

## WDM VWP 네트워크 설계 모형 및 알고리즘 연구†

이희상<sup>1</sup> · 홍성필<sup>2</sup> · 송해구<sup>3</sup>

<sup>1</sup>한국의국어대학교 산업정보시스템공학부 / <sup>2</sup>중앙대학교 상경학부 / <sup>3</sup>i2 Technologies

### A Study on Modeling and Algorithm for WDM VWP Network Design

Heesang Lee<sup>1</sup> · Sung-Pil Hong<sup>2</sup> · Hae-Goo Song<sup>3</sup>

Virtual wavelength path (VWP) is the optical path when a wavelength conversion is possible in a wavelength division multiplexing (WDM) network that is transmission infrastructure for the next generation high speed backbone networks. To achieve efficient design for VWP networks, we must consider VWP routing, wavelength assignment, and wavelength conversion while satisfying many technical constraints of the WDM networks. In this study we propose an integrated model for efficient VWP design in WDM networks. We also develop a 3-phase algorithm, each of which deals with routing, wavelength assignment and route and wavelength reassignment, respectively. In our computational experiments, phase 1 algorithm can solve the problem to the optimality for medium size test networks. Phase 2 algorithm is an efficient heuristic based on a reduced layered network and can give us an effective wavelength assignment. Finally, phase 3 algorithm reconfigure VWP routing and its wavelength assignment to concentrate wavelength conversion nodes in the suggested VWP network.

#### 1. 서론

기존의 통신 네트워크의 전송망에서 광전송은 단위시간을 조개어 여러 신호를 수용하는 시분할 다중 (TDM: Time Division Multiplexing) 방식을 사용하여 10 Gbps까지의 전송 시스템의 상용화에 성공하였지만 그 이상의 초고속 전송은 전기적 신호를 10 Gbps 이상으로 초고속화하는 집적회로의 구현이 어렵고, 만일 가능하더라도 막대한 비용으로 가능할 것으로 전망된다 (Dixit and Ylä-Jääski, 2000; O'Mahony, 1995; Sato, 1996). 따라서 이러한 문제점을 극복하기 위해 광섬유 내에서 빛의 파장을 분할(WDM: Wavelength Division Multiplexing)하여 분리된 파장 각각에 대해 TDM된 신호를 전송하는 방법인 WDM 전송기술이 개발되었다. WDM 기술은 단순히 전송 속도나 용량을 증대시키는 것이 아니라 기존 전달망의 경로(path)의 전기적 절체와 구성을 광신호 처리로 대체하는 것으로 유연성, 신뢰성, 경제성에서 괄목할 혁신을 가져온다 (Dixit and Ylä-Jääski, 2000;

Mukherjee, 1997; Ramaswami, 1996; Sato, 1996). 국내에서도 초고속 통신 트래픽 수요의 급격한 성장에 따라 1996년 기간 전송망의 수요대비 2005년 20배, 2015년 130배 증가가 예상되며, 이 같은 급격한 트래픽 증가에 대한 전송망 용량 증대 대안으로 수 Tera bps 급 WDM 기술을 도입할 예정이다 (채창준, 1997).

이와 같은 WDM 네트워크를 어떻게 설계하여야 하는가에 관해서 살펴보면, 요구되는 수요에 대해 광경로(optical path)를 어떻게 루팅하고 각각의 광경로에 어떻게 파장을 할당하는지가 중요한 연구 주제가 된다. 이때 네트워크 전체에서 사용하는 파장의 수는 가능한 적어야 하며, 같은 광섬유를 지나는 두 개의 광경로는 임의의 동일 광섬유 링크구간에서 같은 파장을 사용할 수 없는 제한조건을 갖는다. 파장변환이 불가능한 WDM 네트워크의 광경로를 wavelength path(WP)라 하고, 파장변환기를 사용하여 중간 노드에서 파장변환이 가능한 경우의 광경로를 virtual wavelength path(VWP)라고 한다 (Elmirghani and Mouftah, 2000; Mukerjee, 1997). 따라서 VWP 네트워크의 경우, WP 네트워크와는 달리, 파장이 노드에서 변환이 가능하여 하

† 이 논문은 1998년 학술진흥재단의 학술 연구조성비에 의해 지원되었음.

나의 광경로상에서 유일할 필요가 없으므로 WP망보다 적게 파장을 사용할 수 있다 (Mukerjee, 1992; Stern and Bala, 1999).

기존의 일부 연구는 VWP의 설계에서 어느 노드에서 파장을 변환하는지는 결정할 필요 없이, 사용 파장의 수를 줄일 수 있다면 매링크 상에서 서로 다른 파장을 할당하면 된다고 주장하였지만 (Bouillet and Krishna, 1997; Kovacevic and Acampora, 1996; Sato, 1996), 이는 현실적으로 필요 이상의 파장변환을 일으켜 크로스토크의 증가나 이의 방지를 위한 장비 비용의 증가를 초래할 것이다 (Barry and Humblet, 1994; Elmighani and Mouftah, 2000). 특히 전송 거리와 네트워크 노드의 수 등을 감안하면 장거리 기간통신망에서는 필요 이상의 파장변환은 기술적 경제적으로 심각한 문제를 야기시킨다. 따라서 본 연구는 VWP의 루트를 어떻게 결정하고 파장을 할당하느냐와 함께 개개의 VWP 루트 상에서 어느 노드에서 어떤 파장으로 바뀌어 주어야 하는가를 연구하였다. 즉, 파장변환 비용과 사용 파장 개수의 trade-off을 고려한 WDM VWP망의 설계를 위한 모델링과 알고리즘에 대해 제시하였다.

관련한 기존의 연구는 다음과 같다. WP와 VWP의 일반적인 성능에 관한 계량적 비교 연구로는 Bouillet and Krishna(1997), Lee and Li (1993), Nagtsu *et al.*(1996) 등이 있다. Canegem 등(1998)은 WDM망의 운용경로 설정 및 장애시의 여유용량 결정문제를 다루고 있다. 목적함수는 OXC, multiplexer, fiber, amplifier 각각에 대한 비용 합을 고려하였고, 해법으로는 IP 모형을 상용 패키지를 사용하는 방법과 Simulated Annealing 방법을 제시하였다. IP 모형의 크기가 커지는 것을 피하기 위하여 링크당 파장 수를 8개로 제한하고 운용 및 복구용 후보경로 수도 제한하여 사용하였다. Miyao and Saito(1998)는 WDM망에서의 운용시와 장애시 경로설정문제만을 다루고 있으나 역시 후보경로를 제한하였고 제시한 IP 모형을 상용 패키지를 사용하여 해를 구하였다. 최근에는 파장변환 자체를 중요한 주제로 다룬 문제들이 연구되어, VWP에서 임의의 파장으로 변환이 일어나는 것보다, 제한된 파장에 대해서만 파장변환을 하거나 (Sharma and Varvarigos, 1998), 몇 개의 노드에서만 파장변환을 할 수 있게 하는 (Subramaniam *et al.*, 1998) 등의 방법에 대한 기술적 적합성이나 효율성 등을 비교하거나, 이에 적합한 파장할당 문제와 루팅 결정 문제에 관한 의사결정 모형(Nizam *et al.*, 1997) 등이 활발히 제안되고 있다. 그러나 이와 같이 개량된 파장변환 관련 설계모형에서도, 파장변환 자체에 관한 의사결정의 모형화는 제대로 시도되지 않았고, 제시된 모형에 관해서도 정교한 수리 계획 모형을 제시하는 연구나, 제시된 모형에 대한 효율적인 알고리즘적 해결방법에 대한 연구는 부족한 실정이다.

## 2. 통합 설계 모형

VWP 네트워크는 네트워크 상의 노드의 일부 혹은 전부가 파

장변환을 할 수 있는 경우의 WDM 네트워크이다. 앞서 논의한 사항들을 고려할 때, VWP 네트워크 설계 모형은 다음과 같이 표현할 수 있다.

- 자 료: 물리적 토폴로지, 광경로 수로 표현된 노드쌍별 수요, 비용요소별 비용계수
- 목적함수: 파장사용 비용과 파장변환 비용의 합 최소화
- 제 약 식: 광경로 수요 만족, 링크별 파장 용량 제한 만족
- 결정변수: 망에 설정되는 파장 수, VWP 루트, 각 루트가 사용하는 파장

위와 같이 표현되는 VWP 네트워크 설계를 위한 구체적인 모형으로 본 연구에서는 파장사용 비용, 사용 파장 수, VWP 루트 및 이 VWP를 구성하는 각 링크에서 VWP가 사용하는 파장 할당, 필요시 파장변환의 내용 등을 모두 한꺼번에 결정하는 통합된 네트워크 모형을 먼저 제시하고, 해법으로는 루트를 결정하고, 파장할당을 수행한 후에 다시 총 비용을 줄이기 위해 일부 VWP의 루트 및 파장할당을 바꾸어주는 분해기법 (decomposition approach)을 제안하였다.

먼저 모형화를 위해 이제까지 살펴본 WDM VWP 네트워크 설계의 제약 조건 및 비용 최적화를 위한 여러 가지 고려 사항을 감안하여 다음과 같이 수리 계획 모형 수립을 위한 가정을 설정하였다.

- 물리적 토폴로지와 주어진 단방향 링크에 광케이블은 이미 하나씩 설치되어 있다. 수요는 노드쌍 별로 광경로 단위로 주어지고, 이 광경로 수요 한 단위는 (필요하다면 파장변환을 포함하는) VWP 하나가 할당되어 만족되어야 한다.
- 네트워크에 사용 가능한 파장의 집합이  $\Lambda = \{w_1, w_2, \dots, w_k\}$ 로 주어진다. 즉, 네트워크에서 사용 가능한 파장의 수의 상한은  $k$ 개이다. 이 상한값은 각 광경로를 루팅한 후 링크 위를 지나는 광경로의 수를 링크의 load로 정의할 때 (Sato, 1996), 링크 load가 가장 큰 링크의 load 값 등을 이용해 결정할 수 있다.
- 링크  $e$ 에서 파장  $w_j$ 를 사용하는 비용이  $\lambda(e, w_j)$ 로 주어지며, 물리적 망의 노드  $i$ 에서 파장  $w_p$ 에서 파장  $w_q$ 로의 변환 비용은  $c_i(w_p, w_q)$ 로 주어지며,  $c_i(w_p, w_q) = c_i(w_q, w_p)$ 라고 가정한다.

이상과 같은 가정하에서 다음과 같이 WG(Wavelength Graph)를 구성한다. WG는 2차원 격자로 계층화된 네트워크(layered network) 개념을 사용한 것으로서 수평평면은 파장 layer를 나타내고 수직평면은 파장변환 layer를 나타낸다.

- 임의의 물리적 망 노드  $i$ 를  $k$ 개의 노드로 복사하여 이를 수직으로 배열한다. 따라서, 물리적 망의 각 노드  $i$ 에 대해

$k$ 개의 노드가 생성되며 생성된  $k$ 개의 노드를 관통하는 수직평면이 존재한다. 수직평면 상의 노드를 아래에서부터 번호를 주어, 번호  $j$ 는 파장  $w_j$ 에 대응하도록 한다. 이렇게 정의된 물리적 망의 노드  $i$ 에 대응하고 파장  $w_j$ 에 대응하는 WG 상의 노드를  $v_i^j$ 라고 정의한다. 따라서 같은 물리적 노드  $i$ 에 대응하는 노드 집합  $\{v_i^1, v_i^2, \dots, v_i^k\}$ 는 하나의 수직평면  $i$ 를 정의하고 동일한 파장  $w_j$ 에 대응하는 노드 집합  $\{v_1^j, v_2^j, \dots, v_n^j\}$ 는 하나의 수평평면  $j$ 를 정의한다.

- $j=1, \dots, k$ 까지 각 수평평면  $j$ 상에서 다음과 같이 유방향 링크를 정의한다. 물리적 망을 정의한 그래프에서 유방향 링크  $e = \langle v, v' \rangle$ 가 있으면 수평평면  $j$ 상의 노드  $v_i^j$ 에서  $v_{i'}^j$ 로 유방향 링크를 그린다. 이 유방향 링크에  $\lambda(e, w_j)$ 의 비용계수를 할당하고 이 유방향 링크의 용량은 1로 둔다. 이렇게 제한한 용량은 하나의 물리적 링크에서 같은 파장이 두 개 이상의 광경로에 할당되지 않도록 제한한다.
- $i=1, \dots, n$ 까지 각 수직평면  $i$ 상에서 다음과 같이 유방향 링크를 그린다.  $w_b$ 와  $w_a$  사이에 파장변환이 가능하면 같은 수직평면에 있는  $v_i^b, v_i^a$  사이에 서로 반대 방향의 유방향 링크 두 개를 그린다. 그리고 이 유방향 링크들에  $c_i(w_b, w_a)$ 의 비용계수를 할당하고 각각 유방향 링크 용량은 무한대로 둔다. 링크 용량을 무한대로 둔 이유는, 수직축에서의 노드간을 연결하는 유방향 링크는 파장변환에 대응하는데, 대응하는 물리적 노드쌍 간에 복수 개의 광경로들이 파장변환을 일으킬 수 있기 때문이다.

- 광경로를 요구하는 각각의 물리망에서의 하나의 노드쌍에 대해 두 개씩, 총  $2k$ 개의 노드를 다음과 같이 추가한다. 수요를 갖는 노드쌍  $(o, d)$ 의 시점인  $o$ 에 대응하는 노드  $s_o$ 를 GW에 정의하고, 노드  $s_o$ 에서 모든 수직평면 상의 노드  $v_i^o$ 로의 유방향 링크를 그린다. 종점 노드  $d$ 에 대해서도 마찬가지로 노드  $t_d$ 를 GW에 정의하고 모든 수직평면 상의 노드  $v_i^d$ 에서  $t_d$ 로의 유방향 링크를 그린다. 그려진 유방향 링크들의 비용계수는 0으로 두고 용량은 노드쌍 간에 요구되는 광경로의 수로 둔다.

$k=3$ 일 경우 <그림 1>로 주어진 물리적 망에 대응되는 WG는 <그림 2>처럼 정의된다. 그림의 간단한 묘사를 위해  $(o, d) = (1, 6)$ 만 그렸다. 그림의 간략화를 위해 유방향 링크의 비용과 용량의 표현은 생략하였다. 예제에서 알 수 있듯이 WG에서  $kn + 2|D|$ 개의 노드와  $k|A| + nk(k-1) + 2k|D|$ 개의 유방향 링크가 만들어진다. 여기에서  $|A|$ 는 물리적 망의 유방향

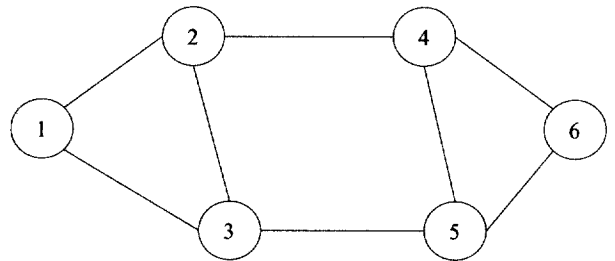
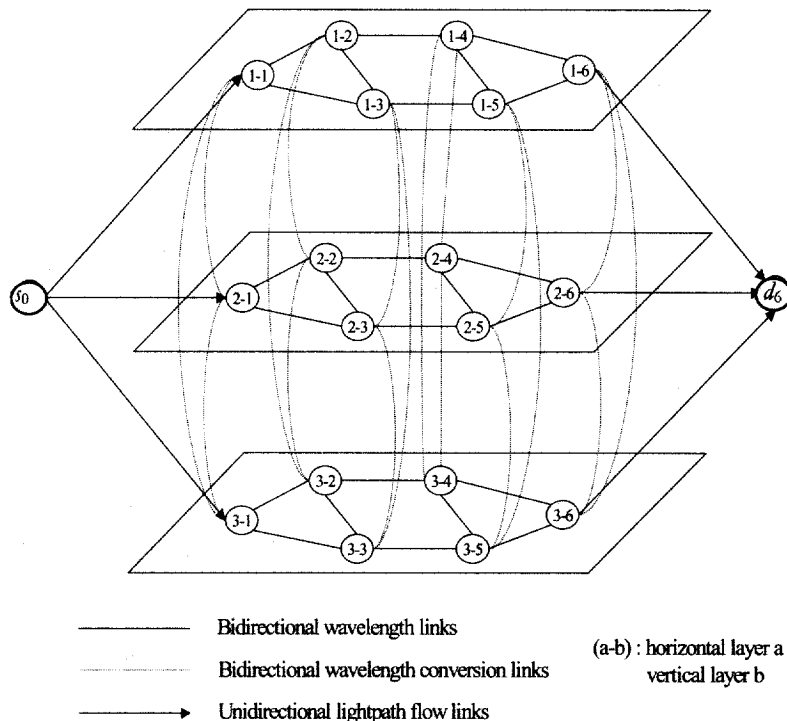


그림 1. WG 작성을 위한 소형 망 예제.



————— Bidirectional wavelength links  
 - - - - - Bidirectional wavelength conversion links  
 —————> Unidirectional lightpath flow links  
 (a-b) : horizontal layer a  
           vertical layer b

그림 2. <그림 1>에 대해 작성된 WG.

링크의 수이고,  $|D|$ 는 광경로를 요구하는 노드쌍의 수이다.

이렇게 구성된 WG에서 광경로를 요구하는 각 노드쌍 간에 1단위의 흐름이 하나의 VWP에 대응하므로, 흐름 보존 법칙을 만족하는 가능 정수해는 VWP의 루트들의 집합에 대응한다. 이때 VWP가 루트를 구성하는 각 유방향 링크에서 사용하는 파장은 개개의 1단위 흐름이 어느 수평평면에서 흐르는지를 통해 알 수 있다. 따라서, 노드쌍 수요일 광경로 단위로 해석하고, 하나의 수요쌍당 하나의 상품을 대응시키면 VWP 설계 문제는 다음과 같이 WG 상에서의 정수 다품종 흐름 문제 (Integer Multi-commodity Flow Problem)(Ahuja *et al.*, 1993)가 된다.

먼저 다음과 같이 기호를 정의한다.

$\sigma^+(v_i)$ :  $v_i$  노드에서 나가는 유방향 링크의 head 노드의 집합

$\sigma^-(v_i)$ :  $v_i$  노드로 들어오는 유방향 링크의 tail 노드의 집합

$h(e)$ : 링크  $e$ 의 head 노드

$t(e)$ : 링크  $e$ 의 tail 노드

$T$ : 노드쌍별 수요를 상품으로 해석한 상품 인덱스의 집합

$\delta_i(t)$ : 상품의 시종점을 나타내는 상수, 상품  $t$ 가 물리망 노드  $i$ 에서 시작하면  $-1$ , 종단하면  $+1$ , 그밖의 경우는  $0$

$r(t)$ : 상품  $t$ 의 수요를 나타내는 상수, 상품  $t$ 의 시점 노드에서는 광경로 단위의 음의 수요량, 종점 노드에서는 광경로 단위의 양의 수요량, 중간 노드에서는  $0$ 의 값을 가짐

$f_e^j(t)$ : 수평평면  $j$ 상 링크  $e$ 를 흐르는 상품  $t$ 의 흐름량을 나타내는 결정변수

$y_i^{pq}(t)$ : 수직평면  $i$ 상 링크  $\langle p, q \rangle$ 를 흐르는 상품  $t$ 의 흐름량을 나타내는 결정변수

$o_i^t(t)$ : 상품  $t$ 가 시점 노드에서  $v_i$  노드로 흐르는 흐름량을 나타내는 결정변수

$d_i^t(t)$ : 상품  $t$ 가  $v_i$  노드에서 종점 노드로 흐르는 흐름량을 나타내는 결정변수

이 기호들을 사용해 VWP 설계 문제를 GW 상에서의 다품종 흐름 문제로 정식화하면 다음과 같다.

$$\begin{aligned} \text{Minimize } & \sum_t \sum_j \sum_{e \in A} \lambda(e, w_j) f_e^j(t) \\ & + \sum_t \sum_i \sum_{p, q, p \neq q} c_i(w_p, w_q) y_i^{pq}(t) \end{aligned} \quad (1)$$

$$\begin{aligned} \text{subject to } & \delta_i(t) o_i^t(t) + \sum_{e: t(e) = v_i} f_e^j(t) - \sum_{e: h(e) = v_i} f_e^j(t) \\ & + \sum_{v_i \in \sigma^+(v_i)} y_i^{pq}(t) - \sum_{v_i \in \sigma^-(v_i)} y_i^{pq}(t) + \delta_i(t) d_i^t(t) \\ & = r(t), \quad \forall i = 1, \dots, n, \forall j = 1, \dots, k, \forall t \in T \end{aligned} \quad (2)$$

$$\sum_e f_e^j(t) \leq 1, \quad \forall j = 1, \dots, k, \forall e \in A \quad (3)$$

$f_e^j(t)$ : 비음의 정수,

$$\forall j = 1, \dots, k, \forall e \in A, \forall t \in T \quad (4)$$

$y_i^{pq}(t)$ : 비음의 정수,  $\forall i = 1, \dots, n,$

$$\forall p, q = 1, \dots, k, p \neq q, \forall t \in T \quad (5)$$

$z_i^t(t)$ : 비음의 정수,  $\forall i = 1, \dots, n, \forall t \in T \quad (6)$

위 수리 계획 모형에서 식 (1)은 파장사용 비용  $\lambda(e, w_j)$ 와 파장변환 비용  $c_i(w_p, w_q)$ 의 값에 따라 파장을 많이 사용하는 것과 파장변환을 사용하는 것 사이의 비용 trade off에 따라 최소비용의 다품종 흐름을 결정하도록 한다. 식 (2)는 흐름이 상품  $t$ 에 관해  $v_i$  노드에서 흐름 보존 법칙을 만족하면서 수요 조건을 상품별로 만족해야 함을 나타내고, 식 (3)은 하나의 수평평면이 파장 하나에 대응하므로 동일 물리적 링크 상의 하나의 파장이 다른 광경로에 할당되지 않도록 제한한다. 한편 이 제한 조건이 다품종 흐름 문제에서는 coupling constraints라고 불리며 다품종 흐름 문제를 NP-hard class에 속하게 하는 어려운 조건이 된다(Ahuja *et al.*, 1993). 그밖의 (4), (5), (6)의 조건은 결정변수에 대한 비음의 정수 제한 조건이고, (3)번식과 (4)번식을  $f_e^j$  변수가 비음의 정수로 만족하면 다른 변수들이 자동으로 정수가 되도록 하는 특성을 가지고 있으므로 (5), (6)번식들은 실수조건으로 완화될 수도 있다.

일반적인 0-1 정수 다품종 흐름 문제의 경우 열 생성기법을 활용한 분지 평가법(branch-and-price)이 제한된 작은 크기의 그래프 상의 문제에 대해서는 효율적인 것으로 알려져 있다(Barnhart *et al.*, 1996). 그러나 본 절에서 제안한 수리계획모형은 일부 변수(수평평면상의 링크 변수)에서만 용량 합이 1을 넘지 않는 제약 조건이 있고, VWP 망의 노드, 링크, 사용 가능 주파수 등의 크기가 커짐에 따라 WG가 매우 커져 정수 다품종 흐름 문제를 통합된 하나의 정수 계획법 최적화 문제로 접근한다면, 현실적 크기의 네트워크에 대해서 WDM VWP 설계를 위한 효율적인 최적화 알고리즘은 개발하기가 불가능하다. 그러나 제시한 통합 모형은 문제의 복잡한 특성을 하나의 모형으로 정형화시켜 주며, 수평/수직 레이어 상의 다품종 흐름을 통해 문제의 다양한 특성과 구조를 이해하도록 해준다. 또한 제안한 통합 모형은 다음 절에서 보듯이 효율적인 sub problem 으로의 분해와 분해된 문제에 대한 알고리즘의 개발에 도움을 준다.

### 3. 해법

본 절에서는 앞 절의 통합 모형을 몇 개의 부분 문제로 효율적으로 분해하여 각각에 적절한 알고리즘을 제시하고자 한다. 첫 번째로 VWP의 파장할당이나 변환을 고려하지 않은 채 단지 네트워크 전체에 필요한 파장 수의 결정과 각 노드쌍 수요에 대해 광경로를 그룹으로 합친 루팅을 결정한다. 두 번째로 파장변환의 수를 줄이는 방향으로 광경로 개개에 대한 파장할당을 한다. 마지막으로 루팅과 파장할당을 결정한 VWP에 대

해, 각 VWP마다 변환이 발생하는 노드의 수를 줄일 수 있는 최적 광경로가 있는지를 검사하여 루팅을 바꾸어 파장변환 횟수와 변환이 일어나는 노드의 수를 줄여나가는 방법이다. 마지막 국면은 2절의 통합 모형인 정수 다품종 흐름 문제로는 모델링되지 않았던 특성이지만, 현실적으로 VWP 네트워크의 구축에서는 같은 파장 수의 사용이라면 변환 기능을 몇 개의 노드에서 집중할수록 망 구축 비용이 절약되기 때문에 분해 기법의 고려시 추가하였다.

3.1 국면 1: 광경로 그룹 루팅 모형과 알고리즘

3.1.1 모형

앞서 살펴본 통합 모형의 어려운 측면은 문제의 크기가 크다는 점과 함께, 루팅 결정, 파장할당, 파장전환이 모두 결정되어야 한다는 점이다. 따라서 우리는 국면 1에서는 그룹화된 광경로의 루팅만을 결정하도록 한다. 또한 통합 모형에서 네트워크에 설정되는 파장의 수에 대한 상한을 사용한 것과는 달리, 분할된 국면 1에서는 파장의 수를 명시적인 결정변수로 사용하고 이를 최소화한다. 따라서 국면 1에서의 수요에 대한 루팅 결정 문제는 각 노드쌍 간에 요구되는 주어진 광경로의 수요를 만족시키면서 사용되는 파장 개수를 최소화하는 수리 계획 모형이 된다. 이때 하나의 노드쌍이 두 개 이상의 광경로 수요를 갖는 것이 일반적이고, 두 개 이상의 광경로가 같은 루팅을 가질 수 있다. 같은 루팅을 갖는 수요를 광경로 그룹이라고 정의하면, 우리의 문제는 파장 수를 최소화하면서 광경로 수요를 만족하는 광경로 그룹의 크기와 경로를 결정하는 문제가 된다. 이 문제에 대한 수리 계획 모형 표현을 위해 다음과 같이 기호를 정의한다.

- A : 유방향 링크의 집합 (하나의 링크에 하나의 fiber 가정)
- N : 노드의 집합 (각 노드는 하나의 optical cross connector (OXC)에 대응)
- Q : 하나 이상의 광경로를 요구하는 노드쌍의 집합
- $\lambda_i$  : 노드쌍  $i \in Q$  간에 요구되는 광경로의 개수
- $P(i)$  : 노드쌍  $i \in Q$  간의 모든 물리적 경로의 집합
- $L_p$  : 경로  $p$ 를 구성하는 유방향 링크의 집합
- $x_{ip}$  : 경로  $p \in P(i)$ 에 할당된 노드쌍  $i \in Q$  간의 광경로 그룹의 크기(그룹의 광경로의 수)(결정변수)
- $w$  : 네트워크 전체에 설정되는 파장의 개수를 나타내는 변수(결정변수)

이상의 용어를 사용하면 광경로 그룹 루팅 모형은 다음과 같이 모형화된다.

(Group Routing Problem: GRP)

$$\begin{aligned} & \text{Minimize} && w \\ & \text{subject to} && \sum_{p \in P(i)} x_{ip} = \lambda_i, \forall i \in Q \end{aligned} \quad (7)$$

$$\sum_{i \in Q} \sum_{p \in L_p} x_{ip} \leq w, \forall j \in A \quad (8)$$

$$x_{ip} : \text{nonnegative 정수}, \forall p \in P(i), \forall i \in Q \quad (9)$$

$$w : \text{nonnegative 정수} \quad (10)$$

식 (7)은 각 노드쌍 간에 요구되는 광경로 수가 만족되어야 함을 나타낸다. 식 (8)은 각 유방향 링크를 지나는 광경로의 수는 네트워크 전체에 사용하는 파장 수보다는 작거나 같아야 함을 나타낸다

3.1.2 알고리즘

위 모형은 정수 계획법 문제로서 열의 수가 그래프의 크기에 비교하여 지수적으로 증가하므로 매우 열의 크기가 크다. 따라서, 선형 계획법(LP) 완화 문제(GRP-LP)조차 풀기 어려울 것으로 생각할 수 있다. 그러나 LP 문제의 열의 개수가 많을 경우에는 적은 수의 열을 가지고 LP 문제를 푼 후, 주어진 값으로 더 이상의 열의 생성이 필요한지를 판단하는 열생성 기법을 사용할 수 있다. (GRP-LP) 문제의 쌍대 구조를 이용하면 다음과 같이 열 생성 기법을 통해 LP 완화 문제에 대한 효율적인 문제 풀이가 가능하다. (GRP-LP) 문제에 대한 쌍대 문제(dual problem)은 다음과 같다.

(D-GRP-LP)

$$\text{Maximize} \quad \sum_{i \in Q} \lambda_i u_i$$

$$\text{subject to} \quad u_i - \sum_{j \in L_h} \pi_j \leq 0, \forall i \in Q, h \in P(i) \quad (11)$$

$$\sum_{j \in A} \pi_j \leq 1 \quad (12)$$

$$u_i : \text{unrestricted 실수}, \forall i \in Q \quad (13)$$

$$\pi_j \geq 0, \forall j \in A \quad (14)$$

$(u^*, \pi^*)$ 가 주어졌을 때 위 문제 (D-GRP-LP)는 인덱스  $i$ 에 관해 분리되므로  $|Q|$ 개의 독립적인 LP 문제로 분할된다. 즉, 각  $i \in Q$ 에 대해 제약식 (5)가 만족되려면  $\pi_j^*$ 를 각 유방향 링크의 비용으로 두고 최단 경로를 구했을 때의 목적함수 값이  $u_i^*$ 보다 크거나 같아야 한다. 따라서 모든  $i \in Q$ 에 대해 최단 경로의 목적함수 값이  $u_i^*$ 보다 크거나 같으면 더 이상의 열생성이 필요 없이 LP 문제 (GRP-LP)의 최적해를 구한 것이며, 만일 만족되지 않는 최단 경로가 구해지면 그 경로를 (GRP-LP)의 새로운 열로 추가한다. 따라서 (D-GRP-LP)를 최단 경로 알고리즘을 통해 다항 시간(polynomial time) 내에 풀 수 있으므로 (GRP-LP)의 열생성 부문제는 다항 시간 내에 종료된다. 이 문제는 변수를 path로 설정하였으므로 열생성 문제가 효율적인 알고리즘이 존재하는 문제인 shortest path 문제에 대응하게 되었다. 이제 정수 계획법 문제인 (GRP)를 위한 알고리즘을 서술하면 다음과 같다.

초기에 각 노드쌍 별로 몇 개의 광경로를 생성하여 초기 LP

문제를 구성한 후 열생성 기법을 이용하여 (GRP-LP)의 최적해를 구한다. 이 최적해가 정수해이면 종료하고, 그렇지 않으면 분지 평가법(branch and price method)을 적용한다. 만일 열생성이 종료되어 GRP-LP가 최적해까지 풀렸지만 최적해가 정수해가 아니라면, 분지(branching) 방법을 사용해야 한다. 우리가 사용하는 분지 전략은 다음과 같다. 분지변수의 선택 기준으로는 변수가 정수가 아닌 중에서 소수점 아래값이 0.5에 가장 가까운 변수를 선택하고, 분지는 정수가 아닌 변수값  $x_j = \alpha$ 라 할 때  $x_j \leq \lfloor \alpha \rfloor$ 와  $x_j \geq \lceil \alpha \rceil$ 로 수행한다. 분지 나무(branch tree)의 각 노드에 대해서는 앞서 서술한 열생성 기법을 이용하여 LP 문제 (GRP-LP)를 푼다. 이때 분지를 한차례라도 수행한 후에는 열 생성시 주의하여야 한다. 즉, 분지 후에는 (D-GRP-LP)를 풀어서 최단 경로가 구해졌을 때 이 경로가 반드시 진입 변수가 되는 것은 아니다. 해당 노드의 문제가  $x_j \leq \lfloor \alpha \rfloor$ 와 같은 변수에 대한 상한 제약식을 포함할 경우, 이 변수가 비기저이면 reduced cost가 음수일 수 있기 때문이다. 따라서, 이러한 경우는 최단 경로의 계산이 아니라  $k$ -th 최단 경로의 계산을 수행한다.

3.2 국면 2: 파장할당 알고리즘

VWP 루트 결정 문제를 풀어서 광경로 그룹의 루트와 파장수를 결정 한 후에는 다음과 같이 반복적으로 파장을 할당한다. 국면 1에서 구한 파장수  $w$ 가  $k$ 로 구해졌다고 하자. 이것이 네트워크에 설정되는 유방향 링크 전체에서 사용될 수 있는 파장수이다. 각 물리적 유방향 링크에서 파장의 사용 여부를  $u(e, w)$ 로 나타내고 (1이면 사용 가능, 0이면 사용 불가) 물리적 노드  $i$ 에서 파장변환의 사용 가능 여부를  $t_i(w_p, w_q)$ 로 나타낸다 (1이면 사용 가능, 0이면 사용 불가).

[단계 1]

모든 유방향 링크  $e$ 와  $j = 1, \dots, k$ 에 대해  $u(e, w_j) = 1$ 로 둔다. 모든 노드  $i$ 와 파장  $w_p, w_q (p \neq q)$ 에 대해  $t_i(w_p, w_q) = 1$ 로 둔다. 각 물리적 경로를 루트의 홉 수(hop length)에 따라 감소 순으로 정렬한다. 정렬된 순서에 따라 [단계 2]를 시행한다.

[단계 2]

현재 고려중인 경로를  $z = (n_1, n_2, \dots, n_l)$ 이라 하자. 여기에서  $z$ 의 경로는 노드의 번호로 표시한 것이다.  $z$ 에 대해 2절의 WG를 특수한 형태로 제한하여 다음과 같은 RWG(Reduced Wavelength Graph)를 구성한다.

$z$ 를 구성하는 노드  $n_i$ 에 대해  $k$ 개의 노드를 복사하여 이를 수직으로 배열한다. 따라서,  $z$ 를 구성하는 각 노드는 하나의 수직평면에 대응되며, 이 단계에서 구해지는 RWG의 총 노드 수는  $z$ 의 홉 수를  $l$ 이라 할 때,  $lk$ 개이며 수평평면은  $k$ 개, 수직 평면은  $l$ 개가 생성된다.

$j = 1, \dots, k$ 까지 각 수평평면  $j$ 에 대해서 다음과 같이 유방향 링크를 그린다. 물리적 망의 유방향 링크  $e = \langle v_s, v_t \rangle$ 에 대

해  $u(e, w_j) = 1$ 이면 WG의 수직평면  $j$ 에 있는 노드  $v_t^j$ 에서 같은 수평평면에 있는 노드  $v_s^j$ 로의 유방향 링크를 그리고 이 유방향 링크에의 비용은  $\lambda(e, w_j)$ 로 할당한다.

$i = 1, \dots, l$ 까지 각 수직평면  $i$ 에 대해 다음과 같이 유방향 링크를 그린다.  $w_p$ 와  $w_q$  사이에 파장변환이 가능하면, 같은 수직평면에 있는 노드  $v_i^p$ 와  $v_i^q$  사이에 서로 반대 방향의 유방향 링크 두 개를 정의하고 링크들의 비용을  $c_i(w_p, w_q)$ 로 둔다.

$z$ 의 시/중점 노드인  $m_l$ 과  $n_1$ 에 대응하도록 각각 새로운 노드  $s_{m_l}$ 과  $t_{n_1}$ 을 RWG에 정의한다. 시점 노드  $s_{m_l}$ 에서 모든 수직평면 상의 노드  $v_{m_l}^i$ 로의 유방향 링크를 그린다. 이 유방향 링크들의 비용계수는 0으로 두고 중점 노드  $t_{n_1}$ 에 대해서도 마찬가지로 모든 수직평면 상의 노드  $v_{n_1}^i$ 에서  $t_{n_1}$ 로의 유방향 링크를 그리며 이 유방향 링크들의 비용계수는 0으로 둔다.

RWG에서  $s_{m_l}$ 에서  $t_{n_1}$ 로의 최단 경로를 구한다. RWG의 정의에 의해 이 최단 경로가 보여주는 수평평면에서의 이동이 VWP의 물리적 망의 경로이며 사용한 수직 유방향 링크의 수가 파장변환이 일어난 횟수이다. 이 경로가 사용한 수평 유방향 링크  $e$ 들에 해당하는  $u$  값을 0으로 수정한다. 즉, 해당 수평 유방향 링크에 대응되는 물리적 링크의 파장에 대해 다른 경로의 사용을 금지한다.

[단계 2]에서 만들어지는 RWG에서는  $lk + 2$ 개의 노드와 최대  $(k|l-1| + k(k-1)l + 2)$ 개의 유방향 링크가 존재한다. VWP 루트 결정 모형의 결과가 항상 파장수에 대한 각 유방향 링크별 제약을 만족시키기 때문에 이와 같이 반복적으로 광경로별로 파장을 할당해도 항상 가능해를 얻을 수 있다. 또 RWG 상의 최단경로를 반복적으로 구하므로, 알고리즘이 파장변환과 파장전환의 비용의 합을 가능한 최소화하도록 노력한다. 물론 이 방법은 모든 광경로를 동시에 고려하지 않기 때문에 (동시에 고려한다면 정수 다품종 흐름 문제가 되어 복잡도 증가) 전체 비용 측면에서 최적해가 보장되는 않는 발견적 기법이다.

3.3 국면 3: VWP 루트 및 파장 제한당 알고리즘

국면 3은 국면 1, 국면 2의 과정을 통해 구해진 VWP의 루트와 파장할당을 파장변환 수와 변환이 발생하는 노드 수를 줄일 수 있는 방향으로 재구성하는 방법을 제시한다. 기본 아이디어는 전체 네트워크에서 산발적으로 일어나는 파장변환을 파장변환 횟수도 줄이면서 몇 개의 노드에 파장변환 기능도 집중시키는 것이다. 이는 실제 파장변환 기능을 몇 개의 OXC에 집중시켜 경제성을 달성하고자 하는 WDM 망 설계 원칙 중 하나를 반영하고자 함이다.

[단계 1]

$m$ 을 노드에서 파장변환 기능을 도입하는 것이 경제성을 가지게 되는 최소 파장변환 횟수라고 두자. 파장변환이  $m$  이하

로 발생하는 노드에 대해서 파장변환 발생 횟수를 기준으로 증가순으로 정렬한다. 이렇게 정렬된 노드의 인덱스 집합을  $N^o = \{i_1, i_2, \dots, i_b\}$ 라고 하자. 다음과 같이 MWG(Modified Wavelength Graph)를 구성한다. MWG는 RWG와 유사하지만 현재 파장변환이 발생하지 않는 노드들의 경우 모든 파장변환이 금지되도록  $u(e, w_i), t_i(w_b, w_a)$  값을 수정한다. 또한 VWP 들이 현재 사용하는 파장에 대한 사용이 금지된다. 이러한 방식으로 물리적 망의 노드와 유방향 링크에 대응하는 MWG의 노드 및 유방향 링크를 정의한다.  $N^o$ 에 속하는 노드에 대해 파장변환이 발생하는 순으로 [단계 2]를 수행하여 루트 및 파장할당을 재구성한다.

[단계 2]

현재 고려되는 노드를  $i_k \in N^o$ 라 하자. 노드  $i_k$ 에서 파장변환이 발생하는 VWP의 집합을 유방향 링크의 인덱스로 표현하여  $P^o = \{l_1, l_2, \dots, l_b\}$ 라 하자. 노드  $i_k$ 에서의 파장변환을 금지시키도록 [단계 1]에서 구한 MWG를 수정하고 다음을 수행한다.

현재 고려중인 VWP를  $l_i \in P^o$ 라 하자.  $l_i$ 가 사용하는 파장을 사용할 수 있도록 MWG를 수정한다.  $l_i$ 의 시점에 대응하는  $b$ 개의 노드들과 새로운 노드  $s'$ 를 연결시킨다. 새로운 유방향 링크들의 비용은 0이다. 마찬가지로  $l_i$ 의 종점에 대응하는  $b$ 개의 노드들과 새로운 노드  $t'$ 를 연결시키고 새로운  $b$ 개의 유방향 링크들의 비용도 0으로 둔다.

노드  $s'$ 와  $t'$ 간의 최단 경로를 찾는다. 최단 경로가 존재하지 않을 경우는 현재 고려중인 VWP에 대한 대체 경로가 없어 파장변환 수 감소가 불가능함을 뜻한다. 최단 경로가 구해질 경우에는 기존 광경로를 대체하고 구해진 광경로에 따라 파장할당을 바꾼다. 이 경로가 사용한 수평 유방향 링크  $e$ 들에 해당하는  $u$ 값을 0으로 수정하고 수직 유방향 링크에 해당하는 노드의  $t_i$  값을 0으로 수정한다. 경로 변경 과정에서  $j > b$ 인 노드  $i_j \in N^o$ 의 파장변환 수가 증가하여 이 노드에서의 파장변환 수가  $m$ 을 넘으면  $N^o = N^o - \{i_j\}$ 로 수정한다. 이 경우 노드  $s'$ 와  $t'$  및 이에 대응하는 유방향 링크들을 MWG에서 삭제한다.

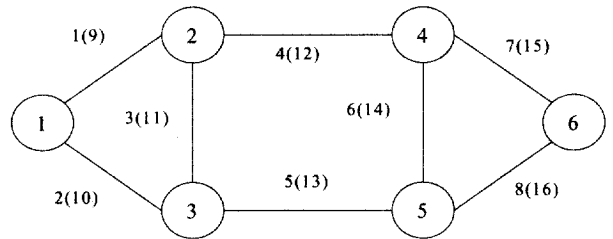
4. 전산 실험

제안된 VWP 네트워크 설계 모형 및 알고리즘의 성능과 여러 트래픽 환경에서의 설계 결과를 알아보기 위해 전산 실험을 수행하였다. 전산 실험은 크기가 다른 두 가지 망을 대상으로 하였다. 본 전산실험에서 사용한 비용함수는  $c_j(w_b, w_a) = a + |b - a| \beta$ 로, 여기에서  $a$ 는 파장변환이 매번 발생할 때마다 생기는 고정 비용계수이며  $\beta$ 는 파장변환 폭에 대한 비용계수이다. 이 비용계수를 사용하면 가능하면 인접한 파장으로 파장변환을 하게 하여 현재 파장변환 기술 개발자들이 개발하는 파장변환 기술의 특성(Yoo, 1996; Elmighani and Mouftah, 2000)을 반영되게 된다. Wavelength 사용 비용  $\lambda(e, w) = \gamma * i$ 를 사용하여 wavelength 사용 비용이 wavelength 번호에 비례하

도록 가정하였는데, 이 비용함수는 국면 2에서 파장할당의 경제성을 강조하도록 하는 효과가 있다. 물론 wavelength 사용 비용  $\lambda(e, w)$ 를 모든 파장에 대해서 일정하게 하거나, 각 링크별로 다른 파장 사용 값을 갖는 등 다른 특성값을 가져도 알고리즘의 적용에는 문제가 없다.

4.1 소형 망의 실험

먼저 다음과 같이 노드가 6개이고 단방향 링크가 16개인 소형 망을 대상으로 실험을 하였다.



모든 링크는 양방향 링크  
 $x(y)$ 는 링크의 번호를 나타냄. 예 2(10)은 1에서 3으로의 방향의 링크 번호 2번 반대 방향의 링크 번호 10을 나타냄

그림 3. 소형 망의 토폴로지.

각 노드쌍 별 VWP 요구량은 각 노드쌍에 대해 구간  $[a, b]$ 에서 분포하도록 하였고  $[a, b]$ 의 값은 표와 같이 6가지 조합에 대해 실험하였다. 각각의 경우에 대한 총 VWP 요구량은 <표 1>에 나타나있다.

또한 파장변환 비용 및 파장사용 비용의 경우  $(a, \beta, \gamma)$ 에 대해 (0, 1, 1), (0, 1, 2), (0, 2, 1)의 3가지 조합을 실험하였다.

<그림 4>는 알고리즘의 국면 1 적용 후의 트래픽 모델별로 설정되는 파장 수의 변화를 보여준다. <그림 4>에서 나타나듯이 요구되는 총 VWP의 수가 증가함에 따라 거의 선형적으로 망에 설치되는 파장 수도 같이 증가함을 알 수 있다. 각 트래픽 모델별 파장 수는 VWP 루팅 결정 모형을 풀어서 결정된 값이다. 열 생성을 이용한 분지 평가법에 소요된 수행 시간은 Sun SPARKS workstation (167 MHz) 상에서 0.02~0.05초였다. 분지 나무의 루트 노드에서의 LP 목적함수 값과 최종 정수 최적해의 목적함수 값 차이는 모두 0.5개 이내로서 루트 노드의 LP

표 1. 소형 망의 트래픽 모델

트래픽 모델	a	b	요구되는 VWP의 개수
A	1	1	30
B	1	2	42
C	1	3	63
D	1	4	74
E	1	5	89
F	1	6	112

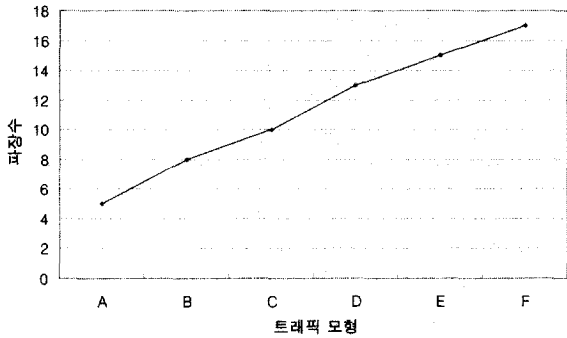


그림 4. 트래픽 모델별 사용파장 수의 변화.

그림 5. 비용계수 및 트래픽 모델에 따른 국면 2 파장변환 횟수 변화 (소형 망).

bound가 매우 좋은 것으로 나타났다.

<그림 5>는 각 트래픽 모델별 VWP 루팅에 대해 국면 2 파장할당 알고리즘에 의해 파장할당을 하였을 때 네트워크 상에서 발생하는 파장변환 총 횟수의 변화를 비용계수별로 나타낸 것이다. <그림 5>에서 보듯 파장할당 방식에 따라 파장변환 회수에 상당한 변화가 있다. 따라서, 기존의 VWP 설정 연구에서 파장할당은 링크별로 임의로 하면 된다는 주장은 실제 VWP 설계에는 문제가 큼을 재차 확인할 수 있다. 또 파장변환 비용계수와 파장사용 비용계수의 상대적 크기에 따라 파장변환 필요성이 매우 달라짐을 알 수 있었다. <표 2>는 각 트래픽 모델과 비용 계수에 따라 국면 2까지 적용 후와 국면 3까지 적용 후의 총 파장변환 횟수와 파장변환이 발생하는 노드 개수의 변화를 보여주고 있다. <표 2>의 국면 2 적용 후의 결과에서 보듯이 VWP 수요가 가장 큰 트래픽 모델 F의 경우 (0, 1, 2)의 비용계수를 취할 경우, 총 파장변환 횟수는 43회로 4개의 노드에서 파장변환이 발생하지만 (0, 2, 1)의 비용계수를 취할 경우, 총 파장변환 횟수는 3회이며 2개의 노드에서 파장변환이 발생하였다. 또한 트래픽 모델 A, B에 대해서 비용계수 (0, 2, 1)의 경우 VWP의 루트 및 파장할당 결과는 파장변환 없이 파장할당이 가능한 경우도 발생하였다.

국면 3을 적용하면 <표 2>에서 보듯이 파장변환 횟수와 파장변환 노드 수가 상당히 감소한다는 것을 알 수 있다. <표 2>의 비용계수 (0, 2, 1), 트래픽 모델 F의 경우에서 보듯이 국면 3 사용 전에는 파장변환이 필요하였지만 국면 3 후에는 파장변

표 2. 국면 2 및 국면 3 적용 직후의 파장변환 변화 (소형 망)

		총 파장변환 횟수		파장변환 노드 수	
		국면 2	국면 3	국면 2	국면 3
A	(0,1,1)	3	1	2	1
	(0,1,2)	10	6	4	3
	(0,2,1)	0	0	0	0
B	(0,1,1)	8	3	3	1
	(0,1,2)	18	14	4	2
	(0,2,1)	0	0	0	0
C	(0,1,1)	8	4	3	2
	(0,1,2)	21	13	4	3
	(0,2,1)	2	1	1	1
D	(0,1,1)	7	1	4	1
	(0,1,2)	26	16	4	3
	(0,2,1)	3	1	2	1
E	(0,1,1)	12	8	3	2
	(0,1,2)	33	27	4	3
	(0,2,1)	2	1	2	1
F	(0,1,1)	18	5	3	2
	(0,1,2)	43	21	4	3
	(0,2,1)	3	2	0	0

환을 전혀 필요하지 않도록 VWP를 구성할 수도 있었다.

#### 4.2 중형 망의 실험

모형과 제안 알고리즘의 성능의 네트워크의 크기와 트래픽의 차이에 대한 비교 실험을 위해 알려진 중형 실험망인 New Jersey LATA 망에 대하여 실험하였다.

계산 시간을 분석하면, 중형 실험망인 LATA 망 정도의 크기까지에 대해 국면 1, 루트 결정 모형은 소형 문제와 같은 실험 환경에서 0.2~0.6초, 국면 2 파장할당은 0.04 ~ 6.42초, 국면 3, 루트 및 파장 재할당은 0.01~10.5초 정도로 매우 빠른 알고리

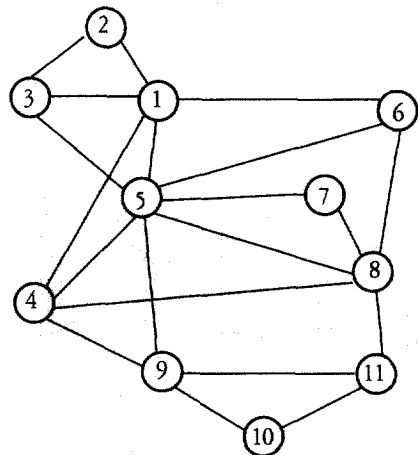


그림 6. LATA New Jersey 망의 topology.



표 3. LATA New Jersey 망의 트래픽 모델

트래픽 모델	a	b	요구되는 VWP의 개수
A	1	1	110
B	1	2	169
C	1	3	229
D	1	4	282
E	1	5	334
F	1	6	398

증 성능을 보인다. 특히 국면 1의 경우 소형 문제와 비교하여서 가장 작은 폭의 증가를 보였다. 이는 국면 2와 3의 모형들이 설정되는 VWP의 개수에 비례하는 정도가 강한 반면, 국면 1은 LP 완화 문제에서 첨가되는 열의 개수가 크게 증가하지 않고 LP 완화의 크기도 여전히 강력해서 비교적 분지가 적게 발생하기 때문이다. 자세히 살펴보면 국면 1에서 50% 정도의 경우에만 LP 최적해가 정수해가 아니어서 branching이 필요하였고, 이 경우에도 branch & bound의 root 노드에서의 LP 목적함수 값의 최적값과 0.5% 이하의 gap을 보여주었다. 국면 3은 소형 문제에 비교해 국면 2보다 시간이 빠르게 증가하였는데, 이는 국면 3이 국면 2에 비해 풀어야 할 부문제 수가 빠르게 증가하기 때문이다.

국면 1 적용 후 망에 설정되는 파장 수의 경우는 <그림 7>에서 보듯이(소형 망의 경우와 마찬가지로), VWP의 수가 증가함에 따라 증가하되 증가폭은 거의 선형식에 가까웠다. 국면 2의 적용 후 총 파장변환 수 및 파장할당 노드 수의 경우 <표 4>에서 보듯이, 소형 망의 경우와 마찬가지로 비용계수에 따라서 많은 차이를 보여주었다. 소형 망의 경우와 다른 점은 비용계수를 (0, 2, 1)로 준 경우에도 파장변환이 필요 없는 파장할당은 가능하지 않았다는 점이다. 소형망의 경우에도 VWP 요구 수가 증가함에 따라서 파장변환이 필요하였던 것을 고려하면, 이는 상대적으로 VWP 요구 개수가 크면 파장변환의 필요성이 상대적으로 증가하기 때문이다. 그러나 역시 비용계수(0, 2, 1)에서 총 파장변환 수의 경우 많은 절약(최대 76% 절약)이 가능했고, 파장 노드 수도 개선(최대 62.5%까지 개선)이 가능했다.

그림 7. 비용계수 및 트래픽 모델에 따른 국면 2 파장변환 횟수 변화(중형 망).

표 4. 국면 2 및 국면 3 적용 직후의 파장변환 변화(중형 망)

		총 파장변환 횟수			파장변환 노드 수		
		적용 전	적용 후	절약 (%)	적용 전	적용 후	절약 (%)
A	(0,1,1)	41	38	7.0	7	6	14.3
	(0,1,2)	58	57	1.8	8	8	0.0
	(0,2,1)	17	16	5.9	4	4	0.0
B	(0,1,1)	83	62	25.4	8	6	25.0
	(0,1,2)	135	131	3.0	8	7	12.5
	(0,2,1)	38	9	76.4	7	3	57.2
C	(0,1,1)	123	108	12.2	9	8	11.2
	(0,1,2)	192	182	5.3	9	7	22.3
	(0,2,1)	60	44	26.7	9	7	22.3
D	(0,1,1)	146	117	19.9	8	6	25.0
	(0,1,2)	225	187	16.9	8	6	25.0
	(0,2,1)	51	35	31.4	7	6	14.3
E	(0,1,1)	150	126	16.0	8	6	25.0
	(0,1,2)	235	217	7.7	8	6	25.0
	(0,2,1)	65	39	40.0	8	3	62.5
F	(0,1,1)	209	190	9.1	9	5	44.5
	(0,1,2)	347	289	16.8	9	5	44.5
	(0,2,1)	75	36	52.0	7	4	42.9

### 5. 결론

본 연구에서는 VWP 네트워크 설계를 위해 루트 설정, 파장할당, 파장변환을 하나의 통합 모형으로 제시하고, 실용적인 설계 방법으로 VWP의 루트 설정, 파장할당 및 변환으로 2단계로 분리해서 단계적으로 풀 후 마지막으로 파장변환 노드의 수를 감소시키는 방향으로 루트 및 파장 재할당을 시도하는 decomposition approach를 제안하고 전산 실험을 통해 각 국면의 알고리즘 성능을 분석하였다. 제안된 모형과 실험을 통해 나타난 문제와 본 논문의 공헌을 요약하면 다음과 같다.

- VWP 루트 및 파장할당을 동시에 해결하는 통합 모형은 2차원 격자 계층 네트워크 개념에 기반하여 제시 가능하였다. 모형은 정수 다품종 흐름 문제로서 문제의 크기가 매우 작을 때에는 전체 모형을 직접적인 알고리즘의 적용으로 풀 수 있겠지만, 현실적인 물리적 망의 크기와 수요에 대해서는 매우 큰 크기의 어려운 문제가 되므로 효율적인 분해와 단계적인 알고리즘의 개발이 요구되었다. 제시한 통합 모형은 분해된 부문제에 대해 일관된 접근 시각을 주는 한편 개개의 알고리즘 개발에 필요한 다양한 문제의 계층 구조를 보여준다.
- 3가지 국면으로 분해된 문제를 정의하고 그들에 대한 알고리즘을 개발하였다. 국면 1 광경로 그룹 루팅의 경우 열 생성 정수 계획 기법에 기반하여 중형 크기의 문제까지는

최적해를 보장함을 확인하였다. 국면 2, 3, 파장할당 및 트/파장 재할당 알고리즘은 통합 모형의 계층 네트워크 개념을 변형하여 최단 경로 알고리즘 등을 기반으로 구현된 발견적 기법으로 알고리즘이 매우 안정적이며 수행 시간도 빠른 것으로 나타났다. 제시한 각 국면의 알고리즘들은 VWP 망의 설계 요구에 따라 각 모듈별로 사용하거나 이를 조합하여 사용할 수 있을 것이다.

- VWP의 파장할당 문제는 이제까지 링크별로 링크를 지나는 VWP에 사용 가능한 임의의 파장을 할당하면 되는 것으로 간주되어 왔으나, 제안된 알고리즘의 실험 결과 파장할당 방식에 따라 파장변환 및 파장변환기 설치에 따른 비용의 차이가 매우 크게 나타난다는 것을 알 수 있었다. 특히 파장사용 비용, 파장변환 비용, 트래픽 특성 등에 따라 다양한 설계 대안이 나타남을 알 수 있었고 제안한 모형은 어느 경우든 적용이 가능하였다.
- 본 연구에서는 전체 네트워크에서 사용하는 파장의 수를 국면 1에서 최소화하고 국면 2와 국면 3에서는 이 범위 안에서 파장변환의 횟수나, 변환 노드 수의 절약을 도모한다. 만일 국면 1에서 구해진 사용파장 수를 국면 2나 국면 3에서 오히려 증가시킨 후 총 비용 최적화를 시도한다면 파장변환의 수는 오히려 줄어드는 경우도 발생이 가능할 것이다. 본 연구에서는 상용화되는 WDM 전송 시스템에서 사용 가능한 파장 수를 8, 16, 32, 40개 등으로 미리 설정해두므로 망 계획시 가장 먼저 사용파장 수를 최소화하고 남은 파장은 절체용이나 향후 수요에 대비해 확보하는 (Ramaswami and Sivarajan, 1996; Mukherjee, 1992) 현재의 WDM 망 계획 관행을 감안해 파장사용 비용의 증가는 고려하지 않았지만, 사용파장 수 증가를 통해 증가하는 파장사용 비용과 파장전환 비용의 감소간의 trade-off에 대한 알고리즘 보완 등이 향후 연구 주제로 적합할 것이다. 또 정형화된 각 국면에 대해 메타 휴리스틱 등의 방법으로 알고리즘의 소요 시간은 증가하여도 해의 품질을 개선하는 방향의 연구 등도 가능할 것이다.

## 참고문헌

채창준(1997), 초고속 광통신을 구현하는 최첨단 광전송 기술 WDM, *기압과 통신*, 41, 14-18.

Ahuja, R. K., Magnanti, T. L. and Orlin, J. B. (1993), *Network Flows: Theory,*

*Algorithms, and Applications*, Prentice Hall.

- Barnhart, C., Hane, C. and Vance, P. (1996), Integer multicommodity flow problems, *MIT Center for Transportation Research*.
- Barry, R. A. and Humblet, P. A. (1994), On the number of wavelengths and switches in all-optical networks, *IEEE Transaction on Communication*.
- Bouillet, Eric and Bala, Krishna (1997), The benefits of wavelength interchange in WDM rings, *Proceedings of IEEE International Conference on Communications'97*, Montreal, Canada, 411-415.
- Caenegem, B. V. et al. (1998), Dimensioning of survivable WDM networks, *IEEE Journal on Selected Areas in Communication*, 16(7), 1146-1157.
- Dixit, S. S. and Ylä-Jääski, Y. eds. (2000), WDM optical networks: a reality check, *IEEE Communications Magazine*, 58-121, March.
- Elmirghani, J. M. H. and Moutfah, H. T. (2000), All-optical wavelength conversion: Technologies and applications in DWDM networks, *IEEE Communications Magazine*, 86-92, March.
- Kovacevic, M. and Acampora, A. (1996), Benefits of wavelength translation in all-optical clear-channel networks, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 13, 868-880.
- Lee, K. C. and Li, V. O. K. (1993), A wavelength convertible optical network, *IEEE Journal of Lightwave Technologies*, May/June, 962-970.
- Miyao, Y. and Saito, H. (1998), Optimal design and evaluation of survivable WDM transport networks, *IEEE Journal on Selected Areas in Communication*.
- Mukherjee, B. (1992), WDM-based local lightwave networks, Part II: multihop systems, *IEEE Networks*, 20-32, July.
- Mukherjee, B. (1997), *Optical Communication Networks*, McGraw-Hill.
- Nagatsu, N., Okamoto, S. and Sato, K. (1996), Optical path cross-connect system scale evaluation using path accommodation design for restricted wavelength multiplexing, *Journal on Selected Areas in Communication*, 14(5), June.
- Nizam, M. H. M., Hunter, D. K. and Smith, D. G. (1997), A dynamic reconfiguring tool for improving multiwavelength transport network robustness, *Proceedings of IEEE International Conference on Communications '97*, Montreal, Canada, 246-250.
- O'Mahony, M. J. (1995), Optical multiplexing in fiber networks: progress in WDM and OTDM, *IEEE Communications Magazine*, December.
- Ramaswami, R. and Sivarajan, K. N. (1996), Design of logical topologies for wavelength-routed optical networks, *IEEE JSAC / JLT Special Issue on Optical Networks*, 14(5), 841-851.
- Sato, K. (1996), *Advances in Transport Network Technologies: Photonic Networks, ATM, and SDH*, Artech House.
- Sharma V. and Varvarigos, E. (1998), Limited wavelength translation in all optical WDM mesh networks, *Proceedings of IEEE Infocom 98*.
- Stern, T. H. and Bala, K. (1999), *Multiwavelength Optical Networks: A Layered Approach*, Addison Wesley.
- Subramaniam, S., Azizoglu, M. and Somani, A. (1998), On the optimal placement of wavelength converters in wavelength-routed networks, *Proceedings of IEEE Infocom 98*.
- Yoo, S. J. B. (1996), Wavelength conversion technologies for WDM network applications, *Journal of Lightwave Technology*, 14(6), June.