

광 통신망에서 보호 패스 설정을 위한 분산 자원 공유 메카니즘

정희원 박 현*, 이 동 훈**, 김 상 하***, 예 병 호 ****

Resource Share Mechanism for the Balanced Backup Path Establishment in Optical Networks

Hyeon Park*, Dong-Hun Lee**, Sang-Ha Kim***, Byung-Ho Yae**** *Regular Members*

요 약

다량의 OXC (Optical Cross Connectors)를 수용하는 광 전송 망에서 한 개의 광 섬유 절단은 1.6 Tbps 정도의 트래픽 손실이 있으며, 이러한 현상은 빈번히 발생 할 수 있다. 이와 같이 광 전송 망에서 연결 자원의 생존성은 중요한 요소이며, 기존의 보호 메카니즘들은 워킹 패스의 SRLG(Shared Risk Link Group) 만으로 다른 백업 패스를 선택하여 장애에 대한 복구를 수행한다. 그러나 백업 패스들이란 어느 한 곳에 집중될 수 있고 그 결과 유희한 자원을 사용 하지 못하며, 궁극적으로 전체 자원의 효율성을 감소시킨다. 본 논문은 불균형한 자원 공유를 해결함으로써 자원 공유의 효율성을 증가시키기 위한 메카니즘으로, 최대 링크 부하를 분산시킴으로써 링크의 효율성을 개선시키는데 목적이 있다. 실험적 결과는 여유 자원 양에 의한 제안된 메카니즘과 Somdip's 메카니즘에서 구한 시뮬레이션 결과를 통해 기술된다.

Key Words : SRLG, Survivability, Resource Share Mechanism

ABSTRACT

A single fiber cut can potentially influence a total of 1.6 Tbps of traffic and is surprisingly frequent and results in significant loss of traffic. The survivability as well as the resource utilization of the connection in optical networks is important. Existing protection mechanisms to rapidly recover the failures allocate the backup path just SRLG-disjointed with working path. Those did not consider the unbalanced resource share of backup paths. The backup paths can be centralized on the specific link so that the idle resource is not used. As a result, as those do not efficiently use the resource the whole resource utilization is not so good. So we propose the mechanism to enhance the resources utilization as settling down the unbalanced resource share. Our purpose is to improve the link utilization as distributing the maximum link load.

I. 서 론

최근 WDM (Wavelength Division Multiplexing) 기술의 발달로 높은 자원을 제공하는 광 전송 망이 전개 되어왔다. 이러한 광 전송 망은 다수의 OXC

들로 구성되며 전송 단위는 기존 망에서 보다 훨씬 크므로 한 개의 파이버(fiber) 장애는 장애된 파이버를 지나는 모든 광 연결(lightpaths)의 장애를 의미하며 1.6 Tbps에 해당되는 자원의 손실을 가져온다 [1]. 이러한 장애는 실제 망에서 빈번히 발생할 수

* 한국전자통신연구원 BcN연구단 (hpark@etri.re.kr),
 ** 충남대학교 컴퓨터공학과 (shkim@cnu.ac.kr, 교신저자),
 논문번호 : KICS2005-08-359, 접수일자 : 2005년 8월 31일

** 충남대학교 컴퓨터공학과 (dhlee@cclab.cnu.ac.kr)
 **** 한국전자통신연구원 BcN연구단 (bhyae@etri.re.kr)

있으며^[2] 이로 인해 광 전송 망에서 연결 자원의 생존성(Survivability)은 중요한 요소로 대두 된다. 생존성은 장애된 연결의 백업 패스를 미리 설정 하느냐에 따른 보호(Protection) 메카니즘과 복구(Restoration) 메카니즘으로 나눌 수 있다. 보호 메카니즘은 빠른 복구를 수행 할 수 있는 반면에 미리 설정된 백업 패스로 인하여 자원의 낭비가 초래된다. 기존의 보호 메카니즘들은 워킹 패스의 SRLG 만으로 다른 백업 패스를 선택 함으로써 장애에 대한 신속한 복구를 수행한다. 그러나 이러한 메카니즘들은 백업 패스들 간에 자원을 효율적으로 사용하지 못한다. 이러한 점을 보완 하기위해 Kini^[3], Somdip^[4] 등이 백업 패스들(Backup Paths) 간의 자원공유에 대한 메카니즘을 제안했다. 비록 이러한 메카니즘들이 자원 사용의 효율성을 개선 할 지라도 백업 패스들간의 불균형한(unbalanced) 자원 공유를 고려하지는 못 했다. 즉, 백업 패스들이란 어느 한 곳에 집중 될 수 있고 그 결과 유휴(idle) 자원을 사용하지 못한다. 결과적으로 이러한 유휴한 자원을 효율적으로 사용하지 못 하므로써 전체 자원의 효율성을 감소시킨다.

본 논문에서는 불균형한 자원 공유를 해결함으로써 자원공유의 효율성을 증가시키기 위한 메카니즘을 제안한다. 즉, 최대 링크 부하를 분산시킴으로써 링크의 효율성을 개선시키는데 목적이 있다. 이를 위해 본 논문에서는 최대 링크 부하를 고려한 사용된 백업 자원을 최소화 하도록 수식화 하였다. 본 논문의 메카니즘을 위하여 두개의 SRLGs, Low-SRLG(LSRLG: Low Shared Risk Link Group) 와 High-SRLG(HSRLG: High Sub-domain Resource Link Group)을 제공한다. LSRLG는 백업 패스들 사이에 자원 공유를 결정하기 위한 것이고 HSRLG는 링크 부하를 분산하기 위한 것이다. 본 논문에서는 첫번째로 광 전송 망에서 생존성, 망 자원 효율성, 복구시간에 관한 여러 가지 이슈들이 언급 되고, 제안된 메카니즘의 최적 해를 제공하기 위하여 ILP(Integer Linear Programming) 수식을 제공한다. 즉, 이러한 식은 사용된 자원의 최소화 문제로 귀결 된다. 그러나 ILP 문제는 해를 위해 많은 시간이 소요되며, 정수 해를 필요로 한다. 앞서 언급한 것처럼 백업 패스를 선택하기 위해 SRLG 정보를 고려하며, 이 경우, 문제 크기의 증가로 해를 얻기는 어렵다. 그러므로 본 논문에서는 제안된 자원 공유 메카니즘에 대한 가정을 연구한 뒤 문제를 해결하

기 위한 알고리즘을 제공한다. 실험적 결과는 여유 자원 양에 의한 제안된 메카니즘과 Somdip's 메카니즘에서 구한 시뮬레이션 결과를 통해 기술된다.

II. 광 통신망에서의 생존성

광 통신망에서 파이버의 장애는 이 파이버를 지나는 모든 광 연결 (lightpaths)의 장애를 의미하며 각각의 광 연결은 10 Gbps에 해당 된다. 광 통신망에서 각각의 연결은 기존 패킷 망에서 (예로써, Multi Protocol Label Switching : MPLS) 보다 그 granularity가 훨씬 높으므로 (coarser) 장애에 의한 자원 손실은 보다 더 크다. 그러므로 전송 망 내에서 연결 자원의 유용성(utilization)은 기존의 망에서 보다 더욱 중요하다고 볼 수 있다. OXC로 구성된 광 전송 망은 50ms 정도의 빠른 복구 시간을 갖는 SONET/SDH 망 보다 느리므로 그로 인한 트래픽 손실은 매우 크다. 결과적으로 광 전송 망의 생존성을 위한 메카니즘이 필요하며, 이러한 메카니즘은 망의 자원을 효율적으로 사용 하도록 해야 한다. 생존성을 보장하기 위한 보호와 복구 메카니즘은 위에서 언급한 바와 같이 서로 상반된 장단점을 가진다^[6]. 본 논문에서는 자원의 유용성을 더 높일 수 있는 보호 메카니즘에 대해 언급한다. 보호 메카니즘은 보호해야 할 장애 범위에 따라 링크 기반과 패스 기반으로 나눌 수 있다. OXC로 구성된 MPLS 망에서 보호 메카니즘은 전체 LSP(Label Switched Path)를 재설정하는 패스 기반 보호 메카니즘과 개별적인 LSP 홉이 재전송되는 보호 메카니즘으로 나눈다. 이러한 메카니즘들은 일반적으로 한 순간에 하나의 장애를 가정 하지만 실제 전송 망에서는 한 순간에 다량의 장애가 발생 한다. 그러므로 자원의 유용성을 최대화하기 위한 보호 메카니즘이 필요하며 또한 이 메카니즘은 현재 현장에서의 상황을 반영하기 위해 하나의 장애 뿐만 아니라 다중의 장애에도 효과적이어야 한다.

III. 장애 복구 (Recovery) 메카니즘

3.1 단일 장애 (Single Failure)

일반적으로 대부분 보호, 복구 메카니즘은 링크나 노드와 같은 하나의 요소를 고려한 단일 장애 메카니즘이다. 이는 생존성을 제공하기 위한 전형적인 방법이며, 표 1과 같이 요약 될 수 있다.

표 1. 단일 장애 복구 (Recovery) 메커니즘

Fast Reroute[8]	Somdip Datta's[4]	Shen's[7]	Xu's[5]	Ou's[9]	Ho's[10]
1:1 dedicated backup, protection, restoration	Shared backup	Shared backup	1:1 dedicated backup, protection	1:1 dedicated backup, protection	Short Leap Shared Protection
Link, node and link based, detour backup	Link-based	SRLG-diverse path provisioning	Link-based, detour backup path, SRLG-disjoint path	Sub-Path Protection	Protection Domain Allocation in Dynamic Mesh
Short recovery time	More Resource utilization	maximizing the total revenue value, minimizing the number of used wavelength-links	Short recovery time	Scalability, Recovery Time	restoration time, computational complexity of protection paths
Low resource utilization, Long failure detection time	No Signaling Mechanism, unbalanced resource sharing	No Signaling Mechanism, unbalanced resource sharing	Low resource utilization	Low Resource Utilization	Low resource utilization

지역 복구 (local restoration)는 백업 패스가 지역적으로 설정되고 장애 정보는 소스에 전달되지 않으며 이로 인해 장애 처리 시간을 감소시킬 수 있다. 지역 복구 메커니즘의 대표적인 예로써 빠른 재전송(fast re-route)이 있다. 빠른 재전송은 장애 시점에서 어떠한 시그널도 수행 하지 않고도 장애가 발생한 지점에 MPLS 데이터가 다투어(detour) 패스를 이용하여 우회 할 수 있도록 하는 메커니즘이다. 그러나 이러한 메커니즘은 복구 시간을 단축시키는 장점이 있는 반면, 각 노드의 장애를 고려한 다투어 패스를 설정해야 하므로 자원 효율성이 매우 낮다. 기존의 워킹 패스별로 백업 패스에 대한 자원을 예약 하는 방법들은 자원의 낭비가 심하였으며 이를 보완하기 위하여 Somdip 은 백업 패스들끼리도 자원을 공유하기 위한 pool-reserved 백업 패스 자원 공유 방법을 제안 했다. Somdip은 기존의 SRLG-diversity의 제한 조건에서 탈피하여 장애가 발생 했을때 백업 패스 선정시 우선적으로 풀 (pool) 내에서 가용한 자원을 찾고 복구를 위하여 그들을 사용한다. 그러나 이러한 방법은 연결 제어에 대한 방법이 서술 되지 않았으며, 백업 패스들이 편중된 경우 자원 공유가 어렵다. Xu's 메커니즘^[5]은 효율적인 SRLG 보호를 다중 세그먼트 (segments)를 이용한 보호 메커니즘이다. 시작점에서 목적지까지 SRLG-disjoint 한 쌍을 찾지 못 하는 경우, 전체 패스를 액티브 (active) 세그먼트와 백업 세그먼트로 분류하여 세그먼트 단위로 패스를 설정 하도록 한다.

3.2 다중 장애 (Multiple Failures)

생존성을 위한 많은 메커니즘들이 단일 장애를 고려하나 실제 망 내에서는 시작점(source)과 목적지(destination)가 동일한 여러 패스가 동시(simultaneous)에 장애가 발생 하거나 링크나 파이버 장애로 인하여 여기에 속한 시작점과 목적지가 다른 많

은 LSP 들이 동시에 장애가 일어난다. 또는 여러 링크에서 서로 다른 패스에 장애가 생긴다. 이와 같이 장애 시점에서 서로 다른 여러 링크나 패스를 고려 해야 한다.

표 2는 다중 장애를 위한 기준에 제안된 메커니즘을 정리한 것으로 Choi's 메커니즘은 하나의 링크 장애시 이 장애 정보를 모든 노드에 알리고 이 링크를 위한 백업 패스를 잡는다. 만약 이 백업 패스가 장애가 된 경우, 이를 위한 백업 링크를 가져야 하며 이 백업 링크는 앞의 두 링크를 위한 충분한 자원(capacity)를 가져야 한다. Choi's는 제한한 메커니즘을 최대 임의 이중 링크 보호 라는 휴리스틱(heuristic) 알고리즘을 사용했으며 장단점은 표에 나타난 바와 같다.

표 2. 다중 장애 복구 (Recovery) 메커니즘

Recovery method	Spare Capacity Assignment		
	Choi's[11]	Ou's[12]	Lee's[13]
1:1 dedicated backup, double link protection	1:1 dedicated backup, double link protection	M:N protection, Shared backup	1:1 dedicated backup, protection
Link, node and link based, detour backup path	Weight-SRLG	Low, High SRLG-diverse path provisioning	Span-restorable spare capacity design, co-incident SRLG-set
Short recovery time	Find more disjoint paths(backup paths)	Short recovery time	Short recovery time
Low resource utilization, Long failure detection time	Longest path selection	Long Aggregation Time	Not consider random double failure

Lee's 메커니즘 경우, 다중의 장애가 발생 될 곳을 물리적 SRLG로 하고 이 물리적 SRLG 지역에서 발생한 다중의 장애를 위하여 논리적 SRLG 지역에서 해결 하도록 한다. 물리적 SRLG 에서 발생한 장애중 중요도가 높은 것은 논리적 SRLG 에서 우선적으로 백업 패스를 잡도록 하고 나머지는 M : N으로 패스를 잡도록 한다. Lee's 메커니즘의 장단점 역시 표에 나타난 바와 같다. Doucette's 메커니즘은 일련의 SRLG 셋을 위한 스패 복구(span-restorable) 망 계획을 위한 것으로 특정한 SRLG와 관련된 일련의 장애를 위한 것이다. 이 메커니즘은 어떤 SRLG가 망 효율성(efficiency)에 가장 유해한가를 강조 하고 있다. 그러나 실제 망에서의 장애는 동시에 다양한 지역에서 발생 할 수 있다.

3.3 SRLG (Shared Risk Link Group)

SRLG는 동일한 물리 자원을 공유하는 일련의 광 스패(광 링크 또는 선) 이다. 동일한 물리적인 자원은 공통의 위험을 감수하는 자원이라고 할 수

있다. 이러한 SRLG는 패스를 선택하는 제한 요소로써 사용되며 패스의 길이나 노드의 수, 장애 발생 지역에 의존적이다. 일반적으로 워킹 패스는 백업 패스와 서로 다른 길을 선택해야 하며 이는 워킹 패스상의 각 링크는 백업패스와 동일한 SRLG를 사용하지 않는다. 망 내에 각 링크는 유일한 SRLG 값을 할당 하여야 한다.

그림 1은 SRLG의 한 예를 나타낸다. 이와 같이 서로 다른 두 노드에서의 링크도 하나의 SRLG로 할당 할 수 있으며, 여러개의 SRLG를 또 다른 하나의 SRLG로 할당 할 수 있다. SRLG를 통한 대표적인 복구 메카니즘으로써 E. Ok^[12]가 제안한 가중(weighted) SRLG 메카니즘으로써 시작점과 목적지가 동일한 패스에 충분한 패스가 없는 경우, SRLG에 가중치를 줌으로써 많은 패스를 얻을 수 있다. 이와같이 SRLG는 광 전송 망에서 패스 설정을 위한 제한(constraint) 요소로써 널리 사용되고 있다.

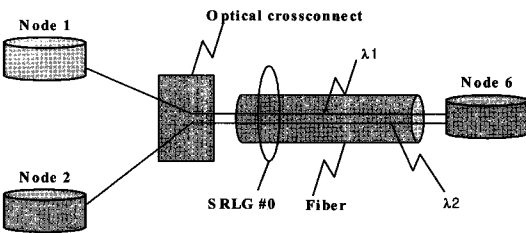


그림 1. 노드들 사이에 SRLG 정의 예(Example)

IV. 제안된 자원 공유 메카니즘

4.1 기존 메카니즘 문제 및 제안 메카니즘 특징

앞서 서술한 바와 같이 효율적인 자원 사용을 위하여 많은 메카니즘들이 제안 되었다. 특별히 Somdip's 메카니즘 경우, 백업 패스 요구 자원을 풀(pool)을 이용 하므로써 자원을 효율적으로 사용하나 백업 패스가 어느 링크에 편중 될 수 있다. 그러므로 유휴(idle)한 자원을 이용 하지 못 하므로써 자원의 효율성을 증가 시키지 못 한다. 본 논문에서 제안한 자원 공유 메카니즘은 이러한 편중된(unbalanced) 백업 패스 요구 자원을 분산 시켜 자원 사용의 효율을 높이는데 있다. 제안된 메카니즘은 공유된 백업 패스의 수가 최대가 되도록 하며, 두 레벨(two-level)의 SRLG를 통해 백업 패스 공유를 분산 시켜 유휴한 자원을 효율적으로 사용할 수 있도록 한다. 제안된 메카니즘의 두 레벨 중 하위 레벨 SRLG는

백업 패스를 워킹 패스와 다른(disjoint) 길의 패스를 추출하기 위한 것이고 상위 SRLG는 워킹 패스의 서브 도메인(sub-domain) 정보를 이용하여 홉 임계치(threshold hop)를 제한하는 효과를 가지며, 편중된 공유 백업 패스들을 분산 시키는 효과를 가질 수 있다.

4.2 가정 및 네트워크 모델

본 논문에서는 제안된 메카니즘을 위하여 다음과 같은 사항을 가정한다. 광 전송 망에서 자원인 파장(wavelength)은 광 패스를 따라 각 노드에서 변환되며 각 링크는 고정된 수의 파장을 갖는다. 제안된 메카니즘은 패스 기반(path-based) 보호를 수용하며 두 레벨의 SRLG를 포함하는 라우팅 정보는 망 내에 플루딩되며, 워킹 패스는 최적의 알고리즘에 의해 이미 설정 되어 있다고 가정 한다. 한 순간에 하나의 장애를 우선적으로 가정하여 백업 패스 설정 알고리즘을 정하고 실험시 한 순간에 두개의 장애를 가정한 시험을 포함한다.

4.3 문제 정의 및 백업 패스 알고리즘

그림 2에서 보는 바와 같이 각 링크의 SRLG는 하위 SRLG(a-r)로 나타내고 서브 도메인 SRLG는 상위 SRLG(s)로 워킹 패스는 트래픽 요구에 따라 최단 경로의 패스를 할당한다(최단 경로로 할당하는 것이 그렇지 않는 것보다 자원의 효율성이 좋음을 실험 결과로 얻었다. 즉, 18개 노드에 29개 링크로 구성된 망에서 20개의 연결 패스에 대해 Dijkstra를 사용한 Shortest-working 패스와 Shortest-backup 패스는 각각 149, 234개의 자원(wavelengths)을 사용했고, Shortest 패스를 제외한 나머지 링크를 통한 Non-shortest working/backup 패스는 각각 222, 184개의 자원을 사용하였다.). 백업 패스는 이 워킹 패스와 다른(SRLG-disjoint)한 패스를 추출 하며, 특정 링크에 편중된 백업 패스가 되지 않도록 워킹 패스가 속한 서브 도메인을 두 번째 제한 조건으로 한다.

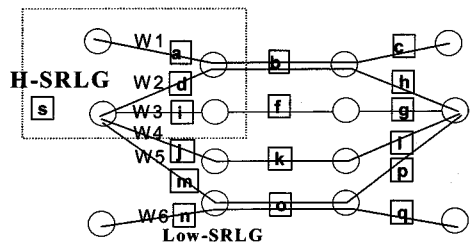


그림 2. 두 레벨로 구성된 망 토폴로지

예로써 그림 3에서, 링크 ij 에는 세 개의 λ 가 있으며, λ_1 에는 그림 2의 3개의 워킹 패스(W1, W3, W6)에 대응 되는 세 개의 백업 패스가 공유 되도록 설정 될 수 있고, λ_3 는 또 다른 워킹 패스 P4를 설정 하고 나머지 λ_2 는 유향한 자원으로 남아 있다. 물론 B1, B3, B6 는 각각의 워킹 패스와 다른(disjoint) 패스를 선택 했으며 각각의 워킹 패스와 동일한 서브 도메인 내에서 백업 패스를 설정 했다.

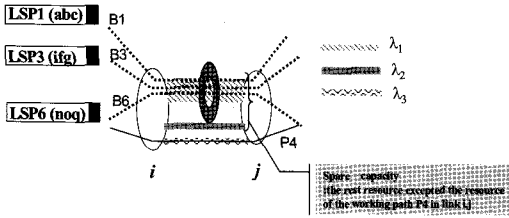


그림 3. 링크 ij 에서의 자원 ($\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3$)

본 논문에서는 사용된 자원을 최소화 하기 위하여 최적의 해를 다음과 같이 수식화 할 수 있다. 목적 함수는 전체 파장의 수를 최소화 하기 위한 것으로 (1)과 같이 나타낼 수 있다.

Objective :

$$MIN \sum_{sd} \sum_{ij} \sum_w B_{ijw}^{sd} \quad (1)$$

수식에 사용된 기호들에 대하여 상수와 변수는 다음과 같이 설명 될 수 있다.

Notations :

constant

w : The total number of wavelengths on each link and $1 \leq w \leq W$.

C_{ij} : The total link capacity units (total wavelengths) on the link (i, j) .

p_{uvw}^{sd} : The working path with wavelength w on the link (u, v) .

s_p, t_p : The starting or terminal node of the working path p .

variable

B_{ijw}^{sd} : 1, if the backup path for a working path (s, d) uses wavelength w in link (i, j) , 0, otherwise.

β^w : The inverse of the number of the backup paths sharing the wavelength w , ($1 \leq w \leq W$)

(If 3 backup paths share wavelength λ_1 , then β^w is 1/3)

S_{ij} : Spare capacity (the number of wavelengths) on the link (i, j) .

s_b, t_b : The starting or terminal node of the backup path b .

위의 목적 함수(object function)를 만족하기 위한

조건들로는 다음과 같은 것들이 있다.

Subjects to :

$$\sum_{sd} \sum_{ij} \sum_w B_{ijw}^{sd} \cdot \beta^w = P, P = \sum_{uv} \sum_w P_{uvw}^{sd}, \forall (i, j), i = s_b, i \neq t_b, j \neq s_b, \forall (u, v), u = s_p, u \neq t_p, v \neq s_p, v = t_p \quad (2)$$

$$\sum_{sd} \sum_w B_{ijw}^{sd} \leq L_{max} \cdot C_{ij}, \forall (i, j), L_{max} = \text{Int} \sum_{ijw} B_{ijw}^{sd} \quad (3)$$

$$\sum_{j(i,j)w} B_{ijw}^{sd} \cdot \beta^w - \sum_{i(j,j)w} B_{ijw}^{sd} \cdot \beta^w = 0, \forall s, d, i \neq s_b, i \neq t_b \quad (4)$$

$$\sum_{j(i,j)w} B_{ijw}^{sd} \cdot \beta^w - \sum_{i(j,j)w} B_{ijw}^{sd} \cdot \beta^w = 1, \forall s, d, i = s_b, i \neq t_b$$

$$\sum_{j(i,j)w} B_{ijw}^{sd} \cdot \beta^w - \sum_{i(j,j)w} B_{ijw}^{sd} \cdot \beta^w = -1, \forall s, d, i \neq s_b, i = t_b$$

$$\sum_{sd} \sum_w B_{ijw}^{sd} \leq S_{ij}, S_{ij} = C_{ij} - \sum_{sd} P_{ijw}^{sd}, \forall (i, j) \quad (5)$$

목적 함수를 위하여 제한 조건인 (2)는 워킹 패스의 수와 백업 패스의 수는 동일하다는 것으로 패스가 길거나 짧거나 망 내에 그 패스상에 시작과 끝이 존재 한다는 의미이다. (3)은 링크 ij 에서의 총 파장수는 링크 ij 에서 백업 패스로 사용된 파장의 총 수 보다 많다는 것이며 (4)는 백업 패스는 그 패스를 따라 각 링크에 보존(conserved) 되어 있으며, (5)는 링크 ij 에서 유향 자원은 링크 ij 의 총 자원에서 현재 워킹 패스로 사용중인 자원을 의미한다. 위에서 언급한 ILP 해를 얻기 위해 많은 시간이 소요되며, 정수 해를 요한다. 그러나 문제 크기가 증가함에 따라 문제의 해를 얻기에는 어려움이 있다. 본 논문에서는 제한된 자원 공유 메카니즘을 풀기위해 휴리스틱 알고리즘을 정의한다. 백업 패스를 추출하기 위한 알고리즘으로써 그림 4는 하위 SRLG를 적용한 백업 패스 설정 알고리즘이며 그림 5은 여기에 상위 SRLG 적용한 백업 패스 설정 알고리즘이다.

하위 SRLG를 기반으로 한 백업 패스 알고리즘에서는 이전에 추출된 워킹 패스를 유지 하면서 워킹 패스로 설정된 링크들을 제외한 링크들을 기반으로 유효한 링크들로 최단 거리의 백업 패스를 잡는다. 추출된 백업 패스상에 각각의 링크가 다른 백업 패스와 공유(share) 가능 한지를 검사하고 공유 가능한 경우, 사용된 자원양은 증가 하지 않는다. 상위 SRLG를 기반으로 한 백업 패스 설정 알고리즘은 하위 SRLG를 기반으로 한 백업 패스 설정 알고리즘에 HSRLG 정보에 대한 제한 사항을 추가 한 것으로 이전에 추출된 워킹 패스를 유지 하면서 워킹 패스가 지나는 서브 도메인 정보 또한 유지 한다. 이 서브 도메인 내에서 위에서 언급된 하위

```

cur_connection : current connections
WP_list : the link list of the selected working paths
while
    set_link_disable(WP_list)
    //disable the links on the working paths
    bk_link = find_shortest_path()
    // find the shortest path based on hops
    no_resource_link = validate_link(bk_link)
    // checks usable resource
    if no_resource_link == NULL
        then break //path selected
    else set_link_disable(no_resource_link)
        continue;
end while
validate_link (){
for bk_link // for all backup links
    if (backup Path == share)
        // check the backup path with the others
        then increase band-width of backup links
    else not increase band-width of backup links
end for }

```

그림 4. 하위 SRLG를 기반으로 한 백업 패스 설정 알고리즘

```

cur_connection : current connections
WP_list : the link list of the selected working paths
accept_region = find_region()
//find the whole sub-domains on the working path
//find the rest sub-domains
not_accept_link_list = find_not_accept_region
                        (accept_region)
// disable the links on the rest of the working paths
set_link_disable(not_accept_link_list)
result = find_Low_backup()
//applies the Low-SRLG algorithm
if result == fail
    then set_link_enable(not_accept_link_list)
        //discharges the sub-domains
        find_Low_backup()
end if
set_link_enable(){
for bk_link // for all backup links
    if (backup Path == share)
        // check the backup path with the others
        then increase band-width of backup links
    else not increase band-width of backup links
end for }

```

그림 5. 상위 SRLG를 기반으로 한 백업 패스 설정 알고리즘

SRLG를 기반으로 한 백업 패스 알고리즘을 통해 백업 패스를 설정한다.

본 논문에서 제안한 알고리즘을 통하여 획득한 정보는 GMPLS(Generalized MPLS) 라우팅에 의하

여 자원 및 루트정보가 제공되고 GMPLS 시그널링에 의해서 연결이 설정된다.

4.4 네트워크 모델을 통한 비교

그림 6은 위에서 언급된 Somdip's 메카니즘과 제안된 메카니즘 비교를 위한 네트워크 모델이다. 12개의 노드로 구성되어 있고 링크 위에 숫자는 거리를 의미 하며, 괄호 안은 SRLG를 의미한다. 4개의 워킹 패스(W1(6-7-9), W2(7-9, W3(1-2-5-7-9), W4(4-11-9))가 있으며, 최단 거리 알고리즘에 의해서 추출됐다.

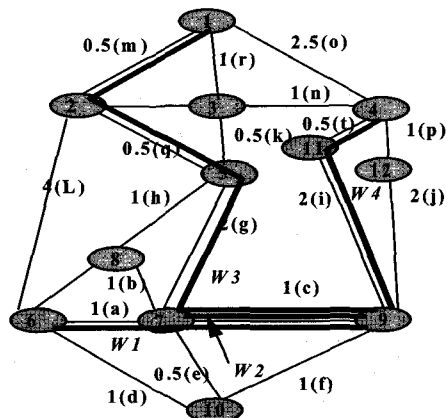


그림 6. 기존 메카니즘과의 비교를 위한 네트워크 모델

그림 7에서 보는 바와 같이 Somdip's 메카니즘을 적용한 경우 노드 9와 노드 10사이의 백업 패스를 위한 자원은 최대 3개의 파장을 필요로 한다. 그러나 제안한 메카니즘 (그림 8)은 2개 파장을 필요로 하며 그 대신 유희한 자원 (노드 4와 노드 9사이)을 사용한다.

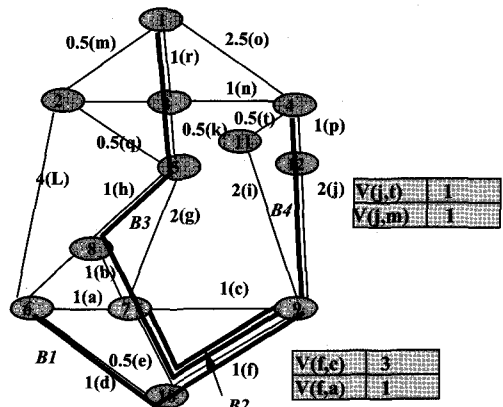


그림 7. Somdip's 메카니즘을 적용한 네트워크 모델

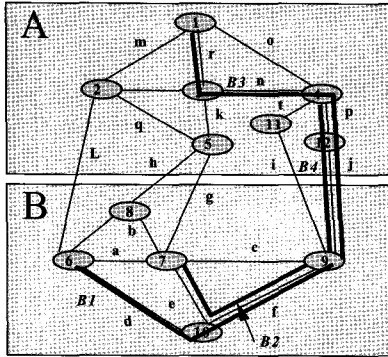


그림 8. 제안된 메커니즘을 적용한 네트워크 모델

V. 실험 및 분석

제안된 메커니즘의 실험을 위하여 39개 노드와 7개의 서브 도메인, 69개의 링크(각 링크는 8개의 파장을 포함)로 구성된 네트워크 모델을 사용했으며, 50개의 연결을 50에서 100회 반복 했다. 하위(Low) SRLG는 분산 자원공유를 고려하지 않으므로 Somdip's 메커니즘으로 나타낼 수 있고, 상위(High) SRLG는 분산된 자원 공유를 나타내는 제안된 메커니즘으로 나타낼 수 있다. 각 경우에 대해서 정적(Static), 동적(Random)인 연결 요구 대한 자원 사용량을 도표화 한다. 그림 9에서 그림 12까지 가로축은 망 내 링크들을 표시 한 것이며, 세로축은 각 링크에서 사용된 자원의 양을 나타낸다. 그림 9에서 보는 바와 같이 정적 하위 SRLG 적용은 각 연결들이 한 순간에 계산에 의해 결정 되는 것으로써 앞서 설명한 하위 SRLG를 기반으로 백업 패스를 잡는다. 그림 10은 정적 상위 SRLG 적용을 나타낸 것으로 그림 9와 마찬가지로 각 연결들이 한 순간에 계산에 의해 결정 되나 앞서 설명한 상위 SRLG를 기반으로 백업 패스를 잡는다. 이 두 그림은 정적으로 연결 설정을 하나 상위 SRLG를 적용 하는 경우, 요구 되는 백업 패스의 수 및 자원을 공유하는 링크의 수가 하위 SRLG를 적용 하는 것 보다 많음을 알 수 있다. 그림 11과 그림 12는 연결 요구가 동적으로 일어나는 경우로써, 각각 하위 SRLG를 기반으로 백업 패스를 잡거나 상위 SRLG를 기반으로 백업 패스를 잡는다. 그림 12는 보는 바와 같이 그림 11에 비해 요구 되는 백업 패스의 설정 수는 많으나 자원 공유에서는 약간 못 비치는 경향이 있다. 그러나 전체적으로 하위 SRLG 적용에 비해 정적이든 동적이든 상위 SRLG 적용 알고리즘이 총 유휴 자원(spare capacity)이 많음을 알 수 있다.

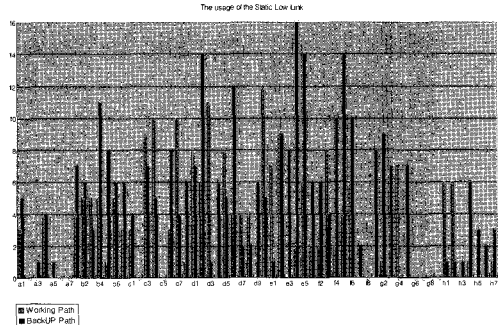


그림 9. 정적 하위 SRLG 적용

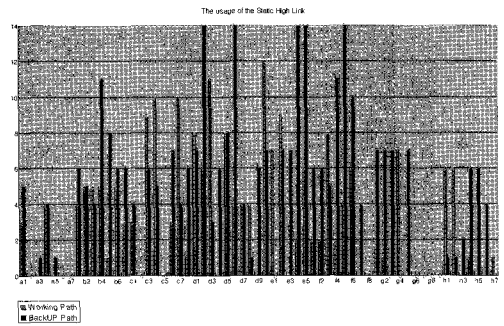


그림 10. 정적 상위 SRLG 적용

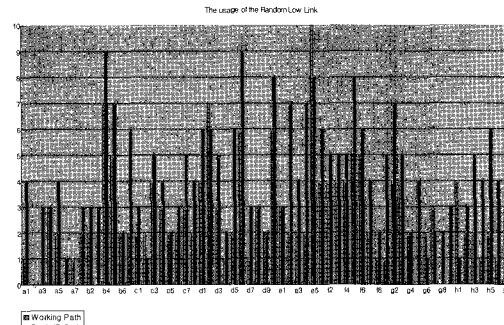


그림 11. 동적 하위 SRLG 적용

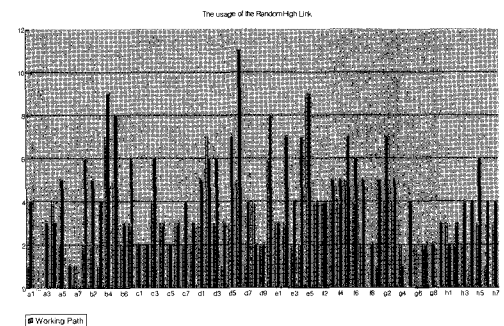


그림 12. 동적 상위 SRLG 적용

결론적으로 위 그림에서 보는 바와 같이 백업 패스 설정을 위한 제안된 메카니즘은 하위 SRLG 적용으로 대변 될 수 있는 기존의 자원 공유 메카니즘인 Somdip's 의 경우와 비교 하여 자원 사용 효율이 좋음을 알 수 있다. 또한 본 논문에서는 위에서 기술된 알고리즘을 통하여 한 순간에 두개의 장애를 가정한 시험을 한 결과, Somdip's 메카니즘보다 자원 효율이 좋음을 결과로 나타냈다(그림 13에서 보는바와 같이 각 경우 (그림 9에서 그림 12까지의 경우들)에 대해 동시에 두개의 장애가 발생한 경우, 세로축에 표시 된 바와 같이 HSRLG를 적용한 경우가 연결 설정이 더 많이 유지 됨을 볼 수 있다. 즉, 위에서 언급된 하위, 상위 SRLG 알고리즘은 그대로 수행 하되, 단지 시험시 장애를 동시에 두개를 발생 시켜 시험한 결과, 두 장애를 위한 특별한 알고리즘을 적용 하지 않더라도 HSRLG 적용이 LSRLG 에 비해 자원의 효율성이 높은 결과를 얻었다).

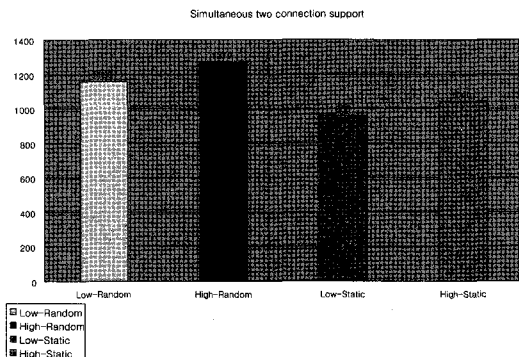


그림 13. 다중 장애에 대한 각 알고리즘 자원 사용

IV. 결론

본 논문에서는 기존의 자원 공유 메카니즘들의 단점인 편중된 자원 공유를 분산시킴으로써 자원공유의 효율성을 증가시키기 위한 메카니즘을 제안했다. 즉, 최대 링크 부하를 분산시킴으로써 링크의 효율성을 개선시키도록 했다. 이를 위해 본 논문에서는 최대 링크 부하를 고려한 사용된 백업 자원을 최소화 하도록 수식화 했으며, 휴리스틱 알고리즘을 제안 했다. 기존의 메카니즘과 비교 실험 결과를 도출 하여 본 논문에서 제안한 메카니즘이 자원의 효율성을 높임을 증명 하였다.

실제 전송 망에서는 한 순간에 다량의 장애가 발생 하므로 자원의 유용성을 최대화하기 위한 보호

메카니즘이 필요하다. 본 논문에서는 다중 장애에 대해 단일 장애의 알고리즘을 이용 하여 실험을 하였으나 실제 좀 더 나은 결과를 도출 하기 위해 다중 장애를 위한 알고리즘의 연구가 지속 되어야 한다.

참 고 문 헌

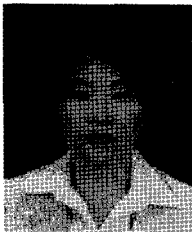
- [1] S. D. Maesschalck *et al.*, "From Network Design to Dynamic Provisioning and Restoration in Optical Cross-Connect Mesh Networks: An Architectural and Algorithm Overview," *IEEE Commun. Mag.*, vol.39, no. 1, Jan. 2001, pp.42-49.
- [2] Y. Ye *et al.*, "A Simple Dynamic Integrated Provisioning/Protection Scheme in IP over WDM Networks," *IEEE Commun. Mag.*, Nov. 2001, pp.174-182.
- [3] S. Kini *et al.*, "Shared backup Label Switched Path Restoration," Internet Draft, draft-kini-restoration-shared-backup-00.txt, November 2000
- [4] S. Datta *et al.*, "Efficient Channel Reservation for Backup Paths in Optical Mesh Networks," in *Proc. GLOBECOM'01*.
- [5] D. Xu *et al.*, "A New PROMISE Algorithm in Networks with Shared Risk Link Groups," in *Proc. GLOBECOM'03*.
- [6] S. Ramamurthy *et al.*, "Survivable WDM Mesh Networks," *Journal of Light wave Technology*, vol. 21, no. 4, April 2003.
- [7] Lu Shen, Xi Yang and Byrav Ramamurthy *et al.*, "Shared Risk Link Group (SRLG)-Diverse Path Provisioning under Hybrid Service Level Agreements in Wavelength-Routed Optical Mesh Networks: Formulation and Solution Approaches," in *Proc. SPIE OptiComm'03*, Dallas, TX, Oct. 2003.
- [8] <http://www.dataconnection.com>
- [9] Canhui Ou, Hui Zang, and Biswanath Mukherjee, "Sub-path protection for scalability and fast recovery in WDM mesh networks," *OFC, 2002. OFC 2002*, 17-22 March 2002 Pages: 495-496
- [10] Pin-Han Ho, Hussein T. Mouftah, H.T., "A novel strategy for protection domain alloca-

tion in dynamic mesh WDM networks," Communications, 2003. ICC '03. IEEE International Conference on, Volume: 3, 11- 15 May 2003 Pages:1957-1962 vol.3

- [11] Hongsik Choi, Suresh Subramaniam, and Hyeong-Ah Choi *et al.*, "On Double-Link Failure Recovery in WDM Optical Networks," in *Proc. INFOCOM'01*, pp. 808-816.
- [12] Eiji. Oki, Nobuaki Matsuura, Kohei Shiomoto, Naoaki Yamanaka *et al.*, "A Disjoint Path Selection Scheme With Shared Risk Link Groups in GMPLS Networks," *IEEE Commun. Letters*, vol. 6, no. 9, Sept. 2002
- [13] SuYoung Lee, Chul Kim and David Griffith *et al.*, "Hierarchical Restoration Scheme for Multiple Failures in GMPLS Networks," in *Proc. ICPPW'02*, Feb. 2002, pp.177-182.
- [14] John Doucette, Wayne D. Grover *et al.*, "Capacity design studies of span-restorable mesh transport networks with shared-risk link group (SRLG)effects," in *Proc. SPIE Optical Networking and Communications Conference(OptiComm 2002)*, Boston, MA, July-August 2002.

박 현 (Hyeon Park)

정회원



1985년 2월 전남대학교 전산통계학과 (학사)
 1987년 2월 서울대학교 계산통계학과 (석사)
 2005년 8월 충남대학교 컴퓨터공학과 (박사)
 1988년 1월~현재 한국전자통신

연구원, 책임연구원

<관심분야> MPLS/GMPLS, 통신망 프로토콜, 광 통신망, BcN QoS 제어

이 동 훈 (Dong-Hun Lee)

정회원



2002년 2월 충남대학교 컴퓨터과학과 (학사)
 2005년 2월~현재 충남대학교 컴퓨터공학과 (석사과정)
 <관심분야> 에드혹 네트워크, 센서 네트워크

김 상 하 (Sang-Ha Kim)

정회원



1980년 서울대학교 화학과 (학사)
 1984년 University of Huston (석사)
 1989년 University of Huston (박사)
 1992년~현재 충남대학교 전기정보통신공학부 교수

<관심분야> 무선/이동 QoS, 무선 멀티캐스트

예 병 호 (Byung-Ho Yae)

정회원



1982년 2월 경북대학교 전자공학과 (학사)
 1984년 2월 경북대학교 전자공학과 (석사)
 2001년 8월 한국항공대학교 통신정보공학과 (박사)
 1984년 3월~2001년 1월 한국전자통신연구소, 교환기술연구단, 책임연구원

2002년 2월~현재 한국전자통신연구원, BcN연구단 팀장

<관심분야> 통신망 관리, 유무선통합, QoS 제어