

# BSHR/2 네트워크에서의 다중 선로 장애 복구에 관한 연구

한 성 태<sup>†</sup> · 이 영 관<sup>††</sup> · 장 성 대<sup>††</sup> · 이 균 하<sup>†††</sup>

## 요 약

BSHR/2 네트워크에서는 단일 선로 장애에 대해서 ITU-T G.841 규칙에 따라 완전 복구가 가능하다. 그러나 이미 선로 장애가 발생한 상태에서 장애 복구 우선 순위가 같거나 높은 선로 장애가 다시 발생하면 ITU-T G.841 규칙에 따라 기존의 장애에 대한 복구를 해제한다. 그리고 장애 복구 우선 순위가 같거나 높은 새로운 선로 장애에 대한 복구를 수행하기 때문에 기존의 선로 장애로 인해 새로운 선로 장애에 대한 완전 복구가 불가능한 경우가 발생한다. 따라서 노드들간의 선로가 연결되어 있어도 다중 장애로 인해 서비스가 이루어지지 않는다. 본 논문에서는 이런 다중 장애가 발생한 경우 DCC(Data Communication Channel)를 통해 메시지 교환을 하여, 선로가 연결되어 있어도 기존 장애로 인해 복구가 불가능한 노드의 링 맵을 재구성하여 복구가 가능하도록 하는 방식을 제시한다. 제안된 방식을 시뮬레이션을 통해 성능을 분석하였다.

## A Study on Restoration of the Multi-Link Failures in BSHR/2 Networks

Seong-Taek Han<sup>†</sup> · Young-Kwan Lee<sup>††</sup> · Seong-Dae Jang<sup>††</sup> · Kyoon-Ha Lee<sup>†††</sup>

## ABSTRACT

When one link failure happens in BSHR/2 networks, it is possible to restore all traffics by following the ITU-T G.841 rules. However, when a node that is currently executing a ring switch receives a long-path ring bridge request for a higher priority, it shall drop its bridge and switch immediately, then enter full pass-through. Even though link connection between two nodes exists, it is impossible to restore the service. In this paper, when multi-link failures happen, the services through connected link can be restored by exchanging messages through DCC(Data Communication Channel). Partially reconstructing the ring map that is unable to restore services because of multi-link failures made it possible to restore these kinds of traffic patterns. This paper shows that the services through connected link can be restored by using proposed method.

### 1. 서 론

정보화 사회의 발전에 따라 사용자는 다양한 멀티

미디어 정보를 요구하고 있으며, 이를 처리하기 위해서는 대량의 정보를 전달할 수 있는 고속의 대용량 네트워크가 요구되고 있다. 이에 따라 광 기술의 발달로 광선로를 이용한 장비들이 개발되어 대용량의 신호를 고속으로 처리하는 네트워크가 구성되고 있다.

고속/광 대역 네트워크에서는 단 하나의 장애에도 대용량의 정보가 손실되기 때문에 사회적으로 막대한

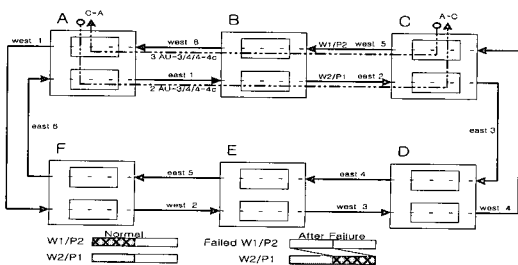
※ 본 연구는 인하대학교 1998년도 연구비 지원에 의하여 수행되었음.  
† 정 회 원 : 인하대학교 전자계산공학과  
†† 준 회 원 : 인하대학교 대학원 전자계산공학과  
††† 종신회원 : 인하대학교 전자계산공학과 교수  
논문접수 : 1998년 8월 20일, 심사완료 : 1998년 12월 7일

경제적 손실을 야기 시킨다. 따라서 고속/광 대역 네트워크를 구성할 때 생존성(survivability)에 대한 고려가 매우 중요한 요소로 인식되어 선로 및 노드의 고장을 대비한 보호 시스템(protection system)을 설치하여 운영하고 있다[1,4,5,6,7,8,9].

BSHR/2(two fiber bidirectional self-healing ring) 네트워크에서는 ITU-T G.841 규격에 따라 하나의 선로 장애에 대해 자동 복구가 가능하다[2,3]. 그러나 이미 선로 장애가 발생한 후에 다시 우선 순위가 같거나 높은 선로 장애가 발생하는 다중 선로 장애의 경우에는 완전 복구가 불가능하다. 따라서 노드간의 선로가 연결되어 있어도 기존의 장애로 인해 복구하지 못하는 문제점을 가지고 있다. 이런 다중 선로 장애가 발생한 경우 DCC를 이용한 메시지 교환을 통해 선로가 연결되어 있어도 기존 선로 장애로 인해 복구가 불가능한 노드의 링 맵을 재구성하여 복구가 가능하도록 하는 프로토콜을 설계하였다. 그리고 제안된 방식을 시뮬레이션을 통해 성능을 분석하였다.

### 2. BSHR/2 네트워크

BSHR/2 네트워크는 (그림 1)과 같이 각 노드 사이에 2개의 선로를 가지고 있으며, 각 선로는 작업 채널(W1, W2)과 보호 채널(P1, P2)로 이루어져 있다. 하나의 선로 내에서 작업 채널은 링 상에서 반대 방향의 보호 채널에 의해 보호되며, 작업 트래픽이 양방향으로 서비스가 가능한 링의 형태이다. 또한 BSHR/2 네트워크는 링 스위치가 진행중일 때에는 작업 채널을 전송하는 타임 슬롯이 반대 방향인 보호 채널의 타임 슬롯으로 스위치 된다. 그러나 단일 선로 장애가 일어난 상태에서 다시 장애 복구 우선 순위가 같거나 높은 선로 장애가 발생하게 되면 기존의 스위치와 브리지

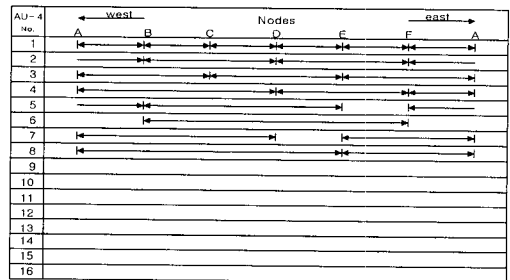


(그림 1) BSHR/2 네트워크  
(Fig. 1) BSHR/2 networks

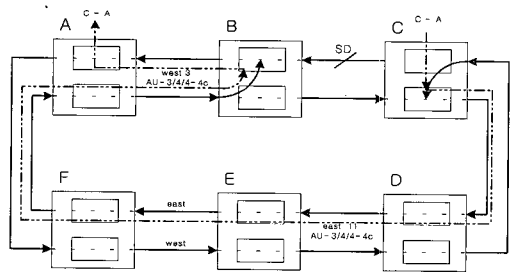
되고 있는 노드들은 스위치와 브리지를 해제하고 최근에 발생한 선로 장애를 갖고 있는 두 노드들이 스위치와 브리지를 시도하게 되어 두 개의 링으로 분리되어 사실상 링 내에서의 서비스가 불가능해진다[4,5].

### 3. 다중 선로 장애

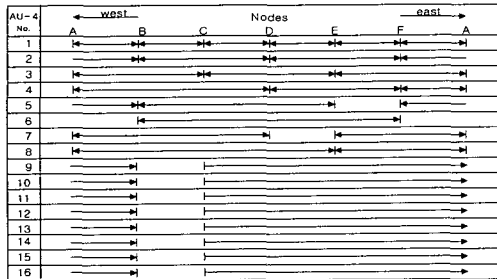
(그림 2)와 같이 1 AU-3/4/4-4c부터 8 AU-3/4/4-4c까지 작업 채널로 사용하고, 9 AU-3/4/4-4c부터 16 AU-3/4/4-4c까지를 보호 채널로 할당되어 있는 링 맵을 갖는 6개의 노드를 가진 BSHR/2 네트워크에서, 노드 C에서 노드 B로 연결되는 west 선로에 장애가 발생하면 ITU-T G.841 규격에 의해 (그림 3)과 같이 자동으로 노드 B와 C가 브리지와 스위치 되어, (그림 4)와 같이 west 2 AU-3/4/4-4c에 할당되었던 노드 C->B->A 트래픽은 노드 B와 C간에서는 east 10 AU-3/4/4-4c로 채널이 할당되며, 노드 B에서 west 선로로 다시 스위치 되어 노드 A에 전달된다. 따라서 ITU-T G.841 규격에 의해 패스는 C->D->E->F->A->B->A로 재구성된다.



(그림 2) 링 맵  
(Fig. 2) Ring map

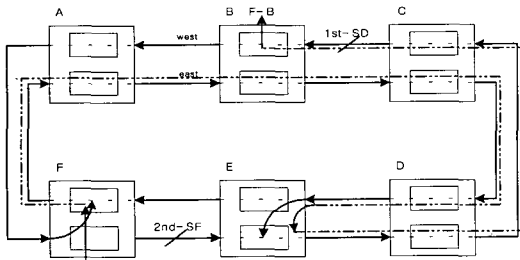


(그림 3) 노드 B와 C 사이의 west 선로 장애로 스위치된 BSHR/2 네트워크  
(Fig. 3) BSHR/2 networks switched by a link failure between node B and C



(그림 4) east 선로의 보호 채널을 사용하는 링 맵(I)  
(Fig. 4) ring map(I) using east protection channels

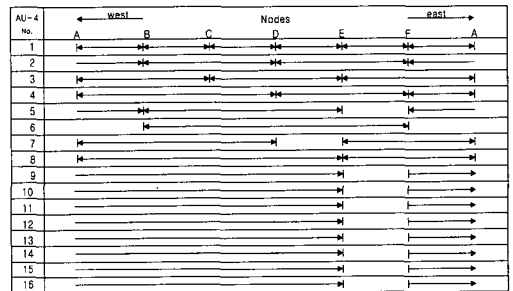
그러나 노드 B와 C에 이웃하지 않은 노드들간에 선로 장애 복구 우선 순위가 높거나 같은 선로 장애가 다시 발생하는 다중 선로 장애의 경우에는, ITU-T G.841 APS 프로토콜에 의해 기존의 스위치와 브리지를 해제하고 새롭게 발생한 장애에 대한 스위치와 브리지를 하게 된다. 따라서 이웃하지 않은 노드 E와 F 사이의 west 선로에 장애가 발생되면 (그림 5)와 같이 노드 B와 C의 스위치와 브리지는 해제되고 노드 E와 F가 브리지와 스위치 된다. 또한 (그림 6)과 같이 east 선로의 보호 채널로 패스를 재구성하고 노드 F가 west 패스로 노드 B와 C를 통한 패스의 잘못된 연결을 막기 위하여 k2 바이트에 AU-AIS(administrative unit alarm indication signal) 신호 보낸다.



(그림 5) 다중 선로 장애로 기존의 스위치를 해제하고 노드 E와 F 사이의 west 선로 장애를 복구하는 BSHR/2 네트워크  
(Fig. 5) BSHR/2 networks which dropped the existing switching because of multi-link failures and restored west link failure between E and F node

그러나 west 6 AU-3/4/4-4c 채널의 노드 F에서 노드 B로 연결되는 F->E->D->C->B 패스는 east 보호 선로 14 AU-3/4/4-4c 채널로 할당되어 east 보호 선로를 이용하여 F->A->B->C->D->E까지 전달되며

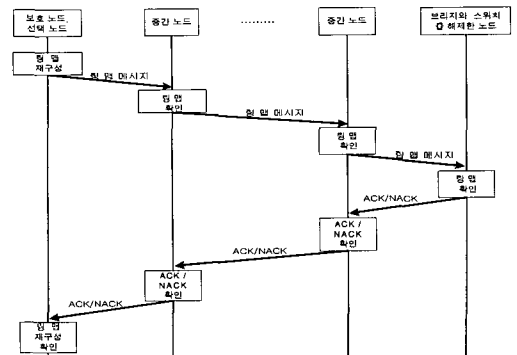
노드 E에서 원래의 west 선로로 복귀되어 west 6 AU-3/4/4-4c 채널 E->D->C->B 패스로 노드 B에 전달된다. 하지만 이미 노드 C와 B 사이의 west 선로에 장애가 발생되어 있으므로 트래픽 전송은 불가능하게 되며 보호 채널을 이용한 패스의 재구성은 불필요한 작업이 된다. 그러나 보호 채널은 노드 F에서 노드 B로 연결되어 있으므로 보호 채널 14 AU-3/4/4-4c를 작업 채널로 지정하여 사용하면 트래픽을 전송할 수 있다. 따라서 다중 선로 장애 발생 시 보호 채널을 작업 채널로 사용할 수 있게 링 맵을 수정할 수 있게 DCC를 이용하여 메시지 교환을 통해 링 맵을 수정하여 트래픽을 전송할 수 있게 한다.



(그림 6) east 선로의 보호 채널을 사용하는 링 맵(II)  
(Fig. 6) ring map(II) using east protection channels

#### 4. 메시지 교환을 통한 링 맵 재구성

메시지 교환을 통한 링 맵 재구성은 아래와 같은 절차를 통해 다중 선로 장애를 복구한다. (그림 7)에서 복구 절차의 흐름을 나타내었다.



(그림 7) 메시지 전달 프로토콜  
(Fig. 7) Message transfer protocol

4.1 다중 선로 장애 검출

(그림 3)에서 노드 B와 노드 C는 브리지와 스위치 상태이고 나머지 노드들은 패스 스루 상태이다. 패스 스루 상태인 노드 F와 노드 E간의 west 선로에 SF 선로 장애가 발생하면 노드 E는 k1, k2 바이트를 이용하여 short 패스로는 SF-S/F E/S/RDI 신호를, long 패스로는 SF-L/FE/L/IDLE 신호를 보낸다. 이 신호를 받은 노드 F는 short 패스로는 SF-S/E F/S/Br&Sw 신호를, long 패스로는 SF-L/E F/L/Br&Sw 신호를 보낸다.

브리지와 스위치 상태인 노드 B와 C는 이웃하지 않은 노드를 목적지로 갖는 우선 순위가 같거나 높은 장애 발생 신호를 k1, k2 바이트로 감지하여 스위치와 브리지를 해제한다. long 패스로 SF-L/E F/L/Br&Sw 신호를 받은 노드 E는 브리지를 수행하며 노드 F는 스위치를 실행한다. 따라서 다중 선로 장애를 감지한 노드 E는 보호 노드가 되고 스위치를 수행하는 노드 F는 선택 노드가 된다.

4.2 링 맵 재구성 단계

보호 노드와 선택 노드는 기존의 장애가 발생한 선로를 통과하는 패스를 각 AU-3/4/4-4c별로 검색하여 보호 선로를 이용하여 사용가능한지를 판단한다. 사용이 가능하면 보호 선로로 패스를 재구성한다.

(그림 5)와 (그림 6)에서 노드 F와 노드 B간의 west 선로 6 AU-3/4/4-4c 트래픽이 노드 F와 노드 E간의 west 선로 장애로 인해 전달되는 패스가 F->A->B->C->D->E까지는 east 14 AU-3/4/4-4c로 사용되고 E->D->C->B까지는 west 6 AU-3/4/4-4c를 사용한다. 보호 노드 E는 기존의 장애가 발생된 선로를 통과하는 이 패스를 보호 선로인 east 14 AU-3/4/4-4c를 이용하여 F->A->B로 패스를 구성하여 링 맵을 재구성한다.

4.3 전달 단계

보호 노드와 선택 노드는 기존의 스위치와 브리지를 해제한 노드로 short 패스를 이용하여 재구성된 패스를 각각의 노드로 전달한다.

(그림 5)에서 보호 노드 E는 노드 D를 거쳐 스위치를 해제한 노드 C로 재구성된 링 맵 메시지를 전달한다. 재구성된 링 맵 메시지를 받은 노드들은 메시지를 확인하고 ACK 또는 NACK를 보호 노드 E로 전달한다. 선택 노드 F도 노드 A를 거쳐 브리지를 해제한 노

드 B로 재구성된 링 맵 메시지를 전달하며, 재구성된 링 맵 메시지를 받은 노드 A와 B는 메시지를 확인하고 ACK 또는 NACK를 선택 노드 F로 전달한다.

4.4 ACK/NACK 확인 단계

중간 노드들은 이웃하는 다른 중간 노드나 브리지만 스위치를 해제한 노드로부터 받은 응답 메시지와 자신의 응답을 비교 판단하여 ACK/NACK를 결정한다.

(그림 5)에서 노드 A는 노드 B로부터 받은 응답 메시지를 자신의 응답 비교 판단하여 보호 노드로 응답 메시지를 구성하여 전달하는데, ACK인 경우에는 재구성된 패스를 사용할 수 있음을 나타내며 NACK인 경우에는 재구성된 패스를 사용할 수 없음을 나타낸다.

기존의 ITU-T G.841 규격에 따른 장애 복구 방식은 하나의 선로 장애가 발생된 상황에서 장애 복구 우선 순위가 높거나 같은 다른 선로 장애가 다시 발생하였을 경우, 기존의 장애 복구 패스를 해제하고 나중에 발생한 장애를 복구하기 위한 복구 패스를 재구성하며 잠재적으로 잘못된 연결을 막기 위해 복구가 해제된 선로를 통과하는 트래픽에 대하여 AU-AIS 신호를 보낸다. 그러므로 하나의 장애에 대해서만 처리하게 되어 노드들간의 선로가 연결되어 있어도 다중 선로 장애로 인해 서비스가 불가능한 경우가 생긴다.

제한한 메시지 교환을 통한 링 맵 재구성 방식에서 이용하는 메시지 타입을 (그림 8)에서 나타내었다. (그림 8)의 a)는 링 맵 재구성 메시지 타입으로 보호와 목적지 번호와 장애가 일어난 선로 번호 그리고 재구성된 링 맵 정보로 구성되며, 중간 노드들은 재구성된 링 맵이 상태를 파악하여 보호 노드와 선택 노드에게 이에 대한 응답 메시지를 (그림 8)의 b)와 같이 보낸다. 응답 메시지에는 ACK/NACK 표시가 가능하고 중간 노드가 응답 메시지로 NACK를 보호 노드나 선택 노드에 보내면 보호 노드나 선택 노드는 재구성된 링 맵의 상태를 다시 파악하여 링 맵을 재구성하여 재 전송한다.

FID	DID	D-W/E	D-CN	D-SN	D-EN	N-W/E	N-CN	N-SN	N-EN
-----	-----	-------	------	------	------	-------	------	------	------

a) 교차 연결 링 맵 재구성 메시지

SID	DID	ACK/NACK
-----	-----	----------

b) 응답 메시지

(그림 8) 메시지 타입  
(Fig. 8) Message type

<링 맵 재구성 메시지>

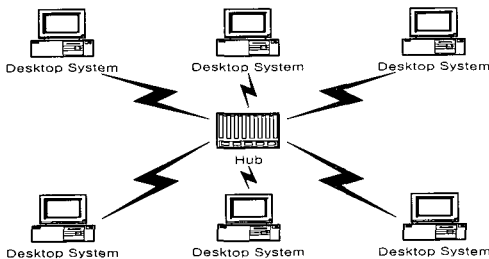
- 1) FID(finder ID) : 링 맵을 보낸 노드 번호
- 2) DID(destination ID) : 링 맵을 받는 노드 번호
- 3) D-W/E : 장애가 일어난 선로의 방향
- 4) D-CN : 사용할 수 없는 채널 번호
- 5) D-SN : 사용할 수 없는 패스에 시작 노드 번호
- 6) D-EN : 재구성할 패스가 끝나는 노드 번호
- 7) N-W/E : 재구성된 패스의 선로 방향
- 8) N-CN : 재구성된 패스의 채널 번호
- 9) N-SN : 재구성된 패스의 시작 노드 번호
- 10) N-EN : 재구성된 패스의 목적지 노드 번호

<응답 메시지>

- 1) SID(source ID) : 메시지를 보낸 노드 번호
- 2) DID(destination ID) : 메시지의 받는 노드 번호
- 3) ACK/NACK : ACK는 재구성된 링 맵이 타당하다는 의미를 갖고며 NACK로 표시되면 재구성된 링 맵에 문제가 있으니 다시 재구성하라는 의미를 갖는다.

5. 성능 분석

본 논문에서는 제안한 메시지 교환을 통한 링 맵 재구성 방식의 성능을 검증하기 위해 (그림 9)와 같이 6개의 펜티엄 120MHz PC를 허브에 물려 BSHR/2 네트워크를 구성하였으며, (그림 2)와 같은 링 맵에서 다중 선로 장애에 대한 시뮬레이션을 C++ 프로그램으로 작성하여 수행하였다.



(그림 9) 시뮬레이션 모델  
(Fig. 9) Simulation model

5.1 시뮬레이션 조건

시뮬레이션 수행 시 적용되는 입력 파라미터는 다음과 같이 설정하였다.

- 허브 스위치 시간 지연 : 허브 내부에서 링 맵에 따라 스위치 하는 시간 =  $\alpha$
- 전달 지연 : 같은 길이의 선로를 갖는 노드간의 복구 메시지 전달을 위한 물리적인 전용 채널의 성능을 나타내며 DCC를 192kbps 채널로 가정.
- Timer-out : ACK/NACK 응답 메시지를 기다리는 시간으로 50ms로 가정.
- 프로세싱 지연 : 노드의 복구 프로세싱 지연 시간 =  $\beta$
- 다중 선로 장애 : 선로 장애가 발생한 노드에 이웃하지 않은 노드에서 다시 선로 장애가 발생하는 경우

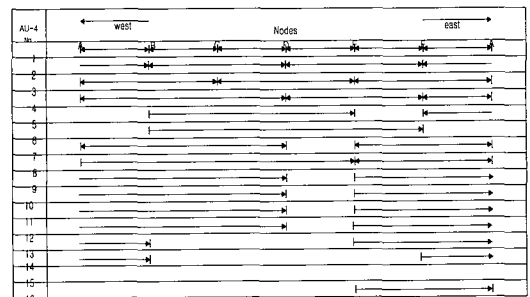
시뮬레이션은 (그림 2)와 같은 링 맵을 갖는 같은 방향의 다중 선로 장애의 경우와 다른 방향의 다중 선로 장애의 경우로 나누어 수행하였다.

M1인 경우 west 방향으로 노드 C->B로 SD 선로 장애가 발생한 후 west 방향으로 노드 E->D SF 선로 장애가 다시 발생한 경우이고, M2의 경우 west 방향으로 노드 C->B로 SD 선로 장애가 발생한 후 east 방향으로 노드 D->E SF 선로 장애 발생한 경우이다.

5.2 시뮬레이션의 결과

5.2.1 링 맵 재구성

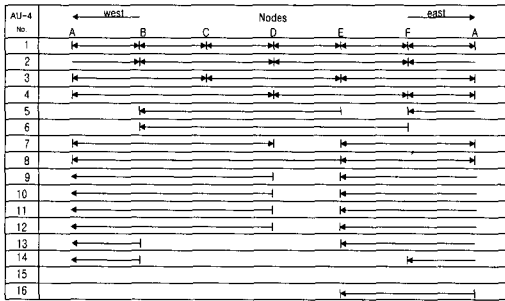
M1의 경우 보호 노드와 선택 노드는 (그림 10)과 같이 west 5, 6, 8 AU-3/4/4-4c 채널을 east 13, 14, 16 AU-3/4/4-4c로 재구성하였으며, 소요된 시간은 약 230ms 이다.



(그림 10) 재구성된 링 맵(I)  
(Fig. 10) Reconstructed ring map(I)

M2의 경우 보호 노드와 선택 노드는 (그림 11)과 같이 east 5, 6, 8 AU-3/4/4-4c 채널을 west 13, 14, 16 AU-3/4/4-4c로 재구성하였으며, 소요된 시간은 약 300ms 이다. M1 경우와 M2 경우의 링 맵 재구성 시

간의 차이는 M2의 경우 east 1, 2, 3, 4 AU-3/4/4-4c 채널을 재구성하였나 west C->B 선로 장애로 인해 사용할 수 없음을 판단하고 east 5, 6, 8 AU-3/4/4-4c 채널을 west 13, 14, 16 AU-3/4/4-4c 채널로 패스를 재구성하는데 시간이 더 소요된 것 같다.



(그림 11) 재구성된 링 맵(II)  
(Fig. 11) Reconstructed ring map(II)

5.2.2 메시지 전달

보호 노드와 선택 노드는 <표 1>과 같이 새로운 패스에 대해 링 맵 재구성 메시지를 구성하여 전달한다.

<표 1> 링 맵 재구성 메시지  
<Table 1> Reconstructed message of ring map

M1	
보호 노드 D	선택 노드 E
D/C/W/5/E/B/E/13/E/B	E/B/W/5/E/B/E/13/E/B
D/C/W/6/F/B/E/14/F/B	E/B/W/6/F/B/E/14/F/B
D/C/W/8/E/A/E/16/E/A	E/B/W/8/E/A/E/16/E/A
M2	
보호 노드 E	선택 노드 D
E/B/E/5/B/E/W/13/B/E	D/C/E/5/B/E/W/13/B/E
E/B/E/6/B/F/W/14/B/F	D/C/E/6/B/F/W/14/B/F
E/B/E/8/A/E/W/16/A/E	D/C/E/8/A/E/W/16/A/E

시뮬레이션 결과 M1 경우 다중 선로 장애로 인해 서비스가 불가능한 west 5, 6, 8 AU-3/4/4-4c 채널 모두를 복구할 수 있었으며, M2 경우에는 east 1, 2, 3, 4 AU-3/4/4-4c 채널은 복구가 불가능하였고 east 5, 6, 8 AU-3/4/4-4c 채널은 복구를 할 수 있었다. 그러나 복구 시간은 두 가지 경우 모두 링 맵을 재구성하기 위한 프로세싱 지연이 ITU-T G.841 규칙에 의거한 50ms 내를 만족하지 못하였다.

6. 결 론

본 논문에서 메시지 교환을 통한 링 맵 재구성 방식으로 BSHR/2 네트워크에서 단일 선로 장애가 일어난 후에 장애 복구 우선 순위가 같거나 높은 선로 장애가 다시 발생한 다중 선로 장애의 경우, 기존의 장애로 인해 노드들간에 선로가 연결되어 있어도 복구되지 않는 경우에 DCC를 통한 메시지 교환으로 링 맵을 재구성하여 보호 채널을 작업 채널의 일부로 할당함으로써 다중 선로 장애를 복구할 수 있었다. 시뮬레이션을 통해 ITU-T G.841 규칙에 의해 복구되지 않는 서비스들을 다중 선로 장애의 상태에 따라 완전 복구와 부분적인 복구를 할 수 있었다. 제안된 방식은 BSHR/2 네트워크에서 발생된 다중 선로 장애에 대해서 부가 서비스로 구성될 수 있어 원활한 다중 선로 장애 복구와 네트워크의 생존성을 향상시킴으로써 네트워크의 효율적인 운용에 기여할 것으로 기대된다.

참 고 문 헌

[1] Tsong-Ho Wu, "Fiber Network Service Survivability," Artech House, 1992.  
 [2] Telecommunication Standardize sector of ITU, "Types and Characteristics of SDH Network Protection Architectures," ITU-T Recommendation G.841, July, 1995.  
 [3] TR-NWT-000253, "SONET Common Generic Criteria," Bellcore, 1991.  
 [4] Robert Doverspike, "A Multi-Layerd Model for Survivability in Intra-LATA Transport Networks," IEEE Globecom'91, pp.57.4.1-57.4.7, 1991.  
 [5] D.Johnson, G.N Brown, S.L.Beggs, C.P.Botham, I.Hawker, R.S.K.Ching, M.C.Sinclair, M.J. O' Mahony, "Distributed Restoration Strategies in Telecommunications Networks," Proc. IEEE ICC '94, pp.483-488, 1994.  
 [6] R.S.K. Chng, C.P.Botham, D.Johnson, G.N. Brown, M.C.Sinclair, M.J.O'Mahony, I.Hawker, "A Multi-layer Restoration Strategy for Reconfigurable Networks," Proc. of IEEE GLOBECOM '94, pp.1872-1878, 1994.  
 [7] James J. Shi and John P. Fonseka, "Intercon-

nection of Self-healing Rings," Proc. of IEEE ICC, pp.936-940, 1996.

[8] Tsong-Ho Wu, "Emerging Technologies for Fibre Network Survivability," IEEE Communications Magazine Feb., pp.58-74, 1995.

[9] H.Kobinski, M.Azuma, "Distributed Control Algorithms for Dynamic Restoration in DCS Network : Performance Evaluation," IEEE Globecom '93, pp.1584-1588, 1993.



### 장성대

e-mail : sdjang@aiblue.cse.inha.ac.kr

1997년 상지대학교 전산학과(학사)

1999년 인하대학교 대학원 전자계산공학과(석사)

1999년~현재 인하대학교 대학원 전자계산공학과 박사과정

관심분야 : 네트워크 응용 시스템, LAN, 무선통신, 망 관리, 분산 시스템



### 한성택

e-mail : sthan@aiblue.cse.inha.ac.kr

1988년 인하대학교 전자계산학과(학사)

1991년 인하대학교 대학원 전자계산공학과(석사)

1991년~1995.2 (주)LG정보통신 연구소

1995년~현재 안산1대학 전자계산과 조교수

1995년~현재 인하대학교 전자계산공학과 박사과정

관심분야 : 전송망 시스템, 영상 및 음성 처리



### 이군하

e-mail : khlee@dragon.inha.ac.kr

1970년 인하대학교 전기공학과(학사)

1976년 인하대학교 전자공학과(석사)

1981년 인하대학교 전자공학과(박사)

1977년~1981년 광운대학교 전자계산학과 조교수

1986년~1987년 Purdue Univ., School of Electrical Engineering. 객원교수

1981년~현재 인하대학교 전자계산공학과 교수

관심분야 : 한국어 정보처리, 지능통신망, 패턴인식



### 이영관

e-mail : g9711306@inhavision.inha.ac.kr

1997년 인하대학교 전자계산공학과(학사)

1999년 인하대학교 대학원 전자계산공학과(석사)

관심분야 : 네트워크 응용 시스템, 통신망 운용관리