대한산업공학회/한국경영과학회 2000 춘계공동학술대회 논문집. 2000년 4월 21-22일. 경남대학교
Session OB4.2

SDH/WDM Mesh 망 설계 기법에 관한 연구

A study on the minimizing the number of lightpath in SDH/WDM mesh networks

김지호*, 정지복*, 이희상**, 정성진*

* 서울대학교 산업공학과 ** 한국외국어대학교 산업공학과

초 록

본 연구는 WDM Mesh 망에서, SDH 수요가 주어졌을 때, 여러 개의 SDH 수요를 효과적으로 routing하는 방법을 통해 grooming 효과를 극대화시켜 전체 Mesh망에서 사용되어지는 총 Lightpath의 수를 줄이는 것을 목적으로 한다. 그리고 이렇게 해서 구해진 Lightpath의 수를 각 링크의 용량제약으로 하여 SDH 수요의 routing 비용을 최소화하는 것을 부차적인 목적으로 한다. 이것을 수리모형으로 바꾸면, Network Synthesis 문제와 Integer Multicommodity 문제로 모형화 할 수 있다. 해법으로는 Path-Formulation을 통한 분지평가법을 사용하였다.

전산실험결과를 보면, 상용 패키지인 CPLEX를 이용하여 푼 것에 비해 수행속도 면에서 훨씬 빠르게 나타났고, 문제의 사이즈가 커짐에 따라 CPLEX를 사용하여 해결할 수 없는 문제에 대해서도 해를 구할 수 있었다.

1 WDM Mesh 망 설계의 특징

Mesh망은 ring과는 많은 차이점을 가지고 있다. Ring이 가능한 경로의 수가 두 개 뿐인 특수한 형태의 망 구조인 것에 반해 mesh망은 가능한 경로의 수가 노드개수에 대해 지수적으로 증가하게 되는 일반적인 망 구조이다. 따라서 ring의 경우, ADM 장비만을 사용하여 routing을 할 수 있으나, mesh망에서는 기본적인 전송 노드 장비로 WDM cross-connector (XC)를 사용하여 routing을 하게 된다. 이처럼 mesh망의 경우, 가능한 경로의 수가 너무 많게 되어 light path 설정 및 wavelength의 할당 문제를 한꺼번에 다루는 것은 매우 복잡한 형태가 되게 된다. 따라서 대부분의 연구는 light path 설정문제와 wavelength 할당문제를 분할하여서 light path 설정 문제와 wavelength 할당 문제를 반복적으로 푸는 방법을 제시하고 있다.[1][5][6]

2 수리모형의 수립

2.1 Mesh망 설계에서의 기본적인 가정

본 연구에서는 다음과 같은 가정을 가지고 수리 모형을 수립하였다.

1) WDM 고속 path(light path)와 SDH 저속 path 간의 2계위를 갖는다.
2) SDH Path는 시스템 당 정해진 g개까지가 하나의 WDM Path에 들어갈 수 있다.
3) 모든 노드에서 Electrical level의 XC이 가능하다.

본 연구는 WDM 기술이 성숙한 5~10년 후의 네트워크 설계를 염두에 둔 연구가 아닌, 조만간 등장할 SDH와 WDM이 혼용되는 단기적인 미래의 네트워크 설계를 고려한다. 따라서 아직은 요원한 WDM XC의 활용을 염두에 두지 않고, WDM 장비는 TM 또는 ADM으로 기능하고 mesh형 네트워크에 필수적인 XC 기능은 광전 변환 후에 전기적 XC인 SDH XC를 사용하는 네트워크를 고려한다. 최근의 연구는 이러한 기술구조를 WDM point-to-point XC mesh 망으로 명명하여 기술적 특징과 망 계획을 연구하고 있다.[4]
4) 1 hop짜리 Physical link를 사용하는 WDM Path만을 가정한다.

이것은 앞의 3)의 가정에서 충분히 설명된 대로 향후 5년 정도까지는 대용량 WDM DCS가 요원하다는 현실을 고려하여 모든 노드에서 광전 변환을 통해 XC 기능을 수행하기 때문이다. 이는 또한 뒤에서 보듯이 모형과 알고리즘의 단순화를 가능하게 한다.
5) 수요는 각 노드 쌍마다 SDH 수요량 최소단위의 정수 배로 주어진다.
6) WDM wavelength 개수의 최소화를 주된 목적으로 한다.

Mesh망의 설계에서 고려할 수 있는 비용요소로는 사용되는 1) WDM path의 개수, 2) WDM wavelength 개수, 3) SDH path의 최소비용(traffic mileage or hop 수의 최소화), 4) SDH path의 XC 비용 및 WDM path XC 비용을 들 수 있다. 그런데, 여기에서는 WDM point-to-point XC를 가정하고, 1 hop짜리 physical link를 사용하는 light path만을 고려하기 때문에 위의 비용요소 중, 1)번과 2)번은 동일한 것이 된다. 그리고 3)의 비용 요소는 wavelength의 개수를 최소화한 후, 즉 light path의 개수를 최소화한 후에 2차적으로 최적화 하도록 하겠다. 그리고 4)번 요소는 본 연구에서는 고려하지 않는다. 이유는 WDM XC는 이 연구에서는 다루지 않으며 SDH XC의 비용요소는 모든 노드에 SDH XC가 투입되므로 각 노드별 XC size 차이를 제외하고는 비용요소에 특별히 영향을 미치지는 않는다

고 가정한다.

2.2 수리모형화의 위한 기본 Idea

- Physical topology를 반영하여 WDM path를 설정하고, 그것을 basis topology로 하여 SDH path를 설정한다. WDM path가 결정되면 그 topology는 SDH path가 routing되는 것의 topology가 되는 것으로 해석한다. 이는 물리계층, WDM 계층, SDH 계층의 순서로 계층화되어 있는 전송망의 계위를 반영하며 수리모형에서는 의사결정변수를 최적화 하도록 하는 제약조건의 역할을 어느 전송 계층에서 추출하는지를 결정한다.

- 각 link에서 사용되어지는 WDM path의 개수는 SDH path가 routing되는 topology의 용량제약으로 해석한다. 따라서 SDH path는 WDM path의 topology와 path 용량에 의해 제약받아야 한다.

- SDH 수요가 주어지고 링크용량을 구하면 전통적인 네트워크 최적화 분야에서 수요에 대해 topology와 링크 용량을 결정하는 network synthesis 문제가 되고, WDM Path가 결정되어서 링크용량이 정해져 있으면 네트워크 최적화 분야에서 정해진 링크 용량에 대해 수요 각각의 최적 routing을 찾는 multi-commodity network min cost flow 문제로 해석할 수 있다. 이 두 문제 구조가 적절히 사용되도록 하는 모델링 decomposition을 고려해 본다.[2]

2.3 Notation

- Data

(s,d) : 수요점 $s \rightarrow d$

g : WDM path에 수용 가능한 SDH 수요 개수

$r(s,d)$: SDH 수요 단위로서의 $s \rightarrow d$ 수요량

c_{ij} : 링크 (i,j)를 SDH 수요 단위가 지나는 비용

- Variables

W_{ij} : 각 링크에서 사용되는 WDM path의 개수

$x_{ij}(s,d)$: (s,d) 수요가 (i,j) 링크를 지나는 양

2.4 수리모형

위의 가정에 기반 하여 수리모형을 세우면 다음과 같다. 이 모형은 망 전체 관점에서 총 사용되어지는 WDM path의 총 개수를 최소화하는 문제이다.

$$\text{Min} \sum_{(s,d)} \sum_{ij} c_{ij} \cdot x_{ij}(s,d) + \sum_{ij} W_{ij} \qquad (1)$$

$$\text{S.t.} \sum_{j} x_{ij}(s,d) - \sum_{i} x_{ij}(s,d) = \begin{pmatrix} \pm 1 \\ 0 \end{pmatrix} r(s,d) \qquad (2)$$

$$\sum_{(s,d)} x_{ij}(s,d) \le g \cdot W_{ij} \qquad \forall (i,j) \qquad (3)$$

(2)번식은 flow conservation을 나타내고 있다. 이것은 각 WDM path는 1 hop라는 가정에 근거하여, 각 WDM path를 물리적 링크로 표현하였다.

(3)번식은 각 링크를 지나는 flow의 양이 하나의 WDM path에 실릴 수 있는 SDH 수요의 양에 각 링크가 사용할 수 있는 wavelength의 최대개수를 곱한 것을 넘지 않는다는 제약식이다. 이것 또한 각 WDM path는 1 hop라는 가정에 근거한다.

이 모형을 통해 구해진 해는 각각의 물리적 링크에 몇 개의 WDM path를 설치해야 할 지를 결정해 주고, 구해진 WDM path를 지나가는 SDH 수요에 대한 SDH path를 구할 수 있게 된다.

3 알고리즘의 개발

위의 모형의 목적함수를 보면, 왼쪽 부분이 SDH 수요에 대한 SDH path의 비용(traffic mileage or hop 수의 최소화)을 나타내고, 오른쪽 부분이 총 사용되어지는 wavelength의 개수에 대한 비용을 나타낸다.

여기에서 우리는 SDH path의 비용보다는 wavelength의 개수에 대한 비용 부분을 주된 비용 요소로 보기 때문에 아래와 같은 2단계 접근법을 사용하여 푸는 알고리즘을 제시한다. 즉, 먼저 총 사용되어지는 wavelength의 수를 최소화하는 모형을 가지고, WDM path를 구한 후(첫 번째 단계), 구 WDM path를 basis topology로 하여 SDH path의 routing 비용을 최소화하는(두 번째 단계) 방법이다.

그러면 위의 모형은 다음과 같은 두 개의 부문제로 나눌 수 있게 된다.

부문제 (1)

$$\text{Min} \sum_{ij} W_{ij}$$

$$\text{S.t.} \sum_{j} x_{ij}(s,d) - \sum_{i} x_{ij}(s,d) = \begin{pmatrix} \pm 1 \\ 0 \end{pmatrix} \cdot r(s,d)$$

$$\sum_{(s,d)} x_{ij}(s,d) \le g \cdot W_{ij} \qquad \forall (i,j)$$

이것은 위의 모형에서 목적함수 부분에서 SDH path의 routing에 드는 비용을 없앤 형태의 식이다. 즉, SDH path를 routing해주는 비용은 고려하지 않고, 다만 SDH 수요가 flow conservation 제약과 링크 용량 제약을 만족하게만 routing을 하게 해주는 형태가 된다.

부문제 (2)

$$\text{Min} \sum_{(s,d)} \sum_{ij} c_{ij} \cdot x_{ij}(s,d)$$

$$\text{S.t.} \sum_{j} x_{ij}(s,d) - \sum_{i} x_{ij}(s,d) = \begin{pmatrix} \pm 1 \\ 0 \end{pmatrix} \cdot r(s,d)$$

$$\sum_{(s,d)} x_{ij}(s,d) \le g \cdot W_{ij} \qquad \forall (i,j)$$

(여기서 W_{ij}는 변수가 아닌 상수)

이것은 위의 부문제(1)을 푼 해(각 물리적 링크에서의 WDM path의 개수)를 SDH path가 지날 수 있는 링크 용량 제약식으로 두고, SDH path의 routing비용이 최소가 되도록 path를 결정해 주는 모형이다. 이 두 번째 문제는 항상 위에서 구한 Wavelength 개수만을 사용하기 때문에 (1)에서 구한 해보다 개선된 해를 기대할 수 있다.

이렇게 문제를 두 개로 나누어서 푸는 것의 의미는 wavelength의 개수를 줄이는 것이 주목적

이 되고, 이렇게 wavelength를 줄인 후, 그 wavelength를 만족하는 범위 내에서 routing을 조정하여, routing cost를 부차적으로 줄이는 방식이다. 우리는 두 번째 문제를 풀 때, 첫 번째 풀었던 문제의 해보다는 항상 개선된(엄밀하게는 나빠지지 않은) 해를 구할 수 있다는 것을 알 수 있다.

3.1 부문제(1)을 푸는 해법의 개발

위의 부문제(1)은 Network Synthesis Problem의 형태가 된다. 즉 각 링크 용량이 변수로 주어진 상태에서 그 링크 용량을 최소화할 수 있도록 각 수요에 대하여 routing을 결정해주는 방식이다. 그런데 위의 문제는 W_{ij}가 정수이기 때문에 해법에 있어 많은 어려움이 따른다. 즉, 변수의 개수와 제약식의 개수가 많은 상태에서 정수조건이 추가되어 있는 integer programming 문제가 되는 것이다. 이러한 대형 정수계획 문제를 CPLEX 등의 정수계획 문제를 푸는 package에 직접 넣어서 푸는 방법은 시간이 많이 걸릴뿐더러, 메모리 문제로 인해 풀 수 없게 되는 경우가 대부분이 된다. 실제 위의 모형을 직접적인 정수계획모형으로 하여, 푸는 경우, 노드의 개수가 10개가 넘어가게 되면, 거의 풀지 못하게 된다. 따라서 위의 모형은 풀 수 있는 새로운 해법의 개발이 필요하게 된다.

이 해법의 기본적인 Idea는 path formulation을 이용하여 열제조법(column generation)을 사용하는 것이다. 이 방법을 사용하면, 계속적으로 열을 제조하면서 여러 번 문제를 풀어야 하는 단점이 있으나, 필요한 열만을 가지고 문제를 풀기 때문에 문제의 크기를 줄일 수 있다는 장점이 있다.

위의 모형을 path formulation으로 바꾸면 다음과 같다.

정식화에 필요한 표기법은 다음과 같다. (이외의 표기법은 앞의 표기법부분 참조)

$f_k(s,d)$: (s,d)사이의 가능한 모든 path. k는 그 path들의 Number

$\delta_{ij}^{f_k(s,d)}$: $f_k(s,d)$가 링크 (i,j)를 지나는 지를 나타내는 indicator(0/1)

$$\text{Min } W_{ij}$$
$$\text{S.t. } \sum_k f_k(s,d) = r(s,d) \qquad \forall (s,d)$$
$$\sum_{(s,d)} \delta_{ij}^{f_k(s,d)} f_k(s,d) \le g \cdot W_{ij} \qquad \forall (i,j)$$

이렇게 path formulation을 하게 되면, 변수의 개수는 지수적으로 증가하여 매우 많아지게 되나, 제약식의 개수가 얼마 되지 않는 형태가 된다. 이것은 column generation 기법을 도입하여 필요한 열만을 생성하여 푸는 방식으로 해결할 수 있다.

그러나 위의 문제는 Integer 문제이기 때문에 열생성기법만으로 최적해를 구할 수가 없게 된다. 이럴 경우, LP Relax가 된 문제는 열생성기법을 통해 최적해를 구하고, 그 해를 가지고 Branching을 해 나가는, 즉, 분지평가법(Branch and Price Method)을 이용하는 해법을 개발할 수 있다.[2]

▶ 분지평가법(Branch and Price Method)

- 열생성방법

먼저 위의 문제를 LP로 완화하여 이 문제의 쌍대문제를 적어보면 다음과 같다.

$$Max \quad r(s,d)\pi(s,d)$$
$$S.t. \quad \pi(s,d) - \gamma_{ij}\delta_{ij}^{f_k(s,d)} \le 0 \quad \forall f_k(s,d) \in f(s,d), k$$
$$g \cdot \gamma_{ij} \le c_{ij} \quad \forall (i,j)$$

여기에서 원가능과 쌍대가능을 만족하면 그 해는 LP문제의 최적해가 된다.

따라서 원문제의 가능해 하나를 가지고 시작하여, 그 해에 대한 쌍대변수의 값을 결정하고, 그 쌍대 해가 쌍대문제의 가능해가 되는지 여부를 확인하면 된다. 여기서 가능해이면, LP 최적이 되고, 그렇지 않으면, 비가능이 발생하는 제약식에 해당되는 path를 새로운 열로 문제에 추가하면 된다. 그런데 쌍대문제를 보면, 제약식의 개수가 모든 가능한 경로의 수보다 많이 존재한다. 이것은 모든 제약식에 대해 가능 여부를 확인할 수 없음을 의미한다. 그러나 이러한 어려움은 위의 제약식에서 $\gamma_{ij}\delta_{ij}^{p}$ 가 가장 작은 값에 대해 위의 식이 만족하는지를 확인하는 것으로 대신할 수 있다.

따라서 새로운 column의 추가 여부는 다음의 부문제를 통하여 결정할 수 있다.

$$p^* = Min \quad \sum_{ij \in p} \gamma_{ij}$$
$$S.t. \quad p \in p(s,d)$$

그런데 이 문제는 각 링크 (i,j)의 cost를 γ_{ij}로 두고 각 품종(Commodity)에 대해 최단경로를 구하는 문제가 된다. 여기에서 구한 p^*가 $p^* < \pi^k$이면 path p를 새로운 column으로 추가하고 그렇지 않으면, 현재의 해가 LP 최적해가 된다.

- 초기가능해를 구하는 방법

초기가능해는 각 품종에 대해 임의의 Path 하나씩을 찾아내면 된다. 그러면 그 Path들만을 가지고 열생성기법을 적용할 수 있다.

▶ 알고리즘

단계 0 (초기 LP 문제의 형성) : 초기가능해

단계 1 (열생성과정) : LP 최적해를 구한다.
부문제 SP를 풀어 최적여부를 판정한다.
최적이면 단계 2로 간다. 아니면 새롭게 구해진 Path를 주어진 LP문제의 새로운 열로 생성한다.
단계 1을 최적일 때까지 반복한다.

단계 2 (분지 한계 과정-새로운 LP의 형성)
비정수해에 대해 분지 한다. 단계 1로 돌아간다.

단계 3 (종료 조건) : 모든 분지 노드에 대한 검색이 끝나면 종료한다.

3.2 부문제(2)를 푸는 해법

부문제(2)를 path formulation으로 쓰면 아래와 같다.

$$\text{Min} \sum_{(s,d)} \sum_{ij} c_{ij} \cdot \delta_{ij}^{f_k(s,d)} \cdot f_k(s,d)$$

$$\text{S.t.} \sum_k f_k(s,d) = r(s,d) \qquad \forall (s,d)$$

$$\sum_{(s,d)} \delta_{ij}^{f_k(s,d)} f_k(s,d) \le g \cdot W_{ij} \qquad \forall (i,j)$$

위의 모형은 Integer Multicommodity Flow Problem의 형태가 된다. 이 문제 또한 부문제(1)처럼 분지평가법을 통해 풀 수 있다.

4 전산실험

4.1 실험에 사용하는 network 및 수요

실험에는 KT 5대 광역권 망, Small test 망, USA long haul 망이 사용되었다

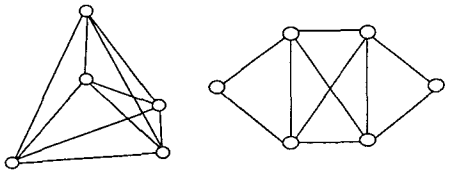

그림 [1] KT 5대 광역권 망, Small test 망

KT 망에서의 수요는 연도별로 아래와 같고, 그 외 Small 망과 USA 망의 수요는 각 (s,d)별로 (1-50)사이와 (1-100)사이에서 무작위로 생성하였다.

그리고 수요가 존재하는 노드 쌍의 개수는 전체 가능한 노드 쌍 개수의 50%, 70%, 90%의 비율로 하였다.

표 [1] KT 망의 연도별 총 수요량

년도	1998	2001	2003	2005
총 수요량	1948	2661	3403	4469

4.2 실험결과

- KT 5대 광역권 망에서의 결과

KT 광역권 망의 결과는 아래의 표와 같다.

표 [2] KT 망의 결과

년도	1998	2001	2003	2005
총 사용된 path의 개수	47	59	74	97

위의 결과를 바탕으로 다음의 사실을 알 수 있다. 수요의 증가량에 반하여 WDM path 개수의 증가량이 훨씬 더 적게 증가한다. 예로 1998년과 2001년 사이에 수요는 36%가 증가하는데, WDM path의 수는 26%증가하게 된다. 이것은 수요가 증가할수록 더 많은 grooming이 이루어질 수 있음을 보여주고 있다.

- Small과 USA 망에서의 결과

각 망에서의 결과는 아래 표와 같다.

표 [3] Small과 USA 망에서의 결과

수요종류	50%		70%		90%	
	Small	USA	Small	USA	Small	USA
(1-50)	16	636	16	936	26	1170
(1-100)	30	1409	46	1861	50	2407

여기에서도 앞의 경우와 마찬가지로 수요의 증가율에 비해 사용되어지는 path수의 증가율이 적음을 알 수 있다. 예로 90% USA망의 경우, 수요가 (1-50)에서 (1-100)으로 바뀔 때(평균으로 보면 25에서 75로 바뀐 것으로 수요량은 3배 증가한 것임), 사용되는 path의 수는 2배가 조금 넘는다는 것을 알 수 있다.

- 소형문제에 대한 Exact 해와의 비교

소형문제에 대한 Exact 해는 CPLEX를 이용하여 IP 문제를 직접 풀었다.

표 [4] Exact 해와의 비교

	본 연구	Exact		본 연구	Exact
KT 망 (1998)	47 (0.34)	45 (3.96)	Small 1	16 (0.15)	16 (20.01)
KT 망 (2001)	59 (0.37)	58 (6.61)	Small 2	46 (0.17)	45 (74.36)
KT 망 (2003)	74 (0.55)	74 (1.22)	LAT A 1	88 (0.92)	92 (2시간*)
KT 망 (2005)	97 (0.46)	96 (0.3)	LAT A2	150 (0.98)	162 (2시간*)

위의 표에서 괄호 안은 수행시간을 나타낸다. 그리고 *로 표시된 부분은 2시간을 최대시간으로 주었을 때, 그 때까지 구한 가장 좋은 해를 나타낸다.

위의 결과로 알 수 있는 것은 본 연구의 알고리즘이 정수계획법을 이용한 직접적인 해법보다 시간면면에서 월등히 우수할 뿐 아니라, 망의 크기가 커짐에 따라 풀 수 없게 되는 경우에도 효과적인 해를 찾을 수 있다는 사실이다.

따라서 본 연구의 알고리즘은 망의 크기가 증가하는 경우, 대단히 효율적인 결과를 기대할 수 있다.

참고문헌

[1] 한국통신, "전광 기간 통신망 설계 기법 연구", 1998.
[2] R. K. Ahuja et al, "Network Flows : Theory, Algorithms and Applications", 1993.
[3] R. H. Gardwell, "Report on WDM economics : Planning for evolution", Bellcore report, 1997.
[4] O. Gerstel et al, "Cost Effective Traffic Grooming in WDM Rings", Proc of Infocom 98.
[5] Biswanath Mukherjee "Optical Communication Networks", 1997
[6] R. Ramaswami, Kumar N. Sivarajan, "Optical Networks : A Practical Perspective" 1998