

# GMPLS 네트워크에서 다중 경로 장애 발생시 Resilience를 만족하는 동적 경로 관리 방법

종신회원 박 종 태\*, 정회원 이 위 혁\*, 준회원 권 정 호\*

## Methodology of Resilient Dynamic Path Management in GMPLS Network under Multiple Link Failures

Jong-Tae Park\* *Lifelong Member*, Wee-Hyuk Lee\* *Regular Member*,  
Jung-Ho Kwon\* *Associate Member*

### 요 약

최근 광네트워크 기반 IP 서비스가 증가함에 따라 GMPLS 관리 프레임워크는 더욱 중요해지고 있다. 본 논문에서는 이러한 GMPLS 네트워크의 장애 요인들 중 다중 경로 장애 시 사용자의 트래픽 엔지니어링 복구 요구조건을 만족하고 최적의 서비스에 대한 대체 경로를 찾을 수 있는 동적 GMPLS 경로 관리 알고리즘을 제안한다. 구체적으로 GMPLS 네트워크에서 복구 조건을 만족하는 대체 경로의 가용성 조건들을 도출하고 있다. 또한 고속 대체 경로 설정 알고리즘을 제안하여 사용자의 복구 요구조건을 만족하고 서비스의 중지를 최소한으로 막을 수 있게 한다.

**Key Words** : Network Management, Path Management, GMPLS, Resilience, Backup Path

### ABSTRACT

As an increase in recent optical network-based IP services, GMPLS management framework becomes more important than ever before. In this paper, we propose the dynamic GMPLS path management algorithm, which can satisfy the users with their traffic engineering recovery requirements and find out the best backup service path under multiple link failures. To be more specific, we are deriving the soluble conditions of a backup path which is satisfied in a GMPLS network. In addition, through proposing the fast backup path selection algorithm, we can sufficiently satisfy a user's recovery requirement and minimally protect the suspension of the service against a link failure.

### I. 서 론

최근 광 네트워크 기반의 IP 서비스가 증가함에 따라 GMPLS 네트워크에서 resilience를 제공하는 것이 중요해지고 있다. 여기서 resilience는 네트워크 경로 상에 발생할 수 있는 장애들에 대한 복구 능력을 의미한다. GMPLS(Generalized MPLS) 네트

워크<sup>[1]</sup> 상에서 예기치 못한 다중 장애에 대해 서비스의 중단 없이 사용자에게 신뢰성 있는 서비스를 제공하기 위한 resilience와 같은 복구 기능은 필수적이다. 현재 GMPLS 네트워크와 같은 고속 네트워크에서 resilience를 모델링하고 구현하는 국제 표준 연구가 활발히 진행되고 있다<sup>[2, 3]</sup>. GMPLS와 같은 새로운 기술이 발달함에 따라 서비스 공급자들

\* 경북대학교 전자공학과 정보통신망 신기술 연구실 ({jtpark, whilee, jkwon}@ee.knu.ac.kr)

논문번호 : KICS2006-03-113, 접수일자 : 2006년 3월 11일, 최종논문접수일자 : 2006년 5월 8일

은 범용성, 보안성, QoS 측면에서 좀 더 낮은 가격의 다양한 솔루션들을 제공할 수 있게 되었다. 또한 GMPLS를 통하여 GMPLS 백본상의 사용자들에게 QoS를 보장하는 인터넷 서비스를 제공할 수 있게 되었다.

본 논문에서 다중 경로 장애 발생 시 최적의 서비스를 제공하기 위한 GMPLS 경로 관리 방법을 제시한다. 또한 사용자의 트래픽 엔지니어링 요구조건을 만족하는 대체 경로를 고속으로 찾을 수 있는 메커니즘을 소개한다.

Li는 메쉬 형태의 광 네트워크에서 GMPLS 복구 기술의 성능을 평가하는 실험결과를 보여주었다<sup>4)</sup>. 시험을 통해 GMPLS 네트워크의 최종 노드에서부터 복구가 시작되더라도 SONET 링 복구 시간에 비해 더 짧은 것을 보여주고 있다. Lee와 Griffith는 GMPLS 네트워크에서 다중 장애를 해결하기 위한 방법으로 계층적 구조를 제안하였다<sup>5)</sup>. 이 구조는 높은 우선순위를 가진 주경로에 장애가 발생할 경우 사전에 할당된 경로를 통해 트래픽이 전달되고 다른 장애를 가진 경로들에 대해서는 대체 경로를 공유함으로써 문제를 해결한다. 그러나 이들이 제안하고 있는 구조는 특정 구간에 대한 복구에 대해서는 간주하지 않았다. Clouquer과 Grover는 이중 장애 시나리오 상에서의 span-restorable mesh 네트워크의 가용성을 분석했다<sup>6)</sup>. 그러나 이러한 방법은 이중 장애에 국한된다. 현재 이러한 복구 방법들은 네트워크 관리자에 의해 수동적으로 경로가 지정되므로 수동으로 설정된 경로들은 예상치 못한 다중 장애 상황에서 자동적으로 설계되고 유지되어야 하며 서비스 중지를 최소화하면서 사용자들에게 약속된 서비스를 제공할 필요성이 있다. GMPLS의 경로 관리에 이러한 경로들의 설계와 유지에 관계한다. 이러한 경로의 복구 가능성은 GMPLS의 LSP에 대한 트래픽 엔지니어링 resilience 속성에서 기술된다<sup>7, 8)</sup>.

우리는 최근에 full-mesh 형태를 가진 GMPLS 네트워크<sup>9)</sup>에서 서비스 경로 관리에 대한 resilience 모델<sup>10)</sup>과 메커니즘을 제안하였다. 본 논문에서는 GMPLS 네트워크의 주경로가 단순 증감의 특성을 가진 특수한 mesh 형태의 GMPLS 네트워크에서의 VPN 서비스 경로 관리를 제안하고 있다. 또한 고속의 동적 GMPLS VPN 경로 관리 알고리즘을 제안하고 제안된 방법의 성능을 평가하기 위해 시뮬레이션 결과를 보여주고 있다.

2장에서는 resilience 요구조건을 가진 IP/MPLS

백본의 복구 모델을 제안하고, 3장에서는 단순 증감의 경로 형태를 가진 GMPLS 네트워크에서 고속으로 대체 경로가 존재하는지의 여부를 판단하는 알고리즘을 제안한다. 4장에서는 다중 장애 발생 시 대체 경로를 동적으로 유지할 수 있는 고속 복구 메커니즘을 제안하고 시뮬레이션을 통해 성능을 평가한다. 마지막으로 5장을 통해 결론을 맺도록 한다.

## II. GMPLS 네트워크에서 VPN 경로 관리를 위한 Resilience 모델

GMPLS에서 주경로는 VPN 데이터 트래픽이 전달되는 경로를 의미한다. 그리고 대체 경로는 주경로에서의 경로나 노드의 장애로 인해 사용될 수 없을 경우 VPN 데이터 트래픽이 우회·전달되는 경로를 의미한다. Constraint 기반의 라우팅 기술을 활용하는 경로 설정 과정에 의해 VPN LSP의 경로가 결정되며 이러한 경로 설정 과정이 수행된 후 VPN LSP는 시그널링 프로토콜에 의해 구체적인 경로가 결정되게 된다. GMPLS의 복구 메커니즘에서 장애가 발생하기 전에 대체 경로를 설정할 수 있다. 이때 리소스의 할당 없이 대체 경로가 설정되며, 장애가 발생한 후에 그 대체 경로에 리소스가 할당되어 경로의 교환이 일어난다. 이러한 메커니즘은 이전의 장애 발생 후에 대체 경로를 탐색하고 리소스를 할당하는 방식에 비해 설정 시간을 크게 줄일 수 있게 되었다.

GMPLS에서는 LSP를 조정하기 위한 다양한 속성들을 정의한다. 그리고 이러한 속성들에서 resilience는 장애 발생 시 LSP의 동작을 결정짓기 위해 사용되어진다<sup>10)</sup>. 이러한 속성들을 통해 특정 복구 메커니즘과 지정된 각각의 대체 경로의 상대적인 선호도를 관리하는 정책을 지정한다. Path resilience는 경로 상의 보호 구역 부분에 대한 표준 비율로 정의된다<sup>11)</sup>. 그리고 이러한 path resilience는 GMPLS 네트워크에서 protection과 recovery 메커니즘에서 사용되는 다양한 protection mode를 효과적으로 표현하기 위해 사용된다. (k-1)개의 인접 노드들과 이러한 인접 노드들을 연결하는 k개의 링크로 구성된 경로의 특정 구간이 대체 경로로 보호받고 있다면 주경로는 k-protection을 가진다고 이야기한다. 이러한 경우 주경로는 길이가 k인 보호구역을 가진다고 이야기 한다. Resilience constraint가 보호구역의 길이를 결정한다고 가정할 때 path domain은 주경로에 있는 노드들의 집합을 의미하며 non-

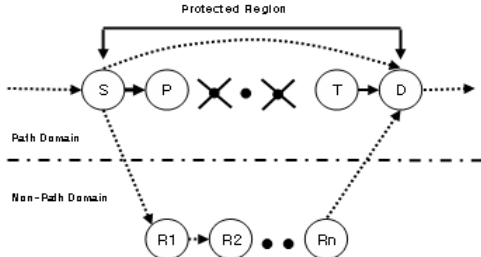


그림 1. 경로 복구에 대한 대체 경로 후보  
Fig. 1. Backup path candidates for path recovery

path domain은 주경로에 포함되지 않는 노드들의 집합을 의미한다.

특정구간 복구 메커니즘은 대체 경로 설계 규칙을 따른다<sup>[11]</sup>. 주어진 주경로에 대해 대체 경로는 주경로와 대체 경로에서 공유하는 서브 경로에서의 주경로의 노드 및 링크와 동일한 차례를 가져야 한다. 그리고 보호 구역의 시작과 끝 노드들을 제외시켜야 하며 주경로의 보호 구역 안의 어떠한 요소들도 대체 경로의 구성에 대해 사용될 수 없다. 특정구간 복구 규칙을 적용하여 두 가지 대체 특정구간 후보 타입을 가진다. 타입-1은 보호구역의 시작과 끝 노드가 직접 연결된 형태로 구성된다. 예를 들어, 위의 그림 1에서 노드 S와 D로 구성되어 있는 서브 경로는 대체 특정구역의 후보를 나타낸다. 타입-2는 서브 경로 <S, R1, R2, ... , Rn, D>이다.

여기에 k-protection 대체경로 특정 구간의 구성에 대한 다른 타입은 없다. GMPLS 네트워크에 주경로의 첫 노드는 전체 네트워크의 정보를 가진다. 왜냐하면 GMPLS는 OSPF와 같은 IP 기반의 라우팅 프로토콜을 사용하기 때문에 이것이 가능해진다.

### III. 대체 경로의 존재 조건

특수한 mesh 형태의 GMPLS 망에서 다중 장애 발생시 resilience constraint를 만족하는 대체 경로의 존재를 보장하는 조건을 도출하였다. P와 R은 각각 path domain과 non-path domain을 나타낸다. <P<sub>1</sub>, P<sub>2</sub>, ..., P<sub>n</sub>>는 N 노드를 가지는 GMPLS 네트워크의 주경로이다. I ∈ {1, 2, ..., (n-k)}일 때, P<sub>i</sub>, P<sub>i+k</sub> ∈ P이라면 U(P<sub>i</sub>)는 노드 P<sub>i</sub>에서부터 노드 P<sub>i+k</sub>까지 직접 링크가 존재한다고 할 때 1이 되고 만약 그렇지 않다면 0이 되는 단위계단함수이다. f는 주어진 경로에서 f : P → R인 함수이며 path domain에 있는 노드 P에서부터 non-path domain에 있는 노드까지의 직접 링크의 수를 의미한다.

**Theorem 1:** 일반적인 mesh 형태의 GMPLS 네트워크에서 path domain P에서 non-path domain R까지의 링크에 대해 서브 구간의 노드의 차수가 단 순히 감소하는 것과 같은 주경로의 서브 구간 <P<sub>i</sub>, P<sub>k+1</sub>, P<sub>2k+1</sub>, ..., P<sub>k(2m-1)+1</sub>, P<sub>2km+1</sub>>가 존재한다고 가정하자. 예를 들어 만약 i = 0, 1, 2, ..., 2m-1이고, R의 노드만 포함하는 서브 그래프와 연결되어 있을 경우 f(P<sub>ik+1</sub>) ≥ f(P<sub>(i+1)k+1</sub>)이 된다. 주경로 상에서 인접하지 않은 노드들 간의 직접적인 링크가 연결되어 있지 않으며, n=2km+1 (단 k와 m은 양의 정수)라고 하자. 이때 서브 구간 네트워크에서 주경로의 서브 구간 <P<sub>i</sub>, P<sub>k+1</sub>, P<sub>2k+1</sub>, ..., P<sub>k(2m-1)+1</sub>, P<sub>2km+1</sub>>는 k-protection을 가진다. {P<sub>1</sub>, P<sub>k+1</sub>, P<sub>2k+1</sub>, ..., P<sub>k(2m-1)+1</sub>, P<sub>2km+1</sub>}에서 R까지 (ζ - 1)개의 링크가 부족해도 동일하게 적용된다.

**Proof:** P'는 {P<sub>1</sub>, P<sub>k+1</sub>, P<sub>2k+1</sub>, ..., P<sub>k(2m-1)+1</sub>, P<sub>2km+1</sub>}이다. ζ는 부분집합 P'에서부터 non-path domain R까지 링크 장애의 최소값이다. 그리고 non-path domain R은 k-protection을 가지는 임의의 주경로를 가지지 않는다. m=1인 경우에 P'는 {P<sub>1</sub>, P<sub>k+1</sub>, P<sub>2k+1</sub>}과 동일하므로 f(P<sub>k+1</sub>)로 나타내어지는 모든 링크가 노드 P<sub>k+1</sub>부터 R에 있는 어떠한 노드라도 장애가 일어난다면 k-protection 대체 경로를 만들 수 없다. i = 0, 1, 2, ..., 2m-1이고 f(P<sub>k+1</sub>)가 P'에서부터 k-protection 대체 경로를 허락하지 않는 non-path domain R까지의 링크 장애의 최소값일 때 f(P<sub>ik+1</sub>) ≥ f(P<sub>(i+1)k+1</sub>)이 된다. 따라서 m=1일 때 다음의 식 (1)과 같다.

$$\zeta = \sum_{j=1}^m f(P_{(2j-1)k+1}) \quad (1)$$

m = n일 때 P'에서 non-path domain R까지 링크 장애의 최소값은  $\sum_{j=1}^m f(P_{(2j-1)k+1})$ 와 같다는 것을 증명한다. m = n + 1의 경우, 만약 노드 P<sub>(2n-1)k+1+2k</sub>에서부터 R에 있는 노드들까지 f(P<sub>(2n-1)k+1+2k</sub>) 링크에서 장애가 발생한다면 서브 구간 <P<sub>(2n-1)k+1+k</sub>, P<sub>(2n-1)k+1+3k</sub>>를 위한 k-protection 대체 경로를 만들 수 없다. 여기서 <P<sub>(2n-1)k+1+k</sub>, P<sub>(2n-1)k+1+3k</sub>>는 <P<sub>2nk+1</sub>, P<sub>2(n+1)k+1</sub>>로도 나타낼 수 있다. f(P<sub>(2n-1)k+1</sub>) ≥ f(P<sub>(2n-1)k+1+2k</sub>)이기 때문에 우리는 링크 장애의 최소값은 식 (2)와 같이 된다는 것을 알 수 있다.

$$\sum_{j=1}^m f(P_{(2j-1)k+1}) + f(P_{(2n-1)k+1+2k}) \quad (2)$$

$f(P_{(2n-1)k+2k})$ 는  $f(P_{2(n+1)k+1})$ 과 같기 때문에  $m = n + 1$ 에서  $\zeta = \sum_{j=1}^m f(P_{(2j-1)k+1})$  와 같이 나타난다는 사실이 유도된다. 만약 장애가 없다면 링크 장애의 수  $\zeta$ 로부터 임의로 하나의 링크가  $k$ -protection 대체 경로를 만들기 위해 사용될 수 있기 때문에  $(\zeta - 1)$ 은  $k$ -protection 대체 경로의 존재를 보장하면서 허락될 수 있는 링크 장애의 최대수이다. 이것으로 증명은 완성된다.

이제, 주경로에서 모든 노드가 순차적인 위상으로 감소하는 좀 더 일반적인 경우를 고려해보자.

**Theorem 2(Optimality Theorem)**: 일반적인 mesh 형태의 GMPLS 네트워크  $f(P_i)$ 에서  $i, j = 1, 2, \dots, n$  일 때,  $i \leq j$  이라면  $f(P_i) \geq f(P_j)$ 이고 R에서 노드만으로 구성된 서브 그래프가 연결되었다면 path domain P 에서부터 non-path domain R 까지 링크를 위한 주경로  $\langle P_1, P_2, \dots, P_n \rangle$  에서 노드들의 위상이 순차적으로 감소한다는 것을 증명한다. 주경로에 있는 임의의 인접하지 않은 노드들 사이에 직접적인 링크가 없다고 가정하자. 이 경우에도 P에서부터 R까지 링크가  $(\zeta - 1)$ 번 장애가 일어난다면,  $n$  노드를 가지는 주경로는  $k$ -protection을 가진다. 여기서  $\ell = 0, 1, \dots, k$  일 때  $\zeta = \sum_{i=1}^k \sum_{j=1}^m f(P_{(2j-1)k+i})$  와  $n < N, n = 2km+1+\ell$  이다.

**Proof**: 일반적으로 주경로는 그림 2와 같은 형태를 가진다. 다음은  $2k$ 개의 링크와 나머지가  $\ell-1$  인 링크의 그룹들로 나뉜다는 것을 증명한다. 주경로의 노드를  $P_1 = \{P_1, P_{k+1}, P_{2k+1}, \dots, P_{k(2m-1)+1}, P_{k(2m-1)+1}\}, P_2 = \{P_2, P_{k+2}, P_{2k+2}, \dots, P_{k(2m-1)+2}, 4 P_{k(2m-1)+2}\}, \dots, P_k = \{P_k, P_{2k}, P_{3k}, \dots, P_{k(2m-1)+k}\}$ 로 표현되는  $P = P_1 \cup P_2, \dots, \cup P_k$  와 같은 노드들의 부분집합의 모음으로 나누어 생각한다. 이 때, Theorem 1에 따라서  $i = 1, 2, \dots, k$  일 때 부분집합  $P_i$ 를 위한  $k$ -protection 대체 경로를 만들 수 없는 링크 장애의 최소값은  $\sum_{j=1}^m f(P_{(2j-1)k+1})$ 이라는 것을 알 수 있다. 분할로부터 만들어진  $k$  부분집합이 있기 때문에,  $k$ -protection 대체 경로가 만들어 지지

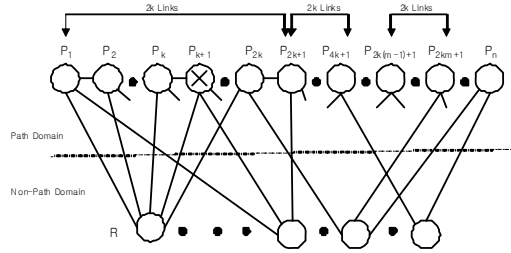


그림 2. 감소 차수 노드를 가지는 일반적인  $k$ -protection 주 경로  
 Fig. 2. A general  $k$ -protection primary path with monotonic decreasing degrees of nodes

않는다면 P에서부터 R까지 전체 링크 장애의 수는  $i = 1, 2, \dots, k$  일 때  $\sum_{i=1}^k \sum_{j=1}^m f(P_{(2j-1)k+i})$ 인 부분집합

$P_i$  와 연관된 링크 장애의 총합이 된다.  $(\zeta - 1)$  은 GMPLS 망에서의 다중 장애 발생 시  $k$ -protection 대체 경로를 만드는 것을 보장하는 링크 장애를 허락하는 최대수이다. 만약 우리가 마지막 노드에서부터 초기 노드까지 주경로에서의 노드들에 대한 인덱스를 셀 수 있다면 인덱스가 순차적으로 증가하는 경우를 증명할 수 있음이 먼저 증명되어야 한다. GMPLS 망에서 주경로의 초기 노드들은 전체 네트워크의 정보를 가진다. 이것은 GMPLS가 전체 네트워크 토폴로지와 모든 링크 상태를 이용할 수 있게 하는 OSPF-TE와 같은 IP기반 라우팅 프로토콜을 사용하기 때문에 가능하다. 장애가 발생하였을 때, RSVP-TE와 같은 GMPLS 시그널링 프로토콜은 장애를 검출하기 위해서 사용될 수 있고 초기 노드들에게 장애 통보 메시지를 보내기 위해 사용될 수 있다.

주경로 P의 구간 S에서  $\zeta(S)$ 는 S에서  $k$ -protection 대체 경로를 만들 수 없는 최소값으로 정의된다.  $U(X_i)$ 는 단위계단함수이다. 이것은 노드  $X_i$ 에서부터 노드  $X_{i+k}$ 까지 직접 링크가 존재한다면 1이 되고 그렇지 않으면 0의 값을 가진다.  $i = 1, 2, \dots, (n-k)$ 일 때  $X_i, X_{i+k} \in S$ 이고  $S = \{X_1, X_2, \dots, X_n\}$ 이다.

첫째로 우리는 resilience constraint를 만족하는 타입-1 대체 경로의 존재를 보장하는 링크 장애의 상한값을 구한다.

**Lemma 1** : 일반적인 mesh 형태의 GMPLS 네트워크에서 구간 S에서 non-path domain R까지의 링크에 대해 구간  $\langle X_1, X_2, \dots, X_n \rangle$ 에 있는 노드들

의 차수가 0이라고 가정한다. 예를 들어  $i = 1, 2, \dots, n$ 일 때  $f(X_i) = 0$ 이다.  $n$ 개의 노드를 가지는 구간은 노드에서  $(\zeta(S) - 1)$ 개의 링크가 부족할 경우

에도  $k$ -protection을 가진다. 여기에서  $\zeta(S) = \sum_{i=1}^{n-k} U(X_i)$ 이다.  $U(X_i), n \geq k$  이다.

**Proof:** 타입-1 후보 대체 경로는 구간  $S$ 에서 두 노드 사이의 직접 링크를 사용함으로써 유일하게 만들어질 수 있다. 만약  $i = 1, 2, \dots, (n-k)$ 일 때 직접 링크가  $X_i$ 와  $X_{(i+k)}$  사이에 존재하고, 구간  $S$ 에서  $n \geq k$ 인  $n$ 노드가 있다면 우리는  $X_i$ 부터  $X_{(i+k)}$ 까지 길이  $k$ 로 대체 경로 구간을 만들 수 있다. 그러므로  $\zeta(S) = \sum_{i=1}^{n-k} U(X_i)$ 이다. 만약 어떤 하나의 링크가 이러한 직접 링크들과 완전히 연결된다면,  $k$ -protection 대체 경로 구간이 만들어진다.

GMPLS 네트워크에서 구간 복구에서 구간  $S$ 의 노드  $\langle X_1, X_2, \dots, X_n \rangle$ 는 순차적인 특성을 가진다.  $P$ 에는 일어나지 않지만  $S$ 에 있는 노드에서는 일어나는 링크 장애의 최대수는  $\varepsilon(S)$ 로 나타난다.

**Theorem 3:** 일반적인 mesh 형태의 GMPLS 네트워크에서 주경로  $P$ 의 구간  $S$ 가 있다고 가정하자. 그리고  $S$ 에 있는 노드들은 단순한 증감의 특성을 가지는 것으로 가정한다. 이때  $S$ 는  $n \geq k$ 와  $\varepsilon(S) \leq (\zeta(S) - 1)$ 인 조건을 만족하는  $S$ 에  $n$ 개의 노드가 존재하는 한  $k$ -protection을 가지며  $n = 2km + \ell, \ell = 0, 1, \dots, (2k-1)$  그리고  $m$ 은 양수이다.

$$\zeta(S) = \begin{cases} \sum_{i=1}^k \sum_{j=1}^m f(X_{(2j-1)k+i}) + \sum_{i=1}^{n-k} U(X_i) & \text{for } \ell \leq k \\ \sum_{i=1}^k \sum_{j=1}^m f(X_{(2j-1)k+i}) + \sum_{j=1}^{\ell-k} f(X_{(2m+1)k+j}) + \sum_{i=1}^{n-k} U(X_i) & \text{for } \ell > k \end{cases} \quad (3)$$

**Proof:** 타입-1과 타입-1의 두 가지 타입의 대체 경로를 고려해 보자. 우선 타입-1에서 Lemma 1에 의해  $\zeta(S) = \sum_{i=1}^{n-k} U(X_i)$ 이다. 그리고 타입-2의 경우  $n \geq k$ 일 경우,  $k$ -protection 대체 경로는  $S$ 내에 생성될 수 있다. 또한  $S$ 에 있는 노드들이 단순하게 감소하는 특성을 가질 경우 Theorem 2에 의해 만약  $\varepsilon(S) \leq (\zeta(S)-1), \zeta(S) = \sum_{i=1}^k \sum_{j=1}^m f(X_{(2j-1)k+i})$  일 경우,  $S$ 에  $k$ -protection 대체 경로 구간을 만드는 것

이 가능하다. 여기에서  $n = 2km + 1 + \ell, \ell = 0, 1, \dots, k$ 이다. 이것은 구간들이 길이  $n$ 을 가진 주경로로 다루어질 수 있기 때문이다.

$\ell > k$ 의 경우 노드  $X_{(2m-1)k+1+2k}$ 로부터의 링크가  $k$ -protection 대체 경로 구간을 만드는데 사용될 수 있음을 알 수 있다. 그러므로  $X_{(2m-1)k+1+2k}$ 가  $X_{(2m+1)k+1}$ 과 같은 경우 노드  $X_{(2m+1)k+1}$ 에서  $R$ 로 연결된 모든 링크는 링크 장애의 최소수를 계산할 때 더해져야 한다. 이와 유사하게 노드  $\{X_{(2m+1)k+2}, \dots, X_{(2m+1)k+(1-k)}\}$ 에서  $R$ 로의 모든 링크들은 링크 장애의 최소수를 계산할 때 더해져야 한다. 그러므로 다음과 같이 식 (4)이 성립한다.

$$\zeta(S) = \sum_{i=1}^k \sum_{j=1}^m f(X_{(2j-1)k+i}) + \sum_{j=1}^{\ell-k} f(X_{(2m+1)k+j}), \text{ for } \ell > k \quad (4)$$

결론적으로 타입-1과 타입-2에서의 두 가지 결과를 더함으로써 증명이 완료된다.

GMPLS 네트워크에서 주경로에 있는 구간에서 다중 장애가 통보되었을 때, 우리는  $S$ 와 관련된 장애통보 메시지의 수를 계산함으로써  $k$ -protection 대체 경로 구간이 있는지를 빠르게 검사할 수 있다. Theorem 3의 시험 조건은 의사 결정을 매우 빠르게 할 수 있다. 만약 장애통보 메시지의 수가 상한을 넘지 않으면  $k$ -protection을 가진 대체 경로 구간이 반드시 존재함을 보장할 수 없게 된다. 최악의 경우 장애 복구 보장을 위한 대체 경로 구간이 존재하지 않아서 검색시간이 매우 커질 수 있다.

#### IV. 동적 경로 관리 방법과 성능평가

우리는 동적 경로 관리 방법 절차에서 기술된 GMPLS 경로 관리 방법을 제안하였다. 동적 관리 방법 절차의 계산복잡도는 대부분 Step3-3의 고속 대체 경로 설정 단계에 의해 결정된다. 고속 대체 경로 설정 단계의 계산복잡도는  $O(N^2)$ 이다<sup>[11]</sup>. MaxNumber는 주경로  $P$ 에 대한  $\zeta$ 값으로 정의된다.

**Algorithm:** 동적 경로 관리 방법(총 링크 장애 수, Resilience constraint)

*/\* k-protection 대체 경로의 가용성을 테스트 만약 가능하다면, 최소의 코스트를 가진 대체 경로를 설정\*/*

Begin

Step 1 : 사용자의 QoS 요구조건에 따라 미리 대체 경로를 만든다. 그리고 입력 트래픽을 부하 분산 정책에 따라 주경로와 대체 경로에 분산시킨다.

Step 2 : 만약 다중 장애가 발생한다면, 대체 경로가 사용가능한지를 테스트한다. 그리고 대체 경로가 사용가능하다면 입력 트래픽을 대체 경로로 바꾸어 전달한다.

Step 3 : 만약 그렇지 않다면, resilience constraint를 만족하는 다른 대체 경로를 만든다. 다음과 같은 Theorem 3의 대체 경로의 존재 조건을 검사함으로써 새로운 대체 경로를 만든다.

Step 3-1 : 다중 장애 통보를 받자마자 GMPLS 구성 데이터베이스를 경신한다.

Step 3-2 : k-protection 대체 경로 가용성의 설정에 대한 MaxNumber를 계산한다.

Step 3-3 : 만약 다중 경로 장애의 총 수가 Max Number보다 작다면, 모든 가능한 대체 경로를 찾는다<sup>[11]</sup>.

Step 3-4 : 가능한 대체 경로 중에서 최소 코스트를 가진 대체 경로를 선택한다.

END

그림 3은 시뮬레이션을 위해 GMPLS 백본을 간단히 구성한 것을 보여준다. 현재 GMPLS 네트워크는 9개의 노드와 노드 사이에 논리적인 링크가 연결되어 있다.

그림 3(a)에서 주경로는 <N1, N3, N5, N7, N9>이며 두 개의 대체 경로를 가지고 있다. 대체 경로 1은 <N1, N2, N6, N9>이며 대체 경로 2는 <N1, N4, N8, N9>이다. 여기서 N1과 N9는 GMPLS 네트워크에서의 최종노드로서 각각 송/수신측 노드가 된다. 여기에서 만약 오직 하나의 대체 경로가 선점되어 있다면 주경로의resilience 값은 1이 된다. 반대로 두 개의 대체 경로가 설정되어 있다면 resilience 값은 2가 될 것이다. 복구 시간을 테스트한 결과 4-protection에 대해 path domain {N1, N3, N5, N7, N9}부터 non-path domain{N4, N8}의 MaxNumber는 1이다. 또한 non-path domain {N2, N6}에 대해서도 MaxNumber는 1이 된다. 따라서 MaxNumber가 2이기 때문에 4-protection 대체 경로가 생성될 수 없는 경로 장애의 최소수는 2이다. 그림 3(b)은 각각 2-protection과 3-protection을 가지는 대체 경로에 대한 대체 경로 3과 대체 경로 4를 보여주고 있다. 그림 3에서 보여주고 있는 시뮬

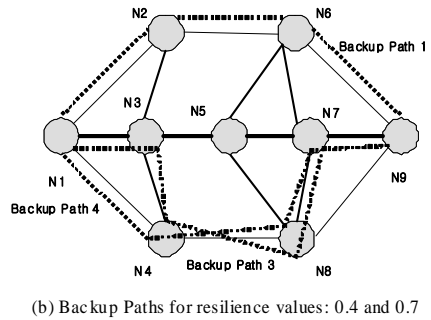
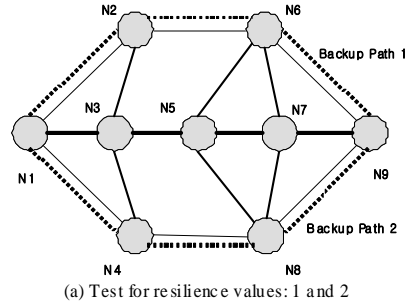


그림 3. 시뮬레이션을 위한 GMPLS 백본 구성  
Fig. 3. Configuration of GMPLS backbone for simulation

레이션 환경에서 입력 데이터 트래픽은 노드 1로 들어오고 노드 9로 전달된다. 여기서 N1과 N9는 각각 송신 노드와 수신 노드로서의 역할을 한다. 실험결과의 정확성을 위해 각 시뮬레이션은 10,000회 반복되었다. 복구 절차를 실험할 때 장애가 일어난 위치와 인접한 노드는 이러한 장애를 발견하고 고립시킬 수 있다고 가정한다. 장애 통보 메시지는 GMPLS 시그널링 프로토콜을 사용하는 송신측 노드로 바로 전달된다. 송신측 노드는 항상 다른 장애 통보 메시지가 있는지 체크하기 위해 짧은 시간의 간격으로 기다린다. 그리고 만약 대체 경로가 지정되어있지 않거나 고장일 경우 대체 경로 가용성에 대한 조건들을 테스트한다. 이 후 조건이 만족된다면, 빠르게 대체 경로 생성 알고리즘을 사용하여 새로운 대체 경로를 만든다. 그리고 송신측 노드는 새로 만들어진 대체 경로로 입력 데이터 트래픽을 교체하여 전달할 수 있다. 결과적으로 최소한의 데이터 손실을 가지는 높은 서비스 가용성을 얻을 수 있다. 입력 데이터를 전달하기 전에 송신측 노드는 GMPLS 노드의 입력 버퍼가 사용가능한지를 체크하여 가능하다면 데이터를 버퍼에 전달한다. 만약 그렇지 않다면, 데이터를 버리거나, 부하분산 정책에 따라 사용 가능한 대체 경로로 바꾸어 전달하게 된다.

다음의 그림 4는 네트워크 로드와 resilience의 서로 다른 값에 대한 복구 시간을 보여준다. resilience 값은  $\delta$ 로 표시한다. 네트워크 부하는 Poisson 확률 분포를 가지고 있다. 여기에서 복구시간은 성공적으로 복구된 모든 경로들의 평균 복구시간이다<sup>[12]</sup>. Resilience 값 2에 대해서, 40 Erlang의 부하에서의 0.1ms에서 100 Erlang의 부하에서의 0.103ms 까지 네트워크 부하가 상승하고 있다. resilience 값 0에서는 40 Erlang의 부하에서의 0.1035ms에서 100 Erlang의 부하에서의 0.11ms까지 폭선이 상승한다. 그림 4는 일반적으로 네트워크 부하가 상승함에 따라 복구 시간이 길어짐을 보여주고 있다. 이것은 점차 resilience 값이 증가함에 따라 부하 분산 또한 함께 증가하기 때문이다.

그림 5에서 resilience 값(0, 1, 2)들에 대한 블로킹 확률의 특성을 보여주고 있다. 블로킹 확률은 총 연결요청에서 연결이 실패한 연결요청의 비율로 정의된다<sup>[12]</sup>. resilience 값 2에 대해, 20 Erlang 부하에서의 0.002부터 100 Erlang 부하에서의 0.03까지의 폭선을 보여준다. resilience 값 0에서는 20 Erlang 부하에서의 0.004부터 100 Erlang 부하에서의 0.075까지 변화한다. 그림 5에 나타나와 있는 바와 같이 resilience 값이 커지면서 블로킹 확률이 감소함을 보여주고 있다. 이것은 resilience 값이 커지

면서 시그널링 데이터가 좀 더 쉽게 전달될 수 있기 때문이다.

본 논문에서 제시한 방법과 IETF 표준 복구 메커니즘 성능을 비교하는데 있어 일반적인 상황에서의 두 방법의 성능은 서로 유사하다. 하지만 대체 경로에서 장애가 발생했을 경우, 본 논문에서 제안하는 방법은 IETF 표준의 rerouting 메커니즘과 유사하게 또 다른 대체 경로를 찾는다. 그러므로 현재 본 논문에서 제시하고 있는 방법의 성능과 rerouting 메커니즘의 성능을 비교하는데 있어 rerouting 메커니즘은 본 논문에서 제안하고 있는 resilience 값 0을 가진 동적 방법과 일치한다. 이것은 rerouting 메커니즘에서 각각의 대체 경로가 주경로에서 경로 상에 장애를 가지는 경우에 만들어지기 때문이다. 그림 4와 그림 5에서 보여주는 바와 같이 제안하고 있는 동적 방법은 rerouting 메커니즘 보다 복구 시간과 블로킹 확률 면에서 성능이 우수하다는 결과를 보여준다.

## V. 결론

IP/MPLS 기반 VPN은 MPLS 백본의 공유를 통해 고객에게 IP 기반의 연결을 제공할 수 있기 때문에 서비스 공급자의 유용한 솔루션이 될 수 있다. 본 논문에서는 효과적인 resilience 경로 관리 방법과 resilience GMPLS 서비스 관리에 대한 상세한 알고리즘을 제공하고 있다. 세부적으로, 특정한 mesh 형태의 GMPLS 네트워크에 대해 resilience 요구사항을 만족하는 대체 경로의 가용성을 테스트하기 위한 조건을 도출했다. 이러한 대체 경로 가용성에 대한 조건을 테스트함으로써 VPN 경로 복구 메커니즘은 다중 경로 장애 시 빠르게 resilience 요구사항을 만족하는 최적의 대체 경로를 찾을 수 있다. 또한 우리는 존재 조건에 따라 효과적인 동적 대체 경로 관리 방법을 제안하고 있다. 시뮬레이션 결과를 통해 본 논문에서 제안하는 동적 복구 메커니즘이 IETF 표준의 rerouting 메커니즘 보다 훨씬 더 빠르게 서비스 복구를 제공할 수 있다는 것을 보여주고 있다.

## 참고 문헌

- [1] C. C. Clark and J. B. Cain, *Error Correcting Coding for Digital Communications*, Plenum Press, 1981.

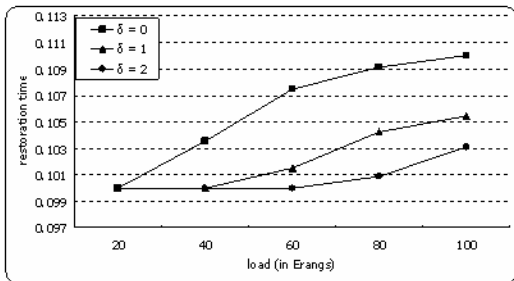


그림 4. 복구시간 대 네트워크 부하  
Fig. 4. Restoration vs. network load

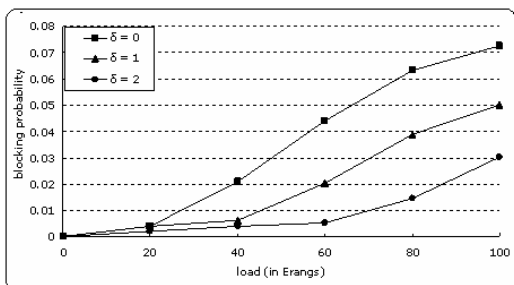


그림 5. 블로킹 확률 대 네트워크 부하  
Fig. 5. Blocking probability vs. network load

[2] G. Rosenbaum, W. Lau and S. Jha, Recent Directions in Virtual Private Network Solutions, Proceedings of IEEE ICON 2003 conference, 28-1 Sep. 2003.

[3] A. Nagarajan, Generic Requirements for Provider Provisioned Virtual Private Networks (PPVPN), IETF Standard, RFC 3809, 2004.

[4] Eric C. Rosen and Yakov Rekhter, BGP/MPLS IP VPNs, Internet Draft, draft-ietf-13vpn-rfc2547bis-03.txt, October 2004.

[5] Guangzhi Li, Jennifer Yates, Robert Doverspike and Dongmei Wang, "Experiments in Fast Restoration using GMPLS in Optical/Electronic Mesh Networks, Postdeadline Papers Digest, OFC-2001, Anaheim, CA, March 2001.

[6] Jong T. Park and Min Hee Kwon, A Methodology on MPLS VPN Service Management with Resilience Constraints, International Service Availability Symposium (ISAS 2004), April 2004.

[7] S.K. Lee and D. Griffith, Hierarchical Restoration Scheme for Multiple Failures in MPLS Networks, Proceedings of the 2002 ICPP Workshops 18-21 Aug., 2002, pp. 177-182.

[8] M. Clouqueur and W. D. Grover, Availability Analysis of Span-Restorable Mesh Networks, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 20, no. 4, May 2002, pp. 810-821.

[9] E. Mannie et al., Generalized MPLS Architecture, Internet Draft, draft-ietf-ccamp-mpls-architecture-07.txt, May 2003.

[10] D. Awduche, J. Malcolm, et. al., Requirements for Traffic Engineering Over MPLS, RFC 2702, Sept. 1999.

[11] V. Sharma, and F. Hellstrand, Framework for Multi-Protocol Label Switching (MPLS)-based Recovery, February 2003.

[12] Jong T. Park, Resilience in MPLS Path Management : model and mechanism, *IEEE Communications Magazine*, vol.42, no.7, pp.128-135, July 2004.

[13] J. Wang, L. Sahasrabudhhe, and B. Mukherjee,

Path vs. Subpath vs. Link Restoration for Fault Management in IP-over-WDM Network: Performance Comparisons Using MPLS Control Signaling, *IEEE Communications Magazine*, November 2002.

박 종 태 (Jong-Tae Park)

종신회원



1971년~1978년 경북대학교 전  
자공학과 (공학사)

1979년~1981년 서울대학교 전  
자공학과 (공학석사)

1981년~1987년 Univ. of  
Michigan, EECS (공학박사)

1987년 미국 AT&T Bell 연구

사업 단장

1988년~1989년 삼성전자 컴퓨터시스템 사업부 수석  
연구원

1999년~2001년 경북대학교 BK21 연구사업 단장

2000년~2003년 IEEE Technical Committee on Infor-  
mation Infrastructure (TCII) 의장

<관심분야> 차세대 통신망 운영 및 관리, MPLS/  
GMPLS, IPv6, 유비쿼터스 센서 네트워크

이 위 혁 (Wee-Hyuk Lee)

정회원



2001년 2월 경북대학교 전자전  
기공학부 졸업 (공학사)

2003년 8월 경북대학교 전자공  
학과 (공학석사)

2003년 8월~현재 경북대학교  
전자공학과 박사과정

<관심분야> GMPLS 네트워크

관리, 센서 네트워크 관리

권 정 호 (Jung-Ho Kwon)

준회원



2005년 2월 대구대학교 정보통  
신공학부 졸업 (공학사)

2005년 3월~현재 경북대학교  
전자공학과 석사과정

<관심분야> GMPLS 네트워크  
관리, 실시간 위치추적 기술