 = 7)$ 이다. 목적지 노드  $H$ 가  $(R+1)$ 번째 SRN이라고 가정하고  $H$ 홉 광경로에  $R+1$ 개의 SRN이 있다고 가정하자. 그리고,  $\theta(i, j)$ 를 노드  $i$ 와 노드  $j$ 사이의 광경로 조각을 설정하는 데 필요한 비용으로 정의한다. 이 때, 다중홉으로 광경로를 설정하는 문제의 목적함수는 전체 비용을 최소화하는 조각 벡터를 찾아내는 식으로 나타낼 수 있다. 조각벡터에  $\mathbf{h} = (h_1, h_2, \dots, h_{R+1})$ 에 대해 목적함수는 다음과 같이 정의된다.

$$\min_{1 \leq R \leq H-1} \sum_{i=0}^R B_{h_i} B_{h_{i+1}} \theta(h_i, h_{i+1}). \quad (2)$$

모든 노드가 신호재생을 위한 후보노드가 될 수 있기 때문에,  $A_{a,b}$ 를 다중홉으로 설정하는 경우에 가능한 다중홉 설정의 전체 가지수는  $2^{H-1}$ 개이다. 모든 경우를 살펴보는 것은 비효율적인 접근이며, 대신 보다 효율적인 최소비용알고리즘과 세 가지 휴리스틱 알고리즘을 제시한다.

### III. 최소비용 위치선정 알고리즘

이 절에서는 MCPA를 공식화하기 위해 먼저 비용함수를 정의한다. 신호재생은 추가의 송수신기를 요구하기 때문에 SRN을 보다 신중히 선택하면 전체 블로킹을 최소화 할 수 있다는 사실로부터 비용함수를 정의할 수 있다. 트래픽이 전체 노드사이에 균일하다면, 다중홉 설정 문제는 상대적으로 이용 가능한 송수신기가 많은 노드를 선택하는 문제로 풀 수 있다. 균일한 트래픽의 경우 점유비용(Occupation Cost),  $\theta(i, j)$ 는 다음과 같이 정의된다.

정의 1 : 점유비용,  $\theta(i, j)$ 는 노드  $i$ 와 노드  $j$ 사이에 광경로 조각에 할당된 값이며,  $n_{TX}(j)$ 와  $n_{RX}(j)$ 가 각각 노드  $j$ 에서 점유되지 않은 송신기와 수신기의 개수라고 할 때, 다음과 같이 정의된다.

$$\theta(i, j) = \begin{cases} \infty & n_{TX}(j) = 0 \text{ 혹은} \\ & n_{RX}(j) = 0 \text{ 일 경우} \\ \max \left\{ \frac{1}{n_{TX}(j)}, \frac{1}{n_{RX}(j)} \right\} & \text{이외의 경우.} \end{cases} \quad (3)$$

$\theta(i, j)$ 의 값이 상대적으로 크다면, 노드  $j$ 는 송수신기의 개수가 적다는 것을 뜻한다. 신호 재생이 상대적으로 큰 점유비용을 가진 노드에서 이루어진다면 새로운 호 요청이 송수신기의 부족으로 인하여 블로킹될 가능성이 그만큼 증가할 것이다. 이러한 사실들로부터 목적함수는  $R=1, \dots, H-1$ 일 때, 조각벡터  $\mathbf{h} = (h_1, \dots, h_{R+1} = H)$ 에 대해 전체 점유비용의 최소화를 위한 목적함수를 다음과 같이 정할 수 있다.

$$\text{Minimize } \sum_{i=0}^R B_{h_i} B_{h_{i+1}} \theta(h_i, h_{i+1}). \quad (4)$$

균일하지 않은 트래픽의 경우, 어떤 노드에서의 호 요청은 더 높은 비율로 발생될 수 있기 때문에 점유비용은 균일한 경우와 다르게 정의될 필요가 있다. 균일하지 않은 점유비용을 정의하기 위해 동적회선교환 트래픽모델(Dynamic Circuit-Switched Traffic Model)을 가정한다. 이 모델에서 호 도착 분포는 포아송이며, 연결 지속 시간은 지수적으로 분포한다고 가정한다.  $N$ 을 전체 노드의 개수라고 할 때,  $i=1, \dots, N$ 에서 노드  $i$ 에 대해 호 도착의 평균 비율을  $\lambda_i$ 라고 하자. 또한, 노드  $i$ 에서 발생한 호가 노드  $j$ 로 향하게 될 확률을  $l_{ij}$ 라고 정의하고,  $l_{ii} = 0, \sum_{k=1}^N l_{ik} = 1$ 이다. 이 때, 노드  $i$ 로부터 노드  $j$ 로의 트래픽은  $t_{ij} = \lambda_i l_{ij}$ 이고, 또한 호 도착 분포는 포아송이다. 집합  $\Delta_{xi} = \{t_{x1}, t_{x2}, \dots, t_{xN}\}$ 는 출발지가 노드  $x$ 인 트래픽의 집합이고, 집합  $\Delta_{ix} = \{t_{ix}, t_{ix}, \dots, t_{ix}\}$ 는 목적지가 노드  $x$ 인 트래픽의 집합이다. 위 정의를 이용하여,  $1 \leq m, n \leq k$ 이고  $k=1, 2, \dots, N$ 에 대해 두 집합  $L_T(x, k)$ 와  $L_R(x, k)$ 을 이끌어낸다.

$$L_T(x, k) = \{p_T(x, 1), p_T(x, 2), \dots, p_T(x, k) \mid p_T(x, m) \text{은 집합 } \Delta_{xi} \text{에서 } m\text{번째로 큰 값}\} \quad (5)$$

$$L_R(x, k) = \{p_R(x, 1), p_R(x, 2), \dots, p_R(x, k) \mid p_R(x, n) \text{은 집합 } \Delta_{ix} \text{에서 } n\text{번째로 큰 값}\} \quad (6)$$

$L_T(x, k)$ 와  $L_R(x, k)$ 은 각각 집합  $\Delta_{xi}$ 와 집합  $\Delta_{ix}$ 에 대해  $k$ 번째까지의 가장 큰 값들을 가지고 있음을 주목해야 한다. 따라서, 점유비용의 분자에

서  $L_T(j, n_{TX}(j))$ 와  $L_R(j, n_{RX}(j))$ 의 원소들의 합을 구함으로써, 많은 호가 발생하는 노드에 대해 상대적으로 큰 점유비용을 줄 수 있다. 균일하지 않은 트래픽에 대한 점유비용은 다음과 같이 정의된다.

정의 2 : 균일하지 않은 트래픽에 대해  $p_T(j, m) \in L_T(j, n_{TX}(j))$ ,  $p_R(j, n) \in L_R(j, n_{RX}(j))$ 이고,  $n_{TX}(j)$ 와  $n_{RX}(j)$ 는 각각 노드  $j$ 에서 점유되지 않은 송수신기의 개수를 나타낼 때, 점유비용  $\Theta'(i, j)$ 은 다음과 같이 정의된다.

$$\Theta'(i, j) = \begin{cases} \infty & n_{TX}(j) = 0 \text{ 이거나} \\ & n_{RX}(j) = 0 \text{ 일 때} \\ \max \left\{ \frac{\sum_{m=1}^{n_{TX}(j)} p_T(j, m)}{n_{TX}(j)}, \frac{\sum_{n=1}^{n_{RX}(j)} p_R(j, n)}{n_{RX}(j)} \right\} & \text{그 외의 경우.} \end{cases} \quad (7)$$

식 (4)의 목적함수에서 전체점유비용을 최소화할 때, 균일하지 않은 트래픽과 송수신기의 부족을 둘 다 고려하기 위해서는  $\Theta(i, j)$ 대신  $\Theta'(i, j)$ 를 입력하면 된다. 다음은 위에서 정의된 점유비용을 사용하여 MCPA의 공식화 과정을 제시한다.

1. 다이나믹 프로그래밍을 사용한 문제의 공식화 문제를 공식화를 하기 전에 두 가지 용어를 정의한다.

정의 3 : 노드  $j$ 에  $m$ 번째 SRN가 위치한 모든 조각벡터의 집합은 다음과 같이 정의된다.

$$\Psi(m, j) \in \{ \mathbf{h} \in \mathbf{Z}^m : 0 < h_i < h_m = j, i = 1, \dots, m-1 \}. \quad (8)$$

정의 4 :  $Chain[0, j]$ 는 광경로  $\Lambda_{a,b}$ 에서 노드 0과 노드  $j$ 사이의 물리적인 링크들의 집합으로 정의된다.

다음은 다이나믹 프로그래밍 모델을 공식화하기 위해 세 가지 기본요소를 정의한다<sup>[11]</sup>.

1. 조각벡터  $\mathbf{h} \in \Psi(m, j)$ 에 대해 stage  $m$ 은  $m=1, 2, \dots, H$ ,  $j=m, \dots, H$ 일 때,  $Chain[0, j]$

에서 SRN의 개수에 의해 나타내어진다.

2. stage  $m$ 에서 alternative는  $Chain[0, j]$ 에서  $(m-1)$ 번째 SRN으로 나타낸다. 따라서, stage  $m$ 에서  $(j-m-1)$ 개의 alternative들이 존재한다.

3. stage  $m$ 에서의 state는 stage 1, 2, ...,  $m$ 에 할당된 전체 점유비용으로 나타내어진다. 계산할 때, state들은 단계적으로 선택하여 전체 점유비용이 최소화된다.

다음은 최소점유비용  $\alpha(m, j)$ 를 정의한다.

정의 5 : 조각벡터  $\mathbf{h} \in \Psi(m, j)$ 에 대해  $1 \leq m \leq H$ 와  $m \leq j \leq H$ 에 대해  $\alpha(m, j)$ 는 stage  $m$ 에서의 최소점유비용으로 정의된다.

$$\alpha(m, j) = \min_{m-1 \leq i \leq j-1} \{ \alpha(m-1, i) + B_{ij} \Theta(i, j) \}. \quad (9)$$

$1 \leq j \leq H$ 에 대해  $\alpha(1, j) = B_{0j} \Theta(0, j)$ 이며, 균일하지 않은 트래픽에 대해서  $\Theta'(i, j)$ 가  $\Theta(i, j)$ 를 대신한다.

결과적으로 전체최소점유비용은 다음과 같이 얻어진다.

$$\min_{1 \leq i \leq H} \alpha(i, H). \quad (10)$$

2. 파장을 고려한 최소비용 위치선정 알고리즘

광경로가 단일홉 방식으로 연결될 때, 출발지로부터 목적지까지 전체 경로에서 같은 종류의 파장만을 사용해야 하며, 이를 파장 연속 조건(Wavelength-Continuity Constraints)이라 한다. 그러나, 다중홉 방식으로 연결할 때에는 각각의 광경로 조각은 서로 다른 종류의 파장을 사용할 수 있다. 즉, 최소 전체 점유 비용으로 SRN을 얻을 지라도 광경로는 각각의 광경로 조각 내에서 파장 연속조건을 만족하는 파장이 없을 경우에는 블록킹 된다. 따라서, 보다 일반적인 상황에서는 점유 비용이 각각의 광경로 조각에서 이용가능한 파장의 개수를 포함하도록 변경해야 한다.

다음과 같이 파장을 고려한 점유비용을 정의할 수 있다.  $c_{ij}$ 를 노드  $i$ 에서 노드  $j$ 로의 광경로 조각에서 파장 연속 조건을 만족하는 파장의 개수라 하자. 또한,  $1 \leq p, q \leq N$ 일 때,  $t_{pq}^{ij}$ 를 노드  $i$ 와 노

드  $j$ 사이의 광경로 조각에서 적어도 하나의 링크를 사용하는 노드  $p$ 에서 노드  $q$ 로의 트래픽이라고 할 때,  $\Delta_{c_i}$ 를 트래픽  $t_{ij}^n$ 의 집합이라고 하자. 그 때,  $1 \leq n \leq k$ 에 대해 집합  $L_w$ 를 다음과 같이 정의한다.

$$L_w(i, j, k) = \{p_w(i, j, 1), p_w(i, j, 2), \dots, p_w(i, j, k) | p_w(i, j, n) \text{은 집합 } \Delta_{c_i} \text{에서 } n\text{-번째로큰 값}\}. \quad (11)$$

이때, 우리는 변경된 점유비용,  $\Theta_w(i, j)$ 와  $\Theta'_w(i, j)$ 를 다음과 같이 정의한다.

정의 6 : 점유비용은 노드  $i$ 와 노드  $j$ 사이에서 광경로 조각에 할당된 값이며,  $p_T(j, l) \in L_T(j, n_{TX}(j))$ ,  $p_R(j, m) \in L_R(j, n_{RX}(j))$ ,  $p_w(i, j, n) \in L_w(i, j, c_{ij})$ 이고,  $n_{TX}(j)$ 와  $n_{RX}(j)$ 는 노드  $j$ 에서 이용 가능한 송수신기의 개수라고 할 때, 다음과 같이 정의된다. 균일한 트래픽 분포일 때 :

$$\Theta_w(i, j) = \begin{cases} \infty & n_{TX}(j) = 0 \text{ 또는 } n_{RX}(j) = 0 \\ & \text{또는 } c_{ij} = 0 \text{ 일 때} \\ \max \left\{ \frac{1}{n_{TX}(j)}, \frac{1}{n_{RX}(j)}, \frac{1}{c_{ij}} \right\} & \text{그 외의 경우.} \end{cases} \quad (12)$$

균일하지 않은 트래픽 분포일 때 :

$$\Theta'_w(i, j) = \begin{cases} \infty & n_{TX}(j) = 0 \text{ 또는 } n_{RX}(j) = 0 \\ & \text{또는 } c_{ij} = 0 \text{ 일 때} \\ \max \left\{ \frac{\sum_{l=1}^{n_{TX}(j)} p_T(j, l)}{n_{TX}(j)}, \frac{\sum_{m=1}^{n_{RX}(j)} p_R(j, m)}{n_{RX}(j)}, \frac{\sum_{n=1}^{c_{ij}} p_w(i, j, n)}{c_{ij}} \right\} & \text{그 외의 경우.} \end{cases} \quad (13)$$

변경된 점유비용을 고려하여 앞에서 구한 재귀식 (recursive equation)을 다시 쓸 수 있다.

$$a(m, i) = \min_{m-1 \leq i \leq j-1} \{a(m-1, i) + B_{ij} \Theta_w(i, j)\}. \quad (14)$$

#### IV. 휴리스틱 위치 선정 알고리즘

4절에서는 SRN을 찾아내는 세 가지 휴리스틱 알

고리즘을 제안하고, 각각의 알고리즘에서 요구하는 SRN의 개수를 얻는 식을 유도한다. 그러나, 이 세 가지 알고리즘은 중간노드의 점유 비용을 고려하지 않았기 때문에 비효율적인 SRN을 얻을 수 있음을 주목할 필요가 있다.

#### 1. 임의 위치 선정 알고리즘

RPA는 광경로의 출발지와 목적지 사이의 노드 가운데서 SRN을 임의로 선택한다. 알고리즘은 모든 광경로 조각이 주어진 BER 조건을 만족할 때까지 계속하여 재귀적으로 SRN을 구해 나간다.

RPA에서 SRN의 개수는 재귀관계식을 이용하여 얻을 수 있다. 우리는 먼저  $\Delta_{a,b}$ 에서 광경로 범위  $L_s$ 는 고정되어 있다고 가정한다. 그 때, 호 요청을 설정하는데 필요한 SRN의 평균 개수를  $N_s(a, b) = N_s(b, a)$ 이라고 하자. SRN  $i$ 를 임의로 얻었을 때, 광경로는 노드  $a$ 부터 노드  $i$ 로의 광경로 조각과 노드  $i$ 로부터 노드  $b$ 로의 광경로 조각으로 나뉜다. 따라서, 다음과 같이 재귀식을 유도할 수 있다.

$$N_s(a, b) = \frac{1}{b-a-1} \sum_{i=a+1}^b [N_s(a, i) + N_s(i, b) + 1]. \quad (15)$$

위 식의 초기값은 광경로 범위  $L_s$ 에 따라 달라지며,  $N_s(1), N_s(2), \dots, N_s(L_s) = 0, N_s(L_s+1) = 1$ 이다. 예를 들면,  $L_s$ 는 3일 때,  $N_s(1) = 0, N_s(2) = 0, N_s(3) = 0, N_s(4) = 1$ 이다.

#### 2. 중간 위치 선정 알고리즘

HPA는 광경로의 중간에 위치한 노드를 SRN으로 선택하고 모든 광경로 조각이 주어진 BER 조건을 만족할 때까지 각각의 광경로 조각을 계속 재귀적으로 반으로 나눈다.

RPA에서처럼 SRN의 개수를 재귀식을 사용하여 얻을 수 있다.  $N_h(a, b) = N_h(b-a)$ 를  $\Delta_{a,b}$ 에서의 SRN의 개수라고 정의하면

$$N_h(a, b) = N_h(b-a) = \begin{cases} 2N_h\left(\frac{b-a}{2}\right) + 1 & b-a \text{가 짝수일 때} \\ N_h\left(\frac{b-a-1}{2}\right) + N_h\left(\frac{b-a+1}{2}\right) & b-a \text{가 홀수일 때.} \end{cases} \quad (16)$$

광경로 범위가  $L_s$ 로 고정되어 있다고 하면, 초기 값은  $N_k(L_s) = 0, N_k(L_s + 1) = 1, \dots, N_k(2L_s - 1) = 1, N_k(2L_s) = 1$ 이다.

### 3. 선형 위치 선정 알고리즘

LPA는 출발지로부터 목적지까지 순서대로 SRN을 찾아나간다. 어떤 노드  $x$ 에 대해  $c(x)$ 를 BER 조건을 만족하여 노드  $x$ 로부터 연결할 수 있으면서, 목적지에 가장 가까운 노드로 정의한다. 만약 노드  $c(x)$ 에 이용 가능한 송수신기와 파장이 있다면  $c(x)$ 를 SRN으로 선택한다. 그렇지 않다면, 그 다음으로 목적지에서 가장 가까우면서 노드  $x$ 로부터 연결될 수 있는  $c(x)-1$  노드를 SRN의 후보노드로 선택한다. 이 경우 역시 노드  $x$ 와  $c(x)-1$ 노드 사이에 광경로 조각에 이용 가능한 송수신기와 파장이 있는지 조사한 후, 만약  $c(x)-1$ 이 선택된다면, LPA는  $c(x)-1$  노드로부터 다음 SRN을 찾기 시작한다. 만약  $x+1$ 노드와  $c(x)$ 사이의 모든 노드를 후보노드로 조사해 봤음에도 불구하고 이용 가능한 노드가 없다면 연결 요청은 블록킹된다. 목적지가 이러한 방식으로 연결될 수 있으면, LPA 알고리즘은 성공적으로 수행하게 된다.

SRN의 개수는 고정된 광경로 범위  $L_s$ 에 대해  $N_k(a, b) = N_k(b - a)$ 를 정의함으로써 얻어진다.

$$N_k(a, b) = N_k(b - a) = \left\lceil \frac{b-a}{L_s} \right\rceil - 1. \quad (17)$$

### V. 성능 분석

이 절에서는 앞 절에서 제시된 알고리즘들의 성능 분석을 한다. 25개 노드를 가진 양방향 링에서 모의실험을 수행하였다. MCPA, RPA, HPA, LPA, opaque network<sup>[7]</sup>에서의 FP(Full Placement), 그리고 물리적인 계층이 이상적이라고 가정한 경우들에 대해서 서로 비교한다. FP는 모든 광경로 조각에 대해  $L_s = 1$ 인 경우를 뜻하며, 물리적이 계층이 이상적이라고 가정한 망에서는 광경로는 항상 단일홉으로 연결 가능하다. 모의실험에서 광경로 범위는 고정되어 있다고 가정하였다.

그림 2에서 MCPA에 의한 성능 향상을 분명하게 볼 수 있다. 그림 2는 10홉 경로에서 다양한 광경

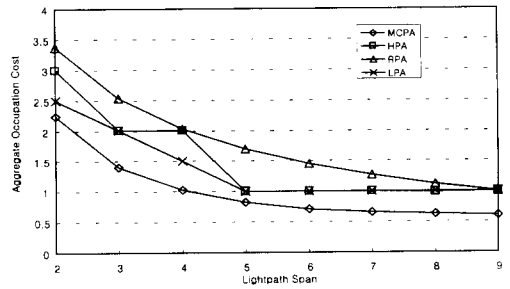


그림 2. 광경로 범위에 따른 전체점유비용의 변화

로 범위에 대해 얻은 평균 점유 비용을 보여준다. 모의실험에서  $A_{0,H=10}$ 인 광경로에서  $10^5$ 개의 중단 간 호를 발생시켰으며, 각 중간노드의 점유비용은 0 과 1사이에서 균일하게 분포되어 있다고 가정하였다. 다른 알고리즘과 MCPA를 공평하게 비교하기 위하여 휴리스틱 알고리즘에 대해 목적지의 점유비용을 전체 점유비용에 포함시켰다. LPA의 SRN의 개수는 HPA와 LPA의 SRN 개수보다 적기 때문에 LPA는 더 낮은 전체 점유비용을 나타내었다. MCPA는 가장 낮은 점유비용을 보였으며, 이러한 성질은 더 좋은 블록킹 성능을 보여주게 된다.

다음으로는 25개의 양방향 노드에서 각 알고리즘의 블록킹 확률을 구하였다. 링은 링크 부하간에 큰 상관성을 가지고 있는 망의 형태이다. 그러한 상관성은 다른 호 요청의 블록킹을 최소화하는 MCPA의 특징을 보여주는 데 유리할 것이다. 이 모의실험

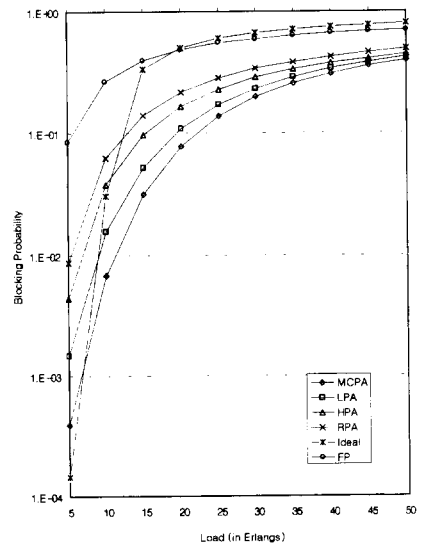


그림 3. 송수신기 4개, 파장 8개일 때의 블록킹 확률

에서는 각 노드의 호 요청은 포이송 분포를 따른다고 가정한다. 한 노드에서 발생한 호 요청은 트래픽 분포가 균일한가 혹은 균일하지 않은가에 따라서 같은 확률 혹은 다른 확률로 목적지 노드를 정한다.

$10^6$ 개의 호를 발생시켰고, 지수적으로 분포하는 호 지속시간을 가정하였다. 최단거리 고정 라우팅 알고리즘을 사용하였고, 이용 가능한 파장 중에 가장 낮은 인덱스를 가진 파장부터 할당하는 First-Fit 파장 할당 알고리즘을 이용하였다<sup>[3]</sup>.

그림 3에서는 균일한 트래픽, 송수신기 4개, 파장 8개, 그리고,  $L_2=4$ 일 때의 경우에 대해 MCPA와 다른 알고리즘들의 성능을 비교하였다. MCPA는 예상했던 대로 가장 좋은 성능을 보이고 LPA, HPA, RPA, 그리고 FP순서로 좋은 성능을 보였다. 송수신기의 개수가 상대적으로 파장의 개수보다 적을 때, 알고리즘의 성능은 송수신기를 얼마나 효율적으로 사용했는가에 의하여 좌우되므로, MCPA는 다른 위치선정알고리즘에 비해 좋은 성능을 보인다. 그러나, 그림 4에서처럼 송수신기의 개수가 증가할수록 성능의 차이는 줄어들며, 이는 파장의 부족 때문에 생기는 블로킹이 대부분을 차지하기 때문이다. 그림 4에서는 FP의 성능이 크게 향상되고 있음을 볼 수 있다. 이는 FP는 송수신기가 충분할 때 파장을 가장 효율적으로 사용하는 알고리즘이기 때문이다. 또한, MCPA에 파장의 개수까지 고려하는 점유비용  $\theta_w(i,j)$ 를 적용하였다. 그림에서  $\theta_w(i,j)$ 를 사용한 MCPA(W)는  $\theta(i,j)$ 를 사용한 MCPA보다 좋은

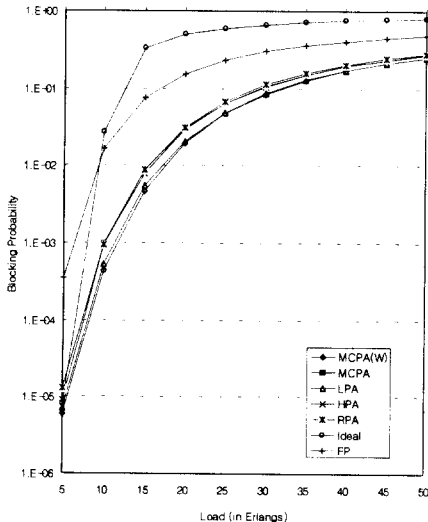


그림 4. 송수신기 16개, 파장 8개일 때의 블로킹 확률

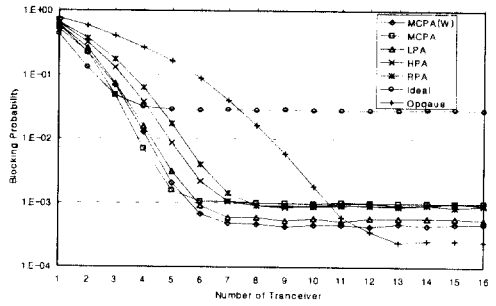


그림 5. 송수신기 개수에 대한 블로킹 확률의 변화

성능을 보여주고 있음을 확인할 수 있다.

그림 5에서는 파장 8개,  $L_s=4$ 이고 트래픽 부하가 10 Erlangs일 때 송수신기 개수에 대한 블로킹 확률을 보여준다. 상대적으로 적은 개수의 송수신기에 대해  $\theta(i,j)$ 를 사용한 MCPA는 좋은 성능을 보여준다. MCPA, HPA, RPA는 송수신기의 개수가 증가함에 따라 성능차이가 줄어드는 반면, MCPA(W)는 송수신기의 개수에 상관없이 좋은 결과를 보여주고 있다. 이상적인 경우의 성능은 파장 연속조건 때문에 그리 좋지 않다. 다른 한편으로 FP는 블로킹 성능이 매우 빠르게 향상된다. 이는 광경로 조각이 짧아지면, 파장 연속 조건에 의한 블로킹이 줄어들기 때문이다. 12개 이상의 송수신기를 가질 때 FP는 가장 낮은 블로킹 확률을 가지지만, 그만큼 하드웨어 비용이 많이 들게 된다.

그림 6에서는 송수신기 4개, 파장 8개일 때,

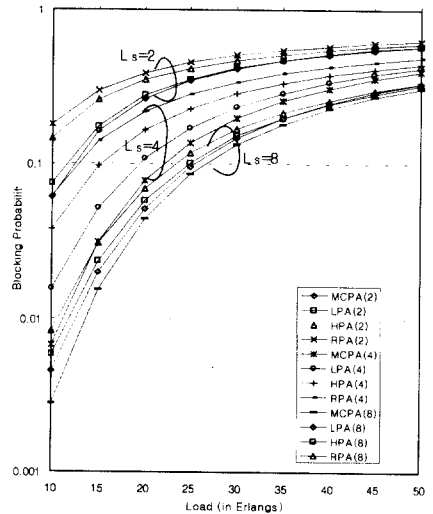


그림 6 :  $L_s=2,4,8$ 일 때 블로킹 확률

$L_s=2, 4, 8$ 인 각각의 경우에 대해 블로킹 확률을 서로 비교하였다. 알고리즘 간에 성능 차이는  $L_s=2, 8$ 일 때보다  $L_s=4$ 일 때 더 크다. 이는 광경로 범위가 너무 짧으면, SRN을 찾아내는데 선택의 여지가 별로 없고, 광경로 범위가 너무 길면 적은 수의 SRN으로도 광경로 설정이 가능하기 때문에 알고리즘의 성능을 보일 수 있는 기회가 줄어들기 때문이다. 그림 7에서는 송수신기 4개, 파장 8개, 10 Erlangs의 트래픽 부하를 주었을 때 블로킹 확률을 광경로 범위에 대한 함수로 나타냈다.  $L_s=4$ 일 때 성능의 차이가 많이 나고 있음을 확인할 수 있다.

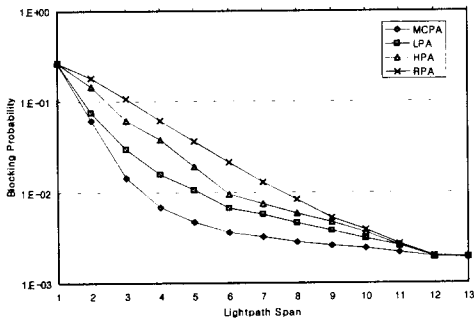


그림 7. 광경로 범위에 따른 블로킹 확률의 변화

균일하지 않은 트래픽의 경우, 노드  $i$ 와 노드  $j$  사이의 확률  $l_{ij}$ 는  $i=1, \dots, 25$ 에 대해  $\sum_{k=1}^{N=25} l_{ik} = 1$ 를 만족하면서 임의로 발생하도록 하였다. 이때,  $\lambda_i$ 들은

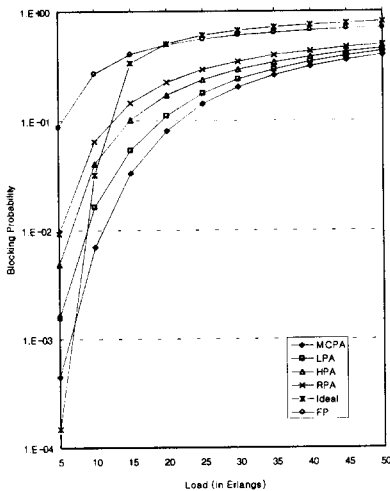


그림 8. 균일하지 않은 트래픽 하에서 블로킹 확률

모든 노드에서 동일하도록 하였다. 그림 10에서는 송수신기 4개, 파장 8개,  $L_s=4$ 인 경우,  $\theta(i, j)$ 를 사용한 MCPA가 가장 좋은 성능을 보여준다.

표 2. 알고리즘의 실행시간

HPA	LPA	MCP
$O(\log_2 H)$	$O(H)$	$O(H^3)$

## VI. 결론

이 논문에서는 다중홉 방식으로 광경로를 설정하는 문제를 다루었다. 다이내믹 프로그래밍을 이용하여 공식화한 MCPA와 세가지 휴리스틱 알고리즘들을 제안하였다. 균일한 트래픽과 균일하지 않은 트래픽 두가지 경우 모두에 대해 MCPA는 파장이나 송수신기의 부족에 의한 다른 광경로의 블로킹을 최소화 하였다. 표 1은 MCPA와 휴리스틱 알고리즘들의 실행시간을 비교하고 있다. 시뮬레이션을 통해 우리는 각각의 알고리즘이 광경로 범위나 송수신기와 파장의 개수에 따라 다양한 블로킹 성능을 보여주고 있음을 확인하였으며, MCPA는 다른 어떤 알고리즘보다 더 좋은 블로킹 성능을 보여주고 있음을 발견하였다. 특히, MCPA는 긴 평균 홉 거리, 적절한 광경로 범위의 길이, 그리고 큰 트래픽간의 상관성의 조건이 있을 때, 다른 알고리즘보다 더 좋은 성능을 보였다.

## 참고 문헌

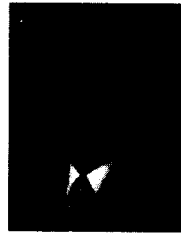
- [1] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan, "Disign of logical topologies for wavelength-routed optical networks", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol.14, No.5, pp.840-851, Jun. 1996.
- [2] Z. Zhang and A. S. Acampora, "A heuristic wavelength assignment algorithm for multihop WDM networks with wavelength routing and wavelength re-use", *IEEE/ACM Trans. on Networking*, Vol.3 No.5, pp.281-288, Jun. 1995.
- [3] A. Mokhtar and M. Azizoglu, "Adaptive wavelength routing in all-optical networks", *IEEE/ACM Trans. on Networking*, Vol.6, No.2,



pp.197-206, April. 1998.

- [4] D. Datta, B. Ramamurthy, H. Feng, J. P. Heritage, and B. Mukherjee, "BER-based call admission in wavelength route optical networks", in *Proc. OFC'98*, 1998.
- [5] J. Y. Youe and S. W. Seo, "An algorithm for virtual topology design in WDM optical networks under physical constraints" , in *Proc. ICC'99*, Jun. 1999.
- [6] B. Mukherjee, *Optical communication networks*, New York: McGraw-Hill, 1997.
- [7] B. Ramamurthy, H. Feng, D. Datta, J. P. Heritage, and B. Mukherjee, "Transparent vs. opaque vs. translucent wavelength-routed optical networks", in *Optical Fiber Communication (OFC'99) Technical Digest*, San Francisco, Feb. 1999.
- [8] B. Narahari, S. Shende, and R. Simha, "Efficient algorithms for erasure node placement on slotted dual bus networks", *IEEE/ACM Tran. Networking*, Vol.4, No.5, pp.779-784, Oct. 1996.
- [9] S. Subramaniam, M. Azizoglu, and A. K. Somani, "On Optimal Placement in Wavelength-Routed Networks", *IEEE/ACM Trans. On Networking*, Vol.7, No.5, pp.754-766, Oct. 1999.
- [10] Thomas H. Cormen, Charles E. Leiserson, Ronald L. Rivest, *Introduction to algorithms*, Massachusetts: The MIT Press, 1990.
- [11] Hamdy A. Taha, *Operations research*, New Jersey: Prentice Hall, 1997.

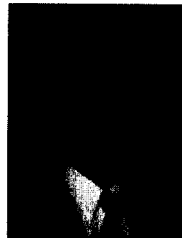
김 상 완(Sang-Wan Kim)



1999년 2월 : 서울대학교  
전기공학부 졸업  
1999년 2월~현재 : 서울대학교  
전기공학부 석사과정  
<주관심 분야> 고속통신망  
Optical Internet

서 승 우(Seung-Woo Seo)

정회원



1987년 2월 : 서울대학교  
전기공학과 졸업  
1989년 2월 : 서울대학교  
전기공학과 석사  
1990년 3월~1991년 6월 :  
서울대학교 전기공학과  
기초 전력 연구소 및  
계측 공학과 연구원  
1993년 8월~1994년 7월 : 미국 펜실베니아 주립대  
학 전산공학과 조교수  
1994년 8월~1996년 7월 : 미국 프린스턴 대학 전  
기공학과 및 POEM연구소 연구원(미국  
과학 재단 선발 연구원)  
1996년 9월~현재 : 서울대학교 전기공학부 조교수  
<주관심 분야> 고속 통신망, 광 통신망, 유/무선 교환  
시스템