

論文98-35S-3-4

비연결형 데이터 서비스에서 LAN연동을 위한 폭주 제어에 관한 연구

(A Study on Congestion Control Scheme for LAN Interworking in Connectionless Data Service)

朴天寬*, 全炳千**, 金映善**

(Chun-Kwan Park, Byung-Chun Jeon, and Young-Sun Kim)

요 약

본 논문은 CL(ConnectionLess) 사용자와 CL 서버간, CL서버간, 그리고 CL서버의 헤더 변환 테이블을 이용한 CL 중첩망의 폭주 제어 방안을 제안한 것이다. ITU-T(International Telecommunication Union-Telecommunication)에 의하여 정의된 CBDS(Connectionless Broadband Data Service)를 위한 CL 중첩망은 프레임 라우팅해 주는 CL서버와 CL가입자와 CL서버, CL서버간을 연결시켜 주는 링크로 구성된다. 따라서 CL 중첩망에서, 두 종류의 폭주, 즉. 링크 폭주와 CL서버 폭주가 발생할 수 있다. 본 논문에서는 ABR(Available Bit Rate) 제한 제어 루프, 그에 따른 트래픽 제어 메카니즘을 이용하여 이들 폭주를 해결할 수 있는 방안을 제안한다. 이 방안은 CL 가입자와 CL서버간 또는 CL서버간 ABR 제한 제어 루프와 CL서버의 헤더 변환 테이블을 이용한 링크-바이-링크 방법이다. CL서버는 항상 ABR 접속의 종단 점이기 때문에, CL서버의 폭주 상태는 ABR 제한 루프의 RM(Resource Management)셀을 통하여 트래픽 소스에게 알려진다. 또한 CL서버는 CLNAP- PDUs(ConnectionLess Network Access Protocol - Protocol Data Units)의 소스 어드레스 부의 검색을 통하여 폭주 상태를 표시하여 트래픽 소스에게 알린다. 그러므로 이 방법은 CL 서버의 폭주 제어를 위한 별도의 제한 링크가 필요 없기 때문에 ATM 계층의 ABR 제한 제어 루프와 CL서버의 헤더 변환 테이블을 이용한 폭주 상태 테이블만 이용하여 쉽게 구현될 수 있다.

Abstract

This paper suggests a congestion control scheme for CL(ConnectionLess) overlay network using the feedback loops between CL user and CL server, between CL servers, and the header translation table of CL server. The CL overlay network for CBDS(Connectionless Broadband Data Service) defined by ITU-T(International Telecommunication Union-Telecommunication) consists of CL servers which route frames and links which connect between CL user and CL server or between CL servers. In this CL overlay network, two kinds of congestions, link congestion and CL server congestion, may occur. We suggest a scheme that can solve the congestions using ABR(Available Bit Rate) feedback control loop, the traffic control mechanism. This scheme is the link-by-link method using the ABR feedback control loops between CL user and CL server or between CL servers, and the header translation table of CL server. As CL servers are always endpoints of ABR connections, the congestion status of the CL server can be informed to the traffic sources using RM(Resource Management) cell of the ABR feedback loops. Also CL server knows the traffic sources making congestion by inspecting the source address field of CLNAP- PDUs(ConnectionLess Network Access Protocol - Protocol Data Units). Therefore this scheme can be implemented easily using only both ABR feedback control loop of ATM layer and the congestion state table using the header translation table of CL server because it does not require separate feedback links for congestion control of CL servers.

* 正會員, 國立木浦海洋大學校 電子通信工學部
(Mokpo National Maritime University, Faculty
of Marine Electronics & Communications Eng.)

** 正會員, 韓國電子通信研究院 交換方式研究室
(Switching Methods Section, ETRI)
接受日字: 1997年10月9日, 수정완료일: 1998年2月24日

I. 개 요

최근 ATM 포럼과 ITU-T에서 LAN트래픽(비연결형 데이터 트래픽 : CL 데이터 트래픽)과 같이 버스트하고 가변적인 특성을 갖는 트래픽을 망에 여분의 대역폭이 있을 때 이 대역폭을 최대한 이용하여 전달하는 ABR 서비스와 UBR(Unspecified Bit Rate) 서비스를 새롭게 정의하고 있다^{[1] [2] [3]}. 또 ATM망에서 폭주가 발생하여 셀 손실이 발생한 경우 다수의 패킷을 재 전송하여야 하기 때문에, ABR 서비스는 망 폭주에 의한 셀 손실을 방지하고 최소한의 대역폭을 제공할 수 있는 케환을 통한 반응적인 폭주 제어 방식(폐루프 폭주 제어)을 적용하도록 규정하고 있다^{[1] [4]}.

폐 루프 폭주 제어(Closed-Loop Congestion Control)는 망의 상태를 송신원으로 케환 시켜 송신원이 케환 된 정보에 따라 자신의 전송속도를 조절함으로써 셀 손실을 최소화할 수 있다^{[5] [6]}. 그러므로 ABR 서비스가 지향하는 셀 손실의 최소화라는 목표는 폐 루프 폭주 제어를 통하여 이루어질 수 있기 때문에 폐 루프 폭주 제어 메카니즘을 CL데이터 트래픽에 적용하면 효과적인 트래픽 제어를 수행할 수 있다.

ATM망에서 CBDS를 제공하기 위한 CL (ConnectionLess)망은 데이터그램을 적당한 가상 링크로 라우팅해 주는 CL서버들, 그리고 CL가입자와 CL서버간 또는 CL서버간을 연결시켜 주는 가상 링크들로 구성된다^{[7] [8] [9]}.

CBDS는 비 실시간 데이터 전송 서비스에 적당하기 때문에, CL 중첩 망을 구성하는 가상 링크는 ATM 망의 ABR 연결을 이용하며, CL가입자와 CL서버는 ABR 연결의 종단 점이 된다. 이때 CL 트래픽이 폭주가 되는 원인은 다음과 같이 두 가지로 나눌 수 있다.

첫 번째는 CL서버간 가상 링크상에서 ABR 트래픽에 할당된 대역폭이 감소하는 경우이다. 두 번째는 CL데이터 트래픽이 CL서버 내의 하나의 특정 출력 가상 채널로 집중되어 허용된 대역폭을 초과하는 경우이다. 따라서 본 논문에서는 CL서버의 특정 출력 가상 채널의 폭주 제어를 위하여 별도의 폭주 제어 루프를 구성하지 않고 ATM 계층의 ABR 케환 루프와 그에 따른 트래픽 제어 메카니즘 그리고 헤더 변환 정보를 저장하는 CL서버의 헤더 변환 테이블을 이용하여 CL서버 폭주를 처리할 수 있는 방법을 제안한다.

II. ATM망에서 비연결형 데이터 서비스

ITU권고안 I.327은 ATM망에서 CL 데이터 서비스를 제공하기 위해 통신하고자 하는 단말간 가상 채널을 통하여 직접 접속하는 방법과 비연결형 데이터 셀의 라우팅 기능을 수행하는 비연결형 서버를 사용하는 방법을 제안하고 있다^{[7] [10]}.

CL 서버를 이용하는 방법은 CL 데이터를 발생하는 모든 단말과 CL 서버간에 일 대일로 설정된 가상 채널을 통하여 모든 CL 데이터를 CL 서버로 집중시키고, 서버에서 프레임의 목적지 주소 값에 따라 라우팅하는 방법을 사용한다. 이 방법은 망 자원을 효율적으로 이용할 수 있으나, 모든 CL 데이터가 집중되어 처리되므로 CL 서버에서 병목 현상이 발생할 수 있다.

그림 1은 연결형 서비스를 제공하는 ATM망을 통하여 CL 데이터 서비스를 투명하게 제공하기 위하여 ATM망 위에 CL 서버들로 구성된 CL 중첩 망의 구성을 보여 준다. CL중첩 망은 CL서버와 CL서버들을 연결시켜 주는 가상 링크로 구성된다. CL 데이터 트래픽은 ATM 가상 채널을 통하여 CL서버로 집중되며, CL서버에서 CL 데이터 트래픽은 CLNAP-PDU(Connectionless Network Access Protocol-Protocol Data Unit)의 목적지 주소에 따라 다른 CL 서버 또는 CL 가입자로 라우팅 된다.

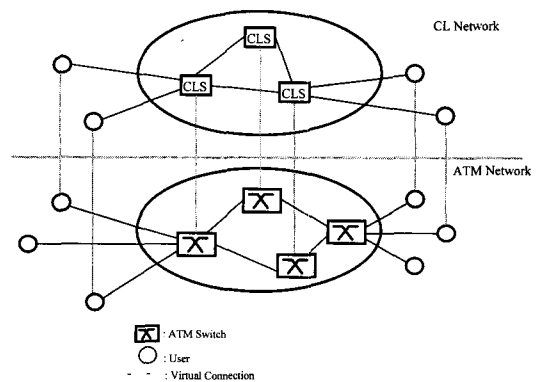


그림 1. ATM망에 중첩된 비연결형 망
Fig. 1. CL network overlay on ATM network.

III. CL 중첩망의 폭주 제어 방안

ABR서비스에서 송신원은 망의 조건에 따라 자신의 전송속도를 조절하며, ABR 흐름 제어는 송신원과 수신단 사이에 일어난다^{[5] [6]}. 송신원과 수신단은 양

방향 접속을 통하여 연결된다. 양방향 ABR 연결에 대하여 각 접속 중단 점은 송신원과 수신단이다. 순방향은 송신원에서 수신단으로의 방향이며 역 방향은 수신단에서 송신원으로의 방향이다. 이런 구성을 통하여 송신원은 n개의 데이터 셀을 전송할 때마다 주기적으로 RM셀을 발생시켜 수신단으로 전송한다. RM셀은 대역폭 가용도, 폭주 상태 및 폭주 발생 등의 망 상태 정보를 송신원으로 전달하기 위하여 사용한다.

그림 2 a)는 망에 폭주가 없는 경우 송신원에서 보낸 RM셀을 수신단에서 DIR (DIRection)값을 순방향에서 역 방향으로 세트하여 돌려보내는 것을 보여 주고 있다. 그림 2 b)는 망에서 폭주가 일어난 경우로 망(NE : network Element)에서 폭주에 따른 일련의 조치를 취하여 수신단으로 보내면 수신단에서 망의 폭주상태, 허용 전송속도 등을 표시하여 송신원으로 전송한다. 그림에서 ABR 서비스 연결상에 있는 NE는 폭주 상태를 판단하여 RM셀의 CI(Congestion Indication) 비트, NI(No Increase) 비트 또는 ER(Explicit Rate) 비트 값을 세트하든지 또는 NE 자체에서 RM셀을 만들어서 송신원으로 보낼 수 있다.

ABR 폭주 제어에서 송신원의 동작 특성 중 전송속도의 조절에 관심이 집중되고 있다. 송신원의 실제 전송속도는 ACR(Allowed Cell Rate)과 같거나 작을 수 있으며, ACR는 MCR(Minimum Cell Rate)과 PCR(Peak Cell Rate)사이에 있게 된다.

환 정보를 저장하는 헤더 변환 테이블을 이용하여 이웃한 CL서버간 또는 CL가입자와 CL서버간에 CL서버의 출력 가상 채널의 폭주 상태를 알릴 수 있다. 그림 3는 CL중첩 망에서 중단간(end-to-end) 형성될 수 있는 ATM 계층의 폐환 루프를 보여 준다. 이 그림에서는 중단의 CL가입자간 CL 데이터 트래픽 전달 경로상에 3종류의 폐환 루프가 형성되는 것을 보여준다. 이런 구성은 3개의 링크에 한정되지 않고 CL 데이터 트래픽 전달 경로에 존재하는 CL서버 수에 따라 다르게 될 수 있다. 이처럼 ATM 계층의 링크 단위 폐환 루프를 형성하고 각 링크의 송신측에서는 RM셀을 주기적으로 전송하고 수신측에서는 폐환 루프를 통하여 해당 RM셀을 송신측으로 되돌려 보낸다. 이때 수신측에서는 폐환 되는 RM셀에 망 상태 정보를 실어 보낸다. 그러므로 CL서버간 링크상의 폭주 제어와 CL서버의 특정 출력 가상 채널의 폭주 제어를 CL서버에서 동일하게 링크 단위로 수행될 수 있다.

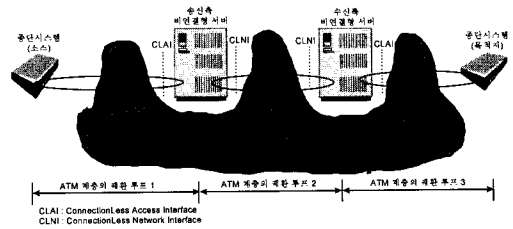


그림 3. ATM 계층의 링크 단위 폐환 루프 구성
Fig. 3. Link-by-link feedback loop of ATM layer.

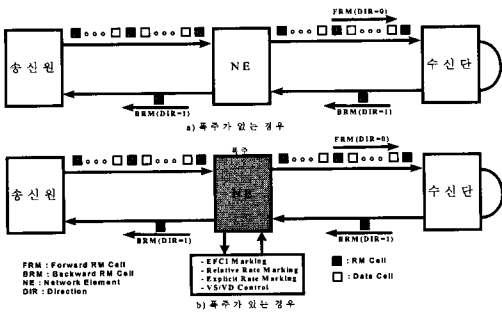


그림 2. ABR 흐름 제어 동작
Fig. 2. ABR flow control behavior.

CL 중첩 망을 구성하는 가상 링크는 ATM 계층의 ABR 연결을 이용하고, CL 가입자와 CL 서버는 ABR 접속의 중단 점이 되기 때문에 CL가입자와 CL서버간 그리고 CL서버간 ATM 계층의 ABR 폐환 루프를 형성시킬 수 있다. 따라서 이 루프와 헤더 변

그림 4는 그림 2에 따른 프로토콜 스택을 보여 준다 [10] [11]. 이 그림에서 CL가입자는 CL서버가 제공하는 CLAI를 통하여 비연결형 베어러 데이터 서비스를 액세스한다. CLAI에서 AAL 상위 계층인 CL 서비스 계층은 CLNAP 프로토콜을 수행한다. CLNAP 계층은 가변 길이의 CBDS 패킷을 라우팅과 어드레싱을 해 주며 라우팅은 CLNAP-PDU 헤더에 포함된 E.164 주소에 따라 수행된다. 그리고 ATM망에서 CLNAP-PDU를 투명하게 전달하기 위하여 CL서버간 연결은 CLNI를 통하여 제공된다. CLNI에서 CL 서비스 계층은 CLNIP 프로토콜을 수행한다. CLNAP-PDU와 CLNIP-PDU (ConnectionLess Network Interface Protocol-Protocol Data Unit)간 연동은 CL서버의 ME(Mapping Entity)을 통하여 이루어진다. 이 그림에서 알 수 있듯이 ATM 계층의 루프만

으로 ATM 계층 및 CL 계층의 폭주를 제어할 수 있다는 것을 보여준다.

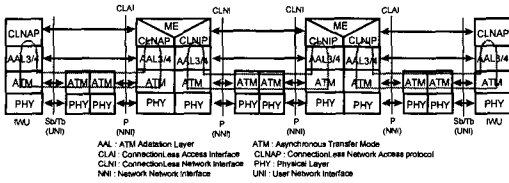


그림 4. CLAI에서 매핑 엔티티
Fig. 4. The mapping entity in CLAI.

그림 5는 ATM망에서 CL서버의 구성을 보여 준다. CL 데이터 트래픽은 IWU (Interworking Unit) 들과 CL서버간 가상 접속을 통하여 CL서버로 전송된다. CL서버에서는 라우팅과 어드레싱 기능에 의하여 CL데이터 트래픽이 CL서버와CL가입자간 또는 CL서버간에 형성된 가상 접속을 통하여 목적지 IWU 또는 다음 CL서버로 라우팅 된다 [10]. 이 그림에서 알 수 있듯이 CL 데이터 트래픽은 ATM 스위치의 출력 포트(가상 링크)와 CL서버의 출력 가상 채널에서 폭주에 직면할 수 있는 것이다.

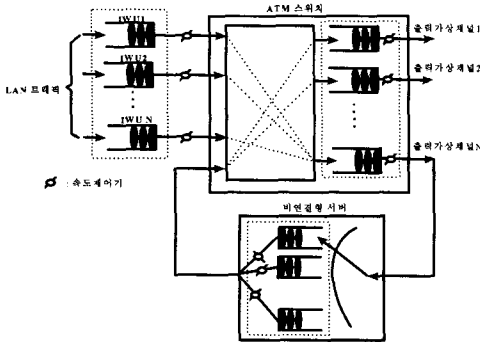


그림 5. CL서버가 연결된 ATM 스위치
Fig. 5. ATM switch having CL server.

그림 6은 CL 서버의 기존 동작 흐름도이다. 셀 단위로 처리하는 CL서버는 CLNAP-PDU의 첫 번째 셀인 BOM 또는 SSM(Single Segment Message) 셀의 헤더 값(VPI/VCI/MID)과 목적지 주소가 입력되면, 목적지 주소와 이에 대응하는 AAL 식별자(입력된 목적지 주소에 대응된 가상 채널 식별자)를 읽어내고, 읽어낸 AAL 식별자를 이용하여 ATM 계층의 출력 가상 채널 번호(VPI/VCI)와 다중화 식별자(MID)를 찾아내어 입력 셀의 헤더 값(VPI/VCI/

MID)과 함께 헤더 변환 테이블에 써넣는다. 이 과정은 CLNAP 프레임의 목적지 주소 값에 의하여 해당 프레임을 구성하는 셀들이 전달될 가상 채널을 할당하는 절차이다 [7] [9] [10]. 그리고 프레임을 구성하는 마지막 셀인 EOM셀이 입력되면 해당 프레임에 해당하는 헤더 변환 정보를 헤더 변환 테이블에서 삭제한다.

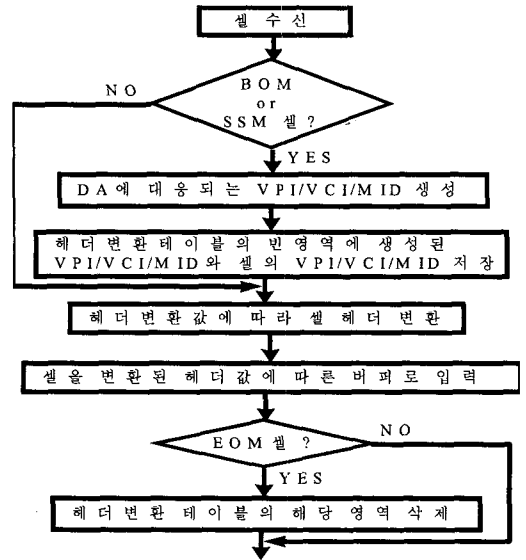


그림 6. CL 서버의 기본 동작
Fig. 6. The basic behavior of CL server.

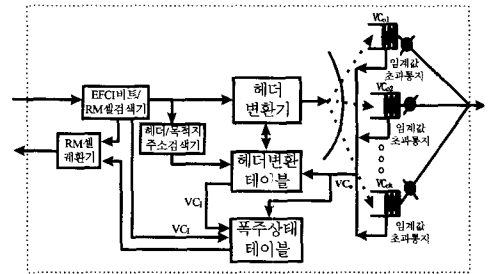


그림 7. 제안된 폭주 제어 방법에 따른 CL 서버 구성도
Fig. 7. CL server configuration for proposed scheme.

그림 7은 두 가지 폭주를 해결하기 위한 CL 서버 구성도를 나타낸다. ABR (Asynchronous Transfer Mode) 케환 루프상에서 송신측은 RM셀을 주기적으로 수신측으로 전송하고 수신측에서는 케환 루프를 통하여 해당 RM셀을 송신측으로 되돌려 보낸다. 이때 수신측에서는 케환 되는 RM셀에 망 상태 정보를 실어 보낼 수 있기 때문에 CL서버간 링크상의 폭주 제어와 CL서버의 특정 출력 가상 채널

의 폭주 제어를 CL서버에서 동일하게 링크 단위로 수행할 수 있다.

CL서버간 링크 폭주 발생시 링크상에서 통과하는 데이터 셀의 EFCI(Explicit Forward Congestion Indication)비트가 폭주 상태로 표시되어 CL서버로 입력된다. 그러면 CL서버의 EFCI비트 및 RM셀 검색기와 헤더 및 목적지 검색기에 의하여 폭주 상태 테이블의 입력 가상 채널 번호에 해당하는 위치에 폭주 상태 표시를 한다.

CL서버 폭주는 CL서버의 특정 출력 가상 채널이 폭주가 되는 경우로 CL서버의 특정 출력 가상 채널의 큐 길이가 임계 값을 초과하는 경우를 말한다. 출력 가상 채널이 폭주가 되면 헤더 변환 테이블과 폭주 상태 테이블에 출력 가상 채널 번호를 통지하고, 헤더 변환 테이블에서 이 출력 채널로 입력되는 입력 가상 채널 번호를 찾아 폭주 상태 테이블의 해당 위치에 폭주 상태를 표시한다.

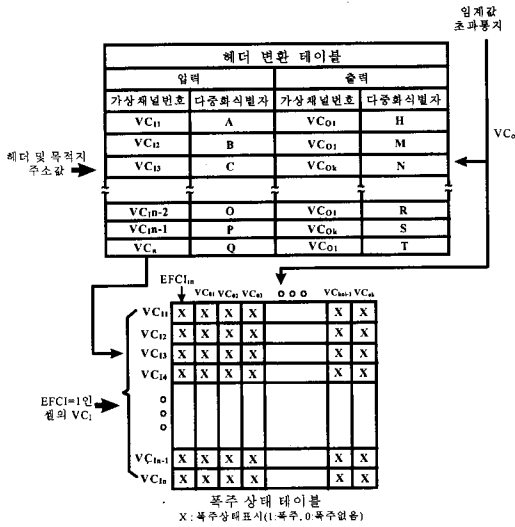


그림 8. 헤더 변환 및 폭주 상태 테이블
Fig. 8. The header translation and congestion state table.

그림 8은 CL서버의 폭주 상태 테이블과 이를 이용한 폭주 상태 테이블을 나타낸다. 헤더 및 목적지 주소가 입력되면 목적지 주소에 해당하는 출력 가상 채널 번호(VC₀)와 다중화 식별자를 찾아 헤더 변환 테이블에 써넣고 헤더 변환 값에 따라 셀 헤더를 변환하여 출력 가상 채널로 내보낸다. 폭주 상태 테이블은 링크 폭주를 표시하는 부분과 CL 서버의 출력 가상

채널의 폭주를 유발한 송신원을 표시하는 부분으로 나누어진다. 폭주 상태 테이블의 가로는 출력 가상 채널 번호 및 EFCI 비트에 해당하는 위치이며 세로는 입력 가상 채널 번호를 나타낸다.

링크 폭주 시 EFCI 비트가 세트된 셀이 입력되면 헤더/목적지 검색기를 통하여 링크 폭주가 일어난 송신원의 입력 가상 채널 번호에 해당하는 위치에 폭주 표시를 한다. 그리고 출력 가상 채널 폭주 시 폭주가 발생된 출력 가상 채널에 입력되고 있는 데이터 셀의 입력 가상 채널 번호에 해당하는 위치에 폭주 상태를 표시한다. 그리고 EFCI폭주 또는 출력 가상 채널의 폭주가 해제되면 해당 영역의(폭주를 유발할 수 있는 입력 가상 채널 번호) 모든 엔트리는 폭주 없음을 나타낸다. 이 동작을 통하여 폭주 상태 테이블상의 임의의 열에 폭주 상태를 표시한 것이 하나라도 있으면 해당 입력 가상 채널로 입력되는 RM셀의 폭주 상태를 표시하여 RM셀 재환기를 통하여 해당 송신원으로 전송한다.

그림 9는 CL 서버에서 폭주에 따른 동작을 나타낸다. a)는 링크 폭주 시 폭주 상태 테이블의 해당 위치에 표시하는 것을 나타내고, b)는 CL 서버의 출력 가상 채널이 폭주된 경우 해당 위치에 폭주 상태를 표시한다. c)는 폭주 상태 테이블의 열에 폭주 상태가 하나라도 표시된 경우 RM셀에 폭주 상태를 표시하여 전송하고 폭주 표시가 없는 경우 RM셀을 그대로 되 돌려 주는 것을 나타낸다.

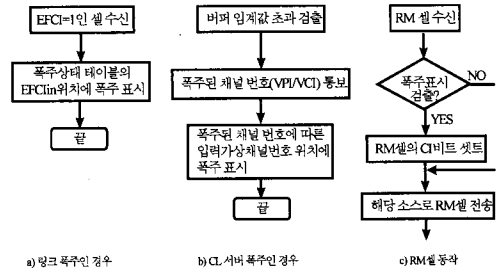


그림 9. 폭주에 따른 CL서버 동작
Fig. 9. The behavior of CL server in congestion state.

IV. 시뮬레이션 및 고찰

1. 시뮬레이션 모델

그림 10은 제안된 폭주 제어 방법을 평가하기 위한

시뮬레이션 모델이다. 이 모델에서 ATM 계층의 교환 루프는 3개로 구성되며, 송신원A는 수신단 a로, 송신원 B는 수신단 b로, 그리고 송신원 C는 수신단 b로 트래픽을 전송한다. 여기서 송신원 B와 C는 망에서 폭주를 유발시키기 위하여 사용된다.

CL서버간 길이는 LAN에서는 50Km, MAN (Metropolitan)에서는 100km, 그리고 WAN(Wide Area Network)에서는 1000km로 간주하였고, CL가입자와 CL서버간 길이는 20km로 간주하였다. 또 링크의 전송 지연 시간은 5s/1km로 하였다. 시뮬레이션 모델은 간편성을 위하여 CL계층 폭주만 고려하였지만, 폭주에 따른 제어 기능을 충분히 검증할 수 있다는 것을 시뮬레이션을 통하여 알 수 있다.

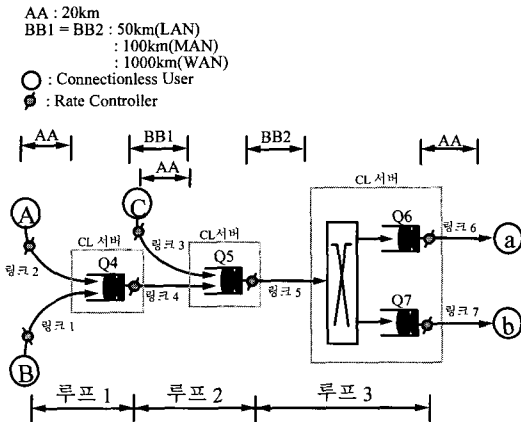


그림 10. 시뮬레이션 모델
Fig. 10. The simulation model.

표 1. 각 링크에 할당된 최대 대역폭
Table 1. The peak bandwidth for each link.

링크	대역폭(Mbps)	Queue
링크 1	16	-
링크 2	10	-
링크 3	16	-
링크 4	16	Queue(Q4)
링크 5	32	Queue(Q5)
링크 6	16	Queue(Q6)
링크 7	10	Queue(Q7)

표 1은 시뮬레이션 모델의 각 링크에 할당된 대역폭의 최대값이며, 큐는 해당 링크에 연결된 CL서버의 출력 가상 채널이다. CL서버의 출력 가상 채널이 폭주가 되는 경우는 링크의 용량보다 많은 트래픽이 유

입되기 때문에 출력 가상 채널이 폭주가 되는 것이다.

표 2는 그림 11의 시뮬레이션 시나리오에 따른 네트워크 상태를 보여 준다. 초기 상태에서는 송신원 A만 CL 데이터 트래픽을 목적지 b로 전송하기 때문에 네트워크내에 어떠한 폭주도 없다. 그러나 송신원 B가 CL 데이터 트래픽을 목적지 b로 전송하기 시작하면, 루프 1에 있는 CL서버의 출력 가상 채널 Q4가 폭주가 된다. 그러므로 송신원 A와 B는 망으로부터의 폭주 상태 정보에 따라 자신의 전송속도를 줄여야 한다. Q4의 폭주 상태가 해결되고 얼마 후 송신원 B는 CL 데이터 트래픽 전송을 중지한다. 송신원 B가 전송을 중지하고 얼마 지나 송신원 C가 CL 데이터 트래픽을 목적지 b로 전송하기 시작하면, 루프 3에 있는 CL서버의 출력 가상 채널 Q7이 폭주 된다. 이 상황에서 네트워크는 폭주를 유발시킨 송신원에게 폐 루프를 이용하여 네트워크의 폭주 상태를 알린다. 그러면 폭주를 유발시킨 송신원은 자신의 전송속도를 줄여 폭주를 해결하는 것이다.

표 2. 시뮬레이션 시나리오에 따른 망 상태
Table 2. The network state for simulation scenario.

송신원	망 상태	전송 조건
A	폭주 없음	A->a
A, B	Q4 폭주	A->a, B->b
A, C	Q7 폭주	A->a, C->b

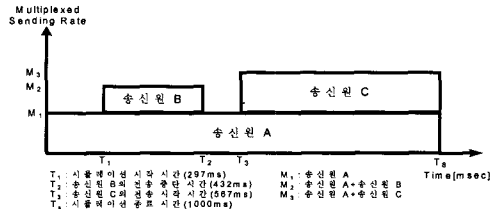


그림 11. 시뮬레이션 시나리오
Fig. 11. The simulation scenario.

표 3은 시뮬레이션에 사용된 ABR 파라미터를 보여 준다. MCR는 네트워크에서 보장해 주는 전송속도이며 PCR의 0.1배로 하였다. ICR는 링크의 초기 전송속도이며 PCR의 0.2배로 하였다. ACR는 링크의 허용된 전송속도로 망의 상태에 따라서 PCR과 MCR 사이에서 동적으로 변화되는 속도이다. 이 시뮬레이션 모델에서 Q6과 Q7은 목적지에 해당하는 것으로 이들

에 대한 ICR값은 PCR로 할당하였다. 그리고 각 링크의 최대 큐 길이는 LAN에서 500셀, MAN에서 800셀, 그리고 WAN에서 3,500셀로 하였다. 또 큐의 폭주 상태를 나타내는 상위 임계 값은 각 링크 RTT (Round-Trip Time) 값의 2배로, 폭주 해제를 나타내는 하위 임계 값은 RTT의 1배로 하였다.

표 3. 시뮬레이션을 위한 ABR 파라미터
Table 3. ABR parameter for simulation.

파라미터	이름	값
PCR	Peak Cell Rate	소스에 따라
MCR	Minimum Cell Rate	PCR/10 Mbps
ICR	Initial Cell Rate	PCR/5 Mbps
ACR	Allowed Cell Rate	동적갱신
Nrm	Number of cells per a RM cell	32
RDF	Rate Decrease Factor	1/8
RIF	Rate Increase Factor	1/8

시뮬레이션에 사용된 입력 트래픽은 표 4와 같이 다수의 LAN 및 워크 스테이션이 발생하는 프레임 단위의 비연결형 데이터로 가정하고, 패킷 길이의 발생 확률과 패킷 길이에 따른 셀 수를 나타내었다^[13].

표 4. 입력 트래픽 분포(이더넷 기준)
Table 4. The input traffic distribution.(for Ethernet)

패킷길이 (비이트)	발생확률	확률분포	셀 수 ((AAL3/4)//AAL5)
64	0.304	0.304	2//2
144	0.083	0.387	4//4
220	0.080	0.467	5//6
576	0.100	0.567	13//14
1,027	0.250	0.817	23//25
1,500	0.183	1.000	32//35

2. 결과 및 고찰

LAN, MAN, 그리고 WAN 환경에 따라 수행된 시뮬레이션을 통하여 셀 손실률, 큐 길이 변화, 전달 지연 시간, 그리고 폭주에 대한 반응 시간을 분석하였다.

그림 12와 그림 13은 ABR 제한 루프가 적용되지 않은 경우 LAN, WAN의 환경에서 버퍼 길이를 각각 500셀, 3500셀로 하였을 때 셀 손실률을 나타낸

것이다. 이 그림에서 버퍼 길이를 3,500셀로 한 경우 버퍼 길이기 커짐에 따라 LAN과 WAN 모두에서 셀 손실이 500셀 보다 늦게 발생하고 있음을 보여준다. 이것은 큐 길이를 크게 하면 어느 정도 셀 손실을 줄일 수 있다는 것을 보여 주지만, 또 큐 길이 조절만으로 셀 손실을 근본적으로 해결해 줄 수 없으며 큐를 크게 하는데 따른 경제적 및 기술적 부담이 따른다. 그러므로 이 그림에서 망 입구에서 개 루프 흐름 제어를 통과한 트래픽이 망 내에서 폭주를 유발한 경우 셀 손실 방지가 쉽지 않으며 다른 폭주 제어 방법이 필요하다는 것을 보여 주고 있다.

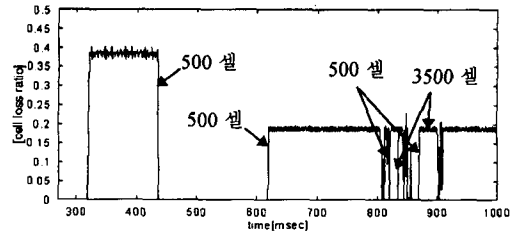


그림 12. LAN에서 버퍼 크기에 따른 셀 손실률
Fig. 12. The cell loss ratio for buffer size in LAN.

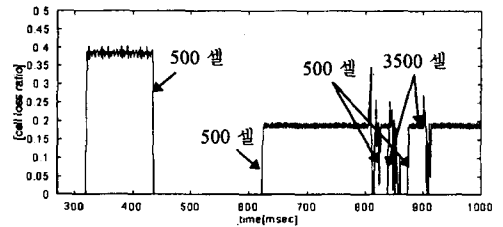


그림 13. WAN에서 버퍼 크기에 따른 셀 손실률
Fig. 13. The cell loss ratio for buffer size in WAN.

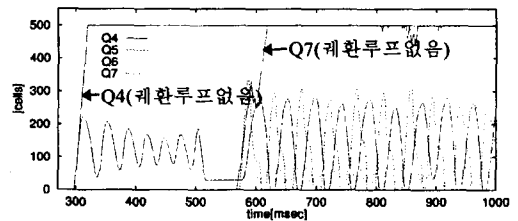


그림 14. LAN에서의 큐 길이 변화
Fig. 14. The queue length in LAN.

그림 14는 LAN환경에서 폭주가 유발된 경우 큐 길이의 변화 보여 주고 있다. 큐 길이는 ABR 제한 루프가 적용된 경우 Q4, Q5, Q6, 그리고 Q7이 큐 길

이가 침투 값(500셀)에 도달하지 않게 되어 셀 손실이 없으나, 적용되지 않은 경우 Q4와 Q7이 폭주가 되는 경우 셀이 큐의 최대값을 넘어서 셀 손실이 있음을 보여주고 있다.

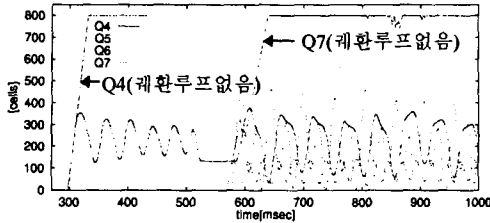


그림 15. MAN에서의 큐 길이 변화
Fig. 15. The queue length in MAN.

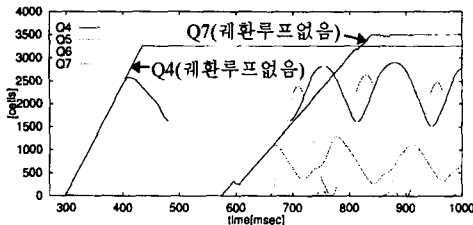


그림 16. WAN에서의 큐 길이 변화
Fig. 16. The queue length in WAN.

그림 15는 MAN에서 큐 길이의 변화를 보여 주고 있다. MAN에서는 CL서버간 링크의 길이가 LAN에 비하여 2배이기 때문에 폭주에 반응하는 시간이 LAN에 비하여 다소 느리기 때문에 폭주가 해제되기 까지 셀을 저장하기 위한 버퍼가 LAN에 비하여 커야 한다. 이 그림에서는 페 루프 제어가 적용된 경우 큐의 최대 크기 800셀을 초과하지 않고 있으나, 적용되지 않은 경우 Q4와 Q7에서 큐 길이의 최대치를 넘어서 셀 손실이 있는 것을 알 수 있다. 그림 16은 WAN에서 큐 길이의 변화를 보여 주고 있다. WAN에서는 CL서버간 링크의 길이는 LAN과 MAN에 비하여 상당히 크기 때문에 그에 따른 큐의 최대값이 커야 한다. 이 그림에서는 페 루프 제어가 적용된 경우 최대 값 3,500셀을 초과하지 않아 셀 손실이 없음을 보여 주고 있으나 적용되지 않은 경우 Q4에서는 큐에 쌓이는 셀이 충분히 버퍼링이 되어 셀 손실이 없으나 Q7에서는 큐 길이의 최대값을 넘어서 셀 손실이 있음을 알 수 있다. 이것은 큐 길이를 크게 하면 셀 손실을 어느 정도 줄일 수 있으나 큐 길이의 조절만으로 한계가 있음을 알 수 있다.

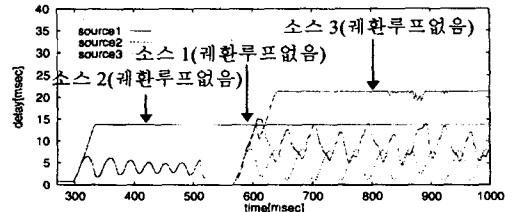


그림 17. LAN 에서 각 송신원의 전송 지연 시간
Fig. 17. The delay time for each source in LAN.

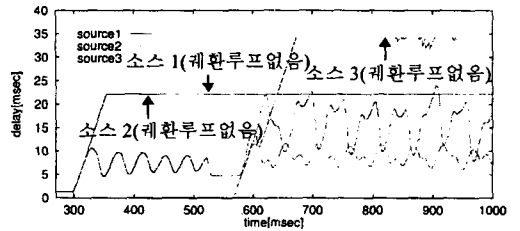


그림 18. MAN 에서 각 송신원의 전송 지연 시간
Fig. 18. The delay time for each source in MAN.

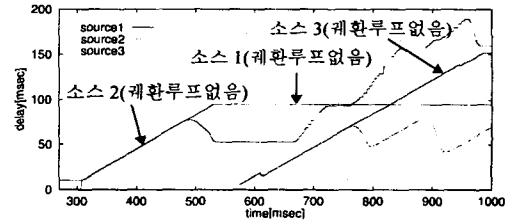


그림 19. WAN 에서 각 송신원의 전송 지연 시간
Fig. 19. The delay time for each source in WAN.

그림 17, 18, 19는 각 송신원의 전송 지연 시간을 각각 LAN, MAN, 그리고 WAN 환경에서 ABR 케환 루프의 유·무에 따라 나타낸 것이다. LAN과 MAN에서 ABR 케환 루프가 적용되지 않은 경우 각 송신원의 전송 시간이 일정하게 유지되는 반면에, 적용된 경우 폭주 여부에 따라 전송 지연 시간이 변하고 있는 것을 보여주고 있다. 그리고 WAN에서는 CL 서버간 길이가 전송 지연에 상당한 영향을 주고 있는 것을 보여준다. 이것은 ABR 서비스가 셀 손실에 민감하지만 전송 지연 시간에 민감하지 않기 때문에 성능에 중대한 영향을 미치는 것은 아니다.

그림 20는 LAN 환경에서 폭주에 따른 전송속도 변화를 나타낸다. 이 그림에서 송신원 A는 초기에 1.6Mbps로 전송을 시작하여 얼마 후 최대 16Mbps로

전송하고 있으며, 297ms에서 송신원 B가 전송을 시작하면 Q4가 폭주가 되어 송신원 A와 B의 전송속도(ACR1, ACR2)가 감소된다. 이 동작은 송신원 B가 전송을 하고 있는 동안 계속된다. 송신원 B가 전송을 중단하면, 망에 폭주 상태가 해제되어 송신원 A는 다시 최대 속도로 전송을 한다. 567ms에서 송신원 C가 전송을 시작하면 Q7이 폭주가 된다. Q7이 폭주가 되면 Q5 전송속도(ACR5)와 송신원 C의 전송속도(ACR3)를 순차적으로 감소시킨다. Q4의 전송속도를 감소되면 Q4가 폭주가 되게 되어 다시 송신원 A의 전송속도(ACR1)를 감소시키고, 각 부분에서 폭주가 해제되면 다시 전송속도를 증가시킨다.

하여 폭주에 반응하는 시간이 느린 것을 알 수 있다. 그림 22은 WAN 환경에서 시뮬레이션 시나리오에 따른 전송속도 변화를 보여 준다. WAN인 경우 CL서버간 링크의 길이에 따른 전송 지연 시간 때문에 전반적으로 LAN과 MAN에 비하여 폭주에 반응하는 속도가 느린 것을 알 수 있다.

V. 결론

본 논문은 CL가입자와 CL서버간, CL서버간 ABR 케환 루프를 이용하여 링크 단위로 CL 서버간 가상 링크 폭주와 CL서버의 특정 출력 가상 채널의 폭주를 모두 제어 방안에 관하여 언급하였다. CL 중첩 망을 구성하는 가상 링크는 ATM 계층의 ABR 접속을 이용하고, CL 가입자와 CL 서버는 ABR 접속의 중단 점이 되기 때문에 ATM 계층의 ABR 케환 루프를 형성시키고, CL 서버의 헤더 변환 테이블을 이용한 폭주 상태 테이블을 통하여 두 종류의 폭주를 모두 제어할 수 있다.

제안한 방안과 개 루프 흐름 제어를 사용한 경우의 비교는 큐 길이의 변화, 그에 따른 셀 손실률, 그리고 각 송신원의 전송 지연 시간과 폭주에 따른 반응을 비교 하였다. 제안한 방법은 셀 손실을 방지하면서 폭주를 제어할 수 있지만 개 루프 제어 방법을 통하여 폭주 제어가 어렵다는 것을 알 수 있었으며, 제안한 방법은 링크 단위 ATM 계층의 ABR 제어 루프와 헤더 변환 테이블을 이용하기 구현이 용이하고 폭주 발생에 신속히 대처할 수 있는 장점을 가지고 있다.

앞으로 ATM 스위치에는 기존의 LAN 및 고성능 컴퓨터가 직접 접속되어 버스트성이 큰 비연결형 데이터 트래픽이 ABR 연결을 통하여 전달되고 ABR 서비스를 위한 폭주 제어 방식을 적용하게 될 것이다.

추후 연구는 ATM 계층의 루프와 비연결형 계층의 루프를 모두 이용한 폭주 제어 방안과 비연결형 계층의 루프만 이용하는 방안을 제안하고, 또 송신원의 전송 속도 조절량을 네트워크 상태에 따라 동적으로 정할 수 있는 방안을 모색할 예정이다.

참고 문헌

- [1] Raj Jain, Tutorial Paper on ATM Congestion Control, ATM Forum/95-0177, February. 6-10. 1995.

그림 20. LAN에서의 전송 속도 변화(ACRs)
Fig. 20. The allowed cell rate in LAN.

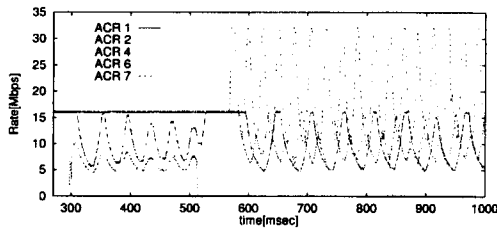


그림 21. MAN에서의 전송 속도 변화(ACRs)
Fig. 21. The allowed cell rate in MAN.

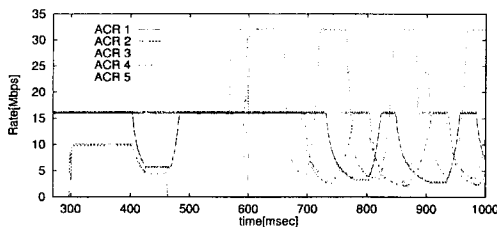


그림 22. WAN에서의 전송 속도 변화(ACRs)
Fig. 22. The allowed cell rate in WAN.

그림 21은 MAN 환경에서 시뮬레이션 시나리오에 따른 전송속도 변화를 보여 준다. MAN인 경우 CL서버간 링크의 길이가 LAN에 비하여 2배로 되기 때문에 링크상의 전송 지연에 따라 전반적으로 LAN에 비

[2] Sathaya. S, ATM Forum Traffic Management Specification Version 4.0, ATM Forum/95-0013R10, Feb. 1996.

[3] ITU-T Recommendations I.371, Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN, November 1995.

[4] Nanying Yin, Michael G. Hluchyj, On Closed-Loop Rate Control for ATM Cell Relay Networks, INFOCOM94, pp. 99-108, June. 1994.

[5] Flavio Bonomi and Kerry W. Fendick, The Rate-Based Flow Control Framework for the Available Bit Rate ATM Service, IEEE Network, vol. 9, no. 2, pp. 25-39, March/ April 1995.

[6] Wenfeng Chen, Moufiah. H. T, Flow-Net: A Proposal on ABR Traffic Control in ATM Network, APCC94, pp. 888-892, 1994.

[7] ITU-T Recommendation I.364, Support of the broadband connectionless data bearer service by the B-ISDN, November 1994.

[8] Katoh. M, A Network Architecture for ATM Based Connectionless Data Service, IEICE Trans. on Commun, vol. E-76-B, no. 3, March 1993.

[9] Byung Chun jeon, Mi Sun Do, Sun Moo Kang, Young Sun Kin, Performance Evaluation of Shared Buffer ATM Switch on a LAN Environment : A Simulation Study, APCC95, vol. 1, pp. 283-287, June 1995.

[10] Brett J. Vickers, Tatsuya Suda, Connectionless Service for Public ATM Network, IEEE Communications Magazine, pp. 34-41, August 1994.

[11] Nail Kavak, Data Communication in ATM networks, IEEE Network, pp. 28-37, may/june, 1995.

[12] Peter Newman, Traffic Management for ATM Local Area Networks, IEEE Communications Magazine, pp. 44-50, August 1994.

[13] M. Murata, H. Miyahara, LAN Interworking Through Broadband ISDN, IEICE Trans. Communication, vol. E77-B, no. 3 pp. 294-305, March, 1994.

저 자 소 개



朴 天 寬(正會員)

1987년 2월 건국대학교 전자공학과 졸업(공학사). 1991년 2월 충남대학교 전자공학과 졸업(공학석사). 1996년 2월 건국대학교 전자공학과 졸업(공학박사). 1986년 12월~1993년 12월 한화정보통신(주). 1987년 8월~1993년 9월 한국전자통신연구원 파견. 1994년 3월~1997년 2월 한국전자통신연구원. 1997년 3월~현재 국립목포해양대학교 전자통신공학부 전임강사. 한국전자통신연구원 초빙연구원



孫 炳 干(正會員)

1984년 충남대학교 공과대학 전자공학과 학사. 1986년, 1992년 충남대학교 대학원 전자공학과 석사, 박사. 1987년~1988년 국방과학연구소 연구원. 1988년~1998년 현재 한국전자통신연구원 선임연구원. 교환기술 연구단 초고속서비스 연구실. 1988년~현재 ATM-KIG Enterprise network WG 의장. 주관심분야는 ATM 기반 데이터 서비스 기술, ATM 액세스 기술, 고속 라우팅 처리 기술



金 映 善(正會員)

1980년 고려대학교 전자공학과 학사. 1982년 고려대학교 전자공학과 석사. 1991년 고려대학교 전자공학과 박사. 1994년 ~ 현재 전북대학교 컴퓨터공학과 겸임교수. 1991년 ~ 현재 한국통신학회 대전·충남지부 부지부장. 1991년 ~ 현재 한국통신학회 학회지 편집위원, 교환연구회 전문위원장. 1992년 ~ 현재 대한전자공학회 논문지 편집위원. 1982년 ~ 현재 한국전자통신연구원 교환기술연구단 교환방식연구실장(책임연구원)