DBpia

論文 98-23-8-1

WDM 광전달망에서 최소 파장 수를 갖는 경로설계 및 파장할당

正會員 박 구 현*, 우 재 현**

A Design of Routing Path and Wavelength Assignment with Minimum Number of Wavelengths in WDM Optical Transport Network

Koohyun Park*, Jae-Hyun Woo** *Regular Members*

※본 논문은 정보통신부 대학기초연구지원사업(과제관리번호 : 96184-CT-I1)의 지원금에 의해 수행되었음.

요 약

본 논문은 단일홉 WDM 광전달망에서 경로설정 및 파장할당을 위한 효율적인 설계를 고려한다. 노드쌍간의 하나의 연결은 하나의 광경로로 이루어지고 노드쌍간 연결수요는 주어진 것으로 한다. 파장변환을 허용하지 않고 물리망은 주어진 것으로 가정한다. 본 논문에서는 노드쌍의 모든 연결 수요를 만족하는 최소 파장수를 갖는 광경로 설정 및 파장할당 방법을 제시한다. 이를 위해 먼저 최적화 모형을 제시하고 모형의 해를 제공하는 발견적 알고리즘을 제시한다. 발견적 알고리즘을 구현하고 실제 규모의 망에 적용하여 결과를 최적화 상용코드인 GAMS/OSL의 결과와 비교하고, Wauters & Demeester [8] 연구 결과와도 비교한다.

ABSTRACT

This paper considers the efficient design of routing path and wavelength assignment in the single-hop WDM optical transport networks. The connection demands between node-pairs are given and a connection must be made by only one lightpath. It is assumed that no wavelength conversion is allowed and the physical topology of the network is given. This paper proposes a method to find the routes of lightpaths and assign wavelengths to the routes, which minimizes the number of total wavelengths to satisfy all connection demands. We establish a new optimization model that finds the minimum number of wavelengths. A heuristic algorithm with polynomial iterations is developed for the problem. The algorithm is implemented and applied to the networks with real problem size. The results of the application are compared with the commercial optimization solver, GAMS/OSL and Wauters & Demeester [8].

* 홍익대학교 산업공학과
** 대우 정보시스템 EMS 시스템부
論文番號 : 97251-0721
接受日字 : 1997年 7月 21日

www.dbpia.co.kr

I. 서 론

WDM(Wavelength Division Multiplexing)은 파장 분할수에 따라 대량의 신호전송이 가능한 방식으로 하나의 광섬유를 통해 각각의 파장을 분산함으로써 각 파장의 굴절률 차이를 이용해 광신호를 목적지로 전송하는 기술이다. 하나의 파장으로 이루어지는 각 채널들은 앞으로 10-20 Gbps의 전송이 가능하며 20-100개의 파장을 사용할 수 있는 망이 가능할 것으로 기대된다. 그렇게 되면 Tera bps 까지의 전송용량도 가능해진다. 따라서, WDM 기반 광전달망은 초고속 정보통신망의 물리계층의 기반구조를 제공할 것으로 기대된다.

그러나 광섬유의 물리적 특성과 관련 응용소자의 기술적 제약으로 이용 가능한 파장의 수는 제한되므로 파장은 망의 주요 자원이 된다. 또한 같은 파장의 빛은 파동의 간섭효과로 인해 동시에 동일한 광섬유로 전송이 불가능하다. 더구나 파장변환기(wavelength converter)를 이용하지 않는 경우, 즉 전송중 파장변환을 허용치 않는 경우, 노드쌍간 연결경로는 하나의 파장만으로 이루어져야 한다. 이러한 제약들로 인해 요구 연결경로들을 어떻게 설계하고, 각 연결경로에 어떠한 파장을 할당하느냐에 따라 파장 사용의 효율성이 결정된다.

본 논문은 주요 도시간을 연결하는 장거리 WDM 광전달망에서 효율적인 광경로 설계 방법을 제시한다. 즉, 최소 파장수로 광경로의 경로설정 및 파장할당을 결정하는 알고리즘을 제시하고자 한다. 전송망 설계 관점에서 노드간의 트래픽 변화율은 크지 않기 때문에 각 노드쌍간의 연결수요는 고정된 것으로 가정한다. 또한, 본 논문은 단일홉(single-hop) 광전달망을 대상으로 한다. 즉 노드쌍간의 신호 전송은 미리 설정된 하나의 광경로만을 이용한다. 만약, 두 노드간의 신호전송이 두 노드간 전용 광경로가 아니라 미리 설정된 복수개의 광경로를 경유하여 이루어진다면 그것은 다중홉(multi-hop) 광경로가 된다. 본 논문은 노드쌍간 단일홉 광경로를 가정하므로 중간에 전/광 변환이 일어나지 않고 중간노드에 버퍼가 없는 망구조이다. 또한, 파장변환기로 인한 파장변환을 허용치 않고 물리망은 주어진 것으로 가정한다. 본 논문은 이러한 가정 하에서 연결 요구 노드쌍들의 연결수요를 모두 만족시키는 데 필요한 파장수를 최소화하는 광경로 설계 방법을 제시한다.

최소 파장수를 구하는 기존 연구로서 Ramaswami & Sivarajan [7] 및 Wauters & Demeester [8]의 연구가 있다. Ramaswami & Sivarajan은 노드쌍간 지연과 광경로의 논리망의 차수(degree) 제한 하에서 최소 파장수를 갖는 알고리즘을 제시하였으며, Wauters & Demeester는 본 연구와 같은 가정 하에서 최소 파장수를 위해 최단경로(shortest path)와 graph coloring 개념을 이용하여 발견적 알고리즘을 제시하여 근사해를 제공하였다.

본 논문에서는 증가경로(augmenting path)와 재경로과정(rerouting process)의 개념을 이용하여 최소 파장수를 갖는 경로설계 및 파장할당 알고리즘을 제시한다. 사실 제시하는 알고리즘은 참고문헌[1]의 공정성을 갖는 경로설계 및 파장할당 문제의 알고리즘과 비교할 수 있다. 또한 참고문헌[2]에서는 최소 파장수의 이론적 하한값을 제시한 바 있는 데, 본 연구에서는 실제 최소 파장수를 구하는 최적화 모형 및 발견적 알고리즘을 제공한다. 즉, 본 연구는 [1]과 [2]의 계속 연구이며 같은 문제를 다룬 [8]의 연구와는 알고리즘의 성능을 비교할 수 있는 성격의 연구이다.

본 논문의 구성은 2절에서 WDM 광전달망의 구조와 경로설계 및 파장할당의 특성을 소개하고, 3절에서는 최소 파장수의 하한값을 구하는 최적화모형을 수립한다. 4절에서는 발견적 알고리즘을 제시하고, 5절에서는 알고리즘 적용 결과를 보인다. 마지막으로 6절은 결론이다.

II. WDM 광전달망

WDM 광전달망은 그림 1과 같이 광링크에 의해 연결된 노드들로 구성되며 각 노드들은 제한된 수의 전송기(transmitter), 수신기(receiver) 및 하나의 라우터(router)로 구성된다. 각 링크에는 특정의 파장들이 할당된 광경로가 경유되며 각 링크는 무방향(undirected)이다. 그림 2와 같이 라우터는 한 개의 파장을 다른 파장과 독립적으로 하나의 입력노드에서 임의의 출력노드로 루팅할 수 있다. 즉, W개의 파장을 갖는 WDM 광전달망에서 k개의 입·출력 장치를 가진 라우터는 W개의 독립적인 $k\times k$의 재구성 가능한 광스위치(reconfigurable optical switch)를 가지고 있는 것으로 간주 될 수 있다.[7]

www.dbpia.co.kr

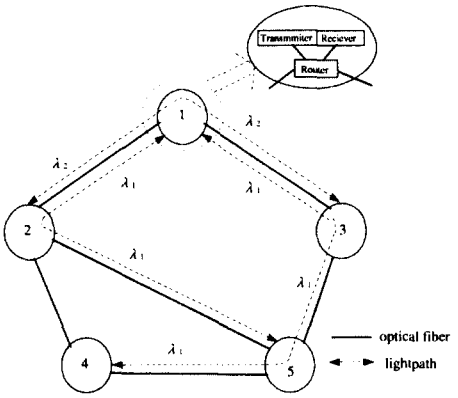


그림 1. WDM 광전달망 및 광경로
Fig. 1 WDM optical transport network and lightpaths

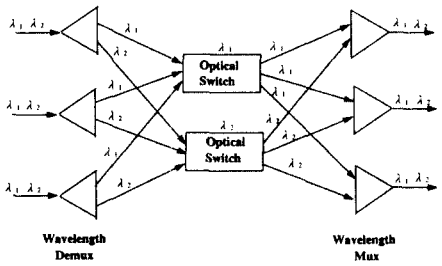
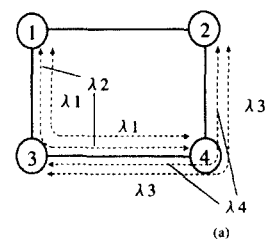


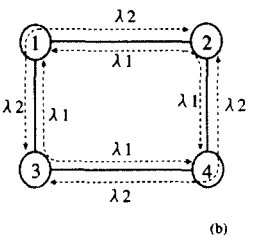
그림 2. 재구성 가능한 라우터 구조
Fig. 2 Structure of reconfigurable router

그림 1에서처럼 망의 물리적 토폴로지는 물리적인 노드와 그것들을 연결하는 광링크들의 집합을 의미하며, 이러한 물리적 토폴로지에서 노드들간에 하나의 광경로(lightpath)가 설정된다. 광경로는 두 노드간을 연결하는 하나의 경로와 그 경로에 할당된 하나의 파장으로 이루어진다. 그림 1에서 보면 노드1과 노드5간에는 경로 1-2-5와 그 경로에 파장 λ_1이 할당되어 하나의 광경로가 설정되어 있다. 파장변환이 허용되지 않을 경우 이처럼 한 경로에 한 개의 파장만이 할당됨으로써 경로에 속한 모든 링크들은 같은 파장으로 연결된다. 우리는 이것을 파장 연속성의 제약(wavelength continuality constraint)이라고 부른다.[4] 또한 만약 두 개의 광경로가 하나의 링크를 공유한다면 이 두 광경로는 같은 파장을 할당받을 수 없다. 즉, 각 링크서는 한 파장에 대해 한 번만 할당받을 수 있다. 만약 한 링크에 대해 같은 파장이 중복되어 할당되면 파장충돌(wavelength conflict)이 일어났다고 한다.[4] 이러한 파장 연속성의 제약과 파장충돌 현상은 WDM 광전달망에서의 광경로 설계를 회선망의 경로설계보다 복잡하게 만들며, 효율적인 경로설정 및 파장할당을 요구하게 된다.

파장 연속성의 제약과 파장충돌 현상으로 인하여 생기는 WDM 광전달망에서 노드쌍간의 연결경로 설정 및 파장할당과 요구 연결수를 만족시키는데 필요한 파장수와의 관계를 그림 3 및 그림 4가 보여준다. 그림 3에서 노드쌍간의 연결요구는 노드1과 노드4, 노드2와 노드3간에 각각 두 개라고 가정한다. 먼저 그림 3(a)처럼 노드1과 노드4간의 연결경로를 모두 경로 1-3-4로 하고, 노드2와 노드3간의 연결경로를 모두 2-4-3으로 한다면 그림에서처럼 링크 (3,4)에 4개의 부하(load)가 걸리므로 두 노드쌍의 연결 요구수를 모두 만족시키기 위해서는 최소한 4개의 파장이 필요하게 된다. 그러나 그림 3의 (b)처럼 노드1과 노드4간의 연결경로를 경로 1-3-4와 1-2-4로 하고, 노드2와



연결요구 노드쌍	연결 경로	할당 파장
(1, 4)	1-3-4 1-3-4	λ1 λ2
(2, 3)	2-4-3 2-4-3	λ3 λ4



연결요구 노드쌍	연결 경로	할당 파장
(1, 4)	1-2-4 1-3-4	λ1 λ1
(2, 3)	2-1-3 2-4-3	λ2 λ2

그림 3. WDM 광전달망에서의 경로설계:
(a) 사용 파장수가 4개인 경우
(b) 사용 파장수가 2개인 경우
Fig. 3 Routing of lightpath in WDM optical transport network:
(a) Design with 4 wavelengths
(b) Design with 2 wavelengths

www.dbpia.co.kr

노드3의 연결경로를 2-1-3, 2-4-3으로 한다면 연결 요구수를 만족시키는데는 필요한 최소 파장수는 2개면 된다. 이처럼 연결을 요구하는 노드쌍간에 연결경로를 어떻게 설정하느냐에 따라 연결 수요를 만족하는 최소 파장수는 달라진다.

그림 4는 같은 연결경로를 갖더라도 연결경로별 파장할당을 어떻게 하느냐에 따라 연결수요를 만족하는 최소 파장수가 달라지는 것을 보여주는 예이다. 그림 4에서 연결요구 노드쌍과 연결경로가 그림과 같이 주어졌고, 연결 요구수는 모두 1개라고 가정한다. 그림 4의 (a)에서 연결경로 1-2-6에 대해 파장λ_1을 할당하고, 연결경로 5-3-4에도 파장λ_1을 할당하였다. 연결경로 2-3-4는 링크 (3,4)에 파장λ_1이 할당되어 있으므로 새로운 파장λ_2를 할당하였다. 연결경로 5-3-2는 링크 (5,3)에 파장λ_1이 링크 (3,2)에는 파장λ_2가 할당되어 있으므로 새로운 파장λ_3를 할당해야 한다. 마지막으로 연결경로 1-2-3에서 링크 (1,2)에는 λ_1이 할당되어 있고, 링크 (2,3)에는 λ_2와 λ_3이 할당되어 있으므로, 연결경로 1-2-3에는 새로운 파장 λ_4를 할당해야 한다. 따라서, 그림 4의 (a)에서는 4개의 파장수가 요구된다.

반면 그림 4의 (b)에서는 연결경로 1-2-6에는 파장λ_1을 할당하고, 연결경로 5-3-4에는 새로운 파장λ_2을 할당하였다. 연결경로 2-3-4에는 링크 (3,4)에 λ_2가 할당되어 있으므로 λ_1을 할당하였다. 연결경로 5-3-2는 링크 (5,3)에 파장λ_2가 링크 (3,2)에는 λ_1와 λ_2가 할당되어 있으므로 새로운 파장λ_3를 할당해야 한다. 마지막으로 연결경로 1-2-3에서 링크 (1,2)에는 λ_1이 할당되어 있고, 링크 (2,3)에는 λ_1과 λ_3가 할당되어 있으므로, 연결경로 1-2-3에 파장λ_2를 할당할 수 있다. 즉, (a)와 같은 일련의 파장할당으로 수행하였으나 할당파장을 달리하여 연결요구를 만족하는 최소 파장수는 3개가된다.

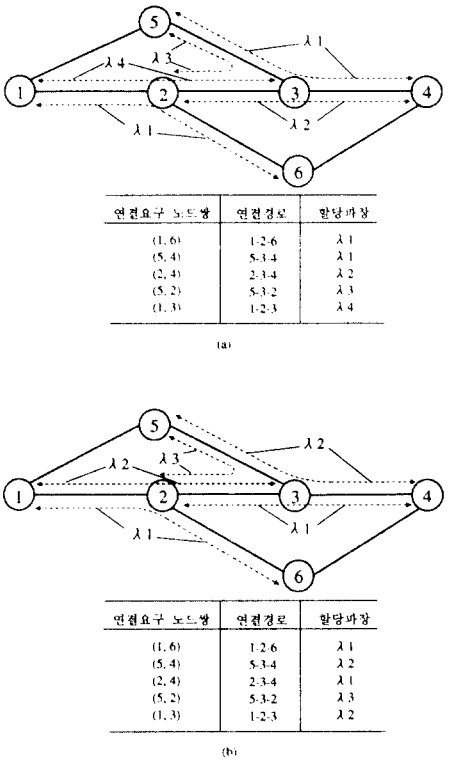


그림 4. WDM 광전달망에서의 파장할당:
(a) 4개의 파장으로 할당하는 경우
(b) 3개의 파장으로 할당하는 경우

Fig. 4 Wavelength assignment in WDM optical transport network:
(a) Assignment with 4 wavelengths
(b) Assignment with 2 wavelengths

III. 최적화 모형

본 절에서는 WDM 광전달망의 물리망 토폴로지가 주어지고, 연결 요구 노드쌍간 수요가 주어졌을 때 연결수요를 만족시키는 데 필요한 최소 파장수를 구하는 최적화 모형을 수립한다. 파장충돌을 고려하지 않은 회선망을 전제로 최소 파장수의 이론적 하한값을 제공하는 모형 연구들은 있었으나[2,7,8] 파장충돌을 고려하여 최소 파장수를 제공하는 최적화 모형은 현재 알려져 있지 않다. 제시하는 최적화 모형은 [3]의 arc-flow formulation에 기초하였다. 모형에 사용되는 기호 및 표현을 정리하면 다음과 같다.

$G=(N, E)$: 무방향 네트워크로 N은 노드집합이고 E은 무방향 링크집합이다. 링크 (i, j)와 링크 (j, i)는 구분하지 않으며 만일 $(i, j) \in E$라면 $(j, i) \in E$이다. $|E|$는 링크수를 나타낸다.

www.dbpia.co.kr

S : 연결을 요구하는 노드쌍의 수

W: 이용 가능한 파장의 총 개수, 따라서 최소 파장수는 W이하이다.

s_k : k번째 노드쌍의 근원지노드 ($k=1, \ldots, S$)

d_k : k번째 노드쌍의 목적지노드 ($k=1, \ldots, S$)

t_k : k번째 노드쌍의 연결수요 ($k=1, \ldots, S$)

f_{kl} : k번째 노드쌍이 파장 l로 연결된 연결수 ($k=1, \ldots, S$, $l=1, \ldots, W$)

x_{ijl}^k, x_{jil}^k 결정변수로 k번째 노드쌍을 위해 링크 $(i,j) \in E$에 (또는 반대 방향으로) 파장 l로 연결경로에 할당되면 1, 그렇지 않으면 0.

$\lambda_{\min}$: 결정변수로 연결수요를 만족하는 최소 파장수.

최적화 모형 ($P1$):

$$\text{Minimize} \quad \lambda_{\min} + \sum_{(i,j)\in E}\sum_{k=1}^{S}\sum_{l=1}^{W} l|E|\,(x_{ijl}^k + x_{jil}^k)$$

$$\text{Subject to} \quad \sum_{k=1}^{S}(x_{ijl}^k + x_{jil}^k) \le 1,\ (i,j)\in E,\ l=1,\ldots,W$$

$$\sum_{k=1}^{S}\sum_{l=1}^{W}(x_{ijl}^k + x_{jil}^k) \le \lambda_{\min},\ (i,j)\in E$$

$$\sum_{j:(i,j)\in E} x_{ijl}^k - \sum_{j:(i,j)\in E} x_{jil}^k = \begin{cases} f_{kl}, & i = s_k \\ -f_{kl}, & i = d_k \\ 0, & i \ne s_k \ \&\ i \ne d_k \end{cases}$$

$$k=1,\ldots,S,\ l=1,\ldots,W$$

$$\sum_{l=1}^{W} f_{kl} \ge t_k,\ k=1,\ldots,S$$

$$x_{ijl}^k, x_{jil}^k : 0 \text{ or } 1,\ (i,j)\in E,\ k=1,\ldots,S,\ l=1,\ldots,W$$

$$0 \le \lambda_{\min} \le W,\ f_{kl} \ge 0 : \text{integer},\ k=1,\ldots,S,\ l=1,\ldots,W$$

최적화 모형 ($P1$)의 목적함수는 연결수요를 만족시키는 필요 파장수를 최소화시키기 위한 식으로, 첫 번째 항은 최소 파장수를 의미하고, 두 번째 항은 필요한 수만큼의 파장이 인덱스가 적은 것부터 차례대로 사용하도록 만드는 식이다. 두 번째항의 계수 $l|E|$는 적은 인덱스의 파장부터 할당되게 역할한다. 즉, 큰 인덱스의 파장을 이용하여 두 번째 제약식을 만족시키면 목적함수가 링크수인 $|E|$만큼은 증가되기 때문에 최소화하는 과정에서 가능한 큰 인덱스의 파장 사용을 방지한다. 첫 번째 제약식은 파장충돌을 회피하기 위한 제약식이고, 두 번째 제약식은 모든 링크에서 사용되는 파장수가 최소 파장수 이하이어야 한다는 식이다. 세번째 제약식은 k번째 노드쌍이 파장 l로 f_{kl}수의 연결경로가 존재하게 해주는 제약식이고, 이는 네 번째 제약식과 함께 연결수요를 만족하도록 경로설계 및 파장할당을 보장한다. 이와 같은 최적화 모형 ($P1$)는 NP-hard 문제이다.

[정리 1] $W \ge 3$인 경우의 문제 ($P1$)의 최소 파장수 $\lambda_{\min}$이 주어진 수보다 적은가? 하는 문제는 NP-complete 하다.

(증명) 참고문헌[6]에서 SLE(Static Lightpath Establishment) 문제는 gragh-(vertex)-coloring 문제와 동등하기 때문에 NP-complete하다는 것을 증명하였다. 따라서 우리는 위의 문제가 SLE 문제와 동등하다는 것만 보이면 된다. SLE 문제란 주어진 파장수 (w)로 노드간 연결수요를 만족하게 하는 광경로 및 파장할당이 가능한가? 하는 문제이다. 먼저 SLE의 해가 '예'이면 문제 ($P1$)의 최소 파장수는 w보다 적은 것은 자명하다. 역으로 문제 ($P1$)의 최적해에서 $\lambda_{\min} \le w$이면 SLE의 해는 '예'이고, 문제 ($P1$)의 광경로 및 파장할당이 바로 SLE의 가능해가 된다. (증명끝)

최적화 모형 ($P1$)은 간단한 망에 대한 문제인 경우라 해도 매우 큰 규모의 정수계획문제가 되기 때문에 정확한 해(exact solution)를 구하는 것은 현실적으로 불가능하다. 따라서 ($P1$)에서 파장충돌 제약을 완화시킨(relaxed) 최적화 모형 ($P2$)를 수립할 수 있다. 완화된 모형은 파장을 고려할 필요가 없으므로 회선망에서의 연결 수요를 만족시키는 최소 링크용량을 구하는 문제가 되면 이러한 최소 링크용량은 최소 파장수의 이론적 하한값이 된다.

최적화 모형 ($P2$):

$$\text{Minimize} \quad \Lambda_{\min}$$

$$\text{Subject to} \quad \sum_{j:(i,j)\in E} x_{ij}^k - \sum_{j:(j,i)\in E} x_{ji}^k = \begin{cases} t_k, & i = s_k \\ -t_k, & i = d_k \\ 0, & i \ne s_k,\ i \ne d_k \end{cases}$$

$$k=1,2,\cdots,S$$

$$\sum_{k=1}^{S}(x_{ij}^k + x_{ji}^k) \le \Lambda_{\min},\ (i,j)\in E$$

$$x_{ij}^k \ge 0,\ \Lambda_{\min} \ge 0 : \text{integer},\ (i,j)\in E,\ k=1,2,\cdots,S$$

모형 ($P2$)에서 결정변수 x_{ij}^k는 k번째 노드쌍을 위해 링크 $(i,j)\in E$에 (또는 반대 방향으로)연결되는 연결수로 양정수의 값을 갖는다. 첫 번째 제약식은 k번째 노드쌍의 연결 요구수 t_k만큼의 용량을 갖는 연

www.dbpia.co.kr

결경로가 존재하게 하는 식이고, 두 번째 제약식은 모든 링크용량이 $\Lambda_{\min}$를 초과할 수 없다는 제약식이다. 최적화 모형의 최소 용량 $\Lambda_{\min}$은 모든 노드가 파장변환기를 갖는 경우에 해당되는 회선망의 경로설계 문제이므로 최적화 모형 $(P1)$의 최소 파장수 $\lambda_{\min}$의 하한값(lower bound)이 된다. 그러나 최적화 모형 $(P2)$ 역시 NP-hard하다.[2] 최적화 모형 $(P2)$의 정수형 조건을 완화(relaxed)시킨 선형계획(linear programming) 문제를 모형 $(P3)$라고 하고 그때의 목적함수 값을 Λ^*라고 하면 $\lambda_{\min}$, $\Lambda_{\min}$ 및 Λ^*는 다음의 관계식이 만족한다.

[정리 2] $\Lambda^* \le \Lambda_{\min} \le \lambda_{\min}$

(증명) 문제 $(P1)$의 최적해 x_{ijl}^k에 대해서 $x_{ij}^k = \sum_{l=1}^{W} x_{ijl}^k$는 $(P2)$의 가능해가 된다. $(P2)$의 가능해는 $(P3)$의 가능해이다. (증명끝)

다음으로 우리는 NP-hard 문제인 최적화 모형 $(P1)$의 최적 근사해를 다항식 반복수만에 계산하는 발견적 알고리즘을 제시하고, 알고리즘이 제공하는 최소 파장수와 모형 $(P3)$의 최소 파장수 하한값을 비교할 것이다.

IV. 발견적 알고리즘

본 논문에서 제시하는 발견적 알고리즘은 연결수요 대비 연결비율이 가장 나쁜 노드쌍을 선택하여 그 노드쌍에 대해서 우선적으로 경로를 설정하고 파장을 할당하여 결국은 모든 노드쌍의 연결수요가 만족되는 최소 파장수를 계산한다. 사실 본 연구의 발견적 알고리즘은 참고문헌[1]의 공정성을 갖는 경로설계 및 파장할당을 위한 알고리즘을 개념적으로 이용한 것이다. 공정성을 갖는 경로설계 및 파장할당 알고리즘에서 연결수요 대비 연결비율의 최소값이 1이 되면 모든 연결수요가 만족된 것이기 때문에 이용 파장의 수를 하나씩 증가시켜 가면서 처음으로 최소 연결비율이 1이 될 때의 파장수가 최소 파장수가 된다.

그러나 공정성을 갖는 경로설계 및 파장할당 문제의 상황과 최소 파장수를 갖는 경로설계 및 파장할당 문제의 상황이 다르기 때문에 공정성을 갖는 경로설계 및 파장할당 알고리즘을 그대로 적용하기에는 무리가 있다. 공정성을 갖는 경로설계 및 파장할당 문제는 원래 다양한 연결수요에 대해서 연결 수요를 모두 만족시킬 수 없는 상황에서 노드쌍간 수요대비 연결수요의 비율을 최대한 일정하게 유지하여 공정성을 갖게 하려는 것이고 최소 파장수를 갖는 문제는 모든 연결 수요를 만족시키는데 필요한 파장 수를 최소화하려는 것으로 연결 요구수는 반드시 만족시켜야 한다.

연결요구 노드쌍의 연결수요 값이 어느 정도 크고 다양하면 공정성을 갖는 경로설계 및 파장할당 알고리즘을 그대로 적용할 수 있다. 그러나, 연결요구 노드쌍의 연결수요가 일률적으로 작은 경우, 발생할 수 있는 연결비율의 값은 극히 몇 개의 값으로 제한되므로 최소 연결비율을 점차적으로 증가시켜 가는 방식을 이용하는 공정성을 갖는 경로설계 및 파장할당의 알고리즘을 직접 이용하는 데 문제점이 있다. 예를 들어, 모든 연결 요구 노드쌍의 연결수요가 1이라면 나올 수 있는 연결비율은 0 또는 1이다. 최소 연결비율은 0에서 시작하여 알고리즘의 전체적인 과정을 한 번 수행하고 나면 반드시 1이 되어야 한다. 그렇지 않으면 알고리즘은 멈추기 때문이다.

공정성을 갖는 경로설계 및 파장할당 알고리즘은 순증가 과정, 작은 재경로 과정 및 큰 재경로 과정으로 이루어져 있다. 최소 파장수를 갖는 경로설계 및 파장할당의 발견적 알고리즘에서 순증가 과정과 재경로 과정의 기본적 절차는 변함이 없다. 그러나 멈춤조건(stopping rule)이 다르며, 재경로 과정은 작은 재경로 과정과 큰 재경로 과정으로 구분하지 않는다. 대신 "critical set"이라고 명명한 집합 C_R을 도입한다. 이 집합 C_R은 재경로 과정에 진입할 때 최소 연결비율을 갖는 노드쌍들의 집합이다. 재경로 과정의 취소과정에서 집합 C_R에 속한 노드쌍들은 최소 연결비율 이상의 연결비율을 갖도록 취소되는 특권을 갖는다. 이것은 공정성을 갖는 경로설계 및 파장할당 알고리즘의 작은 재경로 과정에 해당된다고 볼 수 있다. 반면 집합 C_R에 속하지 않는 노드쌍들은 모든 연결들이 취소된다. 이것은 큰 재경로 과정에 해당된다고 말할 수 있겠다. 집합 C_R에 속한 노드쌍에 대해 취소과정에서 차별을 둠으로써 알고리즘 반복시 연결수의 합은 계속해서 증가하게 된다. 최소 연결비율이 1이 되지 않은 상태에서 집합 C_R에 모든 연결요구 노드

www.dbpia.co.kr

쌍이 포함되면 파장의 수를 하나 증가시켜 알고리즘을 재수행한다.

최소 파장수를 갖는 경로설계 및 파장할당 문제의 발견적 알고리즘은 다음과 같다.

최소 파장수를 갖는 경로설계 및 파장할당 발견적 알고리즘

[단계 0] 초기화(initialization) 과정

이용 파장수 $\lambda_{\min} = 0$로 놓는다.

[단계 1] 재초기화(reinitialization) 과정

(1-1) 초기 경로해 $x_{ijl}^{k}(\forall k, \forall ij, \forall l)$ 및 모든 노드쌍의 연결비율을 0으로 초기화한다. 만일 $\lambda_{\min} = W$이면 멈춘다. W로 연결수요를 만족할 수 없다. $\lambda_{\min} < W$이면, 이용 파장수를 $\lambda_{\min} = \lambda_{\min} + 1$로 놓는다.

(1-2) 주어진 네트워크를 잔여 네트워크로 놓는다.

(1-3) 노드쌍에 대해 우선순위를 결정한다.

(1-4) 우선순위에서 가장 앞에 있는 노드쌍을 선택한다.

[단계 2] 순증가(pure augmenting) 과정

(2-1) 선택된 노드쌍의 연결비율을 R이라고 놓는다. $R \geq 1.0$이면 멈춘다. 현재의 경로해 $x_{ijl}^{k}(\forall k, \forall ij, \forall l)$와 $\lambda_{\min}$을 최적 근사해로 취한다.

(2-2) $R < 1.0$이면 선택된 노드쌍을 연결하는 증가경로를 발견하고 할당할 파장을 선택한다. 증가경로가 없거나 할당할 파장이 없다면 다음 우선순위 노드쌍의 증가경로를 발견하고 할당할 파장을 선택한다. 마지막 우선순위 노드쌍까지 증가경로가 발견되지 않거나 할당할 파장이 없다면 단계 3으로 간다.

(2-3) 발견된 증가경로에 대해 선택한 파장을 할당한다.

(2-4) 노드쌍의 연결비율을 갱신하고 노드쌍의 우선순위를 연결비율의 오름차순으로 재정렬한다.

(2-5) 경로해 $x_{ijl}^{k}(\forall k, \forall ij, \forall l)$ 및 잔여 네트워크를 갱신한다.

(2-6) 우선순위에서 가장 앞에 있는 노드쌍을 선택한 뒤 단계 2를 반복한다.

[단계 3] 재경로(rerouting) 과정

(3-1) 최소 연결비율 노드쌍을 집합 C_R에 포함시킨다. 만약 모든 노드쌍이 집합 C_R에 포함되면 단계 1로 간다.

(3-2) 최소 연결비율 노드쌍의 연결은 취소하지 않는다. 집합 C_R에 포함된 노드쌍에 대해서는 연결비율이 $R + \alpha$까지 취소할 수 있는 연결량을 모두 취소시킨다. 집합 C_R에 포함되지 않는 노드쌍에 대해서는 모든 연결량을 취소시킨다.

(3-3) 노드쌍의 연결비율을 갱신하고 노드쌍의 우선순위를 연결비율의 오름차순으로 재정렬한다. 단, 재경로 과정에 들어올 때의 최소 연결비율 노드쌍은 가장 앞에 위치시킨다.

(3-4) 우선순위에서 가장 앞에 있는 노드쌍을 선택한 뒤 단계 2로 간다.

재경로 과정으로 들어갈 때마다 반드시 노드쌍이 하나씩 집합 C_R에 포함되고, S개의 모든 노드쌍이 집합 C_R에 포함되면 단계 1로 가게 된다. 따라서 제시된 알고리즘은 최대 W의 반복수를 갖고, 단계 2부터 단계 3까지 부분은 최대 SW의 반복수를 갖는다.

알고리즘 구현과 관련하여 잔여 네트워크, 파장할당 방법, 초기 노드쌍 우선순위 결정, 증가경로 결정 방법, 재경로 과정에서의 취소 방법 등에 대해서는 참고문헌[1]을 참조할 수 있다.

V. 알고리즘의 적용

본 절에서는 4절에서 제시한 발견적 알고리즘의 적용 결과를 보인다. 실제 규모의 망에 대해 발견적 알고리즘을 적용하여 얻은 해 (또는 최소 파장수)와 최적화 모형의 최적해 (또는 최소 파장수)를 비교하여야 한다. 그러나 최적화 모형 $(P1)$ 및 $(P2)$는 NP-hard 문제이므로 실제 규모의 망에 대한 문제를 최적화 문제의 상용코드로 해결할 수 없기 때문에 선형계획문제로 완화시킨 $(P3)$의 최소 파장수의 하한값과 비교한다. $(P3)$의 최적해는 상용 코드인 GAMS/OSL[5]를 워크스테이션 HP7000/600S에 적용하였다. GAMS는 대규모의 복잡한 수리계획문제를 쉽게 모델링하여 적용할 수 있게 World Bank에서 개발한 언어이고 OSL은 IBM에서 개발한 혼합 정수계획문제의 solver이다.

www.dbpia.co.kr

알고리즘의 적용을 위한 적용망은 그림 5의 3×n grid 네트워크, 그림 6의 NSF 네트워크와 그림 7의 European Optical Network(EON), 그림 8의 Core EON이다. 적용망의 기본사양은 표 1과 같다.

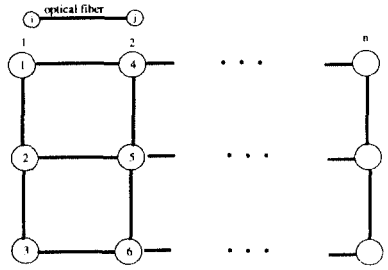


그림 5. 3×n grid 네트워크
Fig. 5 3×n grid network

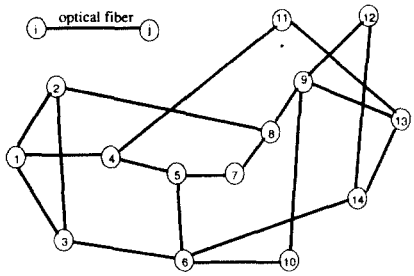


그림 6. NSF 네트워크
Fig. 6 NSF network

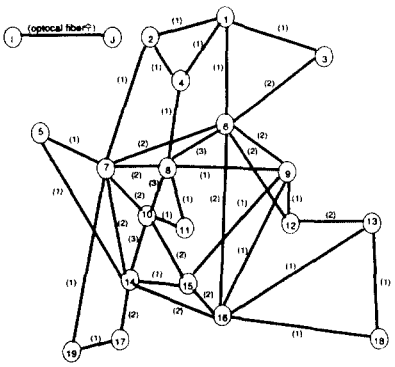


그림 7. 유럽의 광전달망(EON)
Fig. 7 European Optical Network(EON)

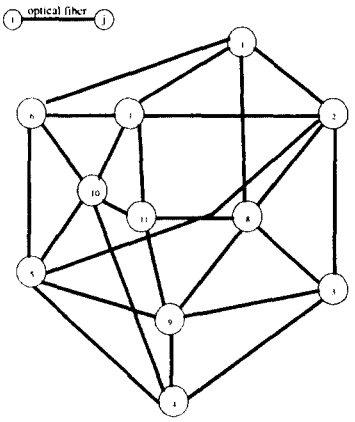


그림 8. Core EON의 토폴로지
Fig. 8 Topology of core EON

표 1. 적용 네트워크의 기본사양
Table 1. Specifications of the networks for application

구 분	노드 수	링크 수
3×n Grid 네트워크	3×n	2+5×(n−1)
NSF network	14	20
EON	19	37
Core EON	11	26

발견적 알고리즘과 최적화 모형 ($P3$)의 결과를 비교하기 위해서 13가지 경우에 대해서 적용하였다. 적용을 위한 실험은 표 2와 같다.

표 2. 발견적 알고리즘의 적용을 위한 실험
Table 2. Tests for the application of the heuristic algorithm

구 분	네트워크	연결요구 노드쌍 수	연결수요 범위	정수형 결정변수 수*
실험-1	3×3 grid	36	1	864
실험-2	3×4 grid	66	1	2244
실험-3	3×5 grid	105	1	4620
실험-4	3×6 grid	153	1	8262
실험-5	3×7 grid	210	1	13440
실험-6	3×8 grid	276	1	20424
실험-7	3×9 grid	351	1	29484
실험-8	3×10 grid	435	1	40890
실험-9	3×11 grid	528	1	54912
실험-10	3×12 grid	630	1	71820
실험-11	NSF	91	1	3640
실험-12	EON	171	1	12654
실험-13	Core EON	55	1~3	2860

* 정수형 결정변수 수 = 2×(링크수)×(연결요구 노드쌍 수)

www.dbpia.co.kr

실험 결과는 표 3과 같이 실험-1을 제외한 모든 실험에서 발견적 알고리즘이 제공한 최소 파장의 수가 최소 파장수의 하한값과 같았으며 실험-1인 경우는 선형계획 모형으로 구한 최적 경로해가 정수값이었다. 특히 실험-12는 Wauters & Demeester [8]과 같은 문제로서 그들의 알고리즘으로는 최소 파장수 13개의 해를 제시하였으나 본 논문이 제시한 발견적 알고리즘은 표 3과 같이 파장수 12개로 연결수요를 모두 만족할 수 있었다.

표 3. 알고리즘의 적용 결과
Table 3. The results of the application of the algorithm

구 분	선형계획모형의 최소 파장수 하한값	발견적 알고리즘이 제공하는 최소 파장수	재경로 과정 수행회수
실험-1	6*	7	28회
실험-2	12	12	34회
실험-3	18	18	64회
실험-4	27	27	2회
실험-5	36	36	1회
실험-6	48	48	6회
실험-7	60	60	1회
실험-8	75	75	4회
실험-9	90	90	3회
실험-10	108	108	6회
실험-11	13	13	67회
실험-12	12	12	89회
실험-13	6	6	2회

* 선형계획모형 ($P3$)에서 얻은 최적 경로해가 정수값이었음

VI. 결 론

WDM 광전달망에서 파장은 망의 주요 자원이 되기 때문에 파장의 사용수를 최소화하면서 요구되는 연결수요를 모두 만족시킬 수 있는 광경로의 설정 및 파장할당 방법을 개발한다는 것은 망을 효율적으로 운영하는 것이 된다. 본 연구에서는 물리적 망 토폴로지가 주어지고, 하나의 연결은 하나의 광경로로만 이루어지는 단일홉 WDM 광전달망을 전제로 하였으며 파장변환을 허용치 않는다고 가정하였다. 이러한 가정 하에서 근원지-목적지 노드쌍간 연결수요가 주어졌을 때 각 근원지-목적지 노드쌍간의 연결수요를 100% 만족시키는데 필요한 파장수를 최소화하는 경로설계 및 파장할당 방법을 제시하였다.

먼저 광전달망에서의 경로설정 및 파장할당의 특성으로 파장 연속성의 제약, 파장충돌 및 파장 재사용 개념에 대해 살펴보았다. 이들은 최적화 모형 수립 및 발견적 알고리즘 개발에 주요한 단서로 이용되었다. 최소 파장수의 이론적 하한값을 제공하는 모형이 아니라 최소 파장수를 제시하는 최적화 모형은 본 연구에서 처음 제시되었다. 이러한 최적화 모형은 매우 복잡한 NP-hard 문제로서 해를 구하기 위해서는 발견적 알고리즘을 요구한다. 본 연구에서 제시한 발견적 알고리즘은 연결수요 대비 연결수의 최소값을 갖는 노드쌍에 연결을 우선적으로 시도하는 공정성을 갖는 경로설계 및 파장할당 발견적 알고리즘[1]을 수정한 알고리즘이다.

알고리즘에서 구한 해의 근사성을 보이기 위해 최적화 모형에서 파장충돌 및 정수조건을 완화한 선형계획모형에서 얻은 최소 파장수의 하한값과 비교하였다. 발견적 알고리즘을 실제 규모의 3×n grid 네트워크, NSF 네트워크, EON 및 Core EON의 망에 적용하였으며 알고리즘이 최적해에 매우 근사한 해를 제공함을 보였다. 특히 실험-12는 최근에 발표된 Wauters & Demeester[8]의 실험과 동일한 경우로 그들이 제시한 발견적 알고리즘의 최소 파장수인 13개에 비해 본 연구의 발견적 알고리즘은 파장수가 1개 적은 12개의 파장수로 EON의 연결수요를 만족하는 광경로 설정과 파장할당을 제공하고 있어 본 연구에서 제시한 발견적 알고리즘이 보다 우수함을 입증하고 있다.

참 고 문 헌

1. 박구현, 우재현, "WDM 광전달망에서 공정성을 갖는 경로설계 및 파장할당", 한국경영과학회지, 제22권 4호, 1997. (게재예정)
2. 이종원, 박구현, 이창희, "광전달망에서 최소 파장수의 한계값을 구하는 실질적인 방법", 추계종합학술발표회 논문집, 제15권 2호, 한국통신학회, 1996. 11.
3. Ahuja, R.K., Magnanti, T.L. and Orlin, J.B., *Network Flows: Theory, Algorithms, and Applications*, Prentice-Hall, 1993.
4. Briman, A. and Kershenbaum, A., "Routing and Wavelength Assignment Methods in Single-Hop

www.dbpia.co.kr

All-Optical Networks with Blocking", *IEEE INFOCOM '95*, 1995.

5. Brooke, A., Kendrick, D. and Meerraus, A., *GAMS : A User's Guide, Release 2.25, boyd and fraster*, The Scientific Press Series, 1992.
6. Chlamtac, I., Ganz, A., and Karmi, G., "Lightpath Communications: An Approach to High Bandwidth Optical WAN's", *IEEE Transactions on Communication*, Vol. 40, No. 7, 1992.
7. Ramaswami, R. and Sivarajan, K. N., "Design of Logical Topologies for Wavelength-Routed All-Optical Networks", *IEEE INFOCOM'95*, 1995.
8. Wauters, N., and Demeester, P., "Design of the Optical Path Layer in Multiwavelength Cross-Connected Networks", *IEEE Journal on Selected Areas in Communication*, Vol. 14, No. 5, 1996.

박 구 현(Koohyun Park) 정회원
1957년 3월 19일생
1976년 3월～1980년 2월 : 서울대학교 산업공학과(학사)
1980년 3월～1982년 2월 : 한국과학기술원 경영과학과 (석사)
1985년 8월～1989년 5월 : University of Wisconsin-Madison (박사 : 최적화분야)
1982년 3월～1985년 8월 : 동아대학교 산업공학과 전임강사
1989년 5월～1990년 1월 : University of Wisconsin-Madison (Post-Doc.)
1990년 2월～1991년 3월 : 한국전자통신연구소 지능망 연구부 선임연구원
1991년 3월～현재 : 홍익대학교 산업공학과 부교수
※주관심분야 : 최적화, 통신망 분석 및 설계, 트래픽 제어 및 예측

우 재 현(Jae-Hyun Woo) 정회원
1970년 1월 26일생
1989년 3월～1993년 2월 : 홍익대학교 산업공학과(학사)
1993년 3월～1995년 5월 : 군복무 (ROTC 입대)
1995년 9월～1997년 6월 : 홍익대학교 산업공학과(석사)
1997년 7월～현재 : 대우정보시스템, EMS 시스템부
※주관심분야 : 최적화, 네트워크 이론 및 통신망 관리

www.dbpia.co.kr