

매쉬 기반의 생존성 파장 분할 다중화 (WDM) 망의 설계 기법

이 창 형*, 이 형 일**, 정회원 서 승 우**

On Capacity Assignment Schemes for Mesh-Based Survivable WDM Networks

Chang-hyung Lee*, Hyung-Il Lee, Seung-woo Seo** *Regular Members*

요 약

본 논문은 매쉬 기반 파장 분할 다중화 (WDM) 망에서의 여러 가지 최적 용량 배치 기법에 대해 논의한다. 본 연구에서는 부분 경로 복구 기법을 제시하는데 이는 링크 장애가 발생한 경우 장애가 발생한 링크의 앞쪽 노드부터 목적지 노드까지 복구 경로를 확보하는 기법이다. 링크 복구 기법, 경로 복구 기법 그리고 분리 경로 복구 기법의 다른 세 가지 장애 복구 기법과 더불어 제안한 기법의 성능을 비교한다. 각각의 기법들은 정수 선형 계획법을 이용하여 수식화되며 최적화 방법에 따라 운용 경로와 예비 경로의 동시 최적화 또는 분리 최적화의 두 가지 형태로 나타난다. 시뮬레이션 결과 부분 경로 복구 기법은 적은 자원을 필요로 하면서도 링크 복구 기법과 비슷한 복구 시간을 만족시킬 수 있다.

ABSTRACT

This paper deals with various optimal capacity assignment schemes in mesh-based wavelength-division multiplexing (WDM) networks. In this study, we propose a partial path restoration scheme which provides a restoration route from the head node of a failed link to the destination node upon single link failure. We compare it with three other capacity assignment schemes: link restoration, path restoration, and disjoint path restoration. Using the integer linear programming (ILP) technique, we formulate the problem as joint or separate optimization of working and spare capacity. Simulation results show that the partial path restoration scheme satisfies the adequate capacity requirement while retaining fast restoration time comparable to the link restoration scheme.

I. 서 론

파장 분할 다중화 (WDM) 기술은 광섬유의 넓은 주파수 대역을 파장 별로 분할하여 각 파장 별로 수 Gbit/s에서 수십 Gbit/s의 데이터를 전송함으로써 하나의 광섬유를 통해 Tbit/s급의 데이터를 전송할 수 있는 기술이다. 이렇게 한 링크를 통해 전송되는 트래픽의 크기가 증가함에 따라 WDM 망에서는 단일 선로의 장애도 심각한 데이터 손실을 초래한다.

따라서 이러한 장애에 대처할 수 있도록 설계된 망이 필요하게 되는데 이러한 망을 생존성 망 (survivable network)이라고 한다.

장애 복구는 크게 두 가지 방식으로 나눌 수 있는데, 하나는 사전 계획을 통한 예비 용량 설정 방식(pre-planned spare capacity assignment)이고 다른 하나는 실시간 우회 방식이다. 실시간 우회 방식은 트래픽의 동적 특성을 수용할 수 있는 장점이 있지만, 장애 발생 시의 망 상태에 따라 트래픽 복

* 한국전자통신연구원 교환전송기술연구소 광통신연구부(chlee@etri.re.kr),

** 서울대학교 전기공학부 컴퓨터통신 및 교환 연구실(hillee@snu.ac.kr, sseo@snu.ac.kr)

논문번호: 00335-0824, 접수일자: 2000년 8월 24일

구를 완전히 보장할 수 없는 경우가 발생할 수 있다는 단점이 있다^[10]. 따라서 실시간 우회 방식은 특정 계층에서 트래픽을 완전히 복구하지 않아도 상위 계층의 복구 기능과 연동 가능한 경우에 적용될 수 있다. 이에 대한 대표적인 예로는 IP over WDM과 같이 광 계층의 상위 계층에 복구 기능이 존재하여 두 계층의 복구 기능이 상호 보완적인 경우를 들 수 있다. 하지만 이 경우 광 계층의 복구 기능과 상위 계층의 복구 기능을 통합하여 제어하는 기술이 아직 초기 논의 단계에 머물고 있는 실정이다^[13].

사전 예비 용량 설정 방식은 실시간 우회 방식과 달리 트래픽을 정적으로 가정하고 예비 용량을 미리 적절하게 배치함으로써 장애 발생 시에 생존할 수 있는 망을 설계하는 방식이다. 이에 대한 연구는 과거 DCS (Digital Crossconnects)를 사용한 매쉬망이나 ATM VP (Virtual Path)망 상에서 많은 연구가 이루어졌다^[4,5,6,7,8,9,11]. 장애 발생 시에 생존 가능한 망을 설계하기 위해 여러 가지 장애 시나리오를 가정하게 되는데 대표적인 예로는 링크 절단, 노드 장애 등을 들 수 있다. 특히, 단일 링크 절단 시 생존 가능한 망에 대한 연구가 많이 이루어졌는데, 이는 단일 링크 절단이 망 상에서 가장 빈번하게 발생하는 장애로 알려져 있기 때문이다^[5,7].

사전 예비 용량 설정 문제를 풀기 위한 대표적인 두 가지 대표적인 기법으로는 링크 복구 (link restoration, LR)와 경로 복구 (path restoration, PR)를 들 수 있다^[5,6]. 그림 1(a)는 LR을 나타낸 것으로 끊은 실선은 운용 경로를 나타내고 X 표시가 된 곳은 링크가 끊어진 것을 나타낸다. LR의 경우, 장애 발생 시 끊어진 링크의 양 끝점 노드 사이에 점선과 같은 예비 경로를 확보함으로써 끊어진 링크를 복구하게 된다. 반면, 그림 1(b)의 PR의 경우 끊

어진 링크를 지나는 운용 경로 전체에 대해 트래픽의 발생점으로부터 목적점까지를 새로운 복구 경로로 연결하게 된다. 그림 1(b)에서는 하나의 운용 경로에 대한 복구 경로만을 나타냈지만, 실제 WDM 망에서는 한 링크를 지나는 운용 경로가 수십 개에 해당하기 때문에 링크가 끊어질 경우 그에 영향을 받은 모든 연결 쌍에 대해 그림과 같은 복구 경로를 확보해 주어야 한다. 또 다른 기법으로는 그림 1(c)에 나타나 있는 분리 경로 보호(disjoint path restoration, DPR)를 들 수 있다^[7]. 이 방법은 PR의 변형된 형태로서 PR과 다른 점은 복구 경로가 운용 경로와 겹치는 링크가 없도록 완전히 분리되어 설정된다는 점이다. 이 기법은 운용 경로 상에서 고장난 링크 위치를 정확히 파악하는 장애 지역화(fault localization)가 이루어지지 않더라도 복구 절차를 시작할 수 있다는 장점이 있다^[7,8]. 이는 특히 광/전 변환을 거치지 않는 광경로에서 광채널에 대한 감시 제어 신호를 운용 채널에 인-밴드(in-band)로 실어 보내는 것을 가능하게 할 수 있다는 장점이 있다.

본 연구에서는 부분 경로 복구(partial path restoration, PPR)라는 새로운 기법을 제시한다. 이것은 그림 1(d)와 같이 고장난 링크의 앞쪽 노드로부터 연결 요청의 목적점 노드 사이를 연결하는 복구 경로를 제공하는 기법이다. 이 기법에서는 장애 복구 절차가 고장난 링크와 인접한 노드에서 시작되기 때문에 LR과 비슷한 복구 시간을 유지한다는 장점이 있다. 한편, 전체 망 설계 비용 측면에서 보면 LR보다 적은 자원을 필요로 하게 되는데, 이는 복구 경로가 PR의 복구 경로와 같은 특징을 가지게 되어 LR에 비해 복구 경로 설계의 유연성이 높기 때문이다. PPR의 복구 시간과 자원 요구량에 대해서는 다음 장에서 자세하게 분석하였다.

이 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 PPR의 복구시간에 대한 분석을 하고 3장에서는 여러 가지 복구 기법에 대한 정수 선형 계획법을 제시한다. 4장에서는 시뮬레이션 결과와 분석을 기술하며, 마지막으로 5장에서 본 연구의 결론을 맺는다.

II. 부분 경로 복구 기법의 복구 시간 분석

이 장에서는 PPR의 복구 시간을 분석하고 그 결과를 다른 기법들의 복구 시간과 비교한다. 복구 절차는 [10]에 제시된 모델을 사용한다.

PPR의 복구 절차는 다음 순서에 따라 이루어진다.

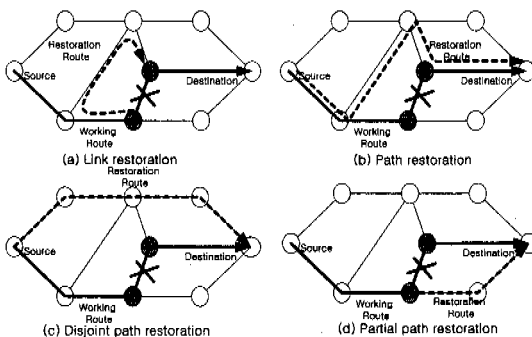


그림 1. 여러 가지 복구 기법

1. 장애가 발생한 링크의 앞쪽 노드에서 장애를 감지한다. 이 때 장애를 감지하는데 걸리는 시간은 F 로 정의한다.
2. 장애를 감지한 노드에서 각각의 장애가 발생한 연결들의 목적지 노드로 미리 정의된 복구 경로를 따라 복구 경로 설정 메시지를 보낸다. D 를 복구 메시지 처리 시간, P 를 링크에서 메시지가 전파되는데 걸리는 시간이라고 정의하면 이 과정에서 걸리는 시간은 $(m_{ppr}+1)D+m_{ppr}P$ 이 된다.
3. 각 목적지 노드는 복구 경로 메시지에 대한 확인 메시지를 복구 경로를 통해 보낸다. 확인 메시지가 복구 경로를 따라 전달되는 과정에서 복구 경로를 예약하게 되며 복구 경로 상의 각 노드들은 광고환기를 복구 경로에 맞게 설정한다. 이 과정의 소요 시간은 $(m_{ppr}+1)D+m_{ppr}P+(m_{ppr}+1)C$ 이며, 여기서 C 는 광고환기 스위칭 시간을 나타낸다.
4. 노드에 확인 메시지가 도착하면 장애가 발생한 연결을 새로운 복구 경로로 우회시킨다.

PPR 기법의 복구 시간은 1-4에서 걸린 시간의 합으로 $F+(m_{ppr}+1)C+2(m_{ppr}+1)D+2m_{ppr}P$ 이 된다. 같은 방법으로 LR에 대해 복구 시간을 구해 보면 $F+(m_{lr}+1)C+2(m_{lr}+1)D+2m_{lr}P$ 이 된다. (m_{lr} 은 LR의 복구 경로의 평균 홉 길이). 위의 두 식을 비교해 볼 때 LR과 PPR의 복구 시간의 차이는 m_{lr} 과 m_{ppr} 에서만 발생함을 쉽게 알 수 있다. 반면, 마찬가지로 방법으로 PR의 경우에 대해 복구시간을 구해 보면 $F+nP+(n+1)D+(m_{pr}+1)C+2(m_{pr}+1)D+2m_{pr}P$ 을 얻을 수 있으며(n 은 장애가 발생한 링크의 앞쪽 노드에서 연결의 발생점 노드까지의 홉 길이, m_{pr} 은 PR의 복구 경로의 평균 홉 길이) 여기서 추가된 $(n+1)D$ 항은 장애가 발생한 링크에서 트래픽의 발생점으로 경보 신호가 전달되는데 걸리는 시간이다. DPR의 복구 시간은 앞의 PR의 복구 시간에 대한 식에서 m_{pr} 을 DPR의 복구 경로의 평균 홉 길이인 m_{dpr} 을 치환한 $F+nP+(n+1)D+(m_{dpr}+1)C+2(m_{dpr}+1)D+2m_{dpr}P$ 이 된다. 위의 네 가지 수식을 비교하여 보면 PR과 DPR의 복구 시간이 LR과 PPR보다 길다는 것을 확인할 수 있는데, 그 이유는 PR과 DPR에서 알람 신호가 고장난 링크에서 발생점 노드로 전달되는 시간이 추가적으로 필요하기 때문이다. 또한 복구 경로의 길이에 있어 PR과 PPR은 복구 경로가 트래픽의 양 끝점 사이에 형성된다는 점에서 LR과 PPR에 비해 상대적으로 복구 경로의 길어질 것을 예상

할 수 있다. DPR 기법의 경우 장애 지역화를 하지 않아도 된다는 장점이 있더라도 고장난 링크로부터 발생점 노드로 알람 신호가 전달된다는 점은 PR과 마찬가지로이므로 복구 시간 면에서는 이득을 보는 점이 없다.

III. 정수 선형 계획법

이 장에서는 파장 선택 광고환기로 구성된 WDM 망에 대한 정수 선형 계획법을 제시한다. 먼저 동시 최적화 선형 계획법을 제시하고 이를 이용하여 분리 최적화 선형 계획법을 유도한다.

3.1. 정수 선형 계획법에 사용되는 기호들

정수 선형 계획법에 사용되는 기호들을 다음과 같이 정의한다.

- N : 망 상의 모든 노드의 집합.
- L : 망 상의 모든 링크의 집합.
- M : 노드 쌍(node-pair)들의 집합.
- M_n : 목적점 노드가 노드 n 인 노드 쌍 집합.
- A : 광섬유당 파장의 개수.
- d^m : 노드 쌍 m 의 총 연결 요청의 개수.
- c_a : 링크 a 에 대한 광섬유 한 개의 설치 비용.
- n_a : 링크 a 에 필요한 광섬유의 개수.
- n_a^λ : 링크 a 를 지나가고 파장 λ 를 사용하는 모든 경로들의 개수.
- f_a^λ : 링크 a 에서 운용 경로 설정에 필요한 파장 λ 의 개수.
- $f_a^{m,\lambda}$: 링크 a 에서 노드 쌍 m 간을 연결하는 운용 경로 설정에 필요한 파장 λ 의 개수.
- $f_a^{m,p,\lambda}$: 링크 a 에서 노드 쌍 m 간을 연결하는 운용 경로 p 를 설정하는 데 필요한 파장 λ 의 개수.
- $f_a^{n,\lambda}$: 링크 a 의 앞쪽 노드와 목적지 노드 n 간을 연결하는 운용 경로 설정에 필요한 파장 λ 의 개수.
- r_a^λ : 링크 a 에서 예비 경로 설정에 필요한 파장 λ 의 개수.
- $r_{a,b}^\lambda$: 링크 b 가 끊어졌을 때 링크 a 의 예비 경로 설정에 필요한 파장 λ 의 개수.
- $a^{m,p,\lambda}$: 노드 쌍 m 의 운용 경로 후보 p 의 파장 λ 가 운용 경로로 사용되고 있는가를 나타내는 이진수.
- β_b^λ : 링크 b 에 장애가 발생했을 경우 예비 경로 후보 q 의 파장 λ 가 예비 경로로 사용되고 있는가를 나타내는 이진수. LR 기법에 쓰인다.

- $\beta_p^{m,a,\lambda}$: 링크 b 에 장애가 발생했을 경우 노드 쌍 m 간의 예비 경로 후보 q 의 파장 λ 가 예비 경로로 사용되고 있는가를 나타내는 이진수. PR 기법에 쓰인다.
- $\beta_p^{m,q,\lambda}$: 운용 경로 p 에 장애가 발생했을 경우 노드 쌍 m 간의 예비 경로 후보 q 의 파장 λ 가 예비 경로로 사용되고 있는가를 나타내는 이진수. DPR 기법에 쓰인다.
- $\beta_b^{n,q,\lambda}$: 운용 경로 p 에서 링크 b 에 장애가 발생했을 경우 링크 b 의 앞쪽 노드에서 목적지 노드 n 까지의 예비 경로 후보 q 의 파장 λ 가 예비 경로로 사용되고 있는가를 나타내는 이진수. PPR 기법에 쓰인다.
- $\delta_a^{m,p}$: 노드 쌍 m 간의 운용 경로 후보 p 상에 링크 a 가 포함되는가를 나타내는 이진수.
- $\theta_a^{q,b}$: 링크 b 에 장애가 발생했을 경우에 사용되는 예비 경로 후보 q 상에 링크 a 가 포함되는가를 나타내는 이진수. LR 기법에 쓰인다.
- $\theta_a^{m,q}$: 링크 b 에 장애가 발생했을 경우에 사용되는 노드 쌍 m 간의 예비 경로 후보 q 상에 링크 a 가 포함되는 것을 나타내는 이진수. PR 기법에 쓰인다.
- $\theta_{a,b}^{m,q}$: 운용 경로 p 에 장애가 발생했을 경우에 사용되는 노드 쌍 m 간의 예비 경로 후보 q 상에 링크 a 가 포함되는 것을 나타내는 이진수. DPR 기법에 쓰인다.
- $\theta_{a,b}^{n,q}$: 링크 b 에 장애가 발생했을 경우 사용되는 링크 b 의 앞쪽 노드에서 목적지 노드 n 간의 예비 경로 후보 q 상에 링크 a 가 포함되는 것을 나타내는 이진수. PPR 기법에 쓰인다.
- WP^m : 노드 쌍 m 사이에 가능한 운용 경로 후보의 집합
- LRP_b : 링크 b 에 장애가 발생했을 경우 링크 b 의 양 끝 노드를 연결하는 데 사용되는 예비 경로 후보들의 집합. LR 기법에 쓰인다.
- PRP_b^m : 링크 b 에 장애가 발생했을 경우 노드 쌍 m 간의 가능한 예비 경로 후보들의 집합. PR 기법에 쓰인다.
- $DPRP_b^{m,p}$: 노드 쌍 m 간의 경로 p 에 장애가 발생했을 경우 사용되는 예비 경로 후보들의 집합. DPR 기법에 쓰인다.
- $PPRP_b^{m,p}$: 링크 b 에 장애가 발생했을 경우 사용되는 링크 b 의 앞쪽 노드에서 목적지 노드 n 간의

예비 경로 후보들의 집합. PPR 기법에 쓰인다.

3.2. 동시 최적화 정수 선형 계획법

일반적으로 WDM 망은 방향성 그래프 $G=(N,L)$ 로 나타낼 수 있다. 그래프 G 가 주어지고 광섬유당 파장의 개수 Λ 가 주어질 경우 목적함수는 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$\text{Minimize } \sum_{a \in L} c_a \cdot n_a \quad (1)$$

식 (1)은 망에 필요한 광섬유의 총 설치비용을 목적함수로 나타낸 것이다. c_a 는 링크 a 에 광섬유를 설치하는데 드는 비용을 나타낸다. 본 논문에서는 c_a 가 링크의 길이에 따른 광섬유의 설치 비용 뿐 아니라 광증폭기의 비용과 송수신기와 광교환기 등 노드에 들어가는 장비의 비용을 근사적으로 포함하였다고 가정한다.

목적함수에 따른 제한식은 다음과 같다.

1. n_a 는 n_a^λ 의 최대값과 같다. 이것은 링크 a 에서 필요로 하는 광섬유의 개수 n_a 가 링크 a 에서 가장 많이 필요로 하는 파장의 개수와 같아야 됨을 의미한다.

$$n_a = \max_{\lambda \in \Lambda} n_a^\lambda, \quad \forall a \in L. \quad (2)$$

위와 같이 max 함수가 있는 제한식은 정수 선형 계획법에 적용될 수 없기 때문에 다음과 같이 정수 선형 계획법에 맞게 변형한다.

$$n_a^\lambda \leq n_a, \quad \forall \lambda \in \Lambda, \quad \forall a \in L. \quad (3)$$

2. n_a^λ 는 운용 경로에서 필요로 하는 광섬유의 개수 f_a^λ 와 예비 경로에서 필요로 하는 광섬유의 개수 r_a^λ 의 합으로 나타난다.

$$n_a^\lambda = f_a^\lambda + r_a^\lambda, \quad \forall a \in L, \quad \forall \lambda \in \Lambda. \quad (4)$$

위 식에서 f_a^λ 는 모든 발생점-목적점쌍의 운용 경로 집합에 대해 파장 λ 를 사용하고 링크 a 를 지나는 운용 경로 채널을 전부 합친 것과 같다.

$$f_a^\lambda = \sum_{m \in M} \sum_{p \in WP^m} \alpha^{m,p,\lambda} \delta_a^{m,p}, \quad \forall a \in L, \quad \forall \lambda \in \Lambda. \quad (5)$$

또한 r_a^λ 는 링크 $b(b \neq a)$ 가 끊어졌을 때 링크 a 에서 필요로 하는 광섬유의 개수 $r_{a,b}^\lambda$ 중 최대값을 가

져야 한다.

$$\forall n \in N, \forall p \in WP^m, \forall b \in p, \forall \lambda \in \Lambda. \quad (15)$$

$$r_a^\lambda = \max_{b \in L} r_{a,b}^\lambda, \quad \forall a \in L, \forall \lambda \in \Lambda. \quad (6)$$

$r_{a,b}^\lambda$ 는 복구 기법에 따라 다음과 같이 서로 다르게 나타난다.

(경우 1) LR의 경우

$$r_{a,b}^\lambda = \sum_{q \in LRp_b} \beta_b^{q,\lambda} \theta_{a,b}^q, \quad \forall a \in L, \forall b \in L, a \neq b, \forall \lambda \in \Lambda. \quad (7)$$

(경우 2) PR의 경우

$$r_{a,b}^\lambda = \sum_{m \in M} \sum_{q \in PRP_b^m} \beta_b^{m,q,\lambda} \theta_{a,b}^{m,q}, \quad \forall a \in L, \forall b \in L, a \neq b, \forall \lambda \in \Lambda. \quad (8)$$

(경우 3) DPR의 경우

$$r_{a,b}^\lambda = \sum_{m \in M} \sum_{q \in DPRP_b^m} \delta_b^{m,p} \beta_b^{m,q,\lambda} \theta_{a,b}^{m,q}, \quad \forall a \in L, \forall b \in L, a \neq b, \forall \lambda \in \Lambda. \quad (9)$$

(경우 4) PPR의 경우

$$r_{a,b}^\lambda = \sum_{n \in N} \sum_{q \in PPRP_b^n} \beta_b^{m,q,\lambda} \theta_{a,b}^{n,q}, \quad \forall a \in L, \forall b \in L, a \neq b, \forall \lambda \in \Lambda. \quad (10)$$

3. 연결 설정 요청이 전부 만족되어야 한다.

$$\sum_{p \in WP^m} \sum_{\lambda \in \Lambda} \alpha^{m,p,\lambda} = d^m, \quad \forall m \in M. \quad (11)$$

4. 고장이 발생했을 때 끊어지는 트래픽이 예비 채널을 통해 완전히 복구되어야 한다.

(경우 1) LR의 경우

$$f_b^\lambda = \sum_{m \in M} \sum_{p \in WP^m} \alpha^{m,p,\lambda} \delta_b^{m,p} = \sum_{q \in LRp_b} \beta_b^{q,\lambda}, \quad \forall b \in L, \lambda \in \Lambda. \quad (12)$$

(경우 2) PR의 경우

$$f_b^{m,\lambda} = \sum_{p \in WP^m} \alpha^{m,p,\lambda} \delta_b^{m,p} = \sum_{q \in PRP_b^m} \beta_b^{m,q,\lambda}, \quad \forall m \in M, \forall b \in L, \forall \lambda \in \Lambda. \quad (13)$$

(경우 3) DPR의 경우

$$f_b^{m,p,\lambda} = \alpha^{m,p,\lambda} = \sum_{q \in DPRP_b^m} \beta_b^{m,q,\lambda}, \quad \forall m \in M, \forall p \in WP^m, \forall \lambda \in \Lambda. \quad (14)$$

(경우 4) PPR의 경우

$$f_b^{m,\lambda} = \sum_{n \in M} \sum_{p \in WP^m} \alpha^{m,p,\lambda} \delta_b^{m,p} = \sum_{q \in PPRP_b^n} \beta_b^{n,q,\lambda}, \quad \forall \lambda \in \Lambda, \forall a \in L$$

3.3. 분리 최적화를 위한 정수 선형 계획법

분리 최적화를 위한 정수 선형 계획법의 경우 운용 경로를 먼저 결정한다. 운용 경로 설정을 위한 정수 선형 계획법은 다음과 같다.

(목적함수)

$$\text{Minimize } \sum_{a \in L} c_a \cdot n_a. \quad (16)$$

(제한식)

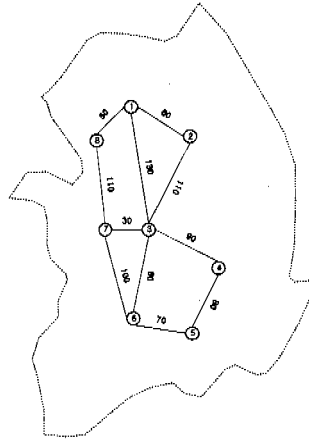


그림 2. 8-노드 망

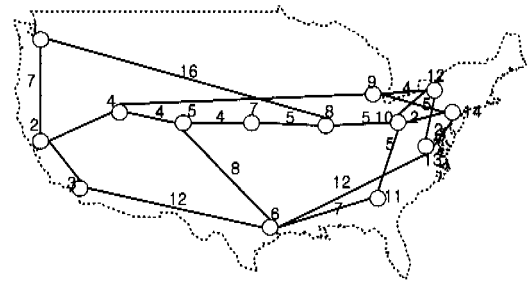


그림 3. 14-노드 NSFNET

1. n_a 는 n_a^λ 의 최대값과 같다.

$$n_a = \max_{\lambda \in \Lambda} n_a^\lambda, \quad \forall a \in L. \quad (17)$$

2. n_a^λ 는 f_a^λ 와 같으며 이것은 파장 λ 를 사용하고 링크 a 를 지나는 모든 운용 경로의 합과 같다.

$$n_a^\lambda = f_a^\lambda = \sum_{m \in M} \sum_{p \in WP^m} \alpha^{m,p,\lambda} \delta_a^{m,p}, \quad \forall \lambda \in \Lambda, \forall a \in L \quad (18)$$

3. 주어진 연결 설정 요청이 전부 만족되어야 한다.

$$\sum_{\rho \in W^m} \sum_{\lambda \in A} a^{m,\rho,\lambda} = a^m, \quad \forall m \in M. \quad (19)$$

위 정수 선형 계획법을 풀면 운용 경로 설정 변수인 $a^{m,\rho,\lambda}$ 와 f_{ρ} 를 얻을 수 있다. 이 값들을 동시에 최적화 정수 선형 계획법에 대입하여 풀면 복구 경로에 대한 최적 설정을 얻을 수 있고 결과적으로 분리 최적화 결과를 얻을 수 있다.

IV. 시뮬레이션 결과

PPR을 비롯한 여러 가지 복구 기법에 대한 시뮬레이션을 8-노드 망과 14-노드 NSFNET에 대하여 수행하였다. 각각의 시뮬레이션에 사용된 망에 대한 그림은 그림 2와 3에 나타나 있다. 그림 2에서 각 링크 위의 숫자의 단위는 km로 실제 거리를 근사

표 1. 8-노드 망의 연결 요청 행렬 P1

노드	1	2	3	4	5	6	7	8
1		1	1	4	5	4	2	8
2	1				1			1
3	1				1			1
4	3				2	2	1	3
5	5	1	1	2		2	1	4
6	4	1		2	2		1	3
7	2			1	1	1		2
8	8	1	1	4	5	4	2	

표 2. 14-노드 NSFNET망의 연결 요청 행렬 P2

노드	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
1		3	3	3			8	3		4				
2							6							
3	4						3		6			2		
4							9							
5		10		5										
6														9
7									7	6				7
8				10										8
9	1						2							
10					5	1		5				6		
11								3					7	
12								4	10					
13	2			4	5									
14	1			8										

표 3. 14-노드 NSFNET망의 연결 요청 행렬 P3

노드	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
1														
2	1		1		1	1		2			2	4	1	
3														
4			1									1		
5		7	2				1	6		2	2	8	1	1
6		1		1										
7		2	10		2	1		11		2	2	7	3	
8		6	21	1	3		10		1	4	3	5	1	1
9											1			
10	1	2	4	1	2	1	3	6	1		4	13		2
11		4	1		2	1		6	1	1		2		1
12		3		1	2		1	4	1	3	2			
13		3	1	1	4	1	1	3						1
14														

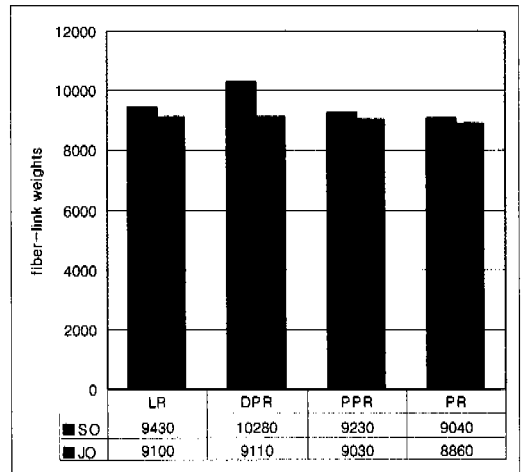


그림 4. 행렬 P1의 8-노드 망에서의 비용 비교

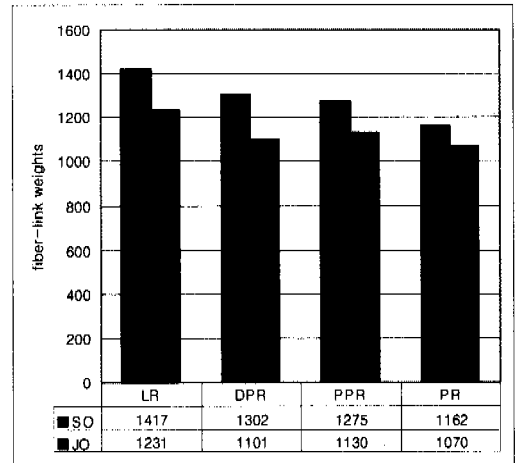


그림 5. 행렬 P2의 NSFNET에서의 비용 비교

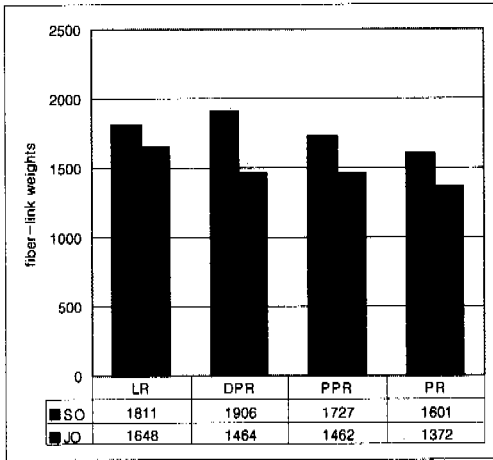


그림 6. 행렬 P3의 NSFNET에서의 비용 비교

화한 것이다. 그림 3은 [12]에 사용된 것으로 각 링크 위의 숫자는 상대적 링크 가중치를 나타낸다. 노드 간 연결 링크는 양방향 링크로 가정하는데 이것은 두 개의 단 방향 링크가 서로 반대 방향으로 놓여져 있는 상태를 의미한다. 연결 요청 행렬 P1은 표 1에 나타나 있으며 이는 8-노드 망의 성능을 평가하는 데 쓰인다. 다른 두 개의 연결 설정 요청 행렬 P2와 P3는 [12]에 나타난 트래픽 행렬을 10으로 나눈 후 정수 값을 취한 결과로 NSFNET의 성능 평가에 쓰인다. 연결 요청 행렬 P2는 35개의 연결 요청 쌍을 가지고 있고 연결 설정 요청 행렬 P3는 79개의 연결 요청 쌍을 가지고 있다. 복구 경로 후보로는 DPR의 경우를 제외하고는 4개의 비분리 최단 경로(non-disjoint shortest path)를 사용하였으며, DPR의 경우에는 모든 분리 최단 경로(disjoint shortest path)를 개수의 제한 없이 전부 사용하였다. 광섬유 당 파장의 개수는 4개로 설정하였다. 시뮬레이션 프로그램으로는 CPLEX 6.0을 사용하였고 빠른 정수 풀이 결과를 얻기 위해 라운딩 휴리스틱 옵션(rounding heuristic option)을 사용하였다. 시뮬레이션은 Pentium 550Mhz 머신에서 수행하였다.

그림 4, 5, 6은 각각의 복구 기법에 따른 설계 비용을 도시한 것이다. 그림에서 SO는 분리 최적화를, JO는 동시 최적화 결과를 나타낸 것이다. 세 그림들로부터 PR이 동시 최적화와 분리 최적화의 두 가지 모든 상황에서 최저 비용을 나타냄을 확인할 수 있으며, LR의 경우 대부분의 경우에서 가장 높은 비용을 나타냄을 볼 수 있다. 분리 최적화를 수행했을 경우 PR에서 필요로 하는 용량이 가장 나쁘게 나오는 DPR이나 LR의 경우보다 18%가량 적게

필요하였으나, 동시 최적화의 경우 최고 비용과 최저 비용의 차이가 11%로 나와 폭이 줄어든 것을 확인할 수 있다.

PPR은 동시 최적화와 분리 최적화의 두 가지 모든 경우에 있어 LR과 PR의 중간 비용을 나타낸다. DPR의 경우 동시 최적화의 경우에 있어서는 LR과 PR의 중간값을 가졌으나 분리 최적화에서 그 비용의 변화폭이 심하게 나타난다. 그림 5에서는 DPR의 비용이 PPR보다 약간 낮게 나온 반면 그림 4와 그림 6에 있어서는 DPR의 비용이 LR보다도 오히려 크게 나타난다.

표 4, 5, 6은 전체 용량의 실제 구성을 표로 도시한 것이다. 각 표에서의 숫자들은 8-노드 망의 경우 파장-km의 합을 나타내고 NSFNET의 경우 파

표 4. P1에 대한 8-노드 망의 용량 구성

	분리 최적화				동시 최적화			
	LR	DPR	PPR	PR	LR	DPR	PPR	PR
운용 용량	18020	18020	18020	18020	17940	19170	17980	18830
예비 용량	18450	19730	18240	17260	16740	15830	16510	15010
미사용 용량	1250	3370	660	880	1720	1440	1630	1600
예비/운용 용량비	1.02	1.09	1.01	0.96	0.93	0.83	0.92	0.80

표 5. P2에 대한 NSFNET에서의 용량 구성

	분리 최적화				동시 최적화			
	LR	DPR	PPR	PR	LR	DPR	PPR	PR
운용 용량	2268	2268	2268	2268	2582	2556	2554	2399
예비 용량	3277	2608	2675	2235	2243	1748	1810	1706
미사용 용량	123	332	157	145	99	100	156	175
예비/운용 용량비	1.44	1.14	1.18	0.99	0.87	0.68	0.71	0.71

표 6. P3에 대한 NSFNET에서의 용량 구성

	분리 최적화				동시 최적화			
	LR	DPR	PPR	PR	LR	DPR	PPR	PR
운용 용량	3008	3008	3008	3008	3245	3366	3296	3321
예비 용량	4145	3726	3556	3049	3179	2345	2420	2005
미사용 용량	91	890	344	347	168	145	132	162
예비/운용 용량비	1.37	1.23	1.18	1.01	0.98	0.70	0.73	0.60

장-링크 합을 나타낸다. 또한 예비 용량에 대한 실제 용량의 비율을 표 아래쪽에 덧붙여 나타내었다. 표에서 볼 수 있듯이 동시 최적화의 경우 모든 기법의 경우에 있어서 분리 최적화의 경우보다 운용 용량이 약 11%에서 17%까지 증가하였으나, 예비 용량이 21%에서 31%까지 줄어들어 결과적으로 전체 비용의 감소가 일어났다. 예비 용량에 대한 운용 용량의 비율을 보면 분리 최적화의 경우 1.0에서 1.4까지 나타났으나 동시 최적화의 경우 그 값이 PR의 경우 약 0.6, LR의 경우 약 0.9로 떨어진다.

표 5에서는 분리 최적화의 경우 DPR의 비용이 왜 높은 경우가 발생하는 지에 대한 부분적인 이유를 보여주고 있다. 표에서 알 수 있듯이 비록 DPR이 LR보다 실제 필요로 하는 예비 용량이 적다고 하더라도 사용되지 않는 남은 용량이 높게 나타나서 전체 비용이 LR보다 높게 나타난다. 이것은 파장 변환이 없는 WDM망의 분리 최적화에서 DPR에 대해서만 나타난 현상으로 일반적인 경향성을 벗어난 유일한 경우이다.

비록 동시 최적화가 분리 최적화보다 모든 기법에 대해 좋은 결과를 보이지만 동시 최적화의 복잡도가 너무 높아 큰 규모의 망에 적용하기에는 적합하지 않다는 문제점이 있다. 그 예로 파장의 개수 $\lambda=8$ 인 경우에 대해서도 시뮬레이션 결과를 얻는 것이 용이하지 않아 PR 기법에 대해서는 가능한 정수 결과를 얻지 못하였다. WDM망에 부여된 파장 연속 조건으로 인해 문제의 복잡도가 DPR 기법을 파장 변환 망에 적용한 [8]에 제시된 동시최적화 문제의 정수 선형 계획법보다 훨씬 증가된다. 만일 좀더 큰 망에 대하여 정수 선형 계획법 문제를 풀고자 한다면 ILP의 정수 조건을 완화하여 문제를 풀 후 무작위 반올림(randomized rounding)을 사용하는 방법 등을 고려해야 한다.

V. 결론

본 연구에서는 파장 선택 광교환기로 구성된 WDM 망에서 PPR을 비롯한 여러 가지 복구 기법의 동시 최적화를 수행하였다. PPR 기법은 LR과 비슷한 복구 시간을 보이는 반면 PR과 DPR은 LR과 PPR에 비해 긴 복구 시간을 필요로 한다. 자원 요구 측면에서 보면 PR이 가장 적은 자원을 사용하고 DPR과 PPR이 LR에 비해 적은 자원을 사용을 확인할 수 있다. 비록 동시 최적화의 경우가 분리 최적화보다 적은 자원을 사용하지만 계산의 복

잡도로 인해 동시 최적화의 적용 범위는 규모가 작은 망의 경우로 국한되며 이의 확장을 위해서는 정수 조건 완화 또는 새로운 휴리스틱이 요구된다.

참고 문헌

- [1] T. H. Wu, "Emerging technologies for fiber network survivability," in *IEEE Communications Magazine*, vol. 33, no. 2, pp. 58-74, Feb. 1995.
- [2] M. Herzberg, "A decomposition approach to assign spare channels in self-healing networks," *IEEE Globecom '93*, Texas, USA, pp. 1601-1605.
- [3] W. D. Grover, T. D. Blodeau, and B. D. Venables, "Near optimal spare capacity planning in a mesh restorable networks," *IEEE Globecom '91*, pp. 2007-2012.
- [4] M. Herzberg and A. Utano, "The hop-limit approach for spare-capacity assignment in survivable networks," *IEEE/ACM Trans. Networking*, Vol. 3, No. 6, pp. 775-784, Dec. 1995.
- [5] K. Muramkami and H. S. Kim, "Optimal capacity and flow assignment for self-healing ATM networks based on line and end-to-end restoration," *IEEE Trans. Networking*, Vol. 6, No. 2, pp. 207-221, Apr. 1998.
- [6] R. R. Iraschko, M. H. MacGregor and W. D. Grover, "Optimal capacity placement for path restoration in STM or ATM mesh-survivable networks," *IEEE Trans. Networking*, Vol. 6, No. 3, pp. 325-336, Jun. 1998.
- [7] B. Van Caenegem, W. Van Parys, F. De Turck and P. Demeester, "Dimensioning of Survivable WDM Networks," *IEEE J. Select. Areas in Commun.*, Vol. 16, No. 7, Sep. 1998.
- [8] Y. Miyao and H. Saito, "Optimal design and evaluation of survivable WDM transport networks," *IEEE J. Select. Areas in Commun.*, Vol. 16, No. 7, Sep. 1998.
- [9] S. Ramamurthy and B. Mukherjee, "Survivable WDM mesh network, part I - protection," *IEEE Infocom '99*, pp. 744-751.
- [10] S. Ramamurthy and B. Mukherjee, "Survivable WDM mesh network, part II - restoration,"

Proc. ICC '99, pp. 2023-2030.

- [11] M. Alanyali and E. Ayanoglu, "Provisioning algorithms for WDM optical network," IEEE/ACM Trans. Networking, Vol. 7, No. 5, pp. 767-778, Oct. 1999.
- [12] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan, "Design of logical topologies for wavelength-routed optical networks," IEEE J. Select. Areas in Commun., vol. 14, no. 5, pp. 840-851, June 1996.
- [13] D. Awduche, Y.Rekhter, J. Drake and R. Coltun, "Multi-Protocol Lambda Switching: Combining MPLS Traffic Engineering Control With Optical Crossconnects", Internet Draft, Work in Progress.

서 승 우(Seung-woo Seo)

정희원



1987년 2월 : 서울대학교

전기공학과 졸업

1989년 2월 : 서울대학교

전기공학과 석사

1990년 3월~1991년 6월 :

서울대학교 기초전력연구소

및 제어계측 공학과 연구원

1993년 12월 : 미국 펜실베니아 주립대학교 전기공학과 박사

1993년 8월~1994년 7월 : 미국 펜실베니아 주립대학 전산기공학과 조교수

1994년 8월~1996년 7월 : 미국 프린스턴 대학 전기공학과 및 POEM연구소 연구원(미국 과학재단선발 연구원)

1996년 9월~현재 : 서울대학교 전기공학부 조교수

<주관심 분야> 고속 통신망, 광 통신망, 유/무선 교환 시스템

이 창 형(Chang-hyung Lee)



1997년 2월 : 서울대학교

전기공학부 졸업

2000년 8월 : 서울대학교

전기공학부 석사

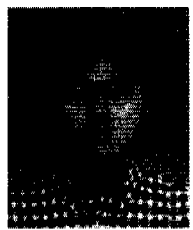
2000년 9월~현재 : 한국전자통신

연구원 교환전송기술연구소

광통신연구부 연구원

<주관심 분야> 광 통신망(WDM)

이 형 일(Hyoung-II Lee)



1997년 2월 : 서울대학교

전기공학부 졸업

1999년 2월 : 서울대학교

전기공학부 석사

1999년 3월~현재 : 서울대학교

전기공학부 박사과정

<주관심 분야> 고속 교환 시스템, 광 통신망(WDM)