WDM의 논리망 구성과 파장할당 그리고 트래픽 라우팅을 위한 개선된 통합 해법

정회원 홍 성 필*, 이 희 상**, 박 범 환***, 조 은 진****

A unifying solution method for logical topology design on wavelength routed optical networks

Sung-Pil Hong*, HeeSang Lee**, Bum Hwan Park***, Eun-Jin Cho**** *Regular Members*

요 약

논리망 구성, 파장할당, 그리고 트래픽 라우팅은 WDM 전송망 구성의 핵심적인 문제들이다. 망 전체 수준의 최적성을 위해서는 이 문제들을 통합하여 접근할 필요성이 있으며, 최근 일련의 연구들은 이러한 통합 모형과 해법의 추구 과정으로 볼 수 있다. 그 중에서 Krishnaswamy와 Sivarajan[7]이 제시한 모형은, 통합성과 완비성의 정도로 볼 때, 가장 개선된 것이다. 특히 이 수리모형은, 이전의 비선형모형에 비해, 상대적으로 해법이 용이한 정수선형계획모형이라는 장점을 가지고 있다. 그러나 이 연구는, 정수조건을 완화한 선형계획문제를 푼 다음 라운딩(Rounding)에 의해 정수해를 구하는 해법을 제시하였다. 이러한 초보적인 해법은 라운딩이 성공적인 경우 최적 품질에 가까운 해를 생성하지만, 일반적으로 다음과 같은 문제들을 갖고 있다. 첫째, 대형 선형문제를 그대로 풂으로써, 매우 긴 계산시간을 요한다. 둘째, 구해진 해가 모형에 반영된 기술적 제약조건들을 만족시키지 못하는 비가능해(infeasible solution)일 수 있다. 예를 들어 광신호의 감쇠현상을 방지하기 위한 홉(hop)수 제약조건이나, WDM의 필수적 제약인 파장개수의 상한 등이다. 본 연구는 [7]에서 제시한 수리모형에 기반하여, 개선된 해법을 제시하고자 한다. 즉, 훨씬 단축된 시간 안에 모든 제약 조건을 만족하는 해법을 제시한다. 또한, 품질 면에서도 [7]에 제시된 최적해와 대체로 비슷한 수준의 해를 제공할 수 있다.

ABSTRACT

A series of papers in recent literature on logical topology design for wavelength routed optical networks have proposed mathematical models and solution methods unifying logical topology design, wavelength assignment and traffic routing. The most recent one is by Krishnaswamy and Sivarajan[7] which is more unifying and complete than the previous models. Especially, the mathematical formulation is an integer linear program and hence regarded in readiness for an efficient solution method compared to the previous nonlinear programming models. The solution method in [7] is, however, elementary one relying on the rounding of linear program relaxation. When the rounding happens to be successful, it tends to produce near-optimal solutions. In general, there is no such guarantee so that the obtained solution may not satisfy the essential constraints such as logical-path hop-count and even wavelength number constraints. Also the computational efforts for linear program relaxation seems to be too excessive. In this paper, we propose an improved and unifying solution method based on the same model. First, its computation is considerably smaller. Second, it guarantees the solution satisfies all the constraints. Finally, applied the same instances, the quality of solution is fairly competitive to the previous near optimal solution.

* 중앙대학교 상경학부(sphong@cau.ac.kr), ** 한국외국어대학교 산업공학과,
*** 서울대학교 산업공학과, **** 한국전자통신연구원
논문번호 : 00027-0121 , 접수일자 : 2000년 1월 21일
※ 본 연구는 학술진흥재단 협동연구과제(KRF-98-E00015)지원으로 수행되었습니다.

Ⅰ. 서 론

WDM 기술은 광대역폭 전송을 지원하고 비트율이 투명하며, 광전변환이 없는 크로스커넥트(cross-connect)가 가능하기 때문에, 물리망 위에 구성된 논리망을 사용하여 다양한 트래픽을 유연하게 전송할 수 있는 장점을 가지고 있다. 한 개의 파장이 2.5Gbps에서 10Gbps까지 전송할 수 있으며, 현재 상용중인 망에서는 광섬유 한 개 당 10개 정도의 파장이 가능하며, 곧 30개 이상이 가능한 기술이 시장에 출현할 전망이다. 또한 연구중인 기술에서는 수백 개의 채널도 가능하다[2]. 이러한 WDM의 장점을 최적으로 활용하는 전송망구성을 위해서는, 이에 관련된 논리망 구성, 파장할당 그리고 트래픽 라우팅 등의 문제를 분리하지 않고 통합하는 접근법이 필요하다. 1990년대 중반부터 출현한 일련의 논문들[2,4,6,7]은 이러한 통합 모형과 해법 연구의 발전 과정이라고 볼 수 있다.

그 중에서 Krishnaswamy와 Sivarajan[7]의 논문은, 기존의 논문들에 나타난 비선형 모형이나, 비현실적인 가정등을 사용하지 않고, 주어진 문제를 완비된 정수선형계획모형으로 정형화하였다는 특징을 가지고 있다. 이 모형은 해법 개발 자체에 유리할 뿐 아니라, 여러 가지 WDM의 기술적 제약조건을 모형에 반영하기가 용이하다는 이점을 갖고 있다. 이런 제약조건으로는 광신호의 감쇠현상 방지를 위해, 한 광경로의 물리링크 수를 제한하는 홉수(hop count) 제약이나, WDM에서 필수적인 파장 개수 제약 등을 예로 들 수 있다.

그러나, [7]에 제시된 해법은, 정수선형계획모형의 정수조건을 완화한 선형계획문제를 풀고 난 뒤, 라운딩(rounding)에 의해 정수해를 구하는 해법이다. 이러한 초보적인 해법은 우선, 완화된 선형문제 자체가 매우 대형의 문제이므로 매우 긴 계산시간을 요한다. 또한 라운딩이 성공하여, 얻어진 정수해가 모형의 모든 조건을 만족하는 경우는 최적 품질에 가까운 해를 제공하지만, 일반적으로 그런 보장은 불가능하며 구현 가능하지 않은 해를 생성시키게 된다. 홉수 제약조건은 전혀 고려하지 못하며, 또한 망에 주어진 파장개수의 상한을 넘는 논리망 구성을 요구하게된다. 따라서, [7]의 해법은, 아주 긴 시간을 필요로 하면서도 비가능해를 구할 수 있다라는 점에서, 진정한 의미의 해법으로 보기 힘들다.

본 연구에서는, [7]의 정수선형계획 모형의 구조를 적절히 이용하여, 위의 단점을 해결할 수 있는 해법을 제시하였다. 그리고 기존의 연구들[2,6,7]에서 사용한 동일한 예에 적용하여 비교실험을 수행하였다. 그 결과 새로운 해법은, 훨씬 단축된 시간 안에 모든 제약 조건을 만족하는 해를 생성할 수 있었다. 해의 품질 면에서도 [7]에 제시된 근사 최적해에 크게 뒤지지 않는 해를 얻을 수 있었으며, 경우에 따라서는 기존 연구 보다 좋은 해를 얻을 수 있었다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2절에서는 넓은 의미의 전송망 구성문제와 이와 관련된 하부문제들을 정의하였다. 3절에서는 기존 모형들을 분류 정리하여 본 연구의 의의를 명확히 하려고 노력하였다. 4절에서는 본 연구의 모형과 알고리듬을 그리고 5절에서는 비교 실험결과를 제시하였다. 마지막으로 6절에서는 결론 및 추후연구 방향을 언급하였다.

Ⅱ. WDM 전송망 구성문제

넓은 의미의 전송망 구성문제란 다음의 문제들을 포함한다. 첫째는 논리망 구성문제이다. 즉 주어진 망의 물리링크와 크로스커넥터(cross connector)를 사용하여, 광경로(lightpath)를 설정하는 문제이다. 둘째는 각 광경로가 사용할 파장을 할당하는 문제이다. 마지막으로, 구성된 논리망에서 트래픽 수요를 위해 경로를 설정하는 트래픽 라우팅 문제이다. 이 문제들은 다음 [그림1]과 같이 통합적 관점에서 볼 수 있다.

최하위층 (a)는 광섬유들과 크로스커넥터로 이루어진 물리망이다. (b)는 (a)의 물리망을 사용하여 구성된 논리망과 이 논리망에 할당된 파장을 보여준다.

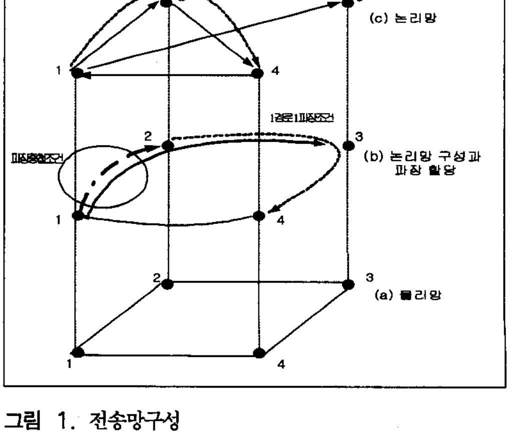

그림 1. 전송망구성

그림에서는 광경로 1-2, 1-2-3, 2-3-4, 그리고 4-1이 설정되었다. 이 때 신호감쇠효과에 대비하여, 한 개의 광경로가 경유할 수 있는 물리적 링크의 수를 제한할 수 있다. 예를 들어 홉(hop)수 제약수가 1이라면 지금 설정되어있는 광경로 중, 1-2-3과 2-3-4는 이 제약조건을 위배하게 된다. 논리망 구성문제에서 또 한가지 고려해야할 제약은 차수제약조건이다. 논리망에서, 한 개의 노드에서 시작하거나 혹은 끝나는 광경로의 개수가 각각 노드의 외향 및 내향 차수라고 하면, 예를 들어 그림의 (b)에서 노드 1에서 출발하는 광경로의 수는 2이므로 외향 차수는 2가된다. 이러한 차수에 상한을 두어, 각 노드에서 사용 가능한 송수신기 개수를 반영할 수 있으며, 또한 망전체의 트래픽 부하의 균형을 주는 효과도 얻을 수 있다.

WDM의 파장할당은 두개의 광경로가 동일한 물리적 링크 상에서 같은 파장을 사용하지 않도록 해야한다. 이 때 한 개의 광경로가 경유하는 물리적 링크가 바뀔 때마다 파장을 변환할 수 있다면, 파장할당문제는 비교적 쉬운 문제가 된다. 그러나 파장변환을 허용하지 않는다면(no wavelength conversion), 위 그림(b)에서의, 2번 노드에서 4번 노드를 연결하는 점선경로에서처럼 광경로는 시점에서 종점까지 동일한 파장을 가져야하며, 이러한 경우 망전체에 부여된 사용 가능 파장 수를 만족하도록 파장을 할당하는 것은 NP-hard문제가 된다.[11] 본 논문에서는 모형의 현실성을 위해 파장변환을 허락하지 않는다.

(c)에는 (b)에서 구성한 논리망의 논리적 구조만이 강조되어 도시되어 있다. 각 노드 쌍 사이에 수요로 주어진 트래픽은 논리망을 사용하여 라우팅하게 된다. 라우팅은 크게 두 가지 방법으로 나뉜다. 먼저 단일홉(single-hop)방식[3]으로서, 모든 노드간의 전용 광경로를 설정하는 방법이다. 그러나 이 경우 많은 광경로가 필요함에 반해, 하나의 물리적 링크에 사용가능한 파장의 개수와 각 노드의 논리망 차수가 제한되어 있으므로, 이 방식은 비현실적이며, 따라서 본 논문에서는 두 노드 사이의 트래픽을 여러 개의 광경로를 경유할 수 있는 다중홉(multi-hop)방식[2]를 택한다. 예를 들어 노드 1로부터 4로 가는 트래픽은 두개의 광경로, 1-2와 2-3-4를 경유하여 보낼 수 있다.

지금까지 WDM 전송망 구성의 세 가지 문제를 살펴보았다. 여기서 강조해야할 점은 이 문제들을 통합하여 동시에 풀어야 한다는 점이다. 이들의 연관성을 무시하고 독립적으로 해를 구하면, 구성된 전송망은 독립된 부분문제의 가능성만 만족할 뿐, 전체 문제의 가능성(feasibility)을 상당히 파괴할 수 있으며, 전체적인 최적성 또한 저하될 것이다.

Ⅲ. WDM 전송망 구성의 대표적인 기존 연구

WDM 전송망 구성문제의 대표적인 기존 연구는 [2],[4],[6],[7]등이다. 이들을 목적함수, 제약조건, 해법의 통합성, 모형의 선형성 여부 등의 사항을 비교·분석하면 [표1]과 같다.

표 1. 대표적 연구 비교

		[2]	[4]	[6]	[7]	본 연구
목적함수		전파지연	패킷홉거리	혼잡도	혼잡도	혼잡도
제약조건	파장개수 제한 만족여부	○	○	○	△	○
	파장중첩 조건 만족여부	○	○	○	○	○
	광경로 할당 파장의 연속성 여부	○	×	×	○	○
	홉수제약 만족 여부	×	×	×	△	○
	노드차수 조건	○	○	○	○	○
해법	해법의 통합성	×	×	×	×	○
수리모형		비선형	선형	선형	선형	선형

위 표에서 O/X는 좌측의 여러 가지 해당사항들이 모형에 반영됐느냐 안 됐느냐를 나타내는 것이고, △는 모형엔 반영됐으나, 해법의 한계성으로 인해, 그 해당사항을 만족하지 못할 수 있음을 나타내는 것이다.

먼저, [2]는 최초로 수리모형을 제시했지만, 비선형정수계획문제라는 단점을 가지고 있다. [4]와 [6]의 모형은 선형이기는 하나, 파장변환을 무제한 허용하여 모형의 현실성을 저하시켰다. 또한 그들은 주어진 문제를 여러 개의 부분문제로의 분할하고 여기에 발견적 기법에 기초한 해법을 적용하였다.

[7]은 최초로 한 광경로에 할당되는 파장의 연속성이 보장되며, 홉수 제약을 고려할 수 있는 정수선형계획모형을 제시하였다. 그러나, 제시한 해법은, 서론에서 언급한 것과 같이, 모형의 제약조건들의

만족을 보장하지 못하는 문제점을 갖고 있다. 이에 관해서는 비교 실험 결과에서 자세히 언급된다.

Ⅳ. 수리모형 및 제안 해법

1. 수리모형

본 논문의 모형은 [7]의 모형과 본질적으로 동일하나, 통합적 해법의 개발을 위해 다소 수정된 것이다.

$$\min \quad \lambda_{\max}$$

$$\text{s.t} \quad \sum_{u(u,v)\in E} b^k_{ij}(u,v) - \sum_{u(v,u)\in E} b^k_{ij}(v,u) = \begin{cases} b^k_{ij} & \text{if } u=i \\ -b^k_{ij} & \text{if } u=j \\ 0 & o/w \end{cases}$$

$$\forall u \text{ and } \forall k,(i,j) \quad (1)$$

$$\sum_{ij} b^k_{ij}(u,v) \le 1 \quad \forall k,(u,v) \quad (2)$$

$$\sum_k \sum_j b^k_{ij} \le \Delta^t_i, \quad \sum_k \sum_j b^k_{ji} \le \Delta^r_i, \quad \forall i \quad (3)$$

$$\sum_{u,v} b^k_{ij}(u,v) \le h_{ij} \quad \forall k,(i,j) \quad (4)$$

$$\sum_k b^k_{ij} \le 1 \quad \forall (i,j) \quad (5)$$

$$\lambda^{sd}_{ijk} \le \lambda^{sd} b^k_{ij} \quad \forall (i,j),k,(s,d) \quad (6)$$

$$\sum_k \sum_j \lambda^{sd}_{ijk} - \sum_k \sum_j \lambda^{sd}_{ijk} = \begin{cases} \lambda^{sd}, & \text{if } i=s \\ -\lambda^{sd}, & \text{if } i=d \\ o & o/w \end{cases} \quad \forall (s,d) \quad (7)$$

$$\sum_{s,d} \lambda^{sd}_{ijk} \le \lambda_{\max} \quad \forall (i,j),k \quad (8)$$

$$\text{모든 변수} \ge 0 \quad , b^k_{ij}(u,v) \;, b^k_{ij} \in \text{""0,1""}$$

<u>입력 패러미터 설명</u>

$\Delta^t_i(\Delta^r_i)$: 논리망에서 노드 i 로 나가는(들어오는) 광경로 개수의 최대값, 즉 외향(내향) 차수.

h_{ij} : 노드 쌍 i,j를 잇는 광경로가 경유할 수 있는 물리적 링크 개수의 최대값, 즉 홉수제약.

λ_{sd} : 노드 쌍 s,d간의 트래픽 요구량

<u>변수 설명</u>

$b^k_{ij}(u,v)$: i,j를 연결하며, 파장 k를 사용하는 광경로가 물리적 링크 (u,v)를 지나면 1, 그렇지 않으면 0.

b^k_{ij} : i,j를 연결하는 광경로가 파장 k를 사용하면 1, 그렇지 않으면 0

λ^{sd}_{ijk} : s,d간의 트래픽 수요 중, 파장 k를 사용하며 i,j를 연결하는 광경로를 지나는 트래픽

$\lambda_{\max}$: 광경로 중 흐르는 트래픽량의 최대 가능 값

우선 모형의 목적함수는 최근 연구들의 추세에 맞추어 트래픽 혼잡도(congestion: 단일 광경로에 가능한 최대 트래픽량)의 최소화를 선택하였다. 원거리 패킷망의 백본으로 사용한다는 가정 하에서는 적절한 목적함수 중에 하나라고 생각된다.

제약식 (1)은 i와 j 간에 파장 k를 사용하는 광경로를 설정하는 경우, 그 경로가 어떤 물리적 링크들을 거치는지를 결정하는 제약식이다. 즉, $b^k_{ij}=1$인 경우, 이 제약식은 i로부터 j 까지 크기가 1인 흐름을 보내는 흐름 보존식이 되며, 이 흐름은 설정되는 광경로에 대응된다. 특히 각 링크의 흐름량을 0 또는 1로 제한하면, 흐름의 분리가 방지되어 온전한 광경로를 구하게 되며, 또한 파장의 연속성이 유지되어 파장 변환을 방지한다. (2)는, 같은 파장을 사용하는 두 개이상의 광경로는 동일한 물리적 링크를 지날 수 없음을 나타내는 제약식이다. (3)은 논리망에서 하나의 노드에 들어가고 나가는 광경로 수를 제한한다. (4)는 하나의 광경로가 거칠 수 있는 물리적 링크 개수(홉수)를 제한하는 식이며, (5)는 하나의 노드 쌍 사이엔 하나 이하의 광경로만 설정됨을 의미한다. (6)은 논리망에서 i로부터 j 까지 광경로가 존재할 때만 (즉, $b^k_{ij}=1$ 인 경우에만), 트래픽이 흐르도록 하는, 광경로 변수와 트래픽 변수를 연결하는 제약식이다.

그리고 (7)은 트래픽 흐름에 관한 흐름 보존식이다. 즉, 노드 쌍간에 트래픽 요구량이 있는 경우, 그 요구량을 어떤 광경로를 사용하여 라우팅(routing)할지를 결정하는 식이다. 마지막으로 (8)은 $\lambda_{\max}$가 모든 광경로상의 트래픽량 중 최대값이 되도록 하는 식으로서, 목적함수는 이를 최소화하여, 앞에서 언급한 것처럼, 본 모형은 최대혼잡도가 최소화된 해를 구하게 된다.

위 제약식들을 크게 구분하면, (1)~(5)는 논리망 구성과 파장할당 문제를 위한 식이며 (7)~(8)은 동시에 트래픽 라우팅을 하기 위한 식이다. 그리고 (6)은 이러한 논리망 구성과 트래픽 라우팅을 연결짓는 제약식이 된다.

[7]에서 제시된 수리모형은, (1)식의 우변에 i와 j 사이에 광경로의 설정 여부만을 결정하는 변수를 사용하였지만, 본 수리모형에서는 그 광경로가 어떤 파장을 사용하는지도 결정하도록 변수를 세분화하였다, 이렇게 하면 각 파장에 대해, 서로 독립적인 블록(block)들이 생겨서, 다음절에서 설명할 경로기반 수리모형(Path-Based Formulation)과 열생성기법을 적용하기에 보다 쉬워진다는 장점이 있다.

2. 해법

제시된 수리모형의 가장 큰 특징은 (6)번 제약식을 제외하면, 나머지 부분은 서로 독립적인, 파장할당을 포함한 논리망 구성문제와 트래픽 라우팅문제가 된다는 점이다. 이것은 잘 알려진 최적화기법인 라그랑지 완화법[1]을 적용하여 (6)번식을 목적함수에 포함시키면, 매 반복단계(iteration)에서는 훨씬 축소된 크기의 두 개의 독립 하부문제(제약식 (1)~(5), 그리고 (7)~(8)에 의해 정의된 문제들)를 푸는 것으로 충분하다는 것을 의미한다. 두 문제를 각각 VTSP(virtual topology sub-problem), TRSP(traffic routing sub-problem)로 부르면, 가장 상위 수준의 라그랑지 완화법은 [그림2]과 같이 단순화하여 나타낼 수 있다.

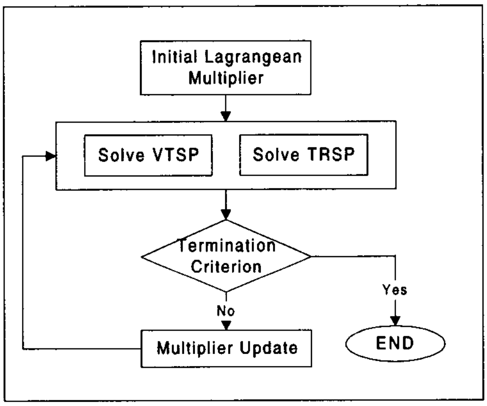

그림 2. 전체 알고리듬

매 반복단계 마다 두 개의 하부문제 VTSP와 TRSP를 풀어서, 광경로와 파장할당, 그리고 트래픽 라우팅을 결정하고, 다음 반복단계를 위해 라그랑지안 승수를 개선한다. 라그랑지안 승수 개선법은 여러 가지가 있지만, 실용적으로 가장 많이 사용하고 있는 [5]의 방법을 사용하였다.

또한, 단순히 라그랑지안 승수 개선에만 의지하는 경우, 가능해가 나오기까지 많은 연산횟수를 필요로 하므로, 일정 횟수의 반복단계가 지나면, VTSP에서 구해진 논리망을 TRSP의 입력으로 사용하여, 보다 빨리 가능해로 수렴하도록 하였다.

위의 라그랑지안 해법의 성과는 각 반복단계에서 두 개의 하부문제를 얼마나 효율적으로 풀 수 있는가에 크게 의존한다. 이 하부문제들은 각각 정수다품종흐름문제[8]와 실수다품종흐름부분문제[1]가 된다. 정수다품종흐름문제는 물리망의 노드가 10개 정도를 넘어도 최적으로 풀기가 몹시 힘든 NP-hard 문제이다[9]. 그러나 전체 문제보다는 상대적으로 훨씬 해법 개발이 많이 연구되어 온 문제라는 점이 중요하다.

정수문제 만큼 풀기 어렵지는 않지만 실수다품종흐름문제[1] 역시 물리망의 크기가 증가함에 따라 변수의 개수가 급격히 증가하는 어려움이 있다. 따라서 TRSP를 경로기반수리모형[1]으로 문제를 재변환(Path_TRSP)하여, 모든 변수를 고려하지 않고 해를 개선시킬 수 있는 열생성기법[1]을 적용함으로써, 문제를 축소할 수 있었다.

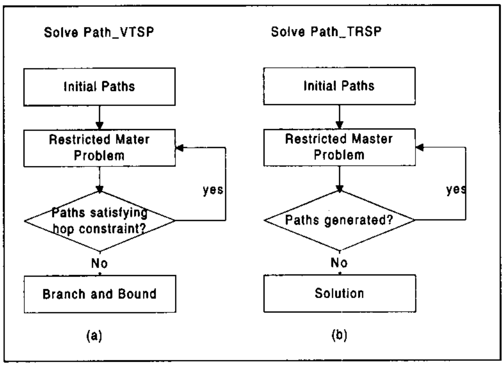

그림 3. Path_VTSP, Path_TRSP에 대한 해법

한편, 정수다품종흐름문제인 VTSP의 경우는, 우선 정수조건을 완화하여, 실수다품종흐름문제의 경로기반수리모형(Path_VTSP)으로 변환하는데, 이때, 홉수 제약에 관련된 경로기반 제약식은 각 생성경로에 대한 제약식이므로 열생성기법을 적용할 수 없다는 어려움이 있다. 그러나, 이 제약식을 고려하지 않는 대신에, 열생성을 할 때, k-최단경로 알고리듬[10]을 사용하여, 홉수 제약을 만족하는 경로만을 생성시킴으로써, 이 문제를 해결할 수 있다.

이렇게 구해진 모든 경로를 포함하는 경로기반수리모형을 다시 분지한계법으로 풂으로써, 모든 제약조건을 만족하는 정수해를 구할 수 있다.[8] 이러한 매 반복단계의 해법을 도시하면 위의 [그림3]과 같다.

3. 해법의 비교

앞에서도 서술했듯이, [7]은 이 문제를 위해 통합된 모형을 최초로 정수선형계획법문제(integer linear programming)로 정형화하였다. 그러나, 모형의 참신함에도 불구하고, 제시된 해법은 정수선형계획문제의 난해성에 못 미치는 초보적인 것이다. 즉, 정수조건을 완화하여 얻어진 선형계획 문제를 푼 다음,

임의적인 휴리스틱(heuristic)과 라운딩(rounding)을 사용하여 정수해를 복원시키는 방법이다. 이 해법은 일반적으로 정수선형계획모형에 대해 가능해를 제공해 주지 못한다. 따라서 [7]에서는 파장 중첩이나 파장 연속성 조건 등은 만족시킬 수 있었지만, 파장 개수의 제한이나, 광경로의 홉수 제약 조건 등은 만족시킬 수 없었다. 이처럼 [7]은 그 완비된 모형을 충실히 반영하는 해법을 제시하는데 성공하지 못하였다고 볼 수 있다.

그러나, 본 해법은 모형의 모든 조건을 만족하는 가능해를 항상 제공할 수 있다. 먼저, 본 해법은 경로기반 수리모형을 통해 변수를 대폭 줄여, 그 문제를 분지한계법을 통해 정확한 정수해를 구해냄으로써, 항상 파장 개수 제한을 넘지 않는 논리망을 구성할 수 있다. 그리고, 열생성을 할 때, k-최단경로를 사용하여, 주어진 홉수 제약을 만족하는 경로만을 추가함으로써, 모든 광경로가 홉수 제약을 만족하게 된다.

[7]의 해법의 또 하나의 치명적인 단점은 매우 긴 계산시간이다. 다음절에서 설명하듯이, NSFNET의 경우 단일 문제를 위해, 최악의 경우 하루 이상의 긴 계산 시간이 필요한 것으로 짐작된다. 그러나, 본 연구의 해법은 실험결과에서 보듯이, 단일 문제 당, 최대 3시간 정도의 계산 시간이 요구된다.

V. 실험결과

실험에 사용한 네트워크는 노드 6개로 이루어진 "작은" 네트워크[그림4]와 노드 14개로 이루어진 NSFNET[그림5]이다.

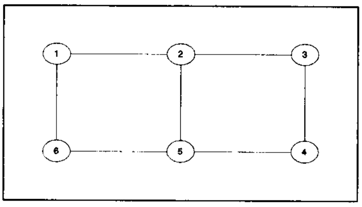

그림 4. 노드 6개 네트워크

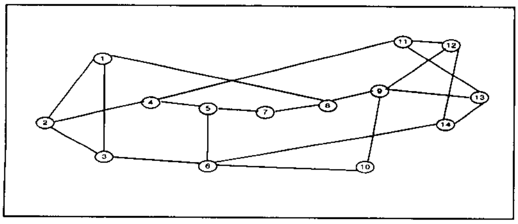

그림 5. NSFNET

[표2]는 본 연구의 해법을 작은 네트워크에 적용하여, [7]에서 제시한 최적해와 비교한 것이다.

표 2. 6-노드 네트워크

차수	파장	홉수	최적해[7]	본연구	CPU time(초)
1	1	1	7.336	7.336	5.95
	1	2	7.077	7.077	7.61
2	1	1	2.324	2.324	7.58
	1	2	2.21	2.338	11.48
	2	2	2.042	2.1555	45.10
3	2	*	1.183	1.324833	47.86
4	3	*	0.887	0.984286	88.27
5	4	*	0.710	0.799667	109.91

물론 이 최적해는 정확한 정수계획 수리모형을 정수계획법을 이용하여 그대로 푼 것인데, 이것은 노드개수가 6개로 문제크기가 매우 작기 때문에 가능하다. "차수"란 2절에서 정의한, 동일하게 설정한 내외향차수를 말한다. "홉수"란 홉수 제약을 말하며, 표에서 볼 수 있듯이 차수가 2 이상인 경우는 홉수 제약이 없는데, 최적 정수계획기법은 문제가 조금만 커져도 홉수 제약까지 고려하면 너무 많은 시간이 걸리기 때문이라고 짐작된다. "파장"은 사용 가능한 최대 파장개수를 나타낸다. 아래 표에서 보듯이, 본 연구에서 제시한 해법이, 3-4분내에 최적해나 이에 근접한 해를 구할 수 있음을 알 수 있다.

이번에는 NSFNET에 대하여 [7]과 본 연구의 해법의 성능을 비교하였다. 사용한 트래픽 매트릭스는 [6],[7]에서 지속적으로 풀어온 "P1"과 "P2"를 동일하게 사용했으며, 결과는 각각 [표3]와 [표4]에서 정리하였다. 우선 [표3]에서, 음영으로 처리된 부분 중, (**)의 표시는 해를 구하지 못한 경우를 의미하며, (*) 표시는 해를 구했지만 사용 가능한 파장개수를 초과한 경우를 뜻한다. 해를 구하지 못한 것은, [7]이 노드 차수 제약식을 부등식이 아닌 등식으로 설정하여 해를 구함으로써, 노드 차수에 비해 허용된 파장개수가 작을 때는, 정수 조건을 완화한 선형계획문제도 비가능(infeasible)이 되어 해를 구할 수 없기 때문이다. 이것은 논리망을 정규 그래프(regular graph) 형태로 강제함으로써, 파장할당을 보다 용이하게 하고, 트래픽을 보다 균등하게 배분하여 트래픽 혼잡도를 줄이려는 의도로 생각된다. 그러나, 이것은 모든 노드에 동일한 수의 광경로가 들어오고 나가야 한다는 의미인데, 망자원 배분이 다양해야 하는 원거리네트워크의 현실과 맞지 않는

표 3. NSFNET (P1 트래픽 행렬)

조건		[7]	본 연구				
		홉수	홉수				
차수	파장	무제한	2	3	4	무제한	CPU time(초)
2	1	519.251	349.72	349.72	349.72	349.72	235.96
	2	273.896	246.76	246.77	246.76	200.87	981.70
	3	210.593	247.04	247.04	247.04	172.65	1699.72
	4	145.738	304.23	232.45	232.45	159.61	2115.54
3	1	**	265.90	265.90	265.90	265.90	209.24
	2	[illegible](*)	155.84	155.84	155.84	143.20	488.35
	3	93.838	156.82	138.96	138.96	108.93	1847.80
	4	84.582	136.78	113.55	113.55	87.02	2381.29
4	2	[illegible](*)	105.59	105.59	105.59	105.59	381.53
	3	92.658	84.68	84.68	84.68	84.68	952.93
	4	70.025	149.76	86.07	86.07	77.23	2079.30
5	3	**	62.81	62.81	62.81	62.81	598.76
	4	57.835	67.21	67.21	67.21	61.07	1434.24
	5	50.936	63.38	63.95	63.95	54.00	1851.41
6	3	**	68.34	68.34	68.34	68.34	601.76
	4	[illegible](*)	53.81	53.81	53.81	53.81	809.16
	5	49.220	60.57	55.28	55.28	49.22	1462.92
	6	44.391	56.73	51.36	51.36	51.36	1655.80
7	3	**	70.20	70.19	70.19	66.74	525.75
	4	**	49.22	49.22	49.22	49.22	729.42
	5	[illegible](*)	44.37	44.37	44.37	42.45	904.80
	6	36.432	43.05	42.31	42.31	39.64	1408.65
8	4	**	49.29	49.29	49.29	49.29	741.38
	5	**	41.68	41.68	41.68	41.68	908.11
	6	32.129	41.08	40.15	40.15	35.42	1271.55
	7	31.772	40.62	37.97	37.97	34.63	1988.82
9	7	[illegible](*)	37.70	35.09	35.09	34.04	3176.92
	8	[illegible](*)	38.47	35.79	35.79	33.33	4739.34
	9	28.376	39.35	36.05	36.05	32.05	7299.33
10	8	[illegible](*)	38.53	34.84	34.84	31.13	3723.11
	9	25.645	38.72	32.98	32.98	30.25	6475.15
11	10	23.509	38.35	30.74	30.74	27.89	6411.58
	11	23.068	38.10	29.45	29.45	27.96	10638.76
12	11	21.387(*)	38.10	27.79	27.79	26.59	7676.53
	12	21.387	38.59	27.30	27.30	26.47	8419.44
13	13	20.246	39.11	26.38	26.38	23.85	7143. 96

비현실적인 가정이라 할 수 있다.

또한 [7]에서는 라운딩을 사용하는 한계 때문에 홉수가 무제한인 경우만 해를 구했던 것에 비해, 본 실험에서는 추가적으로 2, 3, 그리고 4의 홉수 제약을 주었다. 같은 차수와 파장의 예에 대해 홉수 제약을 만족하는 해들 중 최선의 값들을 제시하였다. 따라서 홉수 제약이 커질수록, 즉 문제가 완화될수록 해가 개선됨을 볼 수 있다. 허용된 파장개수와 노드차수가 작을 때는 [7]보다 좋은 품질의 해를 제공하며, 이들이 커지는 경우는 [7]의 해보다 품질이 다소 떨어지는 데, 이는 사용 가능한 파장개수와 노드 차수가 비교적 커서, [7]의 라운딩이 성공적인 경우인데, 이 때에는 거의 최적해를 구해낼 수 있기 때문이다,

그러나, [7]의 라운딩 해법은, 정수조건을 완화한 선형계획문제를 푸는데 매우 긴 시간을 요한다. 이 때 선형계획문제는 파장개수가 10개 정도이면 제약식이 8만개 정도가 된다. 이 논문에서는 그 계산시간이 얼마인지 구체적으로 밝히지 않고, IBM 43P/RS6000에서 IBM OSL LP 해법을 사용하여, 한 반복단계에 5분이 걸렸다고 언급하였다. 이 때 해법이 심플렉스(Simplex) 방법이라면, 선형계획문제를 푸는데 요구되는 반복단계의 수가 최소한 제약식의 개수 정도가 된다는 일반적 사실에 비추어 볼 때, 엄청난 시간, 예를 들어 한문제 당 하루 이상의 시간이 걸렸을 것으로 짐작된다 (내부점 해법은 심플렉스 해법 보다, 대형 문제에 있어서 계산시간이 짧은 경향은 있으나, 아직 획기적인 단축을 거둔 예는 알려진 바 없다)1). 표에서 볼 수 있듯이

표 4. NSFNET (P2 트래픽 행렬)

조건		[7]	본 연구				
		홉수	홉수				
차수	파장	무제한	2	3	4	무제한	CPU time(초)
2	1	700.47(*)	354.19	354.19	354.19	354.19	208.29
	2	389.93	386.82	366.47	366.47	366.47	630.46
3	1	**	421.70	421.70	421.70	421.70	189.95
	2	269.43	214.18	214.18	214.18	214.18	557.06
	3	269.43	196.30	196.30	196.30	196.30	915.66
	4	217.80	221.41	221.41	221.41	221.41	3017.67
4	2	175.18(*)	210.85	210.85	210.85	189.78	454.98
	3	152.99	152.05	152.05	152.05	152.05	1008.44
5	3	**	113.87	113.87	113.87	113.87	992.39
	4	113.87	113.87	113.87	113.87	121.04	1313.59
6	3	**	105.43	105.43	105.43	105.43	825.25
	4	94.89(*)	94.89	94.89	94.89	94.89	1434.36
	5	94.89	94.89	94.89	94.89	94.89	1451.05
7	3	**	105.43	105.43	105.43	105.43	831.33
	4	**	84.34	84.34	84.34	84.34	1455.15
	5	81.33(*)	81.33	81.33	81.33	81.33	1825.61
	6	81.33	81.33	81.33	81.33	81.33	1651.35
8	4	**	84.34	84.34	84.34	84.34	1285.35
	5	**	71.17	71.17	71.17	71.17	1886.81
	6	71.17	71.17	71.17	71.17	71.17	1899.98
9	7	63.26(*)	70.28	63.26	63.26	63.26	2151.84
	8	62.15	70.28	63.26	63.26	63.26	2165.59
10	8	56.93(*)	70.28	56.93	56.93	56.93	2510.45
	9	56.93(*)	70.28	56.93	56.93	56.93	2204.90
11	10	51.75	70.28	51.76	51.76	51.76	2462.12
12	11	47.44(*)	70.28	51.76	51.76	51.76	2699.75
	12	47.44(*)	70.48	47.44	47.44	47.44	2657.08
	13	47.44	70.28	47.44	47.44	47.44	2828.54
13	13	43.79	70.28	43.79	43.79	43.79	2681.99

1) 필자는 이런 점들, 특히 [7]의 계산 시간에 대하여 저자에게 수 차례 구체적인 질의를 보냈으나 회신이 없었다

본 해법의 수행시간은, 차수와 허용 파장의 수가 9 이하인 경우는 대체로 1시간 이내에, 그 이상인 경우 3시간 정도의 수행시간을 보였다. 사용된 기종은 Sun Sparc Ultra이다.

본 해법의 성능은 P2 트래픽 행렬에 대해서는 더욱개선됨을 볼 수 있다([표4] 참조). [7]에서 얻어진 해들에 비해, 거의 모든 경우, 낫거나 같은 품질을 가진 해를 제공함을 볼 수 있다. 특히 계산시간은 모두 50분 이내라는 것을 알 수 있다. 이는 P2의 노드간의 트래픽 분포가 보다 균등하기 때문인 것으로 추측되는데, 본 연구의 해법이 좀더 체계적인 튜닝을 거치는 경우 개선될 여지가 있음을 의미한다.

전체적으로 볼 때, 본 해법이, 가능해를 구한 경우의 [7]의 해의 품질보다 나은 해를 구하진 못했지만, 보다 현실적인 모형에 기반 하여, 짧은 계산시간 안에 [7]과 비슷한 품질 수준의 가능해를 구할 수 있다는 점에서 개선된 알고리듬이라 할 수 있다.

Ⅵ. 결론 및 추후연구과제

본 연구에서 제안한 해법의 특징을 정리하면 다음과 같다.

첫째, [7]의 해법이 정수선형계획문제를 대형선형계획문제로 푼 뒤, 라운딩에 의해 정수해를 구함으로써, 비가능해를 생성할 수 있었던 것과는 달리, 본 연구의 해법은 사용가능한 파장의 개수제한 뿐만 아니라, 모든 광경로의 홉수 제약까지도 완벽하게 만족하는 가능해를 제공할 수 있다.

둘째, 매 반복단계에서 고려해야 하는 변수의 개수를 대폭 감소시켜 [7]의 계산시간과 비교했을 때, 매우 빠른 계산시간 안에 해를 구할 수 있다.

세째, 논리망 구성과 파장할당, 그리고 트래픽 라우팅을 분리하여 푸는 기존의 해법과는 달리, 승수로 문제들의 연관성을 반영하는 라그랑지 완화법을 사용하여, 해의 품질이 [7]에서의 성공적인 라운딩 해법이 얻을 수 있는 것과 대체적으로 비교할 만한 수준이다.

본 연구에서 사용한 라그랑지 완화법의 성능은 크게 두 가지 점에 좌우된다. 첫째는 승수의 수정 방법과 튜닝이다. 본 실험 결과에서 언급한 것처럼, 본 해법은 아직 체계적인 튜닝에 의한 개선 여지가 많다. 둘째는 어떤 제약식을 완화하여 매 반복단계에 어떤 하부 문제를 푸느냐를 결정하는 것이다. 본 연구에서는 정수 및 실수 다품종흐름문제, 두 개의 하부문제를 사용하였다. 그러나, 이 두 개의 문제는 문헌에서 연구되어 온 다품종흐름문제들에 추가적인 제약이 있는 약간의 변형이기 때문에, 이런 제약을 추가적으로 완화하는 경우, 각 반복단계의 계산이 더 용이할 것으로 보인다. 특히 정수다품종문제인 VTSP의 경우, 허용 파장의 개수가 커질 경우, 현재의 경로기반수리모형도 상당히 큰 대형문제가 되므로 차수제약의 추가적 완화를 고려할 필요가 있다고 본다. 이것은 곧 30개 이상의 파장을 사용하는 기술이 상용화되는 것을 생각할 때, 의미 있는 연구 방향이라고 생각된다.

참 고 문 헌

[1] R. K. Ahuja, T. T. Magnanti, and J. B. Orlin, *Network Flows : Theory, Algorithms, and Applications*, Prentice-Hall, 1993.

[2] B. Mukherjee, S. Ramamurthy, D.Banerjee, and A. Mukherjee, "Some Principles for Designing a Wide-Area Optical Network", *IEEE Proc. of INFOCOM.*, 1994.

[3] B. Mukherjee, "WDM-based Local Lightwave Networks-Part I : Single-Hop Systems," *J. Lightwave Technol.*, 13(5) May 1995, pp. 791-801.

[4] D. Banerjee and B. Mukherjee, "Wavelength-Routed Optical Networks : Linear Formulation, Resource Budgeting Tradeoffs, and a Reconfiguration Study", *IEEE Proc. of INFOCOM.* 1997.

[5] Fisher, "The Lagrangian Relaxation Method for Solving Integer Programming Problems", *Management Science*, 27(1) 1981.

[6] R. Ramaswami and K. N Sivarajan, "Design of Logical Topologies for Wavelength-Routed Optical Network", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 14(5), June 1996.

[7] R. M. Krishnaswamy and K. N. Sivarajan, "Design of Logical Topologies : A Linear Formulation for Wavelengths Routed Optical Networks with No Wavelength Changers", *IEEE Proc. of INFOCOM*, 1998.

[8] P. M. Pardalos, D. W. Hearn and W. W. Hager (Eds), *Network Optimization*, Springer, 1997

[9] M. R. Garey, D.S. Johnson, *Computers and*

Intractability : A Guide to the Theory of NP-Completeness, Bell Telephone Laboratories, 1979

[10] V. Martins, B. Pascoal and D. Santos, "Deviation Algorithms for Ranking Shortest Paths", *International Journal of Foundations of Computer Science*, 10(3). 1999.

[11] B. Beauquier, J-C. Bermond, L. Gargano, P Hell, S. Perennes, and U. Vaccaro, "Graph Problems Arising from Wavelength-Routing in All-Optical Networks", *Project I3S-CNRS/UNSA /INRIA*, 1997.

홍 성 필(Sung-Pil Hong)
1982년 2월 : 서울대학교 산업공학과 졸업
1984년 2월 : 서울대학교 산업공학 석사
1993년 : UC Berkeley 산업공학 박사
1993년 6월~1994년 8월 : UC Berkeley Post-Doc Researcher
1994년 9월~현재 : 중앙대학교 상경학부
<주관심 분야> 조합최적화이론 및 정보통신네트워크

이 희 상(HeeSang Lee)
1983년 2월 : 서울대학교 산업공학과 졸업
1985년 2월 : 서울대학교 산업공학 석사
1991년 2월 : Georgia Institute of Technology 산업공학 박사
1991년 9월~1995년 2월 : 한국통신 연구원
1995년 3월~현재 : 한국외국어대학교 산업정보시스템 공학부
<주관심 분야> 정수계획법 및 정보통신네트워크

박 범 환(Bum Hwan Park)
1995년 2월 : 서울대학교 산업공학과 졸업
1997년 2월 : 서울대학교 산업공학 석사
1997년 3월~현재 : 서울대학교 산업공학 박사과정
<주관심 분야> 조합최적화이론 및 정보통신네트워크

조 은 진(Eun-Jin Cho)
1998년 2월 : 중앙대학교 산업정보학과 졸업
2000년 2월 : 중앙대학교 산업정보학과 석사
2000년 3월~현재 : 한국전자통신연구원
<주관심 분야> 초고속 인터넷 시장분석