DBpia

논문 99-24-3B-5 한국통신학회논문지 '99-3 Vol.24 No.3B

ATM 기반 전기통신망의 관리를 위한 장애회복 알고리즘

정회원 심 영 진*, 박 성 곤**, 현 병 기***, 안 상 규***, 조 용 환***

The Failure Restoration Algorithms for ATM-based Telecommunication Network Management

Young-Jin Sim*, Sung-Kon Park**, Byoung-Ki Hyun***, Sang-Kyu Ahn***, Young-Hwan Cho*** *Regular Members*

요 약

전기 통신망의 고속화, 광대역화 및 지능화가 진전됨에 따라 통신망의 안정도(Reliability) 및 생존도(Survivability)에 기반한 고품질 서비스의 확보와 제공이 통신 사업 경쟁력의 중요한 수단으로 대두되고 있다. 본 연구에서는 ATM(Asynchronous Transfer Mode) 기술을 근간으로 한 초고속 정보 통신망에서 장애가 발생하였을 경우 서비스의 지속적인 제공을 위한 장애 회복 방안을 제시하였다. 이를 위해 그간의 연구 결과들을 바탕으로 장애 회복 메시지 플러딩 알고리즘에 기반한 단방향 및 양방향 탐색을 사용하는 DVRA(Dynamic Virtual Path Restoration Algorithm)와 DSDVRA(Double Search Dynamic Virtual Path Restoration Algorithm)를 제안하고 기존의 연구 결과들과 비교 분석하였다.

ABSTRACT

With the rapid introduction of high speed, broadband, and intelligent telecommunication networks, the developing and provisioning of high quality services based on the network reliability and survivability is emerging as a core competitive power in telecommunication business. This study provides a methodology well-suited for acquiring a desirable service quality in case of network failure in a very high speed network based on ATM technologies. We propose DVRA (Dynamic Virtual Path Restoration Algorithm) and DSDVRA (Double Search Dynamic Virtual Path Restoration Algorithm) using unidirectional and bidirectional search which center on a failure restoration message flooding algorithm, and compare our results with the existing research works through a further analysis.

I. 서 론

ATM(Asynchronous Transfer Mode)기반 초고속 통신망은 ATM교환기, ATM Crossconnect, SDH (Synchronous Digital Hierarchy) 전송 시스템 등의 통신 설비들로 구성된 물리적 통신망과, 통신망 자원 및 서비스의 관리를 위한 자원 관리 시스템 및 서비스 관리 시스템으로 구성되어 있다. 이중 통신망 자원 관리 시스템은 기능적으로 구성 관리, 연결 관리, 장애 관리, 성능 관리 등으로 구분된다. 장애 관리 기능은 통신망 구성 요소들의 운용 상황을 감시하고, 서비스 제공을 위한 통신 경로상에 장애가 발생하면 장애 회복 알고리즘을 활용하여 이를 대신하게 될 새로운 경로를 설정하여 준다[1-4].

통신망 장애 회복 알고리즘은 발생 가능한 장애의 경우를 가정하여 사전에 대체 경로를 설정해 놓

* 한국통신 통신망연구소 ** 원주전문대학 전산정보처리과
*** 충북대 컴퓨터공학과(yhcho@cbucc.chungbuk.ac.kr)
논문번호 : 98389-0901, 접수일자 : 1998년 9월 1일

www.dbpia.co.kr

는 사전 지정 장애 회복 알고리즘과, 장애가 발생한 후에 통신망의 구성과 현황 자료를 근거로 대체 경로를 동적인 방법으로 탐색하여 절체하는 동적 장애 회복 알고리즘으로 대별된다.

장애 회복 연구의 주요 목표는 회복을 위해 소요되는 통신망 자원을 최소화함으로써 경제성을 유지하고, 장애가 발생하더라도 서비스의 지속적인 제공이 가능하도록 회복 시간을 최소화시키며, 통신망의 재난 발생 등으로 인한 복잡한 장애에도 대응 가능한 효율적 회복 방안의 제공이다.

이를 위한 다양한 연구들이 기존의 전기 통신망에의 적용을 목적으로 연구가 진행되어 왔으며, SONET(Synchronous Optical Network)을 기반으로 한 STM(Synchronous Transfer Mode)망과 ATM을 근간으로 하는 B-ISDN(Broadband-Integrated Services Digital Network)의 등장에 따라 최근에 더욱 활발한 연구가 진행되고 있다.

Ⅱ. 장애 회복 알고리즘

2.1 회복 알고리즘의 유형[5]

2.1.1 물리적 회복과 논리적 회복

통신망의 장애에 대한 대책으로는 자동 보호 절체 시스템(APS: Automatic Protection Switching System)과 같이 별도의 예비 설비를 회복용 설비로 활용하는 물리적 회복법과, 예비 용량을 여러 망 구성요소가 공동으로 이용하는 논리적 회복법이 있다. 논리적 회복은 대규모 통신망에서 최소한의 예비 용량을 활용하여 생존성을 확보하기 위한 방법으로 물리적 방법에 비해 회복 속도가 느리다.

2.1.2 중앙 제어방법과 분산 제어 방법

중앙 제어 방법은 대체 경로 계산과 회복 절차가 중앙에 위치한 제어기에 의해 제어된다. 노드, 접속 관계, 예비 설비 등의 정보가 집중 제어기에 저장된다. 이 알고리즘을 사용하면 각각의 노드 사이에 통신이 필요 없으므로 노드 부하가 적고, 예비 용량의 이용을 최적화 하지만 회복 속도가 느리다.

분산 제어 알고리즘은 장애가 발생한 링크에 연결된 노드에 의해 경로 재설정이 이루어진다. 이 알고리즘을 이용하면 회복 속도가 빠르고, 관리비가 적게 드는 장점이 있는 반면에 각각의 노드가 대체 경로를 계산하고 저장할 수 있는 충분한 능력을 가져야 하며, 관리가 복잡하고, 표준화 비용이 많이 들고 또한 예비 용량을 비효율적으로 이용한다는 단점이 있다.

2.1.3 라인(링크) 회복과 경로 (End-to-end) 회복

라인 회복은 장애가 발생한 물리적 링크에 연결된 두 노드사이에 새로운 경로를 만들어주는 방법으로 적용이 용이하며, 회복 속도가 빠르고, 필요 기억 용량이 작은 반면, 많은 회복 용량을 필요로 한다. 또한 대체 경로의 설정이 장애가 발생한 링크의 주변에 집중되므로 트래픽 흐름의 과집중화로 인하여 또 다른 장애를 야기할 가능성이 높아진다[6].

경로 회복은 링크의 절단에 의해 영향을 받는 VP(Virtual Path)의 발생지-목적지간에 대체 경로를 찾아주는 방법으로서 회복율이 우수하고, 신뢰성이 높으며, 처리 작업이 적은 반면 회복 시간이 상대적으로 길다.

2.1.4 동적인 회복과 사전 지정 회복

동적인 회복의 경우 각각의 통신망 제어기는 필요한 국부적 정보만을 저장하며, 회복은 장애가 발생한 시점의 망 상태(구성, 예비 용량 등)에 따라 동적으로 이루어진다. 이 알고리즘은 일반적으로 플러딩에 기반하여 대체 경로를 탐색하는데, 플러딩을 사용함으로 인하여 발생하는 메시지수의 억제, 회복 소요 시간의 단축, 회복율 향상, 통신망 소요 자원 및 비용의 최소화 등 회복 성능의 개선을 위한 여러 연구가 필요하다.

사전 지정 알고리즘에 의한 회복은 각각의 통신망 제어기가 장애 시나리오에 대비하여 사전 지정된 VP 경로 재설정 정보를 저장한다. 이 알고리즘은 많은 기억 장치를 필요로 하고 통신망의 빠른 변화에 적응하기 힘든 반면, 회복 속도가 빠르고 시스템 구성이 용이하다. 그러나 사전 지정된 경로에 장애가 발생한다든지, 다중 장애가 발생하는 경우 등 모든 가능한 장애 시나리오에 대해 사전 대비하는 것이 현실적으로 어렵기 때문에 동적인 알고리즘보다 회복 신뢰도가 낮다.

2.2 연구 동향

2.2.1 VP 개념을 사용하지 않은 모형

- D. Medhi[6] : 망 생존도에 광역 회선 교환망과 전송 설비망을 동시에 고려하는 통합적인 접근 알고리즘을 제시하고 수리적 모형과 발견적(heuristic) 알고리즘을 제안하였다.
- R. Dighe[7] : 라인 회복을 바탕으로 단일 링크의 장애시 플러딩을 이용하여 대체 경로를 동적으

www.dbpia.co.kr

로 탐색하는 방법을 제시하였다. 트래픽양과는 무관하게 운용/예비 용량을 결정해 주며, 홉수에 제한을 두었다.

- H. Sakauchi[8] : 회복 경로를 결정해 놓지 않고 경로/라인 회복 여부에 무관하게 단일 링크 장애에 대해 100% 회복이 가능하도록 예비 용량을 할당하였다.
- M. Herzberg[9] : 라인 회복을 기본으로 하여 모든 장애 시나리오에 미리 대처할 수 있도록 선형 계획을 이용하여 모형화하고, 홉 수에 제한을 두었으나, 각각의 장애에 대해 시나리오를 만들어야 하는 단점이 있다.

2.2.2 VP 개념을 사용한 모형

- R. Kawamura[10,11] : VP에 기초한 경로 회복을 제안하였다. 이 알고리즘은 링크/노드 장애에 모두 적용 가능하고, 다중 장애에 대비하여 우선순위가 높은 VP에 예비 VP를 우선 배정하며, 회복 신뢰도를 높이기 위하여 "0" 밴드폭을 갖는 여러 개의 VP를 예비로 할당한다. 이 알고리즘은 먼저 예비 용량 중에서 필요한 만큼의 밴드폭을 잡아 절체한 다음, 다중 장애에 의해 예비 VP를 사용할 수 없을 경우에는 동적인 경로 탐색을 하는 구조로 되어있다. 트래픽 양과 예비 VP는 주어져 있다고 가정하고, 예비 VP와 용량을 결정하는 발견적인 알고리즘을 제안하고 있다. 수리적인 모형이 아니기 때문에 회복 품질을 보장하지 못한다는 단점이 있으나, 생존도(survivable) 망에 적용하기가 쉽다. 라인회복 알고리즘에 비해 필요한 예비 자원이 줄어드는 이점이 있고, 노드 장애에도 적용 가능하다고 하지만 송출(sender) 노드나 선택(chooser) 노드 장애 경우에는 적용될 수 없다.

2.2.3 예비 용량 할당과 관련된 모형

트래픽 패턴의 급격한 변화가 발생하거나 새로운 장비가 망에 도입될 경우, 기존의 트래픽 형태와 망의 토폴로지에 근거해서 구해진 회복 방법에 의해서는 100% 회복을 보장할 수가 없다. 이 경우 효율적인 회복을 위해서는 망 자원 자체를 증가시켜야 할 필요성이 대두된다. 즉, 새로운 토폴로지나 트래픽 패턴에 대해서 회복을 보장할 수 있도록 각 링크의 예비 용량을 정해 주어야 한다. 따라서 이 문제는 회복 VP 설정 문제를 포함하며, 여기에서는 단지 각 링크에서의 예비 용량 자체가 변수가 된다는 점이 다를 뿐이다.

예비 용량 할당의 기본 요소는 장애 시나리오, 회복 수준, 예비 용량을 추가하는데 소요되는 비용, 홉 임계치 등이 포함된다. 홉 임계치를 고려한 예비 용량 할당은 회복 시간이 빠르고, 회복의 신뢰성이 높다.

2.2.4 사전 지정 알고리즘

- R. Kawamura[10,11] : 운용 VP와는 무관한 밴드폭이 "0"인 예비 VP를 사전 지정하는 알고리즘을 제안하였다. 이 알고리즘은 회복 속도가 비교적 신속하며, VP 종단 노드들간에 경로 회복 알고리즘을 구현할 수 있다는 장점이 있으나, 다수 장애에 따른 예측 불가능한 장애나 확인 절차가 진행되는 도중에 발생한 유형의 장애에 대해서는 대처 불가능하다는 단점이 있다. 특히 밴드폭의 효율적 사용이라는 관점에서도 불리하다.
- K. Murakami[12] : ATM 통신망의 생존도를 높이기 위한 VP 라우팅 알고리즘을 제안하였다. Survivable Virtual Path Routing (SVPR) 라고 명명한 이 회복 알고리즘은 라인 회복 알고리즘을 이용하여 링크 장애의 회복뿐만 아니라, 회복 절차의 수행으로 인한 트래픽의 손실량을 극소화하기 위하여 최적의 밴드폭을 할당하는 방안도 제시하고 있다.

2.2.5 동적 탐색 알고리즘

사전 지정 알고리즘이 예상치 않은 복수의 장애, 트래픽의 급격한 변동 등으로 실패할 경우의 회복은 신속해야 하며 회복이 물리적으로 불가능한 경우를 제외하면 반드시 회복에 성공해야 한다. 또한 장애가 발생된 VP가 하나의 고유한 VP를 통해 회복되어야 한다[3].

- R. Kawamura [10,11] : ATM 통신망의 다중 장애를 플러딩 알고리즘을 이용하여 회복하기 위한 방법과 함께 충돌 해결 대책도 제안하였다. 즉, 노드가 다중 링크 장애를 검출하면 최상위 우선순위를 갖는 장애 링크에 대한 회복 메세지만 전송되고 다른 모든 회복 메세지는 폐기된다. 장애가 발생한 링크의 회복이 완료되면 다음 우선순위를 지닌 장애 링크에 대한 회복 메세지가 전송되는 동일한 절차를 반복적으로 수행한다. 이 알고리즘의 국면 1은 송출 노드가 장애를 발견해서 회복 신호를 선택 노드까지 보내는 과정이며, 국면 2는 선택 노드가 회복 경로를 결정한

www.dbpia.co.kr

후에 선택된 경로를 따라 회복이 되었음을 확인하는 과정이다.

그러나 이 알고리즘은 다른 라인 회복에서와 같이 장애 링크 주변에 회복이 집중되므로 일차 장애 링크 주변에서 장애가 재발하면 회복 성능이 급격히 저하된다. 또한 다중 장애 발생시 확인신호와 해제 신호가 선택된 대체 경로로만 흐르므로 나머지 링크의 경우 실제로 회복 경로상에 있지 않으면서도 일정량의 예비 용량을 예약하는 경우가 발생하기 때문에 회복 효율이 저하될 가능성이 높다.

- N. D. Lin [13] : 이 모형은 R. Kawamura가 제시한 라인 회복의 한계와 사전 지정 방법의 문제점을 극복하기 위해 제안된 것으로, 장애 링크의 전송측 노드인 송출 노드에서 VP 트래픽의 발생지 노드로의 신호 과정을 포함했으며 플러딩을 사용하지 않는다. 그러나 이 방법은 회복 경로를 이미 사용중인 VP로 제한함으로써 회복의 신뢰성이 저하된다. 동적인 회복은 망의 상황을 정확히 반영한다는 점이 가장 큰 특징이나, 이 방법은 발생지-목적지가 동일한 VP의 수가 적거나, 이들 VP의 경로가 망의 특정 부분에 집중되어 있을 경우 실제로 회복이 가능함에도 불구하고 회복에 실패할 수 있다. 또한 라인 회복 알고리즘과는 달리 경로 회복 알고리즘에서는 단일 링크의 장애라도 이 링크를 사용하는 VP의 수가 많기 때문에 발생지-목적지가 다른 회복 메세지가 동시에 망에 존재하게 되므로 임의의 노드에서 충돌이 발생할 가능성이 매우 커지므로 충돌 해결 방안이 추가 되어야 한다.
- E. Ayanoglu[14,15] : 이 알고리즘은 플러딩 알고리즘을 변형시킨 토폴로지 갱신 알고리즘을 이용하여 링크에 다중 장애가 발생하였을 경우 동적으로 대체 경로를 탐색하여 회복시켜 주는 알고리즘으로서, 다중 링크 장애, VP장애, 노드 장애에 모두 적용될 수 있도록 확장이 용이하게 설계되어 있다. 회복 메세지를 노드에 저장하고 미리 정의된 회복 우선 순위에 따라 처리하는 충돌 해결 알고리즘을 사용하였다. 알고리즘에서는 이중 장애만 가정하고 라인 회복 알고리즘을 적용하기 때문에 노드 장애의 경우에는 적용되지 않는 단점이 있으나, 회복을 위해 노드들이 생성하는 메세지량이 현저하게 감소함으로서 회복이 신속하게 이루어 지는 장점이 있다.

Ⅲ. VP 장애 회복 알고리즘

3.1 개요

본 절에서는 VP 및 노드 장애에 대처 가능한 논리적 회복 방법중 장애가 발생한 시점의 통신망 상태를 기초로 대체 경로를 동적으로 탐색하여 회복을 수행하는 동적인 VP 회복 알고리즘을 제안하고자 한다. 이 알고리즘은 경로 회복 (Path Restoration) 알고리즘을 근간으로 하며, 링크 장애는 물론 노드 장애에도 적용될 수 있도록 설계되었다.

3.2 동적인 VP 회복 알고리즘 (Dynamic Virtual Path Restoration Algorithm : DVRA)

3.2.1 개요

ATM 계층에서의 기본적인 장애 관리 기능은 I.610에 정의되어 있다. 정의에 의하면 검출된 장애를 전 방향으로 보고해 주는 OAM Alarm Indication Signal (AIS)와 후 방향으로 보내주는 Remote Defect Indication (RDI) 셀이 사용되는데 이들 셀은 장애의 유형과 장소 등에 관한 추가적인 정보를 운반할 수 있다.

전송 선로의 절단 등으로 인하여 링크 및 VP에 장애가 발생한 경우 APS(Automatic Protection Switching)에 의한 일차적 장애 회복 시도, 사전 지정된 VP로의 절체를 위한 제2차 회복 시도 등이 모두 실패한 경우 통신망에 의한 자력 치유 기능의 최종 수단으로 활용되는 본 DVRA는 플러딩 알고리즘을 활용하여 예비 VP를 동적으로 탐색하는 알고리즘이다. DVRA는 3국면으로 구성되어 있다. 국면 1은 운용 노드 양단간의 링크 장애를 검출하여 이 링크를 사용하는 모든 VPC(Virtual Path Connection)의 발생지 노드로 장애 상황을 전해줌으로서 링크 장애에 영향을 받는 모든 VPC를 수용하고 있는 각 노드들이 망관리 시스템 등을 활용하여 장애 회복 기능을 구동시키는 등 일련의 회복 절차를 개시시켜 주기 위한 신호 전달 과정이며, 국면 2는 장애가 발생한 VPC의 발생지에서 목적지로 회복 메세지를 전달하는 과정이며, 국면 3은 목적지에서 다시 발생지로 탐색 결과로 얻어진 회복용 VP를 확인해 주는 과정이다.

모든 노드는 회복/해제 메세지의 전송, 수신 및 처리가 가능하며, 다음 홉 노드 리스트, 링크 상태 정보와 각 링크에 대한 운용 VP의 데이터베이스를 지니고 있으며 메세지의 확인 기능이 있다고 가정한다.

www.dbpia.co.kr

3.2.2 알고리즘

a) 국면 1 : 장애 검출 단계

기존에 제안된 대부분의 회복 알고리즘은 AIS셀을 사용하여 장애 발생을 알리며, 회복 절차는 VPC의 착신 노드에 의하여 시작된다. 본 논문에서는 VP의 장애를 알리기 위하여 RDI셀을 이용하며, 회복 절차는 발생지 노드에 의해 시작된다. 임의 노드가 링크 장애를 검출하면 장애 상황을 양쪽 종단 노드로 보고하며, 장애 링크의 전송측에 있는 노드가 송출 노드가 된다. 송출 노드는 장애가 발생한 링크를 사용하는 VP의 리스트를 이용하여 RDI 셀을 생성한다.

모든 노드는 인접링크에 대한 다음과 같은 링크 상태 정보(Link State Information: LSI) 리스트를 유지한다.

On/Off 필드는 링크가 현재 정상인지의 여부, 운용 용량(Working Capacity)필드는 현재 사용중인 용량, 미예약 예비 용량(Unreserved Spare Capacity)필드는 회복에 사용할 수 있는 여유용량, 예약 예비 용량(Reserved Spare capacity)필드는 회복을 위해서 잠정적으로 예약된 용량, 예약 리스트(Reserve List)는 예약 예비 용량을 할당받은 VP의 리스트를 나타낸다. 이 리스트는 링크의 양 노드가 공유하며 한 노드에서 값을 수정하면 다른 노드에 이 사실을 바로 알려주게 된다.

RDI셀에 의한 도움 요청 메세지는 망의 본래 토폴로지에 따라 송출 노드에서 모든 VPC 발생지 노드로 최단 경로를 따라 전송된다. 이 최단 경로상에 또 다른 장애 링크가 있으면 도움 요청 메세지가 전송되지 않을 수 있다. 이러한 현상을 막기 위해서 다음 홉 노드로의 링크가 절단된 상태이면 입력 링크와 절단된 링크를 제외한 나머지 노드로 플러딩을 한다.

중간 노드들은 단순히 메세지를 교차 연결(cross-connect) 해주는 역할만을 담당한다. 장애가 발생한 VP들의 모든 발생지 노드가 도움 요청 메세지를 받으면 국면1이 종료된다.

b) 국면 2 : 대체 경로 탐색 단계

RDI셀을 수신하면 장애 VP의 각 발생지 노드는 대체 경로의 탐색에 필요한 착신 노드, 장애 VP의 식별번호, 장애 VP의 용량, 홉 계수기, 대체 경로의 링크 식별자 등에 관한 정보를 포함하고 있는 표 1.의 회복 메세지를 생성하여 모든 인접 링크를 통해 플러딩한다.

표 1. DVRA의 링크 상태 정보 리스트의 구조
Table 1. Structure of link state information list of DVRA

On/Off	운용 용량	미예약 예비 용량	예약 예비 용량	예약리스트

목적지(Destination)는 장애가 발생한 VP의 종점을 나타내며, VP 번호는 장애가 발생한 VP의 식별값이다. 이 두 값의 조합으로 모든 노드는 회복 메세지를 구분하게 된다. 필요 용량(Required Capacity)은 장애 VP의 기존 용량이며, 홉 계수는 회복 메세지가 지나온 링크의 수, 링크 식별자는 회복 메세지가 지나온 링크의 리스트이다. 최소 미예약 예비용량 혹은 미예약 예비용량의 합은 목적지 노드에서 충돌을 해결하기 위해 사용되는 것으로 회복 메세지가 지나온 경로에 속한 링크들의 미예약 예비용량의 최소값 혹은 값들의 합을 저장하게 된다. 다음의 표 2.는 DVRA의 회복 메시지 구조를 나타낸다.

표 2. DVRA의 회복 메세지의 구조
Table 2. Structure of restoration message of DVRA

목적지	VP 번호	필요 용량	최소 미예약 예비 용량 혹은 미예약 예비 용량의 합	홉 계수기	링크 식별자

중간 노드가 회복 메세지를 수신하면 홉 계수값을 임계치와 비교하여 값을 초과하면 메세지를 버리고, 아니면 다음 절차를 시작한다. 예비 용량과 장애 VP의 용량을 비교하여 수용 가능하면 회복 메세지에 링크 식별자를 덧붙이고, LSI 리스트를 갱신하고, 회복 메세지를 재 전송한다.

단 한 개의 링크에 장애가 발생해도 그에 영향을 받을 수 있는 VP의 수가 4096개나 되고, 회복을 위한 기본적인 알고리즘이 플러딩을 기반으로 하기 때문에 회복 메시지의 플러딩 과정에 특정 노드로 일정의 회복 용량을 요구하는 회복 메시지들이 동시 다발적으로 도착하는 충돌이 발생할 확률이 매우 높다. 이러한 충돌이 발생하면 노드 제어기는 회복 메세지를 우선 순위 값을 기초로 하여 내림차순으로 정열하고, 이 리스트에서 첫번째 회복 메세지부터 처리하고 나머지 메세지는 버퍼에 저장한다. 버퍼에 저장된 회복 메세지는 앞서의 회복 메세지 처리가 종료되면 처리된다. 우선 순위 값은 VP를 통해 운반되는 트래픽의 중요도 혹은 VP의 용량에 의해 결정된다.

회복의 초기 국면에서 경우에 따라서는 예약된 예비 용량의 대부분이 해제되었음에도 불구하고 플러딩의 특성으로 인하여 일부 링크에서 예약되지

www.dbpia.co.kr

않은 예비 용량이 고갈될 수도 있다. 따라서 예약된 예비 용량의 부족으로 인하여 인접 노드로 전송되지 못한 회복 메세지를 저장할 장소가 필요하며, 저장된 메세지는 해제 메세지가 도착하면 재 처리된다.

충돌이 없으면 중간노드는 회복 메세지를 받아서 정보를 추출한다. 만일 필요 용량이 링크의 예비 용량를 초과하거나 홉 계수기가 임계값을 초과하면 메세지를 삭제한다. 그렇지 않으면 링크 상태 정보에서 미예약 예비 용량과 예약 예비 용량의 값을 수정해주고 예약 리스트에 목적지와 VP 번호를 복사한 다음, 회복 메세지의 홉 계수기를 증가시키고 링크 식별자 리스트에 입력 링크의 식별자를 추가한 후, 입력 링크를 제외한 모든 인접 링크를 통해 플러딩을 통하여 전송한다.

중간 노드가 충돌을 감지하면 먼저 필요 용량의 오름/내림차순 또는 VP의 중요도를 기준으로 회복 메세지들을 정렬한다. 정해진 우선 순위가 가장 높은 메세지에 대해 정보를 추출하고 필요한 작업을 해준 후 전송하고 나머지 메세지들을 저장한다. 전송된 메세지에 대한 해제 메세지가 도착하면 그 다음 우선 순위를 가지는 메세지를 처리한다.

목적지 노드에 회복 메세지가 충돌 없이 도착하면 이 메세지가 거쳐온 경로를 회복 경로로 정한다. 만일 충돌이 발생하면 우선 순위를 두어 순차적으로 처리한다. 특정 VPC의 종단점은 또 다른 VPC의 중간 노드의 역할도 수행하게 되므로 여러개의 회복 메시지가 동시에 수신될 가능성도 있으나, 이 경우에는 자신을 목적지로 가지는 메세지를 우선 처리한다. 만일 여기에서도 충돌이 발생할 경우, 어느 메세지를 먼저 처리하는가에 따라서 다른 회복에 영향을 줄 수 있다. 다음의 두 가지 방법 중 하나로 우선 순위를 정해 처리할 수가 있다.

- 대체 경로상의 미예약 예비 용량값들 중에 최소치가 가장 큰 것에 우선 순위를 두는 방법 : 이 방법은 대체 경로를 통해 회복을 수행하더라도 동일한 발생지-목적지를 가지는 다른 VP에 대한 회복이 이 대체 경로를 통해 이루어질 수 있는 가능성을 높여주기 위한 것이다. 동일한 발생지-목적지를 가지는 음성, 동화상, 데이터 등의 트래픽을 서로 다른 가상 경로를 통해 서비스하는 것이 바람직한 선택 방법이다.
- 대체 경로상의 미예약 예비 용량값들의 총합이 가장 큰 순서로 우선 순위를 두는 방법 : 이 방법은 대체 경로를 통해 회복을 수행하더라도 이 대체 경로에 속한 링크들을 다른 회복이 사용할 수 있는 여지가 높은 것을 먼저 선택하겠다는 것이다. 동시에 많은 회복이 진행중일 경우에 적합하다. 대체 경로가 정해지면 국면 2가 종료된다.

<DVRA의 국면 2>

```
Procedure: 중간 노드에서 회복 메시지의 처리 / DVRA의 국면 2 /
If 충돌 발생
then { 우선순위에 의거하여 경합중인 회복 메시지를 정열(sort);
     버퍼내의 첫 번째 회복 메시지를 제외하고 모든 경합중인 회복
     메시지를 저장; 정열된 리스트내에 있는 모든 메시지에 대해
     sub-procedure를 순차적으로 시행;}
else{do the Sub-procedure;}
   Sub-procedure
If 홉 계수기 > 홉 임계치 혹은 VP 번호에 대한 점검 bit가 'true'인 경우
then { 메시지 폐기; }
else { VP 번호에 대한 점검 bit를 'true'로 set
  For 입력 링크를 제외한 모든 인접 링크에 대하여 {
    if 미예약 예비 용량 >= 필요 용량
    then { 예약 예비 용량 = 예약 예비 용량 + 필요 용량;
         미예약 예비 용량 = 미예약 예비 용량 - 필요 용량;
         VP 번호를 LSI 리스트에 추가;
         링크 식별자를 회복 메시지에 추가;
         홉 계수기를 증가시키고, 메시지를 링크를 통해 재전송 ;}}}
If 예비 용량의 부족으로 인하여 메시지가 임의의 링크를 통하여 재전
송되지 않았다면 then { 메시지를 버퍼에 저장 ; }
```

c) 국면 3 : 확인 단계

장애 VP의 착신 노드가 회복 메세지를 수신하면 중앙 제어기는 VPI(Virtual Path Identifier) 경로표(Routing Table)를 갱신하고, 장애가 발생한 VP경로를 대체 경로로 회복하고, 해제 메세지를 발생한다. 해제 메세지는 발생지 노드, VP 번호, 할당된 용량, 예외 링크 리스트 등에 관한 정보를 포함하고 있다. 해제 메세지를 생성한 후 착신 노드는 이들을 모든 인접 노드들로 전송한다.

해제 메세지가 중간 노드에 도착하면 중간 노드의 중앙 제어기는 1) 링크가 예외 리스트에 포함된 경우 할당된 용량을 운용 용량으로 포착하고, VPI 경로표를 갱신하고, 해제 메세지를 전송, 2) 링크가 예외 리스트에 포함되지 않았지만 해제 메세지내의 VP 번호가 LSI 목록의 대체 경로 리스트에 포함되어 있는 경우에는 예약된 예비 용량에서 할당된 용량만큼 해제하고, 해제 메세지를 다시 전송한다. 대체 경로 탐색 단계와는 달리 프로세스의 순서가 회복 성능에 영향을 미치지 않기 때문에 특별한 충돌 해결방안이 필요하지 않다.

중간 노드들은 모든 출력 링크를 검사한 다음에 버퍼에 저장된 회복 메세지를 점검하여 대체 경로

www.dbpia.co.kr

탐색 단계에서와 마찬가지로 전달한다. 발생지 노드가 해제 메세지를 수신하면 회복된 VP가 확인되고 용량이 포착된다. 발생지 노드는 VPI 경로표를 갱신하고, 확인된 경로를 회복된 경로로 선언한다.

목적지 노드에서 대체 경로가 정해지면 VPI 경로표를 갱신하고 장애 VP를 대체 경로로 연결시킨다. 이 과정은 모든 대체 경로상의 노드에서 동일하게 수행된다. 이를 위하여 목적지 노드는 해제 메세지를 만들어서 인접링크로 플러딩을 통해 전송한다. 이 메세지는 대체경로를 확인 해주는 기능과, 해당 장애 VP에 대한 회복 과정에서 대체 경로상에 있지 않으면서 여유 용량을 예약했던 링크의 예약 예비 용량을 해제 해주는 기능을 한다. 여기에는 대체 경로에 속한 링크들이 예외 리스트로 저장된다.

중간 노드에 해제 메세지가 도착하면 먼저 예외 리스트에 들어있는 링크에 대해서는 대체 경로에 대한 예약 예비 용량을 운용 용량에 더해주고 그 만큼을 예약 예비 용량에서 빼준다. 링크 식별자에서 해당 (목적지, VP 번호)를 삭제한 후 다음 노드로 전송한다. 예외 리스트에는 없지만 링크 식별자에 (목적지, VP 번호)가 들어있는 링크에 대해서는 예약 예비 용량에서 필요 용량 빼주고 미예약 예비 용량을 같은 양만큼 증가 시켜준다. 링크 식별자에서 해당 (목적지, VP 번호)를 삭제한 후 다음 노드로 전송한다. 나머지 링크에 대해서는 메세지를 전송하지 않는다. 발생지 노드가 해제 메시지를 모두 받으면 종료한다.

<DVRA의 국면 3>

```
Procedure: 중간 노드에서 해제 메시지의 처리 / DVRA의 국면 3 /
If VP 번호에 대한 점검 bit가 'true'인 경우
then { 메시지를 폐기; }
else { VP 번호에 대한 점검 bit를 'true'로 set
  For 입력링크를 제외한 모든 인접 링크에 대해 {
    if 링크 식별자가 예외 링크 리스트에 포함된 경우
    then { VPI 경로표를 갱신;
           예약 예비 용량 = 예약 예비 용량 - 할당 용량;
           운용 용량 = 운용 용량 + 할당 용량;
           VP 번호를 LSI 리스트에서 삭제;}
    else VP 번호가 LSI 리스트에 포함된 경우
      {미예약 예비 용량 = 미예약 예비 용량 +할당 용량;
      예약 예비 용량 = 예약 예비 용량 - 할당 용량;}
      메시지를 링크를 통하여 재전송;}}
```

3.3 양방향 탐색을 통한 DVRA(Double Search Dynamic Virtual Path Restoration Algorithm : DSDVRA)

3.3.1 알고리즘의 개요

앞 절에서 제안한 DVRA는 많은 장점이 있음에도 불구하고 회복시간이 많이 소요된다는 단점이 있다. 이러한 단점을 극복하기 위해서 DVRA의 장점을 그대로 유지하되, 양방향 탐색(Double Search) 기능을 추가함으로써 회복시간을 단축시킬 수가 있다. 양방향 탐색은 신속한 회복과 메세지 플러딩 영역이 감소되어 메세지 폭주를 완화하는 장점이 있다. 그러나 Fujii[16]가 제안한 알고리즘은 먼저 수신한 메세지를 기록한 다음, 다른 노드에서 보내오는 메세지가 도달할 때까지 보관할 다량의 기억 장치가 각 노드에 준비되어야 하는 단점이 있다. 이러한 단점을 극복하기 위해서 DVRA에서는 다른 노드에서 보내오는 메세지가 도달할 때까지 기다리지 않도록 하였다. 즉, DVRA에서는 장애가 발생한 링크의 전송측 노드에서 발생지 노드로 장애 메세지를 이용하여 장애 상황을 보고, 발생지 노드는 회복 메세지를 조립하여 목적지 노드로 플러딩 알고리즘으로 전송, 목적지 노드는 회복 메세지를 수신하여 다시 발생지 노드로 재전송, 발생지 노드가 확인 메세지를 수신하면 회복이 완료되는 절차로 진행된다. 다음의 그림 1.은 양방향 탐색 회복과정의 개요를 나타낸다.

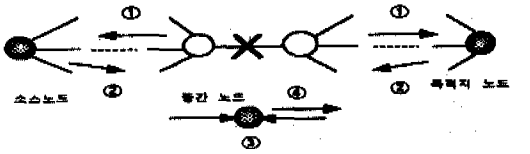


그림 1. 양방향 탐색 회복 과정 단계의 개요
Fig. 1 Overview of double-search restoration procedure

양방향 탐색에서는 장애가 발생한 링크의 전송측 노드와 수신측 노드가 장애 메세지를 발생지 노드와 목적지 노드로 보내면(①), 장애 메세지를 수신한 발생지 노드는 목적지 노드측으로, 목적지 노드는 발생지 노드측으로 회복 메세지를 플러딩 알고리즘을 이용하여 전송하며(②), 중간의 임의 노드에서 특정 VPC의 회복을 위해 플러딩된 메세지가 검출되면(③) 각각의 방향에서 생성한 링크 리스트를 조합하여 대체 경로를 완성하고, 대체경로를 따라 1차 확인 메세지를 목적지 노드로 전송하여 확인과정을 마치게 된다.

3.3.2 알고리즘

국면1 : 장애 검출 단계

장애가 검출되면 VP-AIS와 RDI 셀이 장애 통지

www.dbpia.co.kr

를 위해 사용된다. RDI 셀은 DVRA와 마찬가지로 VPC 발생지 노드에 장애 메세지를 통지하고 AIS 셀은 VPC 목적지 노드에 장애 메세지를 통지한다.

국면 2 : 대체경로 탐색단계

DVRA와 다른 것은 발생지 노드에서 탐색/확인하는 메세지와 목적지 노드에서 탐색/확인하는 메세지를 구분하기 위해서 메세지 형태를 구분하는 값들이 추가된다. 장애 메세지를 수신하면 VP의 각 발생지 노드 및 목적지 노드는 DVRA와 마찬가지로 회복 메세지를 생성하여 모든 인접 링크를 통해 플러딩한다. 중간 노드에서는 수신한 회복 메세지의 홉 계수기 값을 임계치와 비교하여 초과하면 메세지를 폐기한다. 충돌이 없는 경우에는 DVRA와 같이 메세지로부터 정보를 추출하고, 필요 용량이 링크의 예비 용량을 초과하거나 홉 계수기가 임계값을 초과하면 메세지를 삭제한다. 초과하지 않으면 필요 용량을 할당하여 준 다음 LSI정보에서 미예약 예비 용량과 예약 예비 용량의 값을 수정해준다. DVRA와 다른 것은 예약 리스트에 메세지 형태, 트래픽 발생지 혹은 목적지 및 VP 번호를 복사한다. 회복 메세지의 홉 계수기를 증가시키고 링크 식별자 리스트에 입력 링크의 식별자를 추가한 후 입력 링크를 제외한 모든 인접 링크를 통해 플러딩을 통해 전송한다. 충돌이 발생하면 DVRA와는 상이한 노드 처리과정을 수행한다. 같은 VP에 대해서 발생지 노드에서 발생한 회복 메세지와 목적지 노드에서 발생한 회복 메세지를 찾기 위해서 처리되지 않고 버퍼에 저장되어 있는 모든 메세지와, 새롭게 다른 노드로부터 입력된 메세지를 비교한다. 만약 VP가 동일하고 목적지 노드와 발생지 노드가 서로 일치하면 그 VP에 대해서는 발생지 노드에서 중간노드로의 링크 리스트와 목적지 노드에서 중간 노드로의 링크 리스트를 연결하여 대체 경로 정보를 형성하고, 최소 미예약 예비 용량 혹은 미예약 예비 용량의 합을 계산하여 목적지 노드로 링크 리스트를 따라 1차 회복 메세지를 바로 전송한다. 목적지 노드에서의 회복경로 선택 과정은 DVRA와 같다.

```
Procedure: 중간 노드에서 회복 메시지의 처리 /DSDVRA의 국면 2/
If 충돌이 발생
then if 버퍼에 저장된 모든 메시지와 새로 도착한 메시지의 VP값 비교결과가 동일하고,
        각 메세지 형태가 00이고 01인 경우
     then {최소 미예약 예비 용량 혹은 미예약 예비 용량의 합을 계산;
           트래픽 발생지-목적지 회복링크 리스트와 트래픽 목적지-발생지 회복링크 리스트를 연결;
           첫번째 회복 메세지를 링크 리스트에 의거하여 목적지 노드로 전송; }
     else {경합중인 회복 메시지를 우선 순위에 의거하여 버퍼에 정열;
           버퍼에 있는 첫 번째 메시지를 제외하고 경합중인 모든 메시지를 저장 ;
           정열된 리스트내에 있는 모든 메시지에 대하여 sub-procedure를 순차적으로 시행 ;}
else{do the sub-procedure;}
   Sub-procedure
If 홉 계수기 > 홉 임계치 혹은 VP 번호의 점검 bit가 = 'true'인 경우
then { 메시지 폐기 ; }
else { VP 번호에 대한 점검 bit를 'true'로 set시키고, 메세지 형태를 기록;
   입력 링크와 장애가 발생한 링크를 제외한 모든 인접 링크에 대하여 {
    if 미예약 예비 용량 >= 필요 용량
    then { 예약 예비 용량 = 예약 예비 용량 + 필요 용량;
           미예약 예비 용량 = 미예약 예비 용량 - 필요 용량;
           VP 번호를 LSI 리스트에 추가 ;
           회복 메시지에 링크 식별자를 추가;
           홉 계수기를 증가시키고, 링크를 통하여 메시지를 재전송
;}}}
If 예비 용량의 부족으로 임의의 링크를 타고 메시지가 재전송되지 않았다면
then { 메시지를 버퍼에 저장; }
```

국면 3 : 확인 단계

확인단계는 VPI 경로표의 경신, 장애 VP를 예비 VP로 대체, 예외 리스트에 들어있는 링크와 그렇지 않는 대체 경로에 대한 용량 처리 등의 절차를 수행하는데 이러한 절차는 모두 DVRA와 동일하다.

Ⅳ. 시뮬레이션 및 결과 분석

4.1 DVRA

제안된 DVRA의 성능을 검증하기 위한 실험을 위하여 통신망 내의 각 노드는 VPI 경로표용 데이터베이스를 보유하고 있으며, VP용량, 링크 및 노드의 인접 정보 등과 같은 통신망 정보를 유지하기 위한 데이터베이스를 가지고 있는 것으로 가정하였다.

실험은 15개의 노드와 28개의 양방향 링크로 이루어진 통신망을 이용하였으며, 28개의 단일 링크 각각에 장애가 발생한 경우를 가정하여 N. D. Lin이 제안한 알고리즘에 본 논문에서 제안한 것과 동일한 충돌 해결 알고리즘을 추가하여 성능을 비교 분석하였다.

N. D. Lin이 제안한 동적 VP 경로 회복 알고리즘은 기존의 라인 회복 알고리즘에 비해서 우수한 회복 성능을 보였기 DVRA와의 비교 대상으로 선정하였다.

표 3.은 DVRA의 성능 실험에 사용된 파라미터들이다. 각 노드에서의 회복 메세지 처리시간은 5

www.dbpia.co.kr

ms, VPI 경로표의 경신 시간은 2 ms, 홉의 수는 9로 가정하고 메세지의 전송속도는 10 Mbps로 가정하였다.

표 3. 시뮬레이션 파라미터
Table 3. Simulation parameters

항 목	값
처리시간	5 ms
OAM 셀 전송시간	10 Mbps
VPI 경로표 경신시간	2 ms
최대 홉 수	9

표 4.는 장애를 발견한 다음 플러딩을 통하여 전송되는 회복 요청 메세지의 구조를 나타낸 것이다. 이 메세지는 OAM 셀의 헤더에 포함되며, 장애가 발생하면 이를 검출한 노드에 의해 만들어진 다음 회복을 위하여 인접 노드들로 전송된다.

표 4. DVRA의 회복 요청 메세지의 구조
Table 4. Structure of restoration request message of DVRA

요 소	크 기	용 도
메시지 형태	1 bit	0 : 회복 메시지 1 : 장애 메시지
목적지 노드	1 byte	목적지 표시
장애 VP 용량	2 bytes	용량 예약용도로 활용
홉 계수기	4 bits	플러딩의 최대수
링크 식별자	2 bytes * N	대체경로의 식별 N : 대체경로상의 링크수
장애 VP 번호	2 bytes	대체경로 식별

제안된 알고리즘의 성능을 검증하기 위한 실험은 크게 다음과 같이 구분하여 실시하였다.

첫째, 통신망의 노드들을 연결하여 주는 물리 링크에 한 개의 장애가 발생한 경우, 장애 링크를 이용하는 트래픽 흐름의 총용량과 총 VP수의 측면에서 회복율과 회복 시간을 구하고 N. D. Lin의 결과치와 비교하였다.

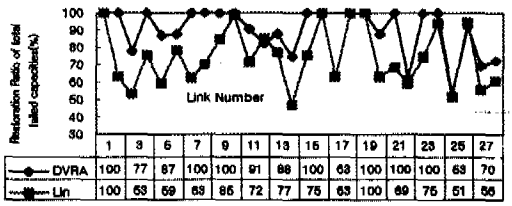


그림 2. 밴드폭 측면에서의 회복 성능 비교
Fig. 2 Comparison of restoration performance in the view of bandwidth

실험 결과 그림 2.에 나타낸 것과 같이 장애가 발생한 링크상의 총 용량을 기준으로 한 회복율에서 제안된 DVRA알고리즘이 N. D. Lin의 알고리즘에 비해 19% 이상 개선되었다. 그림 3.은 장애가 발생한 VP의 총수를 기준으로 회복율에 관한 실험결과를 나타낸 것으로서, N. D. Lin의 알고리즘에 비해 22% 이상 개선되었다.

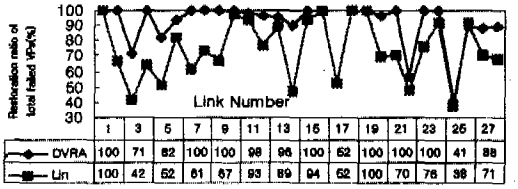


그림 3. VP수의 측면에서의 회복 성능의 비교
Fig. 3 Comparison of restoration performance in the view of VP

둘째, 제안된 알고리즘과 N. D. Lin의 알고리즘을 회복 속도 측면에서 비교하기 위한 실험을 실시하고 그 결과를 그림 4.에 도시하였다. 그림에서 보는 바와 같이 제안된 알고리즘의 회복 시간은 N. D. Lin의 알고리즘 보다 1.2~3 배 정도 늦은데 이는 주로 플러딩 알고리즘을 사용함에 따라 야기된 것이나, 다단계 회복 시도가 실패한 다음 최종적으로 시도되는 회복임을 고려할 경우 허용 가능한 회복 속도이다.

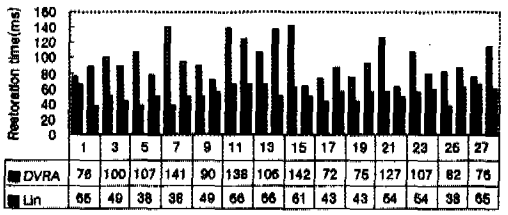
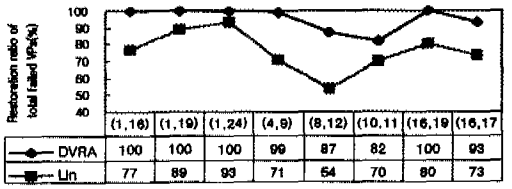


그림 4. 회복 시간의 비교
Fig. 4 Comparison of restoration time

세번째, 통신망에서 두개의 링크에 동시에 장애가 발생한 경우를 가정하여 제안된 알고리즘과 N. D. Lin의 알고리즘을 장애가 발생한 총 VP수를 기준으로 한 회복율과 회복 시간을 기준으로 성능을 분석하였다. 그림 5.에서 보는바와 같이 제안된 알고리즘이 N. D. Lin의 알고리즘에 비해 약 25% 정도 개선되었으며, 이는 단일 링크 장애의 경우보다 다중 링크 장애의 경우에 제안된 알고리즘이 회복율 측면에서 N. D. Lin의 알고리즘보다 더욱 우수함을 의미한다. 그림 6.은 두 알고리즘의 회복 시간 측면

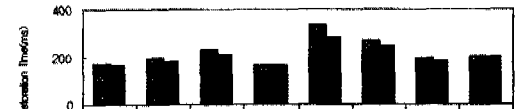
www.dbpia.co.kr

의 성능 실험 결과를 나타낸 것이다. 실험 결과에서 보는바와 같이 제안된 알고리즘은 이중 링크 장애의 경우 단일 링크의 장애 경우에서 보다 더욱 개선된 결과를 보임으로써 N. D. Lin 알고리즘과의 회복 시간 격차를 감소시킬 수 있었다.



	(1,16)	(1,19)	(1,24)	(4,9)	(8,12)	(10,11	(16,19	(16,17
DVRA	100	100	100	99	87	82	100	93
Lin	77	89	93	71	54	70	80	73

그림 5. 이중 링크 장애의 총 장애 VP의 회복율 비교
Fig. 5 Comparison of total restoration ratio of double link failure



	(1,	(1,	(1,	(4, 9)	(8,12)	(10,11	(16,	(16,17
DVRA	168	193	230	163	332	263	193	203
Lin	161	179	210	161	281	246	179	196

그림 6. 이중 링크 장애의 회복 시간 비교
Fig. 6 Comparison of restoration time of double link failure

즉, 제안된 알고리즘은 이중 링크 장애의 경우 회복 시간이 161~331 ms 사이에서 가변적이며, N. D. Lin의 알고리즘은 161~286 ms 사이에서 가변적이다. 이 수치에서 알 수 있는 바와 같이 제안된 알고리즘은 우선 순위를 지닌 플러딩을 사용하여 대부분의 충돌을 해결할 수 있는 우수한 알고리즘이면서도 실질적인 회복 시간면에서의 차이는 그다지 크지 않다.

4.2 DSDVRA

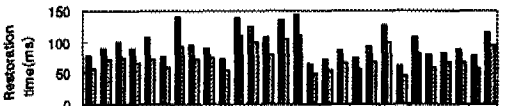
DVRA의 회복 성능을 개선하기 위하여 제안된 DSDVRA의 시험 조건은 DVRA의 시험 조건 및 가정과 동일하며, 회복 알고리즘 측면에서는 본질적으로 DVRA와 동일하기 때문에 회복시간을 기준으로 DVRA와 DSDVRA의 성능에 관하여 실험하고 그 결과를 비교하였다.

표 5.는 장애를 발견한 다음 플러딩을 통하여 전송되는 회복 요청 메세지의 구조중, DVRA의 회복 요청 메세지와 구조상 다른 부분만을 나타낸 것이다. 즉, 두 메세지는 메세지 형태와, 메세지 형태에 따라 목적지 노드 혹은 발신지 노드가 다르다는 것만 차이가 있다.

표 5. DSDVRA의 회복 요청 메세지의 구조
Table 5. Structure of restoration request message of DSDVRA

요 소	크 기	용 도
메시지 형태	2 bits	00 : 전방향 회복 메시지 01 : 후방향 회복 메시지 11 : 해제 메시지
노드 식별	1 byte	00 : 목적지 노드 01 : 발생지 노드

그림 7.은 하나의 링크에 장애가 발생한 경우 예비율이 36%인 통신망에 DVRA 알고리즘과 DSDVRA를 적용한 결과를 회복 시간을 기준으로 비교한 것이다. 그림에서 보는 바와 같이 DSDVRA의 회복 시간은 DVRA에 비해 최소 4%에서 최대 35%정도 회복시간을 단축시킬 수가 있다. 따라서 DVRA의 회복 시간 지연의 단점을 어느 정도 보완할 수가 있게 되었다.



	1	3	5	7	9	11	13	15	17	19	21	23	25	27
DVRA	76	100	107	141	90	138	106	142	72	75	127	107	82	76
DSDVRA	57	75	70	92	75	110	79	110	54	56	98	80	67	57

그림 7. 회복 시간의 비교
Fig. 7 Comparison of restoration time

V. 결 론

ATM/B-ISDN은 음성, 문자, 그림, 비디오, 이미지 등의 멀티미디어 대용량 데이터를 초고속으로 전달하는데 적합하도록 진화된 차세대 통신망으로서 고도의 신뢰성과 생존성이 보장되어야 한다.

이러한 통신망의 요구 사항을 충족시키기 위한 다양한 연구들이 진행되고 있으며, 본 논문은 통신망의 생존성과 서비스 연속성을 보장하기 위하여 네트워킹 시스템에서의 장애관리의 일환으로 수행되는 장애의 회복과 관련된 사항들을 연구하였다.

초고속 정보통신망에서 장애가 발생하는 경우 통상 하드웨어에 의한 보호 절체가 수행되며, 2단계로 사전에 지정된 예비 경로로의 회복을 시도하게 된다. 그러나 장애 발생시점의 독특한 사정으로 인하여 이러한 장애 회복 알고리즘이 실패하는 경우에는 그 시점의 통신망 현황을 근거로 동적인 방법으로 예비 VP를 탐색하여 절체시킬 수 있는 대응 방안이 필요하다.

정적인 회복방법이 실패하는 경우의 대비책으로

www.dbpia.co.kr

서 제안된 DVRA는 단방향 플러딩에 기반한 동적 회복 알고리즘으로서 목적지 노드에 VP의 중요도를 기준으로 하는 충돌 해결 방법을 도입하고, 가능한 모든 대체 경로를 고려함으로써 회복의 효율을 향상시켰다. 경로 재설정을 위한 홉수를 9개로 제한함으로서 장애 회복 이후의 과도기적인 트래픽 폭주 현상을 최소화하였다.

DVRA의 회복 시간은 N. D. Lin의 알고리즘보다 1.2~3 배 정도 늦은데 이는 주로 플러딩 알고리즘을 사용하는 데서 기인된 것이다. 회복율에서는 N. D. Lin의 알고리즘 보다 우수하나 두 경우 모두 충돌이 다발적으로 발생하는 다수 링크 장애의 경우에는 성능이 현저히 저하된다.

DVRA알고리즘이 지닌 회복 시간상의 약점을 보완하기 위하여 장애 보고시 AIS와 RDI OAM 셀을 동시에 사용하며, 양방향 탐색기능을 추가한 DSDVRA의 성능을 분석한 결과 DVRA에 비해 최대 35% 정도 개선된 성능을 얻을 수 있었다.

본 논문에서 연구된 장애관리 기능은 현실적인 장애가 발생한 경우에 이를 회복하기 위한 방안으로 활용될 수 있을 것이다. 다만 전산 실험을 통한 성능의 평가와 분석만으로는 전반적인 요구사항의 충족 여부를 판단할 수 없기 때문에 실질적인 통신망에의 적용과 이를 통한 보완 사항의 도출과 개선이 지속적으로 필요할 것이다.

참 고 문 헌

[1] TINA-C, Management Architecture, Version 2.0, Dec. 1994.

[2] 한국통신 통신망연구소, 장애관리 규격, 1997.

[3] 한국통신 통신망연구소, "B-ISDN 설계 및 계획기법에 관한 연구", Dec, 1996.

[4] ITU-T, Rec. M.3010, Principles for Telecommuncation Management Network, May 1996.

[5] T.H. Wu and N. Yoshikai, ATM Transport and Network Integrity, Academic Press, 1997.

[6] D. Medhi, "Models for Network Design, Servicing, and Monitoring of ATM Networks Based on the Virtual Path Concept", Computer Networks and ISDN Systems, Vol.29, No.3, pp. 373-386, 1997.

[7] R. Dighe, Q. Ren and B. Sengupta, "A Link Based Alternative Routing Scheme for Network Restoration Under Failure", Proceedings of IEEE Globecom'95, pp.2118-2123, 1995.

[8] H. Sakauchi, Y. Nishimura and H. Hasegawa, "A Self-Healing Network with an Economical Spare-Channel Assignment", Proceedings of IEEE Globecom '90, pp 403.1.1-403.1.6, Dec. 1990.

[9] M. Herzberg, and S. J. Bye, "An Optimal Spare-Capacity Assignment Model for Survivable Networks Hop Limits", Globecom'94, pp.1601-1606, Sept. 1994.

[10] R. Kawamura, K.I. Sato and I. Tokizawa, "Self-Healing ATM Networks Based on Virtual Path Concept", IEEE JSAC, Vol.12, No.1, pp.120-127, Jan. 1994.

[11] R. Kawamura, H. Hadama and I. Tokizawa, "Implementation of Self-Healing Function in ATM Networks Based on Virtual Path Concept", Proceedings of IEEE Infocom 95, Boston, USA, pp. 303-311, Apr. 1995.

[12] K. Murakami and H.S. Kim, "Virtual Path Routing for Survivable ATM Networks", IEEE/ACM Transaction on Networking, Vol.4, No.1, pp.22-39, Jan. 1996.

[13] N. D. Lin, A. Zolfaghari and B. Lusignan, "ATM Virtual Path Self-Healing Based on a New Path Restoration Protocol", Proceedings of IEEE Globecom'94, pp.794-798, 1994.

[14] E. Ayanoglu, "A Fast Topology Update Algorithm for Restoration Under Multiple Failures in Broadband Networks", Proceedings of ICC '93, Geneva, Switzerland, pp. 1295-99, May 1993.

[15] E. Ayanoglu and R.D. Gitlin, "Broadband Network Restoration", IEEE Communication Magazine, Vol. 34, No. 7, pp. 110-119, Jul. 1996.

[16] H. Fujii and N. Yoshikai, "Restoration Message Transfer Mechanism and Restoration Characteristics of Double-Search Self-Healing ATM Network", IEEE JSAC, Vol. 12, No. 1, pp. 149-158, Jan. 1994.

www.dbpia.co.kr

심 영 진(Young-Jin Sim) 정회원
한국통신학회 논문지 제22권 5호 참조
현재 : 한국통신 통신망연구소 실장

박 성 곤(Sung-Kon Park) 정회원
한국통신학회 논문지 제 23권 9호 참조
현재 : 원주전문대학 전산정보처리과 교수

현 병 기(Byoung-Ki Hyun) 정회원
1998년 3월~현재 : 충북대학교 컴퓨터공학과

안 상 규(Sang-Kyu Ahn) 정회원
1998년 3월~현재 : 충북대학교 컴퓨터공학과

조 용 환(Yong-Hwan Cho) 정회원
한국통신학회 논문지 제 23권 9호 참조
현재 : 충북대학교 컴퓨터공학과 교수
e-mail : yhcho@cbucc.chungbuk.ac.kr

www.dbpia.co.kr