논문 2010-47TC-11-9

MPLS망에서 QoS 보장 세그먼트 복구 방법

(QoS-Guaranteed Segment Restoration in MPLS Network)

천 승 만*, 박 종 태*, 나 재 욱*

(Seung-Man Chun, Jong-Tae Park, and Jae-Wook Nah)

요 약

본 논문은 메쉬 형태 MPLS 망에서 링크 장애가 동시에 여러 개 발생할 경우에 QoS를 보장하면서 빠르게 세그먼트를 복구하는 방법론을 제시한다. 방법론의 주요 특징은 빠른 세그먼트 복구를 위해 망 resilience와 QoS 요구조건이 함께 고려되었다는 점이다. 메쉬 형태 MPLS 망에 대해 망 resilience를 보장하는 대체 세그먼트의 존재유무를 테스트하기 위한 충분조건을 유도하고, 망 resilience와 QoS 요구조건을 충족시킬 수 있는 대체 세그먼트 생성 알고리즘을 제안한다. 마지막으로, 제안된 세그먼트 복구 알고리즘의 효율성을 시뮬레이션을 통해 보인다.

Abstract

In this paper, we present a methodology for fast segment restoration under multiple simultaneous link failures in mesh-type MPLS networks. The salient feature of the methodology is that both resilience and QoS constraint conditions have been taken into account for fast segment restoration. For fast restoration, a sufficient condition for testing the existence of backup segments with guaranteed-resilience has been derived for a mesh-type MPLS network. The algorithms for constructing backup segments which can meet both resilience and QoS constraint conditions are then presented with illustrating examples. Finally, simulation has been done to show the efficiency of the proposed segment restoration algorithms.

Keywords: MPLS Segment Restoration, Path Management, Fault Management, Network Management

Ⅰ. 서 론

다중 프로토콜 레이블 스위칭 (Multi-protocol label switching: MPLS) 네트워크에서 동적 복구 관리를 위한 많은 연구가 되고 있다[1]. MPLS망 복구 관리에 대한 기존의 연구는 단일 장애 발생에 대한 복구 기법[2], 라우팅에 의한 복구 방법 또는 시그널링을 이용한 복구 방법[3]에 중점을 두고 있다. 몇몇의 연구에서는 서비스의 품질 (Quality of service: QoS) 요구 조건 중 네트워크 resilience 요인이 통합되어야한다는 연구가 있다[4]. 여기서, 네트워크 resilience는 네트워크에서 발생 할 수 있는 장애에 대한 복구 하는 능력을 의미 한다[4]. MPLS 망에서 QoS 파라미터로는 일반적으로 대역폭과 지연 시간으로 정의한다.

오늘날의 네트워크에서 동시 다중 네트워크 장애는 다양한 형태로 나타나고 있으며, 그러한 장애 현상이 점점 더 증가하고 있다[5~6]. 예로, 고밀도 그물망 토폴로지로 구성된 미국의 Sprint IP 백본 네트워크에서 발생하는 장애 발생 요인 중 다중 링크 장애는 약 30%에 달한다는 보고가 있다[6]. IP기반 정보 서비스를 기반으로 한 기술은 안정적인 네트워크 운영 및 관리를 위해 QoS 보장뿐만 아니라 네트워크 resilience를 보장하는 네트워크를 필요로 하고 있다. 이는 MPLS 네트워크에

* 정회원, 경북대학교 전자전기컴퓨터학부
(School of Electrical Engineering and Computer Science, Kyungpook National University)
※ 본 연구는 지식경제부 및 정보통신산업진흥원의 대학 IT연구센터 지원사업, 2단계 BK21 프로젝트 및 한국 연구 재단(구 과학재단)의 연구결과로 수행되었음(NIPA-2010-(C1090-1021-0002)), (F01-2008-000-10074-0)
접수일자: 2010년9월20일, 수정완료일: 2010년11월10일

서 효과적으로 운영 및 관리되기 위해 QoS 와 resilience를 동시 만족하는 방법을 요구하고 있기 때문이다.

Voice over IP (VoIP) 또는 IPTV과 같은 time-critical 어플리케이션에 대한 경로 복구는 사용자의 리소스 이용과 서비스 요구사항에 대한 요구조건을 만족시키면서, 더불어 네트워크 복구 시간을 최소화하는 것이다. MPLS 네트워크 복구에 있어 QoS 보장과 resilience 요구조건을 고려하여 네트워크 복구 관리의 문제점을 해결하려는 몇몇의 연구가 있다[7]. 특히, MPLS 네트워크에서 다중 경로 장애가 발생 했을 때, 주 경로 뿐만 아니라 사전 생성된 대체 경로들도 장애의 영향을 받는다. 따라서, 다중 장애 발생에서 QoS와 resilience 요구조건을 동시 만족하고, 다중 경로 장애의 영향에 대해 주 경로와 대체 경로가 신속하게 복구하는 것은 매우 중요하다. 이를 통해 실시간 비즈니스 서비스에서 발생할 수 있는 서비스 단절과 같은 서비스 불연속을 최소화 할 수 있다.

MPLS 네트워크에서 다중 경로 장애에 대한 연구가 있다[7]. 참고문헌 [4]는 MPLS에서 단일 장애에 대한 QoS 요구 사항을 갖춘 통합된 IP resilience의 구조를 제시하였고, 또한 resilience 클래스를 다양한 복구 메커니즘을 차별화하기 위해 정의하였다.

이러한 연구결과와는 달리, 본 저자는 MPLS 네트워크에서 복구 관리를 위한 주 경로와 대체 경로에 서 다중 동시 링크 장애에 대해 대처하는 복구 관리를 위한 메커니즘을 제시 했다[8]. 참고문헌 [8]에서 resilience 요구조건을 만족하면서 일반적인 Mesh-type MPLS 네트워크에서 다중 장애 발생으로 인한 이용 가능한 대체 경로를 찾고, 장애 경로를 신속하게 검색 할 수 있는 충분조건을 유도하였다.

본 논문에서는 일반적인 Mesh-type MPLS 네트워크의 다중 링크 장애에 대한 QoS를 보장하는 세그먼트 복구 메커니즘을 제시한다. Resilience의 요구조건에서 최적의 경로 복구를 제안한 기존 연구[8]와는 달리, 본 연구에서는 세그먼트 복구를 위해 QoS 요구조건 즉, 대역폭과 resilience 요구조건을 모두 고려한 세그먼트 복구방법을 제시한다. 따라서 본 연구는 복구 경로에서 기존의 연구[8]에 비해 더 나은 QoS 보장을 기대 할 수 있다.

다중 요구조건에서 QoS 보장하는 라우팅 문제는 NP-Complete 문제로 알려져 있다[9]. 그래서 MPLS 네트워크에서 다중 링크 장애에서 QoS 보장하는 대체 세그먼트를 구성하기 위해 휴리스틱 알고리즘 (heuristic algorithm) 이 제시 되었다. 본 논문에서 제안된 연구의 기본적인 아이디어는 주 경로들의 집합에서 각 세그먼트가 단순 증감의 특성 (즉, Monotonic Increasing 또는 Monotonic Decreasing)을 가질 경우 세그먼트들을 분단 집단으로 분해하는 것이다. 네트워크 resilience와 QoS 요구조건을 충족하는 대체 세그먼트 중에서 단일 세그먼트는 다중 링크 장애 발생 시 빠른 복구를 위해 선택된다. 분해 알고리즘은 임의로 구성된 주 경로에 대해 resilience를 보장하는 대체 세그먼트의 빠른 복구를 위해 이용 된다.

본 논문에서는 아래와 같이 구성된다. Ⅱ장에서는 MPLS 복구 관리를 위한 QoS 모델을 제시하고, Ⅲ장에서는 대체 경로 가용성에 대한 공식화 및 이론적 존재 여부를 유도하고, Ⅳ장에서는 QoS를 보장하는 빠른 세그먼트 복구 기법을 소개한다. Ⅴ장에서는 시뮬레이션을 통해 제안된 세그먼트 복구 알고리즘의 효율성에 대해 분석하고, 마지막으로 Ⅵ장에서 결론을 맺도록 한다.

Ⅱ. MPLS 복구 관리를 위한 QoS 모델

MPLS 기반 세그먼트 복구를 위해, 본 논문에서는 복구 요청을 위한 요구 사항을 <protection model, QoS>로 순서쌍으로 표시하도록 한다. 그리고 QoS 요구조건은 <bandwidth, Resilience>으로 표시한다. 본 논문에서 각 세그먼트는 적어도 하나의 대체 경로가 존재하는 1:1 protection mode가 될 때 세그먼트 복구에 초점을 두고 있다. 그림 1은 MPLS 세그먼트 복구에 대한 다양한 대체 경로 배치되어 있는 1:1 세그먼트 복구를 위한 구성도를 나타낸다.

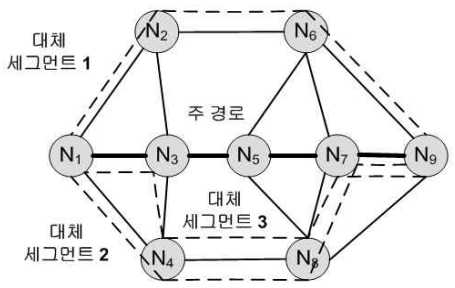

그림 1. MPLS 세그먼트 복구를 위한 여러 종류의 대체 경로 구성도

Fig. 1. Various backup path configurations for MPLS segment restoration.

QoS 요구사항에서 대역폭 요구조건은 끊김없이 서비스를 제공할 수 있는 최소 데이터 전송률을 나타낸다.

IETF 표준[10]에서는 MPLS 네트워크의 트래픽 엔지니어링 요구 사항에서 resilience 속성은 레벨-스위칭 경로(LSP: Label-Switched Path)를 조정하기 위해 정의 하였다. Resilience 속성들은 그 경로 중 세그먼트에 장애가 발생하였을 경우 실패한 LSP의 우회 경로 설정 여부를 결정한다.

더 구체적으로 복구 메커니즘들과 관리 정책들을 명시하기 위해 확장된 Resilience 속성들이 사용된다. Resilience 요구조건에서 다음 정의된 MPLS 네트워크의 path resilience 를 사용하였다[8, 11].

$$\text{Path Resilience} = \sum_{\text{Protection Set}} \frac{1}{m} \cdot \frac{Nmber\,of\,protected\,Components}{Total\,Nmber\,of\,Components}$$

여기서 m은 주 경로의 다중도 인자 (multiplicity factor)이고, Protection Set는 주 경로를 보호하기 위한 모든 대체 경로 또는 세그먼트의 집합을 나타낸다. 단일 경로의 다중도 인자 m는 대체 경로와 세그먼트를 공유하는 주 경로들의 총 개수로 정의한다. 보호된 구성 요소의 수 (The number of Protected Components)는 끝 노드는 주 경로와 대체 경로에서 항상 포함되기 때문에 MPLS 네트워크의 끝 노드들을 제외한 단일 경로에서 총 구성 요소들의 개수로 나타낸다. 구성 요소는 링크 또는 노드가 된다. 보호 구성요소의 총 개수 (The Total Number of Protected Components)는 대체 경로에 의해 보호된 구성 요소의 총 개수로 나타낸다.

그림 1은 MPLS 네트워크에서 주 경로 및 대체 세그먼트 경로 구성도를 보여준다. 그림 1에서 주 경로는 <N_1, N_3, N_5, N_7, N_9>이고 세 개의 대체 세그먼트 (대체 세그먼트 1, 2, 3)를 가진다. 대체 세그먼트 1은 <N_1, N_2, N_6, N_9>이며, 대체 세그먼트 2는 <N_1, N_4, N_8, N_7, N_9>이고, 대체 세그먼트 3은 <N_1, N_3, N_4, N_8, N_7, N_9>이다. 여기서 N1과 N9는 출발지 노드와 목적지 노드가 된다. 이 경우 주 경로의 resilience 값은 오직 하나의 대체 경로만이 존재한다면 1이 되며, 대체 경로 두 가지가 존재한다면 2가 된다. <N_1, N_3, N_5, N_7, N_9>를 가진 주 경로 또는 세그먼트에 대체 세그먼트 1이 존재한다면 resilience 값은 1이 된다. 이것은 세그먼트의 모든 구성요소가 복구되었기 때문이다. 오직 대체 세그먼트 2가 존재한다면 세그먼트의 resilience 값은 5/7이 되고, 오직 대체 세그먼트 3이 존재 할 경우에는 세그먼트의 resilience 값은 3/7이 된다. 대체 세그먼트 1, 2, 3에 대한 모든 resilience 값을 총합은 15/7이 된다.

Resilience 요구조건은 k-protection으로 더 구체화된다. (k-1)개의 인접 노드들과 이러한 인접 노드들을 연결하는 k개의 링크로 구성된 경로의 특정 구간이 대체 경로로 보호받고 있다면 주 경로는 k-protection을 가진다고 이야기 한다. 대체 세그먼트 1, 2, 3에 대한 주 경로는 각각 4-protection, 3-protection, 2-protection을 가지게 된다. 계산 방법에 대해 자세한 내용을 대해서는[11]에 나타나있다.

Ⅲ. 대체 경로 존재 조건의 문제 형식화 및 유도

1. 문제 형식화

MPLS 경로 설계에 대한 문제는 MPLS 네트워크에 대해 <N, E, Service_Req> 나타낸다. 여기서 MPLS 노드의 집합 N, LSP 링크들 E, 서비스 요구사항 Service_Req로 나타내며, 이들은 resilience 요구조건과 QoS를 만족시키면서 다중 구성 요소 장애에 대해 서비스의 중단이 최소화되기 위해 주 경로와 대체 경로를 유지 및 생성하기 위해 이용된다. Resilience 요구 조건과 QoS 요구 조건은 서비스 요구사항 Service_Req으로부터 획득한다. Service_Req는 발신지 노드 S, 목적지 노드 D, 발신지 노드 S와 목적지 노드 D간의 최소 대역폭 B (bps), 그리고 다른 QoS 파라미터로 구성된다.

본 논문은 오직 세그먼트 복구에 중점을 두고 있기 때문에, 대체 세그먼트의 생성은 주어진 요구조건을 만족하는 알맞은 대체 경로들을 결정할 필요가 있다. 선택된 대체 경로들에 대한 대역폭 리소스는 재라우팅 메커니즘에서 제한될 수는 있지만 할당되는 것은 아니다. 보호 메커니즘에서의 자원은 할당 되어야만 한다. 재라우팅에서 대체 경로 생성을 위해 make-before-break 원리를 이용하였다.

2. QoS 보장 대체 세그먼트의 존재의 충분조건에 대한 실험

이 절에서는, MPLS 세그먼트 복구에 있어 disjoint다중 세그먼트의 빠른 복구를 위해 QoS를 보장하는 단일 대체 세그먼트의 존재에 대한 충분조건을 유도한다.

기존의 연구[8]에서 단순 증감의 특성을 가진 k-protection 대체 경로의 존재에 대한 충분조건을 유도하

였다. 단순 증감의 특성은 단일 경로에 있는 노드들이 차수가 단순히 증가 또는 감소하는 성질 가진다는 것을 말한다. 단순 증감의 특성을 가지지 않는 주 경로의 복구에 대해서는, 경로에 있는 노드들의 집합은 단순 특성을 가진 세그먼트들의 disjoint 집합으로 분해 될 수 있다. 세그먼트들의 resilience 요구조건의 합이 k-protection의 path resilience를 만족한다면, resilience 요구조건을 만족하는 대체 세그먼트들의 집합은 생성될 수 있다. 이 경우 주 경로의 최적성은 대체 경로들이 크로스 세그먼트들이 아닌 하나의 세그먼트 내에서만 생성 될 수 있다는 조건에서의 disjoint 세그먼트들의 링크 장애의 최소수를 더해서 얻어진다.

Definition 1. *일반적인 mesh 형태 MPLS 네트워크에 대해 R_i 와 R_j를 non-path domain에서 노드들의 집합이라고 하자. 여기서 R_i와 R_j는 주 경로에 있는 하나의 노드도 경유 하는 것 없이 R_i에 있는 어떤 노드가 R_j에 있는 어떤 노드에 연결 되어야만 주 경로에 관해 서로소(Disjoint)가 된다.*

Example 1. 그림 1에서 non-path domain에 있는 노드들의 집합 즉 {N_2, N_6}와 {N_4, N_8}은 주 경로 <N_1, N_3, N_5, N_7, N_9>에 관해 연결이 끊겨 있다. 이것은 주 경로에 있는 노드들이 연결하기 위해 사용된 것이 없다면 두 노드 N_2와 N_6은 N_4 또는 N_8에 연결될 수 없다. 하지만, 노드 N_2와 N_6는 주 경로에 있는 어떠한 노드를 경유함으로써 N_4 또는 N_8에 연결 될 수 있다.

Non-path domain에 있는 노드들에 대한 분해 정리를 제시 한다. P와 R을 각각 path domain과 non-path domain라고 하자. f는 주어진 경로에서 $f: P \rightarrow R$ 인 함수로 정의되고, f는 P에 있는 하나의 노드로부터 R에 있는 노드들까지 직접 링크들의 수를 나타낸다. Path domain P에서 non-path domain R까지의 링크에 대해 노드들의 차수가 단순하게 증가하거나 또는 감소한다면 MPLS네트워크에서 하나의 세그먼트 <P_1,P_{k+1},P_{2k+1},…, $P_{k(2m-1)+1}$, P_{2km+1}>는 단순 감소 또는 증가 한다 라고 볼 수 있다. 즉, i = 0, 1, 2, … , 2m-1 일 때 $f(P_{ik+1}) > f(P_{(i+1)k+1})$이 된다. 이 경우 세그먼트는 단조 속성을 가지고 있다고 볼 수 있다.

$U(X_i)$는 단위 계산 함수이다. 이것은 노드 X_i에서 부터 X_{i+k}까지 직접링크가 존재한다면 1이 되고 그렇지 않으면 0의 값을 가진다. i = 1, 2, …, (n-k) 일 때 X_i,X_{i+k} ∈**S이고**, **S**는 **S**={X_1,X_2,…,X_n}이다. 세그먼트 **S**의 노드 <X_1,X_2, …, X_n>는 S에서 R까지의 링크들이 단순 증가 또는 단순 감소의 수열을 가진 세그먼트 복구를 고려하도록 한다. Path domain **P**에서 발생하지 않고 **S**에 있는 노드들 중에서 발생한 총 장애 링크의 개수를 ϵ(**S**)로 나타낸다.

Lemma 1. *$\mathcal{R}$은 단일 일반 mesh-type MPLS 네트워크에서 non-path domain에 있는 노드들의 집합이라고 하자. R_v는 R_v에서 어떠한 노드가 주 경로에 있는 어떠한 노드도 경유 하지 않고 다른 노드에 연결이 될 경우를 $\mathcal{R}$의부분 집합 이라고 하자. 세그먼트 **S**에 있는 노드들이 단조 증감 특성을 가진 주 경로 P의 단일 세그먼트 **S**가 존재한다고 하자. 이때, **S**는 $n \geq k$와 ϵ(S)<ζ_v(**S**)인 조건을 만족하는 **S**에서 n개의 노드가 존재 하는 한 k-protection을 가진다. 여기서,*

$$\zeta_v(\mathrm{S})=\begin{cases}\sum_{j=1}^{k}\sum_{j=1}^{m} f(X_{(2j-1)k+i})+\sum_{i=1}^{n-k} U(X) \text{ for } l \leq k \\ \sum_{j=1}^{k}\sum_{j=1}^{m} f(X_{(2j-1)k+i}) \\ +\sum_{i=1}^{l-k} f(X_{(2m+1)k+j})+\sum_{i=1}^{n-k} U(X) \text{ for } l > k\end{cases} \quad (1)$$

이 된다. 단, i = 0, 1, …, (2k-1) 일 때, *l*과 n은 2km+*l*이 되고, m은 양수가 된다.

Proof. R_v에서 있는 어떠한 노드는 주 경로에 있는 노드를 경유하지 않고 서로 다른 노드에 연결되므로, 노드는 주 경로 P에 세그먼트 **S**에 있는 어떠한 노드도 경유하지 않고 서로 다른 노드에 연결된다. 참고 문헌[8]의 Theorems 2와 3 의해, 세그먼트 **S**는 $n \geq k$ 와 ϵ(S)< ζ_v(**S**)인 조건을 만족하는 **S**에서 n개의 노드가 존재 하는 한 k-protection을 가지며, 또한 Rv에 있는 노드를 포함하는 서브 그래프는 세그먼트 **S**에 있는 어떠한 노드도 경유하는 것이 없이 연결 된다는 것을 증명하였다. ■

Theorem 1. *$\mathcal{R}$은 단일 일반 mesh-type MPLS 네트워크에서 non-path domain에 있는 노드들의 집합이라고 하자. i, j = 1, 2, …, m 일 때 $\mathcal{R}=\bigcup_{i=1}^{m} R_i$ 이 되고, 어떠한 두 개의 $\boldsymbol{R}_i$ 와 $\boldsymbol{R}_j$는 주 경로에 대해 떨어져 있다면 $\mathcal{R}$에 있는 노드들은 {$\boldsymbol{R}_1$,$\boldsymbol{R}_2$,…, $\boldsymbol{R}_m$} 노드들의 m disjoint 집합으로 분해된다고 하자. 주 경로의 하나의*

세그먼트 S에 대해, S는 단조 특성을 가진다고 하자. 그렇다면, 세그먼트 S는 $n \geq k$와 $\epsilon(S) < \zeta(S)$을 만족하는 S에서 n 개의 노드가 존재한다면 k-protection을 가진다. 여기서 식 (1)의 ζ(S)는 $\zeta(S)=\sum_{v=1}^{m}\zeta_v(S)$ 이 된다.

Proof. Theorem 1에 따라서, 만약 세그먼트 S에서 $\epsilon(S) < \zeta(S)$ 하고 R_v의 노드만을 포함하는 서브 그래프에서 어떠한 노드의 경유도 없이 연결 된다면, 그것은 non-path domain R_v에 대해 세그먼트 S에서 하나의 k-protection 대체 세그먼트를 생성하는 것이 알맞다. 즉 다시 말해서, v = 0, 1, …, m 일 때 $\mathcal{R}$에 있는 각 non-path R_v에 대해, 하나의 대체 세그먼트는 $\epsilon(S) < \zeta_v(S)$을 만족 한다면 k-protection의 resilience 요구조건을 만족하는 세그먼트가 생성 될 수 있다. 그러므로, 각기 다른 곳에 떨어져 존재 m non-path domain들이 존재하기 때문에, 하나의 대체 세그먼트는 $\zeta_v(S)=\sum_{v=1}^{m}\zeta_v(S)$을 만족하는 k-protection의 resilience 요구조건을 만족하는 대체 세그먼트를 생성 할 수 있다. ■

ζ는 주 경로에서 장애 링크를 포함 하지 않은 세그먼트 S에 대한 k-protection 대체 세그먼트의 생성하지 못하게 하는 링크 장애의 최소값이다. 만약에 세그먼트 S의 링크 장애의 총수가 ζ(S)와 같거나 작다면, 그것은 k-protection을 가진 하나의 대체 세그먼트를 구성하는 것이 알맞다.

Ⅳ. QoS-보장하는 빠른 세그먼트 복구 기법

이 절에서는, QoS 요구조건들을 만족하는 대체 세그먼트들을 구성하는 알고리즘을 제시한다. 주 경로에 대한 대체 경로의 QoS 요구 조건을 만족하면서, 각각의 장애 세그먼트에 대한 대체 경로들을 설계한다. 본 알고리즘에서의 path resilience와 최소 대역폭 요구 조건을 고려하였다. 세그먼트 S의 QoS 요구조건 <path resilience, bandwidth>을 <k-protection, BW>로 표시한다.

그림 2는 QoS 보장하는 빠른 복구 방법론에 대한 전체적인 처리 흐름도를 보여준다. 그림 2에서 주 경로를 단조 특성을 가진 disjoint 세그먼트들로 분해한다. 각 세그먼트에 대해 이러한 과정을 수행함으로써, resilience 요구사항을 만족 테스트를 신속히 수행 할 수 있다[8].

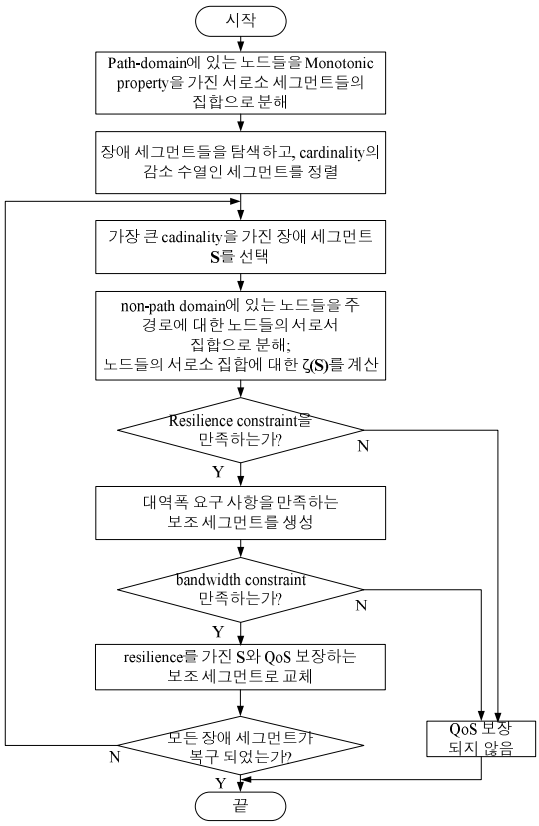

그림 2. QoS 보장하는 빠른 복구 방법에 대한 전과정 흐름도

Fig. 2. Overall process flown diagram for QoS-guaranteed fast restoration methodology.

동적 세그먼트 복구를 위한 대체 세그먼트 생성할 경우 non-path domain에 있는 모든 알맞은 노드들을 Theorem 1에 의해 계산하여 적용시킨다. 이를 수행함으로써, 기존 연구[8]와 비교하여 대체 세그먼트 구성에 있어 더욱더 포괄적인 후보 대체 세그먼트들을 가질 수 있다.

QoS 보장하는 대체 세그먼트들을 구성에서 링크 장애의 최소의 수를 계산하기 위한 자세한 절차를 서술한다. $\mathcal{R}$은 일반적인 mesh-type MPLS망의 non-path domain에 있는 노드의 집합이라고 하고, $\mathcal{R}=\bigcup_{i=1}^{m}R_i$이 된다.

Algorithm: Count_(MPLS Configuration, Segment S, k-protection);
/*이 알고리즘은 S 세그먼트에 대해 어떠한 k-protection 경로의 생성하지 못하게 하는 링크장애의 최소의 수를 계산한다.*/
Begin
For each R_i in $\mathcal{R}$ **Do** {
Step (1) Get the associated link configuration from S to R_i ;

Step (2) Count the minimal number of link failures, $\zeta_i(\mathbf{S})$ i.e., using Equation (1);
Step (3) Sum up all the counted numbers in Step (2) so that $\zeta(\mathbf{S}) = \sum_{v=1}^{m} \zeta_v(\mathbf{S})$;
Until (All the elements in $\mathcal{R}$ are covered)}
Return $\zeta(\mathbf{S})$;
End

Theorem 1에 의해서, 알고리즘 Count_ζ는 세그먼트 S를 가진 링크 장애들의 총 개수를 반환할 것이다. 링크 장애의 총 개수는 $\zeta(\mathbf{S})$ 같거나 작을 것이고, k-protection의 resilience 요구조건 만족하는 대체 세그먼트를 생성이 가능하게 된다.

QoS 요구조건들을 만족하는 대체 세그먼트 생성 알고리즘을 제시한다. 다중 요구조건들에 대한 일반적인 QoS 라우팅의 문제는 NP-complete이 되는 것으로 잘 알려져 있기 때문에[9], 본 논문에서는 hill-climbing 기술에 기반으로 하여 효율적인 휴리스틱 알고리즘을 적용하였다. 본 논문의 근본적인 아이디어는 먼저 가장 큰 길이를 가진 세그먼트를 조사하는 것이다. 그리고 bandwidth-guaranteed 대체 세그먼트가 찾아 질 때 까지 resilience 요구조건을 줄이는 것이다. 이후에 모든 세그먼트들이 회복 할 때까지 계속해서 다음 세그먼트로 이동한다. 만약 모든 대체 세그먼트가 resilience와 bandwidth 요구조건을 만족한다면, 대체 경로의 resilience를 계산 할 수 있다.

QoS 보장하는 대체 세그먼트 구성에 대한 알고리즘은 아래 제시한다. 이 알고리즘에서, QoS 요구조건 파라미터는 주 경로에 대한 k-protection의 path resilience 요구조건과 주어진 최소 대역폭으로 구성한다.

알고리즘에서 각 세그먼트에 있는 노드들이 단조 특성을 가지고 있다면, 주 경로에 있는 노드들의 집합은 세그먼트의 disjoint 집합 $\{\mathbf{S}_1, \mathbf{S}_2, \cdots, \mathbf{S}_n\}$으로 분해되었다고 가정 한다[8].

Algorithm: QoS_Guaranteed_Backup_Segment_ Construct (MPLS Configuration, QoS constraint conditions)
/*이 알고리즘에서 MPLS 세그먼트 복구를 위한 QoS를 보장하는 대체 세그먼트를 생성한다.*/
Begin
Step (1) Sort the set of disjoint failed segments $\{\mathbf{S}_n, \mathbf{S}_{n-1}, \cdots, \mathbf{S}_1\}$ in the decreasing size with $|\mathbf{S}_i| \geq |\mathbf{S}_{i+1}|$ for i = 0, 1, .., n; blocking_probability = 0; path_resilience = 0;
Step (2) For i = n **To** 1 **Do** {$k_i=|\mathbf{S}_i|$;
/* QoS를 보장하는 대체 세그먼트들을 탐색 */
Step (2-1) While ($\epsilon(\mathbf{S}_i) <$ Count_$\zeta(\mathbf{S}_i)$){ /* k_i의 resilience 요구조건을 가진 단일 대체 세그먼트가 존재 한다.*/
Step (2-2) If there exists a backup segment with minimum bandwidth of the segment $\geq BW$
Step (2-3) Then { Insert the backup segment for the segment into the set of QoS-guaranteed backup segments;
Go to Step (3);
Step (2-4) Else $k_i=k_i-1$; /*resilience요구조건 파라미터 k를 줄인다.*/
If $k_i=0$,**Exit** ("Bandwidth-guaranteed backup segment is not available");}
Step (3) path_Resilience = path_Resilience + k_i;
/* Path Resilience 계산 */}
If path_Resilience is greater than k
Then Exit ("Resilience-guaranteed backup segment is not available"); }
Step (5) Return (QoS-guaranteed backup segments);
End

휴리스틱 알고리즘을 통한 계산복잡도는 $O(N^2)$이다. 여기서 N은 대역폭을 보장하는 대체 경로는 선형적인 순서로 찾는 단계 (2-2)라는 조건에서 MPLS 네트워크의 노드들의 수를 나타낸다. 최악의 경우, 단계 (2-2)가 다항식 계산복잡도를 가질 때 위 알고리즘은 다항식 시간 내에 수행된다.

V. 실험 결과

본 시뮬레이션에서 동적 부하분할 규칙은 다음과 같다. resilience 값을 가진 주 경로 상에 링크 장애가 발생하거나 혹은 overflow하였을 경우 입력 부하는 이용 가능한 대체 경로 모두에서 동일하게 적용된다. 즉 다시 말해, 주 경로의 어떠한 요소가 동작하지 않을 때 사전 생성된 대체 경로는 적용되어야 한다. 그리고 주 경로 상의 데이터 트래픽은 이용 가능한 대체 경로로 분산 되어야만 한다.

사전 생성된 대체 경로의 몇 가지의 요소가 다중 장애 발생에 의해 손실을 되었다면 resilience 요구조건을 만족하는 다른 대체 경로를 탐색하여야 한다. 또한 대체 경로가 QoS 요구 사항을 만족 한다면 발신지 노드의 데이터 트래픽은 이용 가능한 대체 경로들로 변경되어야 한다. 이것은 대체 경로 유용성을 검증을 통해 확인 될 수 있다. QoS 보장 MPLS 경로 관리 방법론의 개요는 Hybrid_Path_Management 알고리즘으로 설명된다. 제안된 알고리즘의 세부 사항들은[8]와 비슷하다. 하지만 검증 조건과 구간 운용 방법은 대역폭 요구사항과 같은 QoS 요구조건을 고려하기 위해 확장하였다.

Algorithm Hybrid_Path_Management (MPLS network configuration, Total Number of Link Failures, Resilience and QoS 요구조건s);
/* k-protection 대체 경로의 유용성 검증. 이용가능 하다면 최소 비용을 가진 단일 백업 경로 생성.*/
Begin
Step (1) 사용자에 의해 명시된 resilience 와 QoS 요구조건에 따른 사전에 대체 경로들을 생성하고, 부하 공유 정책에 따른 주 경로와 대체 경로로 입력 트래픽 부하를 분산시킨다;
Step (2) 다중 장애들이 유발 되었을 때, Step (1)에서 사전 생성된 이용 가능한 대체 경로가 존재 여부를 체크하고, 이용 가능한 백업 경로로 입력 트래픽을 스위칭 한다.
Step (3) 어떠한 이용 가능한 대체 경로도 존재하지 않는다면 알고리즘을 통해 resilience 와 QoS 요구조건을 만족하는 또 다른 대체 경로를 생성한다. /*QoS_Guaranteed_Backup_Segment_Construct은 아래와 같다.*/
Step (3-1)다중 장애 알림을 받을 때 까지 MPLS 연산 데이터베이스를 갱신 한다;
Step (3-2)알고리즘 1을 사용하여 resilience 보장하는 대체 경로의 존재를 테스트한다.
Step (3-3)주 경로의 각 장애 구간에 대해 k-protection 주 경로에 대한 알맞은 대체 구간들의 집합으로부터 최단 비용을 가진 resilience와 QoS를 보장하는 대체 구간을 생성한다; 이외의 경우 빠져나감 (resilience와 QoS 보장하는 대체 경로의 존재는 이용 불가능하다);
End

본 논문에서는 제안된 QoS 보장 구간 복구 전략의 성능을 평가하기 위해 미국 백본망인 AT&T CERFnet 구조를 사용하여 시뮬레이션을 하였다.

그림 3은 32 노드와 54 링크로 구성된 AT&T CERFnet 토폴로지를 보여준다. 그리고 이것은 대표적인 실제 MPLS 네트워크 모델 중 하나이다. 본 논문에서는 제안된 알고리즘의 성능을 평가하기 위해 원래의 CERFnet에서 18개의 링크를 추가 하였고, 2개의 링크를 삭제하였다. 수정된 CERFnet는 22Mbps~60 Mbps 사이의 다양한 링크 용량을 가진다고 가정 한다 (실제 CERFnet 또한 다양한 대역폭을 노드간 링크로 구성된다). 그림 3에서 각 링크 주변의 숫자는 해당 링크의 대역폭을 나타낸다. 예를 들어 링크 <5, 8>의 대역폭은 43Mb/s이고, <3, 19>의 링크 대역폭은 35Mb/s 이다. 주 경로는 43Mbps 대역폭을 가지는 것으로 가정한다. 본 시뮬레이션에서는 그림 3에서 보는 바와 같이 <5, 8, 10, 12, 15, 17, 20, 27> 를 주 경로로 설정하였으며 주 경로에 대해 다양한 대체 경로는 존재 할 수 있다.

그림 3에서 주 경로 상의 인접 하지 않은 노드들 간에 직접적인 링크들은 존재 하지 않는다. 그리고 non-path domain에서 모든 노드는 각기 다른 노드에 연결된다. 본 시뮬레이션 상의 MPLS 망에서 주 경로는 두 개의 서브 경로 집합 {S1, S2}를 가진다. 여기서 서브 경로 S1 상의 노드 5는 8개의 링크를 가지며 노드 8은 5 링크를 가진다. 그리고 노드 10과 노드 12번은 4개의 링크를 가지게 되고, 노드 15는 3개의 링크를 가지게 되어 해당 노드의 링크 수는 단조 감소한다. 서브 경로 S2의 경우, 노드 15는 3개의 링크를, 노드 17, 20 그리고 27은 4개의 링크를 가지게 되어 서브 경로 S2를 구성하는 해당 노드의 링크는 단조 증가한다.

주 경로의 링크는 단조성 검증을 위한 계산에 적용되지 않는다. 위와 같은 조건을 기반으로 세그먼트의 resilience 값을 계산 수 있다. 그림 3의 수정된 CERFnet에서 대체 경로 1의 resilience는 7/13이고, 대체 경로 2의 resilience는 7/13이고, 대체 경로 3의 resilience는 1이고, 그리고 대체 경로 4의 resilience 는 1이라는 것을 계산할 수 있다. 백업 경로 5, 6, 7 그리고

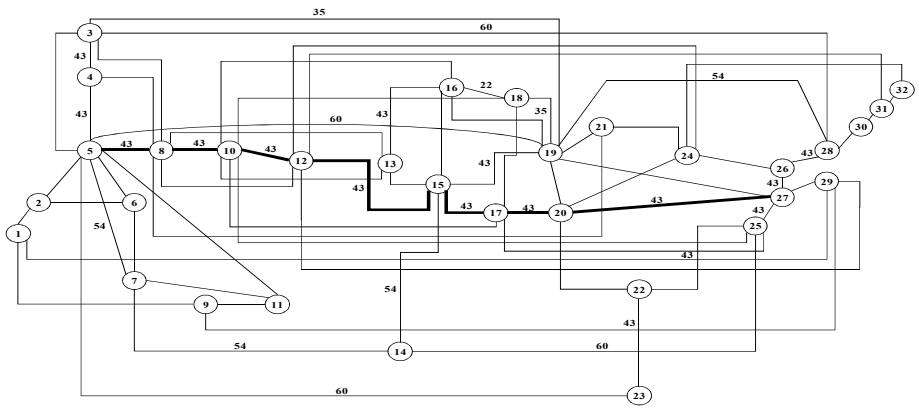

그림 3. 시뮬레이션을 위한 The AT&T CERFnet 배치도
Fig. 3. The AT&T CERFnet configuration for simulation.

8에 대한 resilience 값 또한 동일한 방법으로 계산 할 수 있다. 위와 같이 계산된 resilience 값들을 이용하여, 정리 1에 적용하여 resilience 요구조건을 만족하는 대체 경로의 존재 여부에 대해 검증 할 수 있다.

시뮬레이션을 위해 본 논문에서는 1,024 byte의 고정된 패킷 크기를 가진 입력 데이터 트래픽 모델을 사용하는 constant bit rate (CBR)를 사용하였다. 데이터 스트림은 64Kbit (8개의 패킷)로 하였다. 그리고 데이터 패킷 스트림의 도착 모델로 포아송 Arrival process로 가정하고 데이터율은 43Mbps로 하였다. 본 논문의 시뮬레이션 에서 사용되는 데이터 서비스 시간은 일반적으로 기타 네트워크 시뮬레이션에서 널리 사용하는 요소인 데이터 전송 시간과 시그널링 전파 시간에 의해 결정되지만 각 노드에서의 처리 지연 시간은 고정하였으므로 데이터 서비스 시간은 데이터 서비스 모델링 시에 고정 값으로 적용된다. 이 시뮬레이션 실험에서 시그널링 전파 시간은 노드 간 링크거리에 비례하고, 3, 4, 5, 6, or 7 ms의 값을 가진다. 각 시그널링 전파 시간들은 실제 AT&T CERFnet 의 실제 링크 간 거리와 광 네트워크를 기반으로 계산되었다.

MPLS의 링크 용량을 모델링하기 위해서 AT&T CERFnet 의 IP 백본 인프라스트럭처를 22 Mbps (주 경로는 오직 43Mbps 대역폭을 가짐)와 각 LSP에 대해 60 Mbps (각각의 경로), 서비스 시간은 주로 43Mbps 링크 용량으로 고정 된다. 하지만 주 경로의 고정된 링크 용량 (즉, 43Mbps 대역폭) 의 최대 10%는 주 경로 상에서 발신지와 목적지 사이에서 트래픽을 변화시켜 할당한다. 더욱이, 할당된 10%의 용량은 균일하게 분포되도록 하여 주 경로의 주어진 최대 가용 대역폭은 43Mbps 고정된 대역폭의 90% 에서 100% 사이를 가지게 되며 주 경로의 가용 링크 용량에 의존적인 서비스 시간 분포 또한 균일하게 다양해진다.

또한, 링크 오류는 0.0005 에서 0.0008 범위의 균일한 오류 확률로 무작위로 발생하게 된다. MPLS 노드에서 오류가 발생되었을 때, 노드에서 목적지 노드로의 트래픽이 영향을 받지 않기 때문에 발신지로부터 오동작 노드로의 트래픽은 차단된다고 가정한다. 오류 알림 지연은 발신지 노드와 알림 노드 간 링크의 수에 비례한다고 가정한다.

시뮬레이션에서 모든 실험은 시뮬레이션 정확도를 위해 100회 반복 수행된다. 데이터 패킷의 incoming rate는 1 Erlang에서 9 Erlang 사이임을 가정한다. 본 시뮬레이션에서는 복구 시간, 가용성 등의 2가지의 성능 metric으로 성능 평가 하였다: 또한 각기 다른 resilience 와 네트워크 부하의 에 따라 수행되었다. 복구 시간은 발신지에서 장애 알림 메시지의 도착과 새로운 대체 경로 생성의 완료 시점 사이의 경과 시간을 측정함으로써 계산된다. 가용성 (availability) 는 LSP의 전체 운용 시간에 대비 단일 LSP의 실제 가동 시간의 비율로 정의된다[5].

그림 4는 대역폭 요구사항을 고려하지 않은 경우에서 다양한 네트워크 부하를 주었을 경우에 대한 복구 시간을 보여준다. resilience 0일 경우 1 Erlang의 부하에서 205 ms, 9 Erlang의 부하에서는 890 ms 까지 증가 하였다. 또한, 부하가 1 Erlang일 때 0.54 resilience 에서 190 ms의 값을 나타낸다. 그림 4에서 보는 바와 같이 복구시간은 네트워크 부하가 증가함에 따라 비례적으로 증가함을 보여준다. 이런 이유는 네트워크 부하가 증가함에 따라 전체 링크에서 발생하는 오류의 발생 확률이 동시에 증가하기 때문이다. 그러므로 비록 대역폭 요구사항 (43Mbps)을 만족하는 대체 경로가 존재한

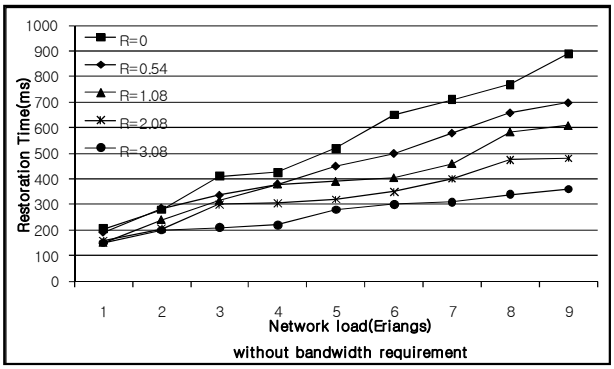

그림 4. 대역폭 요구사항을 고려하지 않은 경우의 복구 시간
Fig. 4. Restoration time without bandwidth requirement.

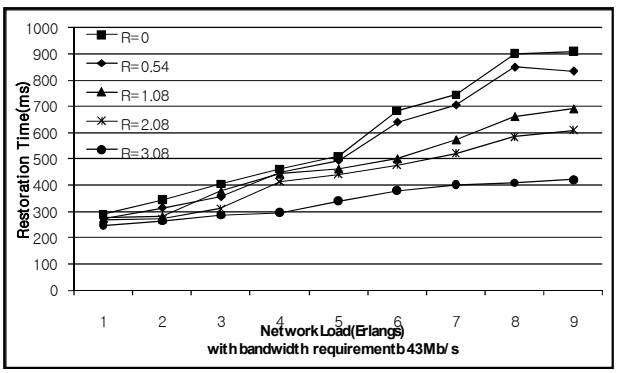

그림 5. 요구사항을 고려한 복구 시간
Fig. 5. Restoration time with bandwidth requirement.

다 하더라도 전체 복구 시간은 증가하게 된다. 이것은 resilience 값이 작을수록 더 많은 복구 시간이 필요함을 보여주는데, 이것은 경로 복구 시간 때문이다. 즉, resilience 값이 작을 때 알림 메시지가 도착한 후 가용한 대체 경로를 선택하는 시간이 증가하기 때문이다. Resilience 값이 증가할수록 네트워크 부하가 증가하더라도 복구 시간은 안정적이게 된다. 이것은 resilience 값이 높아짐에 따라 더 많은 대체 경로가 가능하기 때문에 이용 가능한 대체 경로들을 더 쉽게 찾을 수 있다.

그림 5는 43Mbps 대역폭 요구사항을 고려한 하였을 경우 다양한 네트워크 부하에 대한 복구 시간의 변화를 나타낸다. 그림에서 보는 바와 같이 대역폭 요구사항을 만족시키기 위해서는 대체 경로에 의한 복구시간이 증가함을 알 수 있다. 또한 더 많은 대역폭을 요구할수록 전체 링크에서 대역폭 요구사항을 만족하는 링크를 찾기 어려워지기 때문에 이용 가능한 백업 경로를 찾는 시간은 더 길어지게 된다.

그림 6과 7은 대역폭 요구사항을 고려한 경우와 그렇지 않은 경우 네트워크 부하의 변화에 대한 가용성을

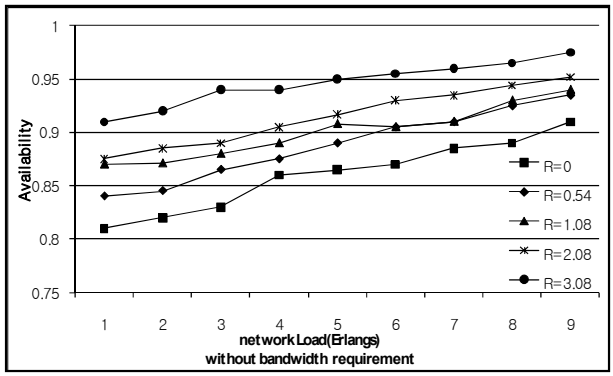

그림 6. 대역폭 요구사항을 고려하지 않은 가용성 변화
Fig. 6. Availability without bandwidth requirement.

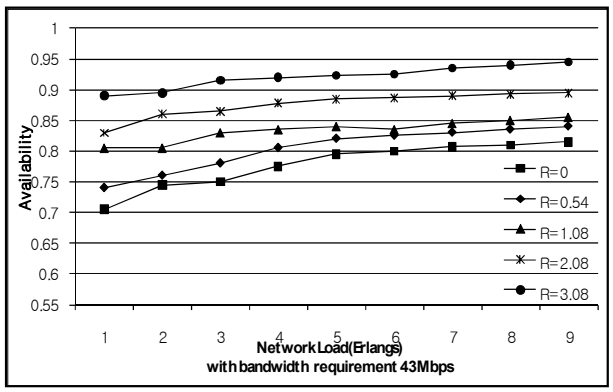

그림 7. 대역폭 요구 사항을 고려한 가용성 변화
Fig. 7. Availability with bandwidth requirement.

보여준다. 그림 6과 7에서 보는 바와 같이 망의 가용성은 resilience 값이 증가함에 따라 동시에 높아짐을 알 수 있다. 대역폭 요구사항을 고려하지 않은 경우 0.54의 resilience 값일 때 1 Erlang의 부하에서는 0.54 그리고 9 Erlang의 부하에서는 0.935의 값을 가져 resilience 값의 증가에 따른 망 가용성이 높아짐을 알 수 있으며 이는 대역폭 요구사항을 고려하는 경우에는 유사한 결과를 보여준다. 이것은 복구 시간이 증가할 때 전체적인 가용성이 감소하기 때문이다. 그림 6과 7을 비교하여 보면, 가용성은 대역폭 요구사항을 고려하지 않을 경우에 비해 대역폭 요구가 있는 경우가 더 낮다는 사실을 찾을 수 있다. 이는 대역폭 요구사항이 있을 경우 이 요구사항을 만족시키기는 대체 경로를 찾기 위해 더 많은 복구시간이 소요되기 때문이다.

IETF 표준의 복구 메커니즘[1]의 연구와 성능 비교하기 위해서 독립된 대체 경로가 유지되기 때문에 하이브리드 접근법은 보호 메커니즘과 비슷하다는 것에 주의해야 한다. 백업 경로들이 장애의 영향을 받았을 때 IETF 표준에서 연구 되었던 재라우팅 메커니즘 방법과 비슷한 대체 가능한 대체 경로를 찾는 시도이다. IETF의 재 라우팅 메커니즘과 함께 하이브리드 접근법의 성능 평가는 비교되었다. 여기서 주 경로에서 링크 장애가 발생하였을 경우 하나의 독립된 대체 가능한 경로가 생성되었기 때문에 IETF의 재라우팅 메커니즘은 0의 resilience 값과 0의 대역폭 요구 값을 가진 하이브리트 접근법의 경우에 대응한다라는 것을 알 수 있다. 그림 4-7에서 보였듯이, 하이브리드 연구는 복구 시간과 유용성 면에서 IETF의 메커니즘에 비해 우월하다는 것을 알 수 있다.

VI. 결 론

본 논문에서는 mesh-type MPLS 망에서 다중 장애 발생에 있어 빠른 세그먼트 복구 방법론을 제시했다. 제안된 구조의 특별한 특징은 resilience 와 QoS 요구조건을 고려하여 대체 세그먼트를 생성한다는 것이다. 다중 장애 발생에 있어 resilience를 만족하는 대체 세그먼트 존재유무를 검증할 수 있는 이론을 제시하였으며, 이론에 준하여 효율적인 하이브리드 대체 경로 관리 알고리즘을 제안하였다. 마지막으로, 시뮬레이션을 통하여 제안된 알고리즘의 성능을 평가하였다.

참 고 문 헌

[1] V. Shama and F. Hellstrand, "Framewok for Multi-Protocol Label Switching (MPLS) - based Recovery," RFC 3469, Feb. 2003.

[2] L. Jorge and T. Gomes, "Survey of recovery schemes in MPLS networks," Proceedings of the International Conf. on Dependability of Computer System, 2006.

[3] G. Li, D. Wang, C. Kalmanek, and R. Doverspike, "Efficient Distributed Restoration Path Selection for Shared Mesh Restoration," IEEE/ACM Trans. on Networking, Vol. 11, no. 5, Oct. 2003, pp. 761-771.

[4] A. Autenrieth and A. Kirstadter, "Engineering End-to-End IP Resilience Using Resilience-Differentiated QoS," IEEE Comm. Magazine, Jan. 2002.

[5] J. Wang, L. Sahasrabuddhe, and B. Mukherjee, "Path vs. Sub-path vs. Link Restoration for Fault Management in IP-over-WDM Network: Performance Comparisons Using GMPLS Control Signaling," IEEE Comm. Magazine, Vol. 40, no. 11, pp. 80-87, Nov. 2002.

[6] A. Markopoulou, G. Iannaccone, S. Bhattacharrya, C-N, Chuah, and C. Diot. "Characterization of Failures in an IP Backbone," Proc. IEEE Infocom 2004, Vol. 4, no. 7-11, pp. 2307-2317, Mar. 2004.

[7] A. Fumagalli, M. Tacca, K. Wu, and J. Vasseur, "Local Recovery Solutions from Multi-Link Failures in MPLS-TE Networks with Probable Failure Patterns," Proc. IEEE Globecom, Vol. 3, pp. 1490-1494, 2004.

[8] J. T. Park, J. W. Nah, and W. H. Lee, "Dynamic Path Management with Resilience constraint conditions under Multiple Link Failures in MPLS/GMPLS Networks," IEEE Trans. On Dependable and Secure Computing, Vol. 5, no. 3, pp.143-154, July-September 2008.

[9] Z. Wang and J. Crowcroft, "Quality of Service Routing for Supporting Multimedia Applications," in IEEE JSAC, Vol. 14, no. 7, Sept. 1996, pp. 1288-1234.

[10] D. Awduche, J. Malcolm, J. Agogbua, M. O'Dell, J. McManus, "Requirements for traffic engineering over MPLS," RFC 2702, September 1999.

[11] J. T. Park, "Resilience in GMPLS Path Management: Model and Mechanism," IEEE Comm. Magazine, Vol. 42, no. 7, pp. 128-135, Jul. 2004.

저 자 소 개

천 승 만(정회원)

2008년 동양대학교 전자공학과 (공학사)
2010년 경북대학교 정보통신학과 (공학 석사)
2010년～현재 경북대학교 정보통신학과(박사과정)

<주관심분야 : Control and Management of next generation wireless and wired convergence network, Mobility management, U-healthcare network>

나 재 욱(정회원)

2001년 경북대학교 농업경제학과 (경제학사)/컴퓨터공학과 (공학사)
2003년 경북대학교 정보통신학과 (공학석사)
2009년 경북대학교 정보통신학과 (공학박사)
2009년～현재 경북대학교 U-헬스케어 융합네트워크 연구센터 Post-Doc.과정

<주관심분야 : U-healthcare network, Wireless body area network, HL7, IEEE 11073, Network management, Wireless communication>

박 종 태(정회원)

1978년 경북대학교 전자공학과 (공학사)
1981년 서울대학교 전자공학과 (공학석사)
1987년 미국 미시건대학교 정보통신(공학박사)
1989년～현재 경북대학교 전자공학과 교수
2000년～2003년 IEEE Technical Committee on Information Infrastructure(TCII) 의장
1988년～1989년 삼성전자 컴퓨터시스템 사업부 수석연구원
1987년～1987년 미국 AT&T Bell 연구소 연구위원
1984년～1987년 미국 CITI 연구원

<주관심분야 : 이동통신, 모바일, 차세대 통신망 운용, 네트워크 보안, 헬스케어 서비스>