

전광 통신망에서 장애 위치에 독립적인 경로 복구 방법

정회원 이명문*, 유진태*, 김용범**, 박진우*

A Path Restoration Method Independent of Failure Location in All-Optical Networks

Myungmoon Lee*, Jintae Yu*, Yongbum Kim**, Jinwoo Park* *Regular Members*

요 약

본 논문에서는 전광 통신망에서 장애 위치에 독립적인 경로 복구 방법을 제안하고 그 필요 파장 수를 계산한다. 제안된 방법에서는 모든 링크 장애에 대해 하나의 대체 파장만을 이용하기 때문에 고정 파장 송수신기만을 사용할 수가 있어 노드 구축 경비를 줄일 수 있다. 또한 운용 경로와 대체 경로가 공유되지 않는다면 장애의 위치에 관계 없이 대체 경로와 대체 파장이 사전에 결정되어 장애의 검출만으로 복구 과정이 바로 시작될 수 있다. 이러한 특성과 제안되는 병렬 크로스커넥션을 수행하도록 하는 메시지 전달 기법을 사용하면 복구 과정을 간단하고 빠르게 만들 수 있다. 그리고 제안된 복구 방법에서 필요한 파장 수를 계산하고 필요한 파장 수가 가변 대체 파장을 사용하는 복구 방법에서 필요한 파장 수와 서로 비슷함을 보임으로써 전송 경비의 증가 또한 거의 없음을 보인다.

ABSTRACT

In this paper, a path restoration method independent of failure location in all-optical networks is proposed and its wavelength requirements are calculated. In the proposed method, since a single backup wavelength is used for any link failure, a node can consist of only fixed wavelength transmitters, resulting in the less node cost. Hence, restoration process can be triggered just after the failure detection, if combined with edge-disjoint path restoration method. This feature and the parallel cross-connection message transfer technique proposed in this paper make the restoration process faster. Also, it is shown the wavelength requirements in the proposed method are similar to the ones in the method using tunable backup wavelength, resulting in little increment for transmission cost.

1. 서 론

WDM(Wavelength Division Multiplexing) 광 통신망은 하나의 광섬유로 대용량의 트래픽을 전달하므로 광섬유 절단과 같은 망 장애가 발생할 경우 커다란 경제적 손실이 초래된다. 그러므로 장애로 인해 두절되는 서비스를 최단 시간 안에 회복하기 위한 망 복구 기능은 WDM 망 설계에 있어서 필수적으로 고려되어야 하는 사항이다.

광 통신망에서의 망 복구 방법은 대체 경로의 설정 방식에 따라 크게 LR(Link Restoration), PR(Path

Restoration), DPR(Edge-Disjoint Path Restoration)의 세 가지 방식으로 분류될 수 있다^[1]. LR 방식은 장애가 발생한 링크에 인접한 노드간에 대체 경로가 설정되는 방식이고, PR 방식은 장애가 발생한 링크를 지나가는 각각의 광 경로의 근원지 노드와 목적지 노드간에 대체 경로가 설정되는 방식이며, DPR 방식은 PR 방식과 유사하나 운용 경로와 대체 경로 사이에 서로 겹치는 링크가 없다는 것이 다르다.

광 통신망은 노드에서의 파장변환기능의 유무에 따라 WIXC(Wavelength Interchanging Crosscon-

* 고려대학교 전자공학과 광통신망 연구실(mmlee@korea.ac.kr)
논문번호 : 010038-0314, 접수일자 : 2001년 3월 14일

** 한국통신 가입자망 연구소

※ 본 연구는 고려대학교의 ITRC 및 정보통신대학교의 OIRC의 지원 하에 수행되었습니다.

nect) 망과 WSXC(Wavelength Selective Crossconnect) 망으로 크게 분류된다. 정적 트래픽을 수용하는 광 전달망의 설계에 있어서 운용 경로만을 설계한다면 예상과 달리 WIXC 망과 WSXC 망 사이에 필요 파장 수의 차이가 거의 없으며, 대체 경로까지 설계할 때에야 WIXC 망이 WSXC 망보다 더 적은 수의 파장 수를 필요로 한다는 것이 보고되었다²⁾. 그러나 WIXC 망은 망의 각 노드마다 파장 변환기를 두어야 한다. 한편 WSXC 망에서 필요 파장 수를 줄이기 위해 가변 파장 송수신기를 사용하여 대체 파장이 운용 파장과 달라질 수 있는 WSXC-A(WSXC with wavelength Agility) 망이 제안되었다¹¹⁾. WSXC-A 망은 동일한 운용 파장과 대체 파장을 사용하는 WSXC-F(WSXC with Fixed wavelength) 망에 비해 파장 수를 줄일 수 있으며 파장 변환기를 두지 않으므로 WIXC 망에 비해 노드 경비를 줄일 수 있다. 그러나 가변 파장 송수신기는 고정 파장 송수신기에 비해 매우 고가의 소자이므로 WSXC-F 망에 비해 노드 경비가 커진다.

그러므로 본 논문에서는 고정파장 송수신기만으로 노드를 구축하기 위해 하나의 운용 파장에 대해 하나의 대체 파장만을 사용하는 복구 방법을 제안한다. 특히 제안되는 방법을 DPR 방식에 적용할 경우 대체 경로뿐만 아니라 대체 파장까지 고정되기 때문에 장애위치 파악 없이 장애의 검출만으로 복구과정을 시작할 수 있다. 제안되는 방법은 WSXC-A 망의 특별한 형태로 볼 수 있지만 구별을 위해 WSXC-TF(WSXC with Two Fixed wavelengths) 망으로 지칭한다. 2장에서는 WSXC-TF 망에서의 장애 검출 방법 및 노드 구조와 함께 복구과정을 가속화시키기 위한 복구메시지 전달 기법이 제시된다. 3 장에서는 WSXC-TF 망에서의 필요 파장 수를 구하고 그 파장 수가 WSXC-A 망의 그것과 거의 거의 유사함을 보인다.

II. 노드 구조와 복구 방법

1. 장애 검출 방법

광전/전광 변환이 있는 망에서 DPR 방식은 그림 1의 (a)처럼 장애가 발생한 링크의 인접 노드에서 장애를 검출한 뒤 링크를 통과하는 광 경로의 근원지 노드들로 AIS(Alarm Indication Signal) 메시지를 보낸다. 이러한 구조를 전광 통신망에 적용할 경우 광 링크의 절단으로 인해 다운 링크 방향의 여러 노드에서 거의 동시에 장애가 검출되고 여러 개

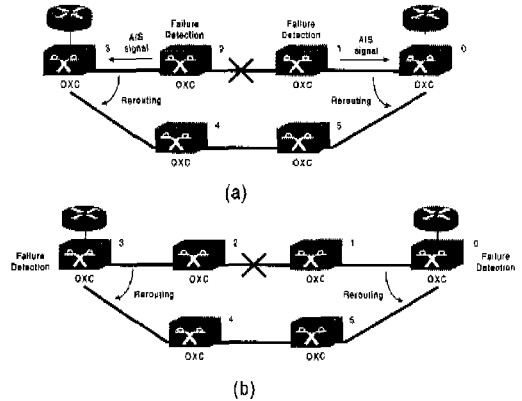


그림 1. DPR 방식의 비교 (a) 광전/전광 변환이 있는 망에서의 DPR 방식. (b) 전광 통신망에서의 DPR 방식.

의 AIS 메시지가 발생될 수 있으므로 별도의 AIS 메시지 조정 방법이 필요하다¹¹⁾. 이것을 피하기 위해 전광 통신망에서는 광 경로의 손실을 목적지 노드에서 직접 검출할 수 있다는 점에 착안하여 그림 1의 (b)처럼 장애의 검출을 광 경로의 목적지 노드에서 직접 수행하는 구조를 사용한다. 따라서 장애 검출과정부터 복구과정까지 장애를 입은 광 경로의 단 대 단 노드끼리 완전히 분산화 된 형태로 이루어질 수 있다. 또한 장애 검출과 장애 위치 파악이 분리되어 있기 때문에 장애 위치에 무관한 복구방식과 함께 사용되는 경우 바로 복구과정이 시작될 수 있다.

2. 노드 구조

WSXC-TF 망에서의 노드는 그림 2와 같은 구조를 가질 수 있다. 공간 분할 스위치와 수신기 사이에 스플리터(splitter)를 설치하여 수신되는 광 신호의 일부를 뽑아낸다. 이 신호는 장애 검출부에 입력되고, 장애 검출부는 수신 신호의 세기가 최소 허용값 이하로 일정 시간 동안 떨어지면 수신 신호에 장애가 발생한 것으로 판단하고 알람 신호를 OXC(Optical Crossconnect)의 컨트롤러에 보낸다. OXC 컨트롤러는 알람 신호를 받은 뒤 복구 알고리즘을 가동시킨다. 인접 노드간에는 하나의 제어 채널이 존재하고 그 제어 채널을 통해 메시지 교환이 이루어진다고 가정한다. 제어 채널로는 그림 2에서와 같이 별도의 파장을 사용하거나 또는 인접 노드간에 교환되는 프레임의 헤더 영역을 사용할 수 있다⁵⁾. 송신기 모듈로는 하나의 가변 파장 송수신기를 사용하거나 그림 2에서 나타난 것처럼 두 개의 고정 파장 송수신기와 하나의 광 스위치가 사용된 구조를 사

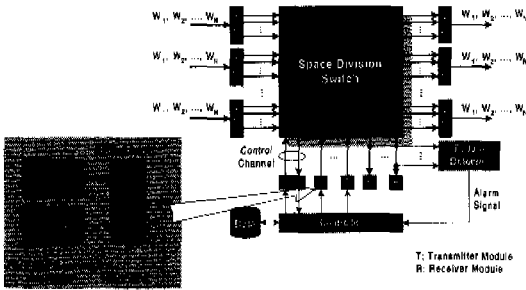


그림 2. WSXC-TF 망에서의 노드 구조

용할 수 있다. 후자의 경우, 각각의 송신기는 운용 파장과 대체 파장을 공급하는 것이며, 대체 경로가 설정될 때 광 스위치가 운용 파장을 공급하는 송신기로부터 대체 파장을 공급하는 송신기로 스위칭된다. 이러한 구조는 운용 파장을 공급하는 송신기에 장애가 발생할 때에도 서비스 트래픽을 보호하는 추가적인 장점을 가진다.

2. 복구 방식

고속의 복구를 달성하기 위하여 다음과 같은 병렬 크로스커넥션을 수행하는 메시지 전달 기법을 제안한다. 먼저, 근원지 노드에서 광 경로 설정 시 수집된 망의 정보를 사용하여 대체 경로를 설정하고 이를 목적지 노드로 보낸다. 목적지 노드에서는 전달된 대체 경로를 역순서로 내부에 기록한다. 광 경로의 목적지 노드에서 장애를 검출하면 곧 내부에 저장되어 있는 대체 경로를 읽어 내고, 대체 경로의 다음 노드로 관리 채널을 통해 크로스커넥트 메시지(XC message)를 보낸 뒤, 대체 경로상의 링크에 여분의 용량이 존재하는 지를 확인하고 자신의 OXC를 재설정한다. 크로스커넥트 메시지를 받은 중간 노드에서는 메시지에 기록된 대체 경로의 다음 노드로 곧바로 메시지를 보내며, 복구에 필요한 여분의 용량이 링크에 존재하는 지를 확인하고 자신의 OXC를 재설정한다. 재설정이 끝나면 확인 메시지(ACK message)를 대체 경로의 다음 노드로 보낸다. 이와 같은 과정이 대체 경로의 모든 중간 노드에서 반복된다. 근원지 노드에서는 자신의 OXC 재설정이 끝나고 확인 메시지를 받으면 대체 경로가 완벽하게 재설정된 것으로 판단하고 장애가 발생한 광 경로를 대체 경로로 우회시킴으로써 복구 과정을 완료한다. 한편 다중 장애가 발생하여 중간 노드에서 예비 용량을 대체 경로에 할당시킬 수 없으면 근원지 노드와 목적지 노드 두 곳으로 거절 메시지(NACK message)를 보낸다. 거절 메시지를

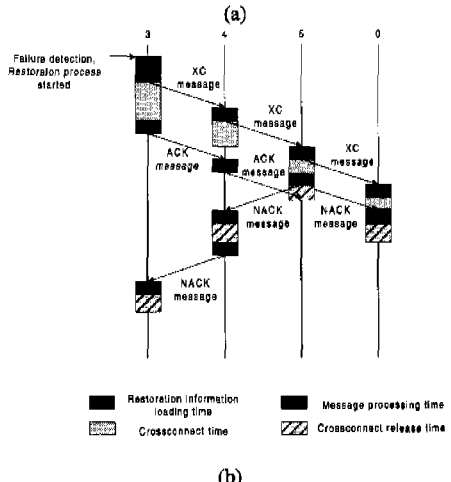
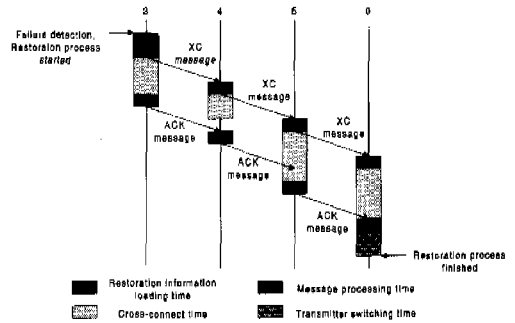


그림 3. 병렬 크로스커넥션 알고리즘에서의 메시지 흐름도. (a) 사전에 할당된 대체 경로가 이용 가능 할 때. (b) 사전에 할당된 대체 경로가 이용 가능 하지 않을 때.

받는 노드에서는 재설정하였거나 재설정 중인 크로스커넥트를 해제 또는 취소하고 근원지 노드나 목적지 노드로 거절 메시지를 전달한다. 근원지 노드와 목적지 노드에서는 하나의 거절 메시지를 받으면 계획된 대체 경로를 사용할 수 없는 것이므로 플러딩(flooding) 알고리즘에 의해 새로운 대체 경로를 탐색한다.

이 과정을 그림 1의 망에 대해 그림 3에 나타난 메시지 흐름도에 따라 설명하면 다음과 같다. 운용 경로는 0-1-2-3이고, 그것에 해당하는 대체 경로는 0-5-4-3이다. 목적지 노드 3에는 역순서로 된 대체 경로인 3-4-5-0이 저장되어 있다. 1-2번 노드 사이에 장애가 발생하면 3번 노드에서 이 장애를 검출한다. 3번 노드는 저장된 대체 경로에 있는 노드의 순서에 따라 4번 노드로 크로스커넥트 메시지를 보내고 자신의 OXC를 재설정한다. 4번 노드는 전달 받은 크로스커넥트 메시지를 5번 노드로 보내고 자신의 OXC를 재설정한다. 성공적으로 OXC가 재설

표 1. 복구 파라미터.

Item	Value
Message processing time in node, D	1ms
Propagation delay, P	0.5ms
Crossconnection reconfiguration time, C	2ms
Transmitter switching time, S	2ms
Failure detection time, F	10ms
Message transmission delay, T	35us
Number of hops on backup path, m	-
Number of hops from failure detecting node to destination node, n	$m/2$

정된 노드들은 다음 노드로 확인 메시지를 보낸다. 0번 노드가 자신의 OXC 재설정에 성공하고 5번 노드로부터 확인 메시지를 받으면 그림 3의 (a)처럼 복구가 완료된다. 한편 5번 노드가 여분의 용량 부족으로 OXC 재설정에 실패하면 그림 3의 (b)처럼 0번 노드와 4번 노드로 거절 메시지를 보낸다. 4번 노드가 이 메시지를 받으면 OXC 재설정을 취소하면서 3번 노드로 메시지를 전달한다. 0번과 3번 노드가 이 메시지를 전달받으면 새로운 대체 경로 탐색에 들어간다.

3. 복구 방식의 성능 분석

전 절에서 제안된 복구 방식을 간단히 평가하기 위하여 장애가 발생한 링크에 하나의 광 경로만 존재할 때 소요되는 복구 시간을 계산한다. 이 값은 복수 개의 메시지로 인한 큐잉 지연이 고려되지 않으므로 장애가 발생한 링크에 여러 개의 광 경로가 존재할 때 소요되는 복구 시간에 대한 최소 값이 될 것이다. 복구 파라미터로서는 [6]에서 주어진 값들을 참조하여 표 1과 같은 파라미터들을 설정하였다.

본 논문에서 제안된 병렬 크로스커넥션(Parallel Crossconnection algorithm; PC) 알고리즘의 복구 소요 시간은 다음과 같이 산출된다.

$$T = (n-1)P + F + D + C + m(P + T) + (m+1)D + S \tag{1}$$

[7]에서 언급된 전용 경로 보호 방식(Dedicated Path Protection scheme; DPP)과 공유 경로 보호 방식(Shared Path Protection scheme; SPP)은 근원지 노드와 목적지 노드간에 두 번의 메시지 전달을 통해 대체 경로가 설정되는 방식으로 그 복구 소요 시간은 각각 식 (2), (3)과 같다.

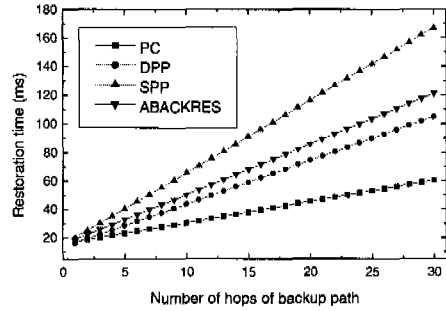


그림 4. 복구 속도의 비교 $C=2$ ms.

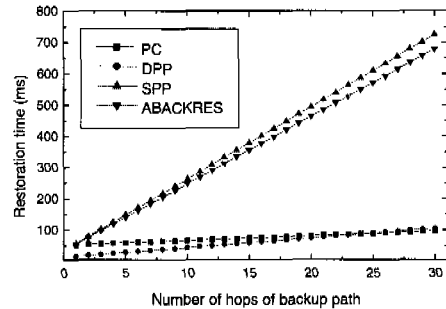


그림 5. 복구 속도의 비교 $C=20$ ms.

$$T = F + nP + (n+1)D + 2m(P + T) + 2(m+1) \tag{2}$$

$$T = F + nP + (n+1)D + (m+1)C + 2m(P + T) + 2(m+1)D \tag{3}$$

[8]에서 ATM 망을 위해 제안된 ABACKRES 방식은, 한번의 메시지 전달로 대체 경로가 설정되지만 순차적인 크로스커넥션에 의해 대체 경로를 설정하는 방식으로 복구 소요 시간은 식 (4)와 같다. 복구 메시지의 전달 원리가 그대로 광 통신망에 적용된다고 가정한다.

$$T = F + nP + (n+1)D + D + (m+1)C + m(P + T) + (m+1)D \tag{4}$$

그림 4는 $C=2$ 일 때 각 복구 방법의 복구 시간을 비교한 것으로 제안한 PC 알고리즘이 홉 수가 1인 경우를 제외하고는 기타 방법보다 가장 복구 시간이 작음을 볼 수 있다. 그림 5는 $C=20$ 으로 중가했을 때의 복구 시간을 비교한 것으로 노드 수가 적을 때는 크로스커넥션 시간이 없는 DPP 방식이 가장 복구 시간이 작다. 그러나 노드 수가 증가할수록 PC 알고리즘과 속도가 비슷하게 되므로 제안된 PC 알고리즘은 복구 속도가 빠르고 대체 경로의 홉

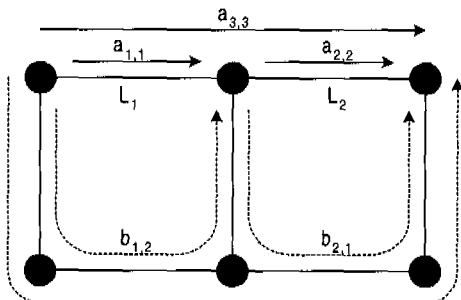
수가 증가하여도 기타 알고리즘에 비해 가장 영향을 덜 받음을 알 수 있다. 이러한 이유는 PC 알고리즘이 DPP와 SPP 방식과는 달리 ABACKRES 알고리즘처럼 단방향 메시지 전달 알고리즘이며 또한 SPP 방식과 ABACKRES 알고리즘과 달리 크로스 커넥션 시간이 노드 수와 무관하기 때문이다.

III. 필요 파장 수

WSXC-A 망과 WSXC-TF 망의 필요 파장 수에 대한 차이를 보기 위해 그림 6과 같은 망을 고려해 보자. 여기에서 $a_{i,j}$ 와 $b_{i,k}$ 를 각각 파장 j 와 k 를 사용하는 연결 i 의 운용 경로와 대체 경로라 하면, WSXC-A망에서 논리 연결 3에 대한 대체 경로는 링크 L_1 과 L_2 의 장애에 대해 각각 파장 1과 2를 사용할 수 있지만 WSXC-TF 망에서는 파장 3을 사용해야 한다. 따라서 WSXC-TF 망은 WSXC-A 망보다 더 큰 필요 파장 수를 필요로 함이 예상된다. 필요 파장 수를 구하는 문제를 단순화하기 위해 링크는 서로 반대 방향으로 트래픽을 전달하는 두 개의 광섬유로 구성되고 논리적 완전 그물망 형태의 연결 요구수가 주어진다고 가정한다.

1. ILP 정형화

광섬유 당 필요한 최대 파장 수를 찾는 것은 RWA(Routing and Wavelength Assignment) 문제이므로 다음과 같은 ILP(Integer Linear Programming)에 의해 최적 해를 찾을 수 있으나 NP-complete하기 때문에 대규모의 네트워크에 적용하기가 불가능하다. 그러나 문제의 해석 및 근사적 해법의 탐색을 위해서는 ILP로의 정형화가 필요하다. 다음의 설계식들에서는 정의되는 상수와 변수가 모두



WSXC-A network: L_1 failure - $b_{3,1}$, L_2 failure - $b_{3,2}$
 WSXC-TF network: $b_{3,3}$

그림 6. WSXC-A망과 WSXC-TF 망에서의 필요 파장 수 차이에 대한 예

음이 아닌 정수이므로 별도로 이것을 기술하지는 않는다.

1.1 WIXC 망 설계

- 상수와 변수

P : 네트워크 내의 총 연결 수

R_p : 연결 p 에 대한 후보 운용 경로와 대체 경로의 집합.

A : 네트워크 내의 총 아크의 수. 하나의 링크는 두 개의 방향성 아크로 이루어진다.

S : 고려되는 장애 상태의 개수. 단일 링크 장애를 고려할 경우 링크의 수와 같다.

$g_{i_p}^a$: 연결 p 의 후보 운용 경로 i_p 가 아크 a 를 지나면 1, 그렇지 않으면 0.

$g_{j_p}^a$: 연결 p 의 후보 대체 경로 j_p 가 아크 a 를 지나면 1, 그렇지 않으면 0.

C_{max} : 아크 내의 최대 채널 개수.

x_{i_p, j_p} : 연결 p 의 운용 경로와 대체 경로로서 후보 경로 i_p 와 j_p 가 사용되면 1, 그렇지 않으면 0.

- 목적함수

$$\min C_{max} \tag{5}$$

- 제약식

$$\sum_{(i_p, j_p) \in R_p} x_{i_p, j_p} = 1 \quad \forall p = 1, \dots, P \tag{6}$$

$$C_{max} - \sum_{p=1}^P \sum_{(i_p, j_p) \in R_p} (g_{i_p}^a + g_{j_p}^a) x_{i_p, j_p} \geq 0 \tag{7}$$

$$\forall a = 1, \dots, A, \quad \forall s = 1, \dots, S$$

식 (5)는 최대 채널의 개수를 최소화하는 목적함수이다. 식 (6)은 하나의 연결에 대해 한 쌍의 운용 경로와 대체 경로가 설정되어야 함을 의미한다. 식 (7)은 하나의 아크에 존재하는 채널의 개수는 그 아크를 지나가는 운용 경로 수와 장애가 발생할 때 그 아크를 지나가는 대체 경로 수의 합과 같고 최대 채널 개수는 이보다 커야함을 나타낸다.

1.2 WSXC-F 망 설계

앞서 언급한 WIXC 망 설계에 광 경로의 파장 연속성을 부여하기 위해 다음과 같이 상수와 변수 및 식을 변경한다.

- 추가 및 변경되는 상수와 변수

W : 망 내에서 사용 가능한 총 파장 수.

W_{max} : 최대 파장 번호

c_a^w : 아크 a 의 파장 w 가 사용되면 1, 그렇지 않으면 0.

x_{i_p, j_p}^w : 연결 p 가 운용 경로와 대체 경로로서 후보 경로 i_p 와 j_p 를 사용하고 파장 w 를 사용하면 1, 그렇지 않으면 0.

- 목적함수

$$\min W_{max} \tag{8}$$

- 제약식

$$\sum_{(i_p, j_p) \in R_p} \sum_{w=1}^W x_{i_p, j_p}^w = 1 \quad \forall p=1, \dots, P \tag{9}$$

$$c_a^w - \sum_{p=1}^P \sum_{(i_p, j_p) \in R_p} (g_{i_p}^a + g_{j_p}^a) x_{i_p, j_p}^w \geq 0$$

$$\forall a=1, \dots, A, \quad \forall s=1, \dots, S, \quad \forall w=1, \dots, W \tag{10}$$

$$W_{max} - w c_a^w \geq 0$$

$$\forall a=1, \dots, A, \quad \forall w=1, \dots, W \tag{11}$$

$$c_a^w \leq 1$$

$$\forall a=1, \dots, A, \quad \forall w=1, \dots, W \tag{12}$$

식 (8)은 최대 파장 번호를 최소화하고자하는 목적함수이다. 식 (9)는 하나의 연결이 한 쌍의 운용 경로와 대체 경로를 사용하면서 하나의 파장을 사용해야 함을 의미한다. 식 (10)은 한 아크 내의 파장의 사용여부를 결정하는 식이다. 식 (11)은 최대 사용 파장 번호를 구하는 것이고 식 (12)는 단일 광섬유 망을 가정했으므로 아크 당 하나의 파장만 사용되어야함을 의미한다.

1.3 WSXC-TF 망 설계

WSXC-TF 망은 운용 경로와 대체 경로의 파장이 다를 수 있다는 점에서 WSXC-F 네트워크와 다르므로 x_{i_p, j_p}^w 를 $x_{i_p, j_p}^{v, w}$ 로 변경하고 제약식 (9), (10)을 (13), (14)와 같이 변경한다.

$x_{i_p, j_p}^{v, w}$: 연결 p 가 운용 경로와 대체 경로로서 후보 경로 i_p 와 j_p 를 사용하고 운용 파장과 대체 파장으로 v 와 w 를 사용하면 1, 그렇지 않으면 0.

$$\sum_{(i_p, j_p) \in R_p} \sum_{v=1}^V \sum_{w=1}^W x_{i_p, j_p}^{v, w} = 1 \quad \forall p=1, \dots, P \tag{13}$$

$$c_a^w - \sum_{p=1}^P \sum_{(i_p, j_p) \in R_p} \sum_{v=1}^V (g_{i_p}^a x_{i_p, j_p}^{v, w} + g_{j_p}^a) x_{i_p, j_p}^{v, w} \geq 0$$

$$\forall a=1, \dots, A, \quad \forall s=1, \dots, S, \quad \forall w=1, \dots, W \tag{14}$$

1.4 WSXC-A 망 설계

WSXC-A 망은 대체 경로의 파장이 장애의 상태에 따라 다를 수 있다는 점에서 WSXC-TF 망과 다르므로 x_{i_p, j_p}^w 를 $x_{i_p, j_p}^{s, w}$ 로 변경하고 변수 y_{i_p, j_p}^v 를 추가하며 제약식 (13)을 (15), (16), (17)로 변경하고 제약식 (14)는 (18)로 변경한다.

$x_{i_p, j_p}^{s, w}$: 연결 p 가 운용 경로와 대체 경로로서 후보 경로 i_p 와 j_p 를 사용하되 운용 파장으로 v 를 사용하고 대체 파장으로 장애 상태 s 에서 w 를 사용하면 1, 그렇지 않으면 0.

y_{i_p, j_p}^v : 연결 p 가 운용 경로와 대체 경로로서 후보 경로 i_p 와 j_p 를 사용하면서 운용 파장으로 v 를 사용하면 1, 그렇지 않으면 0.

$$\sum_{(i_p, j_p) \in R_p} \sum_{v=1}^V \sum_{w=1}^W x_{i_p, j_p}^{v, s, w} = 1 \quad \forall p=1, \dots, P, \quad \forall s=1, \dots, S \tag{15}$$

$$S \cdot y_{i_p, j_p}^v - \sum_{s=1}^S \sum_{w=1}^W x_{i_p, j_p}^{v, s, w} \geq 0 \quad \forall p=1, \dots, P, \quad \forall i_p, j_p \in R, \quad \forall v=1, \dots, V \tag{16}$$

$$\sum_{(i_p, j_p) \in R_p} \sum_{v=1}^V y_{i_p, j_p}^v = 1 \quad \forall p=1, \dots, P \tag{17}$$

$$c_a^w - \sum_{p=1}^P \sum_{(i_p, j_p) \in R_p} \sum_{v=1}^V (g_{i_p}^a x_{i_p, j_p}^{v, s, w} + g_{j_p}^a) x_{i_p, j_p}^{v, s, w} \geq 0$$

$$\forall a=1, \dots, A, \quad \forall s=1, \dots, S, \quad \forall w=1, \dots, W \tag{18}$$

식 (15)는 어떤 장애 상태에서 각 연결에 대한 쌍의 운용 경로와 대체 경로가 사용되어야 함을 의미한다. 식 (16)과 식(17)은 하나의 연결이 한 쌍의 운용 경로와 대체 경로를 사용하면서 모든 장애 상태에 대해 하나의 운용 파장을 사용해야 함을 의미한다.

2. 휴리스틱 알고리즘

대규모 네트워크에서 합리적인 시간 안에 해를 구하기 위해서는 휴리스틱(heuristic) 알고리즘의 사용이 필요하다. 본 논문에서는 [9]에서 제시한 블로킹(blocking) 확률 분석에 의거하여 다음과 같은 휴리스틱 알고리즘을 개발하여 사용한다. [9]로부터

W 개의 파장이 사용되는 WSXC 망에서 H 홉을 갖는 하나의 광 경로의 블록킹 확률 P_b 와 파장 변환 이득 G 는 각각 다음처럼 유도된다.

$$P_b = (1 - (1 - \rho)^H)^W \quad (19)$$

$$G \approx H^{1-1/W} (P_n + P_l - P_l P_n) \quad (20)$$

여기에서 ρ 는 임의의 파장이 하나의 링크에서 사용될 확률이고, P_n 과 P_l 은 각각 새로운 광 경로가 간섭할 확률과 간섭하던 광 경로가 이탈할 확률이다. 식 (19)로부터 ρ 가 커질수록 홉 수가 긴 광 경로가 블록킹 될 확률이 커지므로 긴 광 경로부터 파장을 할당해야 하는 것을 알 수 있다. 또한 식 (20)으로부터 파장 변환 이득이 홉 수에 비례하므로 후보 경로들을 가능한 한 짧은 길이를 갖는 경로들로 제한을 해야 하며 간섭하는 광 경로가 많을수록 파장 할당을 먼저 해야 하는 것을 알 수 있다. 이상의 분석으로부터 다음의 휴리스틱 알고리즘을 유도하여 사용한다.

- ① 각 요구 연결에 대해 최단 홉 경로보다 최대 e 홉보다 작은 경로들로 후보 경로군을 설정한다.
- ② 각 노드간에 요구되는 연결들을 최단 운용 후보 경로의 홉 수에 따라 감소하는 순서로 배열하되 홉 수가 같은 연결들은 서로 간섭하는 광 경로의 수가 감소하는 순서로 배열한다.
- ③ 정렬된 리스트의 첫 번째 요구 연결부터, 모든 링크 장애에 대해 WIXC 망 설계 시에는 운용 경로와 대체 경로 상에서 최대 링크 용량이 가장 작아질 수 있는 운용과 대체의 후보 경로 조합을 선택하고, WSXC 망 설계 시에는 운용 경로와 대체 경로 상에서 가장 낮은 파장 번호를 사용할 수 있는 운용과 대체 후보 경로의 조합을 선택한다. 이 때 WSXC-A 망의 경우는 운용 경로와 대체 경로의 파장에 제약을 두지 않으며, WSXC-F 망의 경우는 운용 경로와 대체 경로의 파장이 같다는 제약을 둔다. WSXC-TF 망은 모든 링크 장애에 대해 대체 파장이 동일하다는 제약을 둔다.
- ④ 과정 ②를 다시 수행하되 최단 운용 후보 경로 대신 과정 ②에서 채택되었던 운용 경로를 사용한다. 그리고 과정 ③에 채택된 운용과 대체 경로의 조합을 제외한 다른 운용과 복구 후보 경로의 조합에 대해 과정 ③을 다시 수행하여, 새

롭게 채택된 후보 경로의 조합이 앞서 채택된 경로의 조합보다 더 적은 최대 링크 용량 또는 더 낮은 파장 번호를 사용할 수 있다면 새롭게 채택된 후보 경로의 조합으로 앞서 채택된 경로의 조합을 대체한다.

- ⑤ 모든 연결들에 대해 더 이상의 대체가 발생하지 않을 때까지 과정 ④를 반복한다.

3. 필요 파장 수에 대한 하한 값

망은 노드들과 링크들로 구성되어 있으므로 그래프 $G(V, E)$ 로 나타낼 수 있다. 여기서 V 는 노드들의 집합이고 E 는 링크들의 집합이다. G 를 임의의 두 개의 서브 그래프 G_1 과 G_2 로 분할하고 각 서브 그래프에 속하는 노드들의 집합을 V_1 과 V_2 이라고 하면, 두 서브 그래프들을 연결하는 링크들로 V_1 과 V_2 간의 트래픽이 반드시 지나간다. 이 때 두 서브 그래프를 연결하는 링크들의 집합을 컷셋(cutset)이라 한다. 컷셋을 이루는 링크의 수를 L , 노드 i 와 노드 j 간의 요구 연결 수를 T_{ij} 라 하자. 컷셋에 하나의 링크 장애가 발생하였다고 가정하면 $L-1$ 개의 링크로 V_1 과 V_2 간의 요구 연결 수가 지나가야 하므로 컷셋에서 필요한 광섬유 당 최대 파장 수 $W_{R,CUT}$ 과 망 내에서의 필요한 광섬유 당 최대 파장 수는 $W_{R,LB}$ 는 각각 식 (21), (22)와 같다.

$$W_{CUT} = \frac{\sum_{i \in V_1, j \in V_2} T_{ij}}{L-1} \quad (21)$$

$$W_{L,B} = \text{Max } W_{CUT} \quad (22)$$

이러한 컷셋에 의한 하한 값은 WIXC 망에서 필요한 파장 수에 대한 이론적인 하한 값을 제공하지만 파장 연속 조건을 따라야하는 WSXC 망에서의 필요한 파장 수에 대한 이론적인 하한 값을 제공하지는 못한다.

4. 필요 파장 수에 대한 결과 비교

WIXC, WSXC-A, WSXC-F 망에서의 필요 파장 수와 제안된 WSXC-TF 망에서의 필요 파장 수를 비교하기 위해 Euro-Core, NSFNet, ARPANet, EON, UKNet의 5개 망에 대해 RWA를 실행하였다. 식 (23)처럼 최대 필요 파장 수 W_{MAX} 대 그것에 대한 하한 값 W_{LB} 의 비로 정의되는 W_{RATIO} 를 비교 척도로 사용하였다.

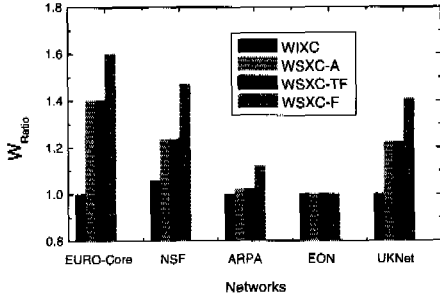


그림 7. DPR 방식을 사용할 때 필요 파장 수의 비.

$$W_{RATIO} = \frac{W_{MAX}}{W_{LB}} \quad (23)$$

그림 7은 DPR 방식을 적용할 때 필요 파장 수에 대한 결과이다. 예상처럼 WIXC 망이 가장 작은 W_{MAX} 를, WSXC-F 망이 가장 큰 W_{MAX} 를 필요로 한다. WSXC-A 망은 중간 정도의 W_{MAX} 를 필요로 하는 데 예상과는 달리 본 논문에서 제시한 WSXC-TF 망의 W_{MAX} 가 WSXC-A 망의 그것과 같음을 볼 수 있다. 이러한 이유는 DPR 방식을 사용하기 때문에 단지 한 개의 대체 경로만이 사용되고 있으며 장애의 위치에 따라 다른 대체 파장을 사용하는 것이 필요 파장 수를 줄이는 데 별다른 영향을 미치지 않기 때문이다. 그러나 대체 경로의 수가 늘어나면 WSXC-A 망의 필요 파장수가 더 적어지는 데 이것은 그림 8에서 볼 수 있다.

그림 8은 PR 방식을 적용할 때의 필요 파장 수에 대한 결과이다. 비록 WSXC-TF 망의 필요 파장수가 WSXC-A 망보다 약간 더 크지만 WSXC-F 망보다는 여전히 훨씬 적은 수의 파장을 사용함을 볼 수 있다.

IV. 결론

본 논문에서는 전광 통신망에서 장애가 발생한 위치에 독립적인 경로 복구 방식을 제안하였다. 제안된 방법은 어떤 장애에 대해서도 하나의 대체 파장만을 사용하기 때문에 장애의 검출만으로 바로 복구 과정을 시작할 수 있어 복구 과정이 단순해진다. 그리고 빠른 복구 속도를 달성하기 위해 병렬 크로스커넥션을 수행하는 메시지 전달 기법을 제안하고 대체 경로의 홉 수가 증가하여도 복구 속도가 크게 증가하지 않음을 보였다. 또한 제안된 방법의 필요 파장 수를 조사하기 위해 여러 개의 망에 적

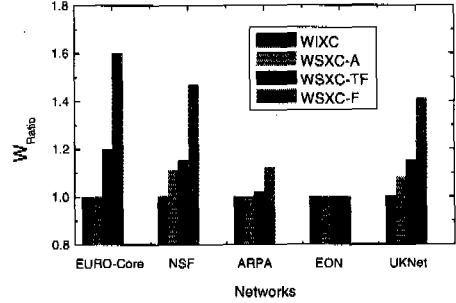


그림 8. PR 방식을 사용할 때 필요 파장 수의 비.

용하여 그 필요 파장 수가 가변 대체 파장을 사용하는 복구 방법에서의 필요 파장 수와 거의 유사함을 보였다. 이러한 결과는 고정 대체 파장을 사용하는 것으로 인해 전송 경비가 늘어나지 않음을 뜻한다. 그리고 고정 파장 송수신기만으로 노드를 구축하는 것이 가능하므로 복구 기능을 위해 소요되는 전체적인 망 구축 경비를 줄이는 효과를 갖는다.

참고 문헌

- [1] B. V. Caenegem, W. V. Parys, F. D. Turck, P. M. Demeester, "Dimensioning of survivable WDM networks," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 16, pp. 1146-1157, Sep. 1998.
- [2] N. Nagatsu, Y. Hamazumi, and K. Sato, "Optical path accommodation designs applicable to large scale networks," *IEICE Trans. Commun.*, vol. E78-B, pp. 597-607, April 1995.
- [3] S. Baroni, P. Bayvel, R. J. Gibbens, and S. K. Korotky, "Analysis and design of resilient multifiber wavelength-routed optical transport networks," *J. Lightwave Technol.*, vol. 17, pp. 743-758, May 1999.
- [4] M. W. Meada, "Management and Control of Transparent Optical Networks," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 16, pp. 1008-1023, Sep. 1998.
- [5] S. Okamoto, "Photonic Transport Network Architecture and OA&M Technologies to Create Large-Scale Robust Networks," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 16, pp. 995-1007, 1998.
- [6] R. D. Doverspike, G. Sahin, J. L. Strand, and

R. W. Tkach, "Fast Restoration in a Mesh Network of Optical Cross-connects," in *Proc. OFC*, pp. 170-172, 1999.

- [7] S. Ramamurthy and B. Mukherjee, "Survivable WDM Mesh Networks, Part II - Restoration," in *Proc. ICC*, pp. 2023-2030, 1999.
- [8] K. Struyve, K. V. Doorselasere, V. Decroos, and P. Demeester, "Design and Evaluation of an Accelerated ATM Backup Virtual Path Recovery Protocol," in *Proc. IEEE ATM Workshop*, pp. 36-42, 1997.
- [9] R. A. Barry and P. A. Humblet, "Models of Blocking Probability in All-Optical Networks with and without Wavelength Changers," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 14, pp. 858-867, June 1996.

김 용 범(Yongbum Kim)

정회원



1985년 2월 : 고려대학교
전자공학과 학사
1987년 2월 : 서울대학교
전자공학과 석사
2001년 8월 : 고려대학교
전자공학과 박사

1987년~현재 : 한국통신 선임 연구원
<주관심 분야> 초고속 광전송 시스템, 광통신망

박 진 우(Jinwoo Park)

정회원

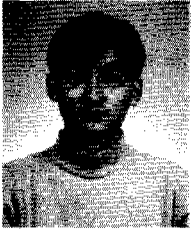


1979년 2월 : 고려대학교
전자공학과 학사
1983년 8월 : 콜롬비아대학교
전기공학과 석사
1987년 11월 : 버지니아 주립대
학교 전기공학과 박사

1989년 3월~현재 : 고려대학교 전자공학과 교수
<주관심 분야> 광전송시스템, 광교환시스템, 광통신망

이 명 문(Myungmoon Lee)

정회원

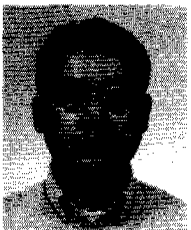


1991년 2월 : 고려대학교
전자공학과 학사
1993년 2월 : 고려대학교
전자공학과 석사
1997년 3월~현재 : 고려대학교
전자공학과 박사과정

<주관심 분야> 광전달망 설계, 광 인터넷

유 진 태(Jinetae Yu)

정회원



1996년 2월 : 고려대학교
전자공학과 학사
1998년 2월 : 고려대학교
전자공학과 석사
1998년 3월~현재 : 고려대학교
전자공학과 박사과정

<주관심 분야> 광전송 시스템, 광무선 통신망 설계