

생존성을 갖는 메쉬기반 광전송망에서의 효율적인 예비용량 설계방안에 관한 연구

방형빈[†]·김병기^{††}

요약

정보통신 기술의 발전과 광범위한 통신망의 이용으로 인하여, 최근 생존성을 갖는 메쉬기반 네트워크의 설계는 주요 관심사가 되고 있다. 본 논문은 메쉬기반 광전송망에서의 예비용량 설계방안에 대해 논의한다. 본 연구에서는 메쉬기반 광전송망의 경로복구에 있어서, 예비용량 증가인자를 찾아 예비용량의 공유를 증가시키는 새로운 예비용량 설계방안을 제안한다. 정수계획법의 링크복구기법, SLPA, GA의 세 가지 다른 장애복구 방안과 더불어 제안한 방안의 성능을 비교한다. 이 방법은 예비 용량 할당을 결정하는데 있어서 휴리스틱 알고리즘과 결합하여 보다 우수한 성능을 보이고 있으며, 예비용량 할당을 결정하는 시간적인 면에서 대형 통신망으로 쉽게 확장할 수 있다. 이 새로운 방법의 주요 장점은 예비용량을 줄이고 다항식의 시간 복잡도를 갖는 것이다.

A Study of Efficient Spare Capacity Planning Scheme in Mesh-Based Survivable Fiber-Optic Networks

Hyung-Bin Bang[†] · Byung-Gi Kim^{††}

ABSTRACT

Due to the development of information technology and widespread use of telecommunications networks, the design of mesh-survivable networks has received considerable attention in recent years. This paper deals with spare capacity planning scheme in mesh-based fiber-optic networks. In this study, a new spare capacity planning scheme is proposed utilizing path restoration with maximal sharing of share capacity that is traced by the spare capacity incremental factor (after this, we called "SCIF"). We compare it with three other spare capacity planning scheme : link capacity of IP (Integer Programming), SLPA (Spare Link Placement Algorithm) and GA (Genetic Algorithm). The approach shows better performance with heuristics algorithm for determining the spare capacity assignment and the computational time is easily controlled allowing the approach to scale to large networks. The major advantages of the new approach are reduction of spare capacity and a polynomial time complexity.

키워드 : 망 설계(Network Design), 생존망(Survivable Network)

1. 서론

사회가 고도화되고 정보통신에 대한 사회 의존도가 증가하면서 네트워크의 중요성은 더욱 증대되고 있어 네트워크에 장애가 발생할 경우 경제적 손실은 물론 사회적 영향이 매우 심각하다. 이러한 네트워크의 고장이나 성능 저하에 대처하기 위한 방안은 여러 가지로 분류할 수 있으며, 생존성을 향상하는 네트워크의 구조는 크게 복구(restoration)와 보호 절체(Protection switching)로 분류할 수 있다. 복구는 고장 발생 후에 네트워크의 이용 가능한 모든 경로와 용량을 이용하여 장애를 복구하는 방법으로 일반적으로 리라우팅(rerouting) 방법을 이용하며, 보호는 노드간에 설비를 이중화하여 네트워크의 장애 시 신속하게 절체하는 방법이다[1].

복구는 다시 크게 교환계층에서 이루어지는 트래픽 복구와 전송계층에서 이루어지는 설비복구로 나눌 수 있으며, 실시간 우회 복구 방식인 트래픽 복구는 트래픽의 동적 특성을 수용할 수 있다는 장점이 있지만, 망 상태에 따라 완전한 복구를 보장할 수 없는 경우가 발생할 수 있다는 단점이 있다[2]. 따라서 실시간 우회 복구 방식은 특정 계층에서 트래픽을 완전히 복구하지 않아도 상위 계층의 복구 기능과 연동 가능한 경우에 적용 될 수 있다. 선계획 복구 방식인 설비복구는 실시간 우회 복구 방식과 달리 트래픽을 정적으로 가정하고 예비 용량을 적절히 할당함으로써 장애를 복구하는 방식이다. 설비 복구와 트래픽 복구는 그 대상이 다른 관계로 서로 독립적으로 연구되고 있다.

1990년대 이후 기간 전송망 구축에 본격적으로 이용되고 있는 SDH(Synchronous Digital Hierarchy) 방식의 광전송망(Fiber optic)은 네트워크의 생존성을 고려하여 장애발생 시에 전송망을 자동적으로 복구할 수 있도록 여러 종류의

[†] 정 회 원 : KT 경영연구소 시장분석팀 선임연구원
^{††} 종 신 회 원 : 숭실대학교 컴퓨터학부 교수
논문접수 : 2003년 6월 17일, 심사완료 : 2003년 9월 4일

망 재구성 기법들을 제공하고 있으며, SDH 방식의 광전송 망 구성을 위해 개발된 대표적인 전송 시스템으로 TM(Terminal Multiplexer), ADM(Add-Drop Multiplexer) 및 DCS(Digital Cross connect System) 등이 있다. 광전송망의 구축을 장애에 대한 생존구조 측면에서 보면 TM을 이용한 점대점 구조와 ADM을 이용한 SHR(Self Healing Ring) 구조는 보호 절체 방식을 주로 사용하며, DCS를 이용한 메쉬망 구조는 복구 방식을 사용한다.

복구를 수행하는 방법은 그 복구의 범위에 따라 크게 링크 복구(link restoration)와 경로 복구(path restoration) 두 가지로 구분할 수 있다. 링크 복구는 장애가 생긴 주변의 경로를 이용하여 단절된 구간만을 우회하는 임시의 경로를 이용하는 복구 방식으로 장애 링크의 인접 노드가 장애 링크에 영향을 받은 트래픽의 리라우팅을 책임진다. 경로 복구는 장애를 경유하지 않고 시작과 도착 노드간의 새로운 경로를 이용하여 복구를 수행하는 방식으로 장애 링크를 거쳐 가는 트래픽의 시작과 도착노드 쌍이 복구를 책임지며 각각의 영향을 받은 시작과 도착 노드 사이의 전체 경로를 리라우트한다. 또한 일반적으로 경로 복구는 운용 경로의 장애를 받지 않은 운용 용량을 사용하며 이를 위해 추가 정보를 필요로 한다. 분리 경로 복구(disjoint path restoration)는 경로 복구의 변형으로 운용 경로의 장애를 받지 않은 운용 용량을 사용하지 않고 복구하는 방식으로 복구 경로가 운용 경로와 겹치는 링크가 없도록 완전히 분리되어 설정된다. 이 방식은 장애를 받지 않은 운용 용량에 대한 추가 정보를 필요로 하지 않으므로 경로 복구를 보다 빠르게 수행할 수 있다. 일반적으로 경로 복구는 링크 복구보다 적은 예비 용량을 필요로 하는 것으로 알려져 있다[3]. 그러나 경로 복구는 복구해야 할 노드가 많아질 경우 복구 수행의 복잡도(complexity)가 증가한다.

생존성을 갖는 메쉬기반의 광전송망을 구성하는 한 방법은 네트워크 장애의 복구를 위해 충분한 예비 용량 갖는 전송망을 설계하는 것으로 예비 용량 설계의 최적화에 대한 연구는 크게 정수계획법[4-6]과 휴리스틱 방법[7, 8]으로 나누어 연구되고 있다. 그러나 정수계획법은 노드의 수와 연결도가 증가할 경우 제한식이 폭발적으로 증가는 NP-hard에 속하는 문제[8]로 이를 해결하기 위해 근사 최적의 휴리스틱한 방법들이 연구되고 있다.

본 논문은 휴리스틱한 방법에 기초를 두고 있으며, 문제를 메쉬 형태의 네트워크 토폴로지에 국한하고 정상적인 트래픽 수요와 이에 대한 용량설계 및 하나의 링크 장애에 대해 분리 경로 복구를 통해 100% 복구하는데 필요한 예비 용량을 고려한다. 또한 통상적으로 운용중인 기간전송망은 평균 2.5에서 4.5의 노드 연결도를 갖고 있음[9]으로 본 논문에서의 메쉬는 네트워크의 모든 노드가 연결되어 있는 것을 의미하기 보다는 적어도 최소한 2개 이상의 연결도를 갖는 것을 의미한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 성능 분석에

사용된 이전의 연구에 대해 간략히 기술하고, 3장에서는 예비용량 증가인자(Spare Capacity Incremental Factor : SCIF)를 활용한 예비 용량 설계 방안을 제시한다. 4장에서는 실험결과 및 분석을 기술하고 마지막으로 5장에서 본 연구의 결론을 맺는다.

2. 기존의 예비용량 설계 기법

앞 절에서 언급했듯이 예비용량 설계는 정수계획법과 휴리스틱 방법으로 나눌 수 있으며, 이 절에서는 성능 분석에 사용된 기존의 예비용량 설계 기법에 대해 개념적인 것만을 간략히 알아보면 다음과 같다.

2.1 SLPA(Spare Link Placement Algorithm)

SPLA은 링크 복구를 기반으로 생존성을 갖는 네트워크를 설계하기 위해 합성기반의 휴리스틱을 이용한 기법으로 2단계로 구성되며, 첫 단계는 네트워크의 복구율을 증가시키기 위해 예비 용량을 추가하고 두 번째 단계는 복구의 목표 수준을 유지하면서 예비 용량을 축소한다. SLPA의 매 단계마다 탐욕 알고리즘(greedy algorithm)을 사용하고 있으며 운용 특성은 다음과 같다.

- 첫 단계에서는 예비 용량을 추가하고 두 번째 단계에서는 예비용량을 축소한다.
- 각 단계에서 선택한 예비 용량은 국부 최적화에 기반을 둔다.
- 첫 단계에서 복구율을 높이고 다음단계에서 예비용량을 축소시킨다.

SLPA 기법은 다항식의 시간 복잡도를 갖으며[9], 여러 통신사업자에 의해 예비용량 설계에 사용되고 있다.

2.2 Link IP 기법

Link IP(Integer Programming) 복구기법은 링크 복구 기반의 최적해를 구하는 것으로 생존성을 갖는 네트워크의 예비용량을 최소화하기 위한 IP 공식은 식 (1)과 같다[2, 6]. 목적함수는 완전한 복구를 위해 요구되는 예비 용량을 최소화하는 것이다. 식 (2)은 각 링크가 완전히 복구되는 것이고, 식 (3)은 링크 장애에 대해 복구 경로가 트래픽을 처리하는데 충분한 예비 용량 갖도록 하는 것이다.

$$\text{Min} \left[\sum_{j=1}^L C_j \right] \quad (1)$$

$$\sum_{p=1}^p b_i, p \geq d_i \times W_i \quad i = 1 \cdots L \quad (2)$$

$$C_j - \sum_{p=1}^p \lambda_i, p \times b_i, p \geq 0 \quad (3)$$

$$b_i, p \geq 0 \quad I = 1 \cdots L, \quad p = 1 \cdots P_i$$

$$\lambda_i, p = 0 \quad \text{or} \quad 1 \quad \forall i, p$$

C_j : 네트워크의 단일 링크 장애에 대해 링크 j 를 통해 최대 복구될 수 있는 량
 $b_{i,p}$: 링크 I 의 p 번째 복구 라우트를 통해 복구된 량 ($i = 1 \dots L, p = 1 \dots P_i$)
 d_i : 링크 i 의 요구된 복구 수준
 W_i : 링크 i 를 통한 운용 용량의 합 ($i = 1 \dots L$)
 $\lambda_{i,p}$: 장애를 입은 링크 i 의 p 번째 라우트가 링크 j 를 사용하면 1 아니면 0

2.3 GA(Genetic Algorithm)

GA의 기본 개념은 동시에 한 개 이상의 장애가 발생하지 않는다고 가정하면 분리된 라우트를 흐르는 트래픽 흐름은 복구 경로를 공유 할 수 있다는 것으로 예비 용량을 공유할 수 있는 복구 경로를 찾는 것이다. GA는 확률적인 탐색기법을 사용하며 2 단계로 구성되어 있다[3]. 첫 단계는 공유 용량을 갖는 복구 경로의 토폴로지를 생성하는 단계로 토폴로지 매트릭스에서 무작위로 링크를 선정하여 제거한 후 네트워크 토폴로지가 연결되어 있는지를 알아보는 작업을 반복함으로써 공유 용량을 갖는 복구 경로를 찾는다. 두 번째 단계는 첫 단계에서 생성된 토폴로지 집합에 유전자 알고리즘을 적용하여 경제적인 생존성을 갖는 네트워크를 발견한다.

3. 예비용량 증가인자(SCIF)를 활용한 예비용량 설계 방안

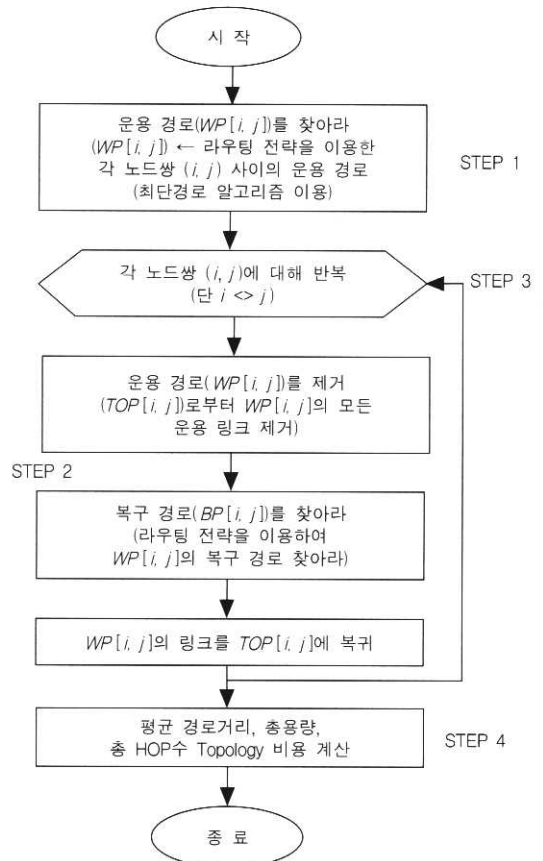
이 장에서는 생존성을 갖는 메쉬기반 네트워크에서 예비용량 증가인자를 활용하여 경제적인 예비용량을 설계하는 방안에 대해 설명한다. 제안된 설계 방안은 운용용량과 예비용량을 결정하는 첫 번째 단계와 SCIF를 찾아 이를 토대로 예비용량의 공유를 증가시키는 두 번째 단계로 구성된다.

첫 번째 단계인 운용용량의 결정은 네트워크 구축 비용을 최소화하기 위하여 최단경로 알고리즘(short path algorithm)을 사용하며, 예비용량의 결정은 기존의 예비용량 결정 기법들을 사용할 수 있는데 여기서는 합리적인 복구시간을 고려하여 분리 경로 복구에 기초를 두고 휴리스틱 방법을 사용하는 유전 알고리즘(genetic algorithm) 복구 기법[3]을 사용한다. (그림 1)은 운용 용량과 예비 용량을 구하는 방법을 나타내며, 관련 변수들은 <표 1>에 정리하였고, 순서도의 각 스텝의 설명은 다음과 같다.

- STEP 1: 네트워크상의 수요를 처리하기 위해 라우팅 전략(최단경로 알고리즘)을 이용하여 네트워크 토폴로지상의 모든 노드간의 운용 경로를 찾는다.
- STEP 2: 운용경로에 대응하는 복구 경로를 찾는다.
 - STEP 2-1: 복구경로가 운용경로와 겹치는 링크가 없도록 하기 위해 임시로 운용 경로 $WP[i, j]$ 를 네트워크 토폴로지에서 제거한다.
 - STEP 2-2: 라우팅 전략(유전자 알고리즘)을 이용하여

네트워크 토폴로지상의 복구 경로를 찾는다.

- STEP 2-3: 임시로 제거한 운용 경로 $WP[i, j]$ 를 네트워크 토폴로지로 되돌린다.



(그림 1) 운용용량 및 예비용량 계산

<표 1> (그림 1)의 변수 설명

변 수	설 명
N	노드의 집합
n	노드의 수
i, j, k, l	노드($i, j, k, l \in N$)
$P[i, j]$	노드 i 에서 노드 j 까지의 경로
TOP	네트워크 토폴로지 matrix 노드 i 에서 노드 j 까지 링크가 있으면 $TOP[i, j] = 1$, 없으면 $TOP[i, j] = 0$
$WP[i, j]$	노드 i 에서 노드 j 까지의 운용 경로
WP	$WP[i, j]$ 의 $n \times n$ 운용 matrix
$BP[i, j]$	노드 i 에서 노드 j 까지의 복구 경로
BP	$BP[i, j]$ 의 $n \times n$ 복구 matrix

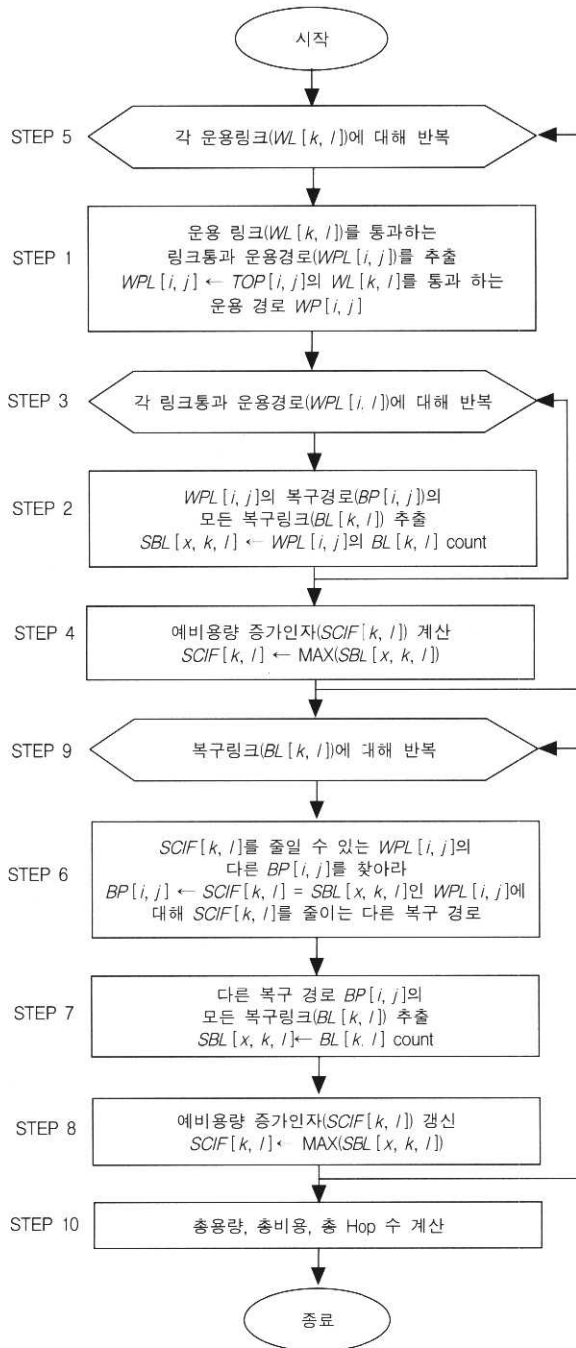
- STEP 3: 모든 노드간에 대해서 STEP2를 반복한다.
- STEP 4: 네트워크 토폴로지상의 자료와 위에서 찾은 운용 경로, 복구 경로를 이용하여 평균 경로 거리, 총용량, 총 HOP 수, 토폴로지 비용 등을 계산한다.

두 번째 단계는 첫 단계에서 찾은 복구 경로의 SCIF를 분석하여 이를(SCIF를) 줄일 수 있는 다른 복구 경로를 찾

는 것이다. 궁극적으로 예비용량 증가의 원인은 복구 링크 증가에 있으므로 운용링크에 대한 복구 링크별 사용 빈도를 측정하여 사용 빈도가 제일 높은 복구 링크를 추출하여 이 추출된 결과를 토대로 이 복구 링크를 통과하는 복구 경로를 다른 복구 링크로 변경시켜 예비용량 공유를 증가시킨다. (그림 2)는 SCIF를 찾아 공유를 증가시키는 방법을 나타내며, 공통으로 사용되는 변수들은 <표 1>에 있고, 나머지 변수들은 <표 2>에 정리하였으며, 순서도의 각 스텝에 대한 설명은 다음과 같다.

<표 2> (그림 2)의 변수 설명

변수	설명
$WL[k, l]$	노드 k 에서 노드 l 의 운용 링크
$BL[k, l]$	노드 k 에서 노드 l 의 복구 링크
x	노드 k 에서 노드 l 의 링크 번호
$SBL[x, k, l]$	운용링크 x 에 대한 노드 k 에서 노드 l 의 복구 링크 사용량
$SCIF[k, l]$	노드 k 에서 l 의 예비용량 증가인자



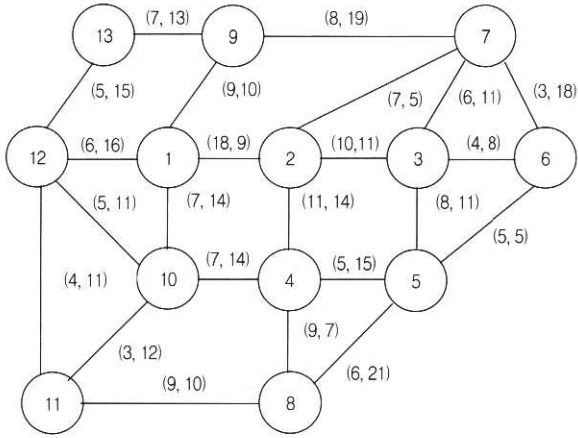
(그림 2) SCIF 계산

- STEP 1: 운용경로 $WP[i, j]$ 가 통과하는 링크를 운용링크 $WL[k, l]$ 기준으로 추출한다.(운용 링크 $WL[k, j]$ 에 대한 $WPL[i, j]$ 생성)
- STEP 2: 운용 링크별로 추출된 링크 통과 운용경로 $WPL[i, j]$ 의 복구 경로 $B[i, j]$ 에서 모든 복구 링크 $BL[k, l]$ 를 추출하고 복구링크별로 카운트한다(운용 링크에 대한 복구 링크를 추출하여 복구링크별 사용 빈도를 측정하여 $SBL[x, k, l]$ 저장).
- STEP 3: 모든 링크통과 운용경로 $WPL[i, j]$ 에 대해 STEP 2를 반복한다.
- STEP 4: 운용링크에 대한 복구링크 사용량 $SBL[k, l]$ 와 $SCIF[x, k, l]$ 을 비교하여 큰 것으로 $SCIF[k, l]$ 결정한다($SCIF[k, l] \leftarrow \text{MAX}(SBL[x, k, l])$).
- STEP 5: 모든 운용링크에 대해 STEP 1, STEP 2, STEP 3, STEP 4를 반복한다.
- STEP 6: $SBL[x, k, l] = SCIF[k, l]$ 인 복구링크에 대해 예비용량 증가인자를 줄일 수 있는 링크 통과 운용 경로의 다른 복구 경로를 찾는다.
- STEP 7: 찾은 다른 복구경로의 모든 복구 링크 $BL[k, l]$ 를 추출하여 복구링크별 사용 빈도를 측정하여 $SBL[x, k, l]$ 을 갱신한다.
- STEP 8: 찾은 다른 복구경로를 반영하여 $SCIF[k, l]$ 를 갱신한다.
- STEP 9: 모든 복구링크 $BL[k, l]$ 에 대해 STEP 6, STEP 7, STEP 8을 반복한다.
- STEP 10: 네트워크 토폴로지상의 자료와 위에서 찾은 운용경로, 복구경로를 이용하여 총용량, 총 HOP 수, 토폴로지 비용 등을 계산한다.

4. 실험 결과 및 분석

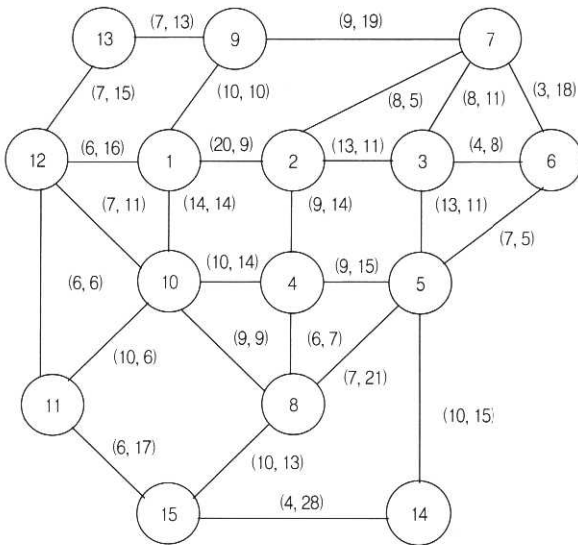
제안된 설계방안에 대한 실험은 기존의 예비용량 설계 기법과 비교하기 위하여 Adel AL-Rumaih가 [3]에서 사용한 13노드 23링크, 15노드 27링크, 17노드 31링크의 3개의 네트워크 토폴로지를 사용하였으며, 사용한 네트워크 토폴로지는 (그림 3), (그림 4), (그림 5)와 같다. 노드간 수요를 1로 가정하였을 때 사용된 네트워크를 요약하면 <표 3>과 같다.

(working, distance)



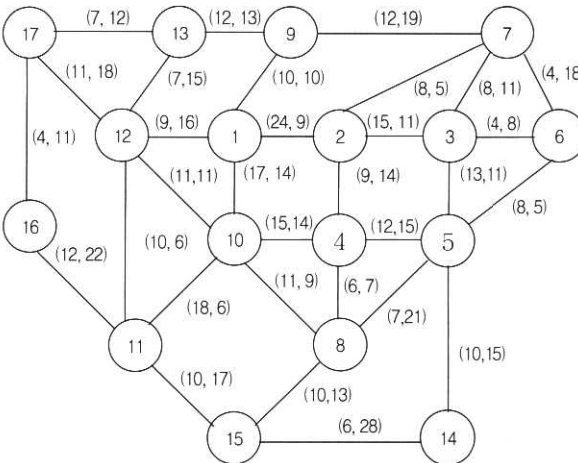
(그림 3) Net 1(13nodes, 23 links)

(working, distance)



(그림 4) Net 2(15nodes, 27 links)

(working, distance)



(그림 5) Net 3(17nodes, 31 links)

<표 3> 실험 네트워크 요약

Net #	노드수	링크수	평균 연결도	단대단 수요	총 수요
Net 1	13	23	3.54	78	156
Net 2	15	27	3.60	105	210
Net 3	17	31	3.65	136	272

N개의 노드와 L개의 링크로 구성된 네트워크에서 네트워크의 연결도가 최소한 2 이상 $N-1$ 이며, 링크 L의 범위가 $N \leq L \leq (N(N-1)/2)$ 인 메쉬 네트워크라고 할 때, 휴리스틱 방법의 유전 알고리즘을 이용하여 운용경로와 복구경로를 찾는 첫 번째 단계는 다항식의 시간 복잡도[3]를 갖으며, SCIF를 찾아 예비용량의 공유를 증가시키는 두 번째 단계의 경우 (그림 2)의 STEP 5에서 STEP 4까지 $O(L \times N^3)$ 그리고 STEP 9에서 STEP 10까지 $O(L^2 \times N)$ 의 시간 복잡도를 갖고 있어 제안된 방식도 전체적으로 다항식의 시간 복잡도를 갖는다.

3개의 네트워크 토폴로지에 대한 시험결과는 <표 4>, <표 5>, <표 6>, <표 7>과 같다. 제안된 설계 방안과 비교하기 위한 SLPA, Link IP, Path IP의 결과는 [3]에 있는 결과를 인용하였으며 제안된 설계 방안과 GA만을 시험하였다. Link IP와 Path IP는 최적화 상용 패키지인 CPLEX를 사용하고 hop 카운트는 8로 설정한 결과이다[3].

<표 4> 실험 결과 요약 -복구용량

Net #	운용 용량	복구용량				
		SLPA	Link IP	GA	제안	Path IP
Net 1	324	230	199	164	160	135
Net 2	464	322	264	218	210	176
Net 3	640	444	353	314	298	236

<표 5> 실험 결과 요약 -예비용량 중복율

Net #	운용 용량	예비용량 중복율(%)				
		SLPA	Link IP	GA	제안	Path IP
Net 1	324	70.99	61.42	50.62	49.38	41.67
Net 2	464	69.40	56.90	46.98	45.26	37.93
Net 3	640	68.38	55.16	49.06	46.56	36.88

<표 4>와 <표 5>의 결과에서 보듯이 제안된 방안은 예비용량 증가인자(SCIF)를 찾아 예비용량을 증가시키는 링크를 복구에 사용하지 않도록 함으로써 전체 예비용량의 공유를 증가시키는 방식으로 링크 복구 기반의 최적해를 구하는 Link IP 방식이나, 동시에 한 개 이상의 장애가 발생하지 않는다는 가정 하에 분리된 라우트를 흐르는 트래픽의 복구 경로를 공유하는 확률적 탐색기법을 사용하는 GA보다 필요한 예비용량의 수와 운용용량 대비 예비용량의 중복율 면에서 우수한 성능을 보인다. 또한 노드가 증가할수록 보다 나은 성능을 보인다.

<표 4>와 <표 5>의 결과에서 보듯이 Path IP 방식은 경로 복구 기반의 최적해를 구하는 방식으로 예비용량과 중복율 면에서 제안된 방식 보다 우수한 성능을 보이고 있으

나 노드와 연결도가 증가할 경우 시간 복잡도가 폭발적으로 증가하여 실제 네트워크에 적용하기에는 어려운 단점을 갖고 있는 반면 앞에서 보인 것과 같이 SLPA, GA, 제안된 방안은 다항식의 시간 복잡도를 갖고 있어 광범위한 실제 네트워크에 적용할 수 있다.

예비용량을 설계하는데 있어서 중요한 고려사항에 하나는 비용이며, 비용을 단순히 거리에 비례한다고 가정하여 Km당 1로 설정하고 시험하였을 때, <표 6>과 같이 필요 예비용량과 유사한 결과를 보이고 있다. 그러나 그 차이가 근소하여 HOP 수, 전파지연 등과 같은 변수들을 사용하면 다른 결과를 보일 수도 있을 것이다.

<표 6> 실험 결과 요약 - 예비용량 비용

Net #	운용용량 비 용	예비용량 비용			
		SLPA	Link IP	GA	제안
Net 1	3,830	2,870	2,567	2,196	2,146
Net 2	5,624	4,416	3,594	3,148	3,040
Net 3	8,136	6,018	4,731	4,570	4,318

<표 7> 결과 요약 - 예비용량 HOP 수 및 비용

Net #	GA			제 안		
	전 체 HOP	최 대 HOP	비 용	전 체 HOP	최 대 HOP	비 용
Net 1	858	8	10,910	862	8	10,766
Net 2	1247	8	15,618	1261	9	15,650
Net 3	1634	8	19,776	1666	12	20,978

<표 7>은 GA와 제안된 설계 방안의 전체 HOP와 최대 HOP 수를 나타낸다. 다른 변수의 사용이 다른 결과를 보일 수 있다는 것을 보이기 위해 단순히 HOP당 평균10이 소요된다고 가정할 경우 <표 7>의 결과에서 보듯이 Net2와 Net3은 비용 측면에서 GA가 더 좋은 결과를 보인다.

따라서 실제의 데이터에 근거하여 여러 다른 제약 변수들을 제안된 설계방안에 사용한다면 경제적이고 효율적인 복구 용량을 설계할 수 있을 것이다.

5. 결 론

본 연구에서는 메쉬기반 광전송망의 경로복구에 있어서, 예비용량 증가 인자를 찾아 예비용량의 공유를 증가시키는 설계 방안 제안하였다. 결과적으로 제안된 설계 방안은 첫 단계에서 활용한 알고리즘의 후처리 최적화를 도모하고 있어 적절한 휴리스틱 알고리즘과 결합하여 보다 우수한 성능을 보인다. 본 방안의 주요 장점은 공유를 통해 예비용량을 줄이고 다항식의 시간 복잡도를 갖는 것이다.

제안된 설계 방안은 해를 구하는데 다항식의 시간 복잡도를 가지므로 비용, 전파지연, Hop 수 등 다양한 변수들과 결합하여 경제적이고 효율적인 운용 경로 및 복구 경로를 설정할 수 있을 것으로 기대된다. 아울러 통신사업자가 활용하고

있는 링크 복구에 대해서도 적용해 보는 것이 요구된다.

참 고 문 헌

- [1] Tsong-Ho Wu, "Fiber Network Service Survivability," Ar-tect House, 1992.
- [2] S. Ramamurthy and B. Mukherjee, "Survivable WDM mesh network, Part II -restoration," Proc. ICC99 pp.2023-2030.
- [3] A. Al-Rumaih, D. Tipper, Y. Liu and B. Norman, "Spare Capacity Planning for Survivable Mesh Networks," Proce-dings IFIP-TC6 Networking 2000., Paris, France, May, 2000.
- [4] M. Herzberg, S. Bye and A. Utano, "The Hop-limit Approa-rch for spare capacity Assignment in Survivable Networ-ks," IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol.2, De-cember, 1995.
- [5] R. Iraschko, M. MacGregor and K. Ryhorchuk, "Optimal Capacity Placement for Path Restoration of Mesh Survi-vable Networks," IEEE Global conference on communi-cation, November, 1996.
- [6] M. Herzberg, S. Bye, "Optimal Spare-capacity Assignment Model for Survivable Networks with Hop limits," IEEE Global conference on communication, November, 1994.
- [7] W. Grover, T. Bilodean and B. Venables, "Near Optimal Sp-are Capacity Planning in a mesh Restorable Network," IEEE Global conference on communication, November, 1991.
- [8] W. Grover, T. Bilodean, B. Venables and M. MacGregor, "Two Strategies for Spare Capacity Placement in Mesh Restorable Networks," IEEE Global conference on commu-nication, November, 1993.
- [9] B. Venables, W. Grover and Y. Zheng, "Comparative Me-thods and Issues in Design of Mesh-Restorable STM and ATM Networks," Telecommunication Network Planning, Kluwer Academic Publishers, 1998.



방 형 빈

e-mail : hbbang@kt.co.kr
 1986년 숭실대학교 전산과
 1988년 숭실대학원 전산과 공학석사
 1990년~현재 KT 경영연구소 시장분석팀
 선임연구원
 관심분야 : Network Strategy and
 Network survivability



김 병 기

e-mail : bgkim@computing.soongsil.ac.kr
 1977년 서울대학교 공과대학 전자공학과
 1979년 한국과학기술원 전산학과 이학석사
 1997년 한국과학기술원 전산학과 공학박사
 1982년~현재 숭실대학교 정보과학대학
 컴퓨터학부 교수

관심분야 : Wireless Mobile Communication Networks, Multi-media Communications