

ATM 망에서 LAN 연동을 위한 폭주 제어에 관한 연구

A Study on Congestion Control for LAN Interworking in ATM Network

朴 天 寬*

(Chun-Kwan Park*)

요 약

ITU-T(International Telecommunication Union-Telecommunication)에 의하여 정의된 CBDS(Connectionless Broadband Data Service)을 위한 CL 망은 프레임을 라우팅해 주는 CL(ConnectionLess) 서버와 CL 가입자와 CL 서버 또는 CL 서버를 연결해주는 링크들로 구성된다[1][2]. 이와 구성에서 두 종류의 폭주, 즉, CL 링크 폭주와 CL 서버 폭주가 일어날 수 있다. 따라서 본 논문에서는 ATM 망을 통하여 LAN 간 연동 시 위에서 언급한 LAN 트래픽의 폭주 상황에 효율적으로 대처할 수 있는 방안을 제안하였다. 제안한 방안은 링크 바이 링크 방안과 하이브리드 방안이다. 링크 바이 링크 방안은 CL 가입자와 CL 서버간, CL 서버간 링크 단위 ABR 계층 루프와 CL 서버의 라우팅 기능을 수행하는 헤더 변환 테이블을 이용한 것이다. 그리고 하이브리드 방안은 링크-바이-링크 방안에 CL 계층의 종단간 루프를 첨가하고 CL 계층에서 CLNAP-PDU (ConnectionLess Network Access Protocol - Protocol Data Units)를 이용한 RM 메시지를 이용하는 방안이다. 이 방안 모두는 ATM 계층의 ABR 루프와 CL 계층의 종단간 루프, 그리고 CL 서버의 라우팅 기능을 이용하기 때문에 쉽게 구현될 수 있다. 따라서 본 논문에서는 CL 서버에서 두 가지 방안에 대한 특성과 장단점이 비교 분석되었다.¹

Abstract

The CL network for CBDS(Connectionless Broadband Data Service) defined by ITU-T(International Telecommunication Union-Telecommunication) consists of CL(ConnectionLess) servers which route frames and links which connect between CL user and CL server or between CL servers[1][2]. In this configuration, two kinds of congestion, CL link congestion and CL server congestion may occur. Therefore this paper has proposed the scheme that can deal with the above congestion state of LAN traffic efficiently in interworking LANs in ATM network. Proposed schemes are link-by-link scheme and hybrid scheme. Link-by-link scheme uses the ABR feedback loops of ATM layer between CL user and CL server or between CL servers, and the header translation table carrying out the routing function of

*木浦海洋大學校 海洋電子通信工學部

(Maritime Electronics & Communication Eng. Dept.,

Mokpo National Maritime Univ.)

接受日: 1998年4月22日, 修正完了日: 1998年7月23日

frame. And hybrid scheme is the scheme that adds end-to-end loop to link-by-link scheme and then uses RM message using CLNAP-PDU(ConnectionLess Network Access Protocol – Protocol Data Units) of CL layer. These schemes can be implemented easily because of using the ABR loop of ATM layer, end-to-end loop of CL layer, and the routing function of CL server. In this paper the characteristic and effects of two schemes in CL server has been compared and analyzed.

1. 개요

오늘날 고성능 컴퓨터의 대량 생산과 보급이 확산되고 전기 통신 기술이 급격히 발달함에 따라 데이터 통신 서비스에 대한 요구가 날로 증가하고 있다. 이런 추세에 따라 근거리에는 컴퓨터 및 단말간 통신을 위한 LAN(Local Area Network) 보급이 확산되고 있다. 특히 자원의 공유 및 거리 제한 극복을 위하여 LAN 간 통신의 필요성이 증가하고 있다[3][4].

LAN 트래픽은 텍스트, 데이터 및 이미지 정보를 포함하고 있으며, 전달하는데 실시간성을 요구하지 않으나 과도한 지연이 발생하지 않아야 한다. 또한 그 대역폭은 시간에 따라 변화 폭이 클 뿐만 아니라 그 크기를 예측할 수 없기 때문에 특정 값으로 규정하기 곤란한 특성을 가지고 있다. 최근 ATM 포럼과 ITU-T에서 LAN 트래픽(비연결형 데이터 트래픽)과 같이 버스트하고 가변적인 특성을 갖는 트래픽을 망에 여분의 대역폭이 있을 때 이 대역폭을 최대한 이용하여 전달하는 ABR(Available Bit Rate) 서비스와 UBR(Unspecified Bit Rate) 서비스를 새롭게 정의하고 있다. 또 ATM 망에서 폭주에 따라 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 방식을 적용하도록 규정하고 있다[5][6][7].

ATM 망에서 CBDS 를 제공하기 위한 CL 망은 데이터 그램을 적당한 가상 링크로 라우팅해 주는 CL 서버들, 그리고 CL 가입자와 CL 서버간 또는 CL 서버간을 연결시켜 주는 가상 링크들로 구성된다[1][2][3].

CBDS는 비 실시간 데이터 전송 서비스에 적합하기 때문에, CL 서버를 연결시켜 주는 가상 링크는 ATM 계층의 ABR 접속을 이용하고, CL 가입자와 CL 서버는 ABR 연결의 중단 점이 되기 때문에 ATM 계층의 ABR 케환 루프를 형성시킬 수 있다. 이런 구성하에서 CL 트래픽이 폭주하게 되는 원인은 다음과 같다. CL 서버간의 링크상에는 CBR, VBR, ABR 트래픽이 혼합되어 있다. 이 중 ABR 서비스 부류인 CL 트래픽은 MCR(Minimum Cell Rate)를 통하여 망으로부터 최소 대역폭만 보장 받고, CBR 과 VBR 이 사용하지

않는 여분의 대역폭을 이용하므로, CBR 과 VBR 트래픽 변동에 따라 폭주가 될 수 있다. 그리고 CL 계층 폭주는 CL 트래픽이 CL 서버의 특정 출력 가상 채널의 용량을 초과하는 트래픽이 입력되기 때문에 발생한다.

본 논문은 ATM 망을 통하여 LAN 간 연동 시 CL 트래픽의 효율적 전달을 위한 CL 트래픽 폭주 제어에 관한 것으로 CL 서버의 특정 출력 가상 채널의 폭주 상태를 해결할 수 있다. 이 방안은 CL 중첩 망의 가상 링크가 ATM 계층의 ABR 접속을 이용하는 점과 CL 서버의 라우팅 기능을 이용한 링크 바이 링크 방안과 링크 바이 링크 방안의 CL 계층의 루프를 첨가한 하이브리드 방안을 제안하고, 이들 방안의 특성과 장단점 등을 분석한다.

2. ATM 망에서 비연결형 데이터 서비스

ITU 권고안 I.327은 ATM 망에서 CL 데이터 서비스를 제공하는 데 있어서 통신하고자 하는 단말간 ATM 가상 채널로 직접 접속하는 간접 제공 방식과 ATM 망에서 라우팅 기능을 수행하는 CL 서버를 사용하는 직접 제공 방식을 권고하고 있다[1][3].

2-1. 간접 제공 방식(Indirect Method)

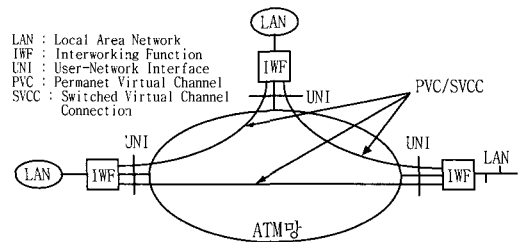


그림 1. 비연결형 서비스의 간접 제공 방식
Figure 1. Indirect Method of Connectionless Service

간접 제공 방식은 단말(IWF : Interworking Function)간 연결된 가상 채널을 통하여 CL 데이터를 교환하는 방식으로 그림 1 과 같이 네트워크 내에서 통신 가능한 단말간 가상

연결이 풀 메쉬 형태를 이룬다. 이 때 가상 연결은 PVC(Permanent Virtual Connection), SPVC (Semi-PVC) 또는 SVC(Switched Virtual Connection)을 통하여 형성되며, 망의 크기와 서비스 품질 등과 같은 요소에 의하여 결정된다 [1][2][8].

2-2. 직접 제공 방식(Direct Method)

그림 2에 있는 직접 제공 방식은 CL 서버를 이용하는 방법으로 CL 데이터를 발생하는 모든 단말과 CL 서버간 하나의 가상 채널을 통하여 CL 데이터를 CL 서버로 집중시키고, CL 서버에서 프레임의 목적지 주소 값에 따라 라우팅하는 방법이다. 이 방법에서는 단말과 CL 서버간 단지 하나의 접속만 필요하고, CL 서버들만 상호 연결되기 때문에 간접 제공 방식에 비하여 접속 수가 현저히 줄어든다. 이 점이 공중망에서 CL 서비스를 제공하는 데 가장 중요한 요소이다 [1][3].

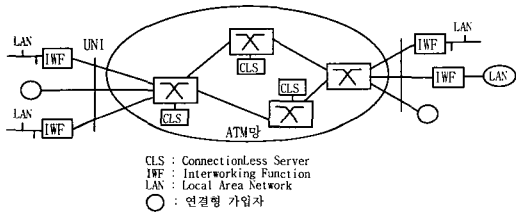


그림 2. 비연결형 서비스의 직접 제공 방식
Figure 2. Direct Method of Connectionless Service

ATM 망에서 CL 서비스를 제공하는 경우, CL 트래픽은 기본적으로 버스트성 때문에 PCR(Peak Cell Rate)와 SCR(Sustainable Cell Rate)을 기준으로 대역폭을 예약하고, 예약된 대역폭 이내로만 사용하도록 하기 때문에 대역폭 낭비를 초래할 수 있다 [3][9].

간접 제공 방식인 경우, PVC 또는 SVC 사용 여부에 상관없이 CL 서비스를 위한 접속이 설정되면, 요구된 대역폭이 크면 CL 가입자가 대역폭을 충분히 이용하지 못할 수 있으며, 요구된 대역폭이 적으면, 전송 지연과 트래픽 손실이 초래된다.

직접 제공 방식의 경우는 모든 CL 트래픽이 CL 서버를 연결시켜 주는 가상 연결상에 집중되기 때문에, 통계적 다중화 이득을 얻을 수 있으며, 트래픽의 버스트성을 다소 완화 시켜주기 때문에 트래픽이 다루기가 쉬워진다. 그러나 CL 서버 자체 또는 CL 서버를 접속시켜 주는 접속상에서

CL 트래픽이 폭주를 유발시켜 전송 지연과 트래픽 손실을 초래할 수 있다 [1][2][3][9].

따라서 대역폭이 고정된 경우 위와 같은 문제 때문에 ATM 포럼과 ITU-T에서 버스트하고 대역폭을 예측할 수 없는 트래픽을 ABR 서비스로 분류한다. 그리고 ABR 서비스는 망에 가용의 대역폭이 있는 경우 CL 트래픽을 적극 수용하려고 하기 때문에 망 이용 효율이 크게 향상시킬 수 있으나, 그에 따른 폭주 제어에 대한 연구가 필요하다.

3. 비연결형 서버 동작

본 논문에서 고려하는 직접 제공 방법에서 CL 트래픽은 주로 공유 매체를 사용하는 LAN에서 발생하고, CL 트래픽은 IWF에서 CLNAP-PDU 포맷으로 변환된 후 ATM 셀화되어 CL 서버로 전달된다. 이때 CL 서버에서의 라우팅을 위하여 LAN 주소를 E.164 주소 형태의 주소로 변환하는 기능을 가져야 한다. 이것은 ATM 망을 통하여 LAN 연동시 LAN 간 가상 연결 설정은 LAN 주소를 가지고 있는 양단간 이루어지므로 IWF에서 LAN 주소를 ATM 주소로 변환시켜 주는 ARP(Address Resolution Protocol) 기능이 필요하다. [1][4].

그림 3은 다수의 입력 가상 채널을 통하여 입력되는 셀들이 CL 서버의 라우팅 기능에 의하여 해당 목적지로 출력되는 것을 보여준다.

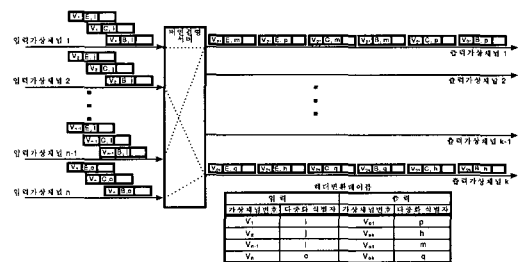


그림 3. CL 서버의 라우팅 동작
Figure 3. Routing Behavior of CL Server

IWF에 접속된 LAN에서 동시에 프레임이 발생된 경우, 이들을 셀로 변환 후 하나의 가상 채널에 다중화하여 CL 서버로 전달하여야 하며, CL 서버에서는 다수의 IWF로부터 도착한 셀들 중 특정 IWF 또는 타 CL 서버로 전달되는 셀들을 다중화하여 CL 서버와 목적지간 가상 채널을 통하여 전

달하여야 한다[3][8]. 이 그림에서 입력 가상 채널 및 출력 가상 채널은 다수의 IWF 및 타 CL 서버와 연결되는 가상 채널을 의미한다.

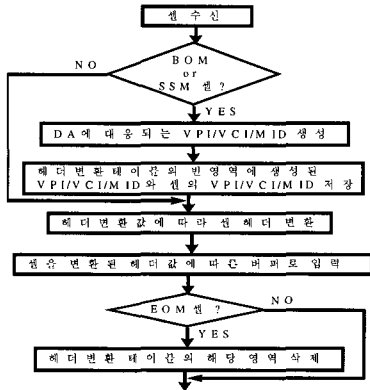


그림 4. CL 서버의 기본 동작 흐름도

Figure 4. The Basic Behavior of CL Server

입력 가상 채널 1(가상 채널 식별자: V1)과 N-1(V3 가상 채널 식별자: V3)을 통하여 입력된 셀들이 출력 가상 채널 1(가상 채널 식별자: Vo1)로 다중화되어 전달될 때 두 입력 채널의 셀들에게 서로 다른 다중화 식별자(MID : Multiplexing Identifier) 값을 할당하여 이들을 구분할 수 있도록 한다.

그림 4은 그림 3에 따른 CL 서버의 기본 동작을 흐름도를 나타낸다.

CLNAP 프로토콜은 비연결형 프로토콜을 AAL3/4 엔티티에 의하여 연결형 ATM 서비스로 매핑시켜 주는 역할을 수행한다. 셀 단위로 처리하는 CL 서버는 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 출력 다중화 식별자(MID)를 찾아내어 입력 셀의 헤더 값(VPI/VCI/MID)과 함께 헤더 변환 테이블에 써 넣는다. 여기서 하나의 VPI/VCI 세트는 가입자와 CL 서버간 또는 CL 서버간 하나의 연결 경로이고 이 연결 경로를 사용하는 여러 개의 사용자 메시지는 MID 값에 의하여 구분된다. 이 과정은 CLNAP 프레임의 목적지 주소 값에 의하여 해당 프레임 구성하는 셀들이 전달될 가상 채널을 할당하는 절차이다. 이와 같은 구성을 통하여 동일 프레임에 속한 다음 셀

들에게 헤더 변환 정보를 제공하게 된다. 입력 셀이 COM 셀인 경우 BOM 셀에서 이미 출력 셀에 대한 헤더 변환 정보가 정해졌기 때문에 헤더 변환 테이블로부터 출력 헤더 변환 정보를 얻어 셀을 송출한다. 그리고 입력 셀이 EOM/SSM 셀인 경우 COM 에서와 같은 방법으로 헤더 변환 정보를 얻어 셀을 송출한 후 사용 중인 출력 가상 채널 번호와 출력 다중화 식별자 헤더 변환 테이블에서 삭제하여 해제한다[1][2][8].

4. ABR 서비스를 위한 폭주 제어

ABR 서비스를 적용하는 가상 연결에서는 사용자가 요구하는 PCR(Peak Cell Rate)와 망이 제공하는 MCR (Minimum Cell Rate)에 의하여 대역폭이 규정되고 CLR (Cell Loss Rate)에 따라 요구되는 손실이 규정된다[10][11]. 이처럼 ABR 연결에 대한 가변적인 대역폭 요구 사항이 망에 가용의 대역폭이 있을 때 충족될 가능성을 극대화하기 위하여 ABR 서비스를 위한 제어 메카니즘은 가용의 대역폭을 효율적으로 이용하고 또 그것을 주어진 시간에 액티브한 ABR 연결 사이에 고르게 할당하는 것이다. 이 때문에 ABR 서비스를 위한 폭주 제어 메카니즘은 망으로부터 송신원으로 제한된 정보를 이용하여 망에서 셀 손실을 엄격히 제어할 수 있는 것으로 제한된다[10][12].

ABR의 기본적인 동작 메카니즘에 있어서, 송신원은 N개의 사용자 정보 셀마다 하나의 RM 셀을 순방향(송신원에서 수신단으로)전송한다. 수신단은 역 방향 RM 셀을 송신원으로 돌려보낸다. 송신원은 수신된 역 방향 RM 셀의 정보에 따라 자신의 전송속도를 조절한다[5][12][13].

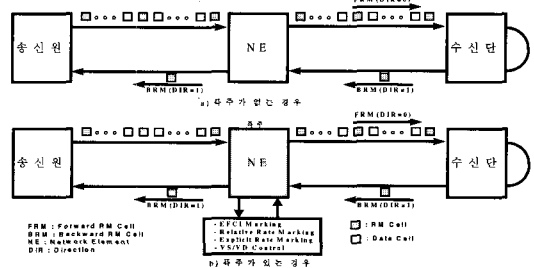


그림 5. ABR 흐름 제어 동작

Figure 5. ABR Flow Control Behavior

그림 5-a)는 망에 폭주가 없는 경우 송신원에서 발생시킨

RM 셀을 수신단에서 방향 비트(DIR)를 순방향에서 역 방향으로 세트하여 송신원으로 돌려보낸 것을 보여준다. 그림 5-b)는 망에서 폭주가 일어난 경우 네트워크에서 폭주에 따른 일련의 조치를 취하여 수신단으로 보내주면 수신단에서는 망의 폭주 상태, 허용 전송 속도 등을 RM 셀에 표시하여 송신원으로 돌려 보낸다.

5. CL 중첩 망의 폭주 제어 방안

5-1. 폭주 제어를 위한 궤환 루프 구성 방안

CL 서버는 항상 ATM 계층 가상 연결의 종단이 되므로 이웃한 CL 서버간 또는 CL 가입자와 CL 서버간에 CL 서버의 출력 가상 채널의 폭주 상태를 알리기 위하여 ATM 계층의 ABR 궤환 루프를 이용할 수 있다.

그림 6에서 CL 가입자는 CL 서버의 비연결형 베어러 서비스를 CLAI를 통하여 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 ATM 망에서 CLNAP-PDU를 투명하게 전달하기 위하여 CL 서버간 연결은 CLNI를 통하여 제공된다. CLNI에서 CL 서비스 계층은 CLNP 프로토콜을 수행한다. CLNAP-PDU와 CLNP-PDU 간 연동은 CL 서버의 ME(Mapping Entity)에 의하여 제공된다[1][3].

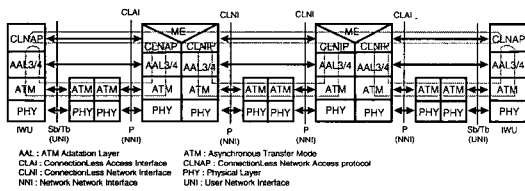


그림 6. 프로토콜 스택에 따른 폭주 제어 루프

Figure 6. Congestion Control Loop according to Protocol stack

이 그림에서는 CL 데이터의 폭주를 해결하기 위하여 CL 계층의 종단간 궤환 루프와 ATM 계층의 링크 단위 루프를 구성하였다. ATM 계층의 루프로 구성된 것을 본 논문에서 링크-바이-링크 방안이라 하며, 이 방안을 통하여 폭주 발생 시 링크 단위로 폭주에 신속히 대처하여 ATM 계층의 폭주와 CL 계층의 폭주를 모두 제어할 수 있으나, CL 서버간 링

크는 서로 다른 목적지(서로 다른 출력 가상 채널)로 라우팅되는 트래픽에 의하여 공유되기 때문에 링크상의 수신측 CL 서버의 출력 가상 채널 중 하나라도 그 링크상의 송신 CL 서버에서 발생한 트래픽에 의하여 폭주가 되면, 그 링크를 통해 전송되는 모든 트래픽이 영향을 받게 되어 폭주에 관여하지 않은 트래픽도 영향을 받아 이 트래픽이 출력되는 출력 가상 채널의 링크 이용도가 떨어지게 된다. 이와 같은 문제점을 해결하기 위하여 링크-바이-링크 방안인 CL 계층의 궤환 루프를 첨가한 하이브리드 방안을 통하여 폭주 발생 시 링크 단위 ATM 계층의 궤환 루프를 통하여 폭주에 신속히 대처하고, 종단간 CL 계층의 궤환 루프를 이용하여 실제 폭주를 유발한 송신 CL 가입자의 전송속도를 조절하는 것이다.

이와 같은 구성하에서 링크 단위 궤환 루프상의 송신측은 RM 셀을 주기적으로 전송하고 수신측에서는 궤환 루프를 통하여 해당 RM 셀을 송신측으로 되돌려 보낸다. 이때 수신측에서는 궤환 되는 RM 셀에 망 상태 정보를 실어 보낸다. 그리고 CL 계층 루프의 송신측은 CL 데이터를 전송하는 CLNAP-PDU를 CL 계층의 RM 메시지(CLRM 메시지)로 이용한다. CL 계층의 RM 메시지는 CLNAP-PDU의 사용하지 않는 영역을 이용하여 네트워크 상태를 표시할 수 있도록 하고 ATM 계층의 RM 셀 및 EFCI(Explicit Forward Congestion Indication) 비트와 비슷한 역할을 수행한다. 이것은 CL 계층을 위한 별도의 RM 셀을 만들지 않고 CLNAP-PDU를 그대로 이용할 수 있는 장점이 있다.

5-2. 제안된 방안에 따른 CL 서버 구성도

1) 링크 바이 링크 방안(Link-by-Link Scheme)

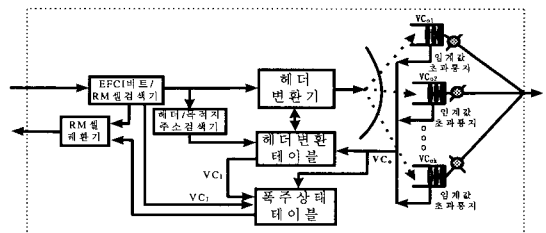


그림 7. 링크 바이 링크 방안에 따른 CL 서버 구성도

Figure 7. CL Server Configuration for Link-by-Link Scheme

그림 7은 링크 바이 링크 방안에 따른 CL 서버 구성을

나타낸다. 링크 단위 ABR 제한 루프상에서 송신측은 RM 셀을 주기적으로 수신측으로 전송하고 수신측에서는 제한 루프를 통하여 해당 RM 셀을 송신측으로 되돌려 보낸다. 이때 수신측에서는 제한 되는 RM 셀에 망 상태 정보를 실어 보낼 수 있기 때문에 CL 서버간 링크상의 폭주 제어와 CL 서버의 특정 출력 가상 채널의 폭주 제어를 CL 서버에서 동일하게 링크 단위로 수행할 수 있다.

CL 서버간 링크 폭주 발생시 링크상에서 통과하는 데이터 셀의 EFCI 비트가 폭주 상태로 표시되어 CL 서버로 입력된다. 그러면 CL 서버의 EFCI 비트 및 RM 셀 검색기와 헤더 및 목적지 검색기에 의하여 폭주 상태 테이블의 입력 가상 채널 번호에 해당하는 위치에 폭주 상태 표시를 한다.

CL 서버 폭주는 CL 서버의 특정 출력 가상 채널이 폭주가 되는 경우로 CL 서버의 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.

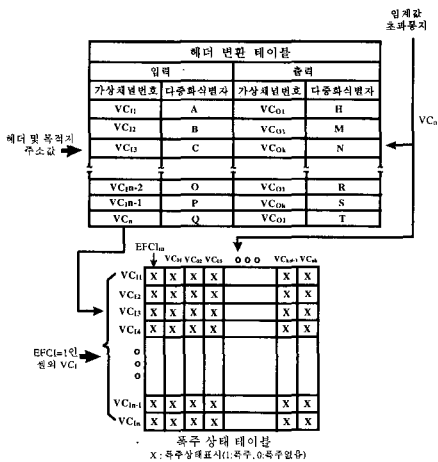


그림 8. 헤더 변환 및 폭주 상태 테이블
Figure 8. Header Translation and Congestion State Table

그림 8은 CL 서버의 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 변환값에 따라 셀 헤더를 변환하여 출력 가상 채널로 내보낸다. 폭주 상태 테이블은 링크 폭주를 표시하는 부분과

CL 서버의 출력 가상 채널의 폭주를 유발한 소스를 표시하는 부분으로 나누어 진다. 폭주 상태 테이블의 가로는 출력 가상 채널 번호 및 EFCI 비트에 해당하는 위치이며 세로는 입력 가상 채널 번호를 나타낸다. 링크 폭주시 EFCI 비트가 세트된 셀이 입력되면 헤더/목적지 검색기를 통하여 링크 폭주가 일어난 소스의 입력 가상 채널 번호에 해당하는 위치에 폭주 표시를 한다. 그리고 출력 가상 채널 폭주시 폭주가 발생된 출력 가상 채널에 입력되고 있는 데이터 셀의 입력 가상 채널 번호에 해당하는 위치에 폭주 상태를 표시한다. 그리고 EFCI 폭주 또는 출력 가상 채널의 폭주가 해제되면 해당 영역의 비트에 폭주 해제상태를 표시한다.

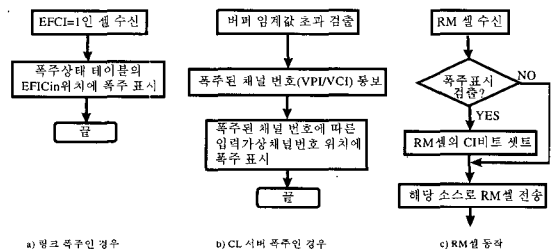


그림 9. 링크 바이 링크 방안에서 CL 서버 동작
Figure 9. The Behavior of CL Server in Link-by-Link Scheme

그림 9은 CL 서버에서 폭주에 따른 동작을 나타낸다. a)는 링크 폭주시 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 RM 셀에 폭주 상태를 표시하여 전송하고 폭주 표시가 없는 경우 RM 셀을 그대로 되돌려 주는 것을 나타낸다.

2) 하이브리드 방안(Hybrid Scheme)

그림 10은 ATM 계층의 링크 단위 제한 루프와 CL 계층의 중간간 제한 루프를 이용한 하이브리드 방안에 따른 CL 서버 구성도를 나타낸다. 이 구성은 크게 ATM 계층의 링크 단위 제한 루프를 이용한 폭주 제어 기능과 CL 계층의 중간간 제한 루프를 이용한 폭주 제어 기능으로 나누어 진다. 이 방안은 위에서 언급한 링크 바이 링크 방안에 CL 계층 제한 루프를 첨가하기 위한 기능이 필요하다. 이 기능은 폭주 발생시 최 중 수신단에 폭주 상태를 알리는 CLFCI 비트 세트 기능을 통하여 이루어진다.

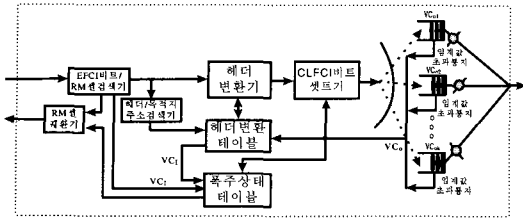
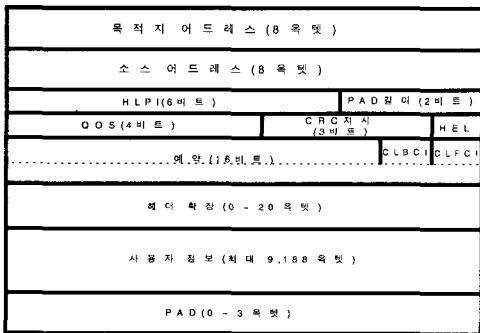


그림 10. 하이브리드 방안에 따른 CL 서버 구성도
Figure 10. CL Server Configuration for Hybrid Scheme

그림 11은 종단간 구성된 CL 계층의 레환 루프상에서 송신 CL 가입자가 CLNAP-PDU를 CL 계층의 RM 메시지로 이용할 수 있는 것을 보여 준다. 이것은 CL 계층을 위한 별도의 RM 셀을 발생시킬 필요 없이 CL 데이터를 전송하는 CLNAP_PDU를 그대로 이용하여 ATM 계층의 EFCI 비트 및 RM 셀과 비슷한 기능을 수행하는 것이다.



HEL : Header Extension Length (1비트)
HLPI : Higher-Layer-Protocol-identifier
PAD : Padding
QOS : Quality of Service
CLFCI : Connection-Less Forward Congestion Indication
CL 서버에서 폭주 발생시 폭주 표시
0(폭주 없음), 1(폭주 있음)
CLBCI : Connection-Less Backward Congestion Indication
상위계층에서 송신함으로써 X1의 클럭과 합쳐짐
0(폭주 없음), 1(폭주 있음)

그림 11. CL 계층의 RM 메시지
Figure 11. RM Message for CL Layer

이때 수신 CL 가입자는 수신된 CL 계층의 RM 메시지 (CLNAP-PDU)를 사용자 정보를 제외하고 송신 CL 가입자로 돌려보낸다. 그리고 CL 계층의 루프상에 있는 CL 서버는 폭주 시 송신 CL 가입자에서 수신 CL 가입자로 지나가는 CLNAP-PDU의 해당 비트(CLFCI)에 폭주 표시를 하여 수신 CL 가입자로 전달한다. 수신 CL 가입자는 수신된 CLNAP-PDU의 CLFCI 비트를 조사하여 세트된 경우 CLBCI 비트를 세트하여 송신 CL 가입자로 되돌려 보낸다. 송신 CL 가입자는 수신된 CL 계층의 RM 메시지의 CLBCI

비트를 조사하여 세트된 경우 자신의 전송속도를 조절한다.

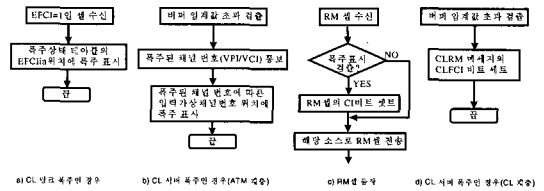


그림 12. 하이브리드 방안에서 CL 서버의 동작
Figure 12. The Behavior of CL Server in Hybrid Scheme

그림 12는 하이브리드 방안에 따른 CL 서버 동작을 나타낸다. a)는 링크 폭주시 폭주 상태 테이블의 해당 위치에 표시하는 것을 나타내고, b)는 CL 서버의 출력 가장 채널이 폭주된 경우 해당 위치에 폭주 상태를 표시한다. c)는 폭주 상태 테이블의 열에 폭주 상태가 하나라도 표시된 경우 RM 셀에 폭주 상태를 표시하여 전송하고 폭주 표시가 없는 경우 RM 셀을 그대로 되돌려 주는 것을 나타낸다. d)는 CL 서버의 특정 출력 가장 채널 폭주 시 지나가는 CLNAP-PDU의 CLFCI 비트를 세트하는 것을 나타낸다.

6. 시뮬레이션 및 고찰

6-1. 시뮬레이션 모델

그림 13은 제안된 폭주 제어 방안을 평가하기 위한 시뮬레이션 모델이다. 이 모델은 링크 바이 링크 방안에 따른 링크 단위 루프와 CL 계층의 종단간 루프를 보여주고 있다.

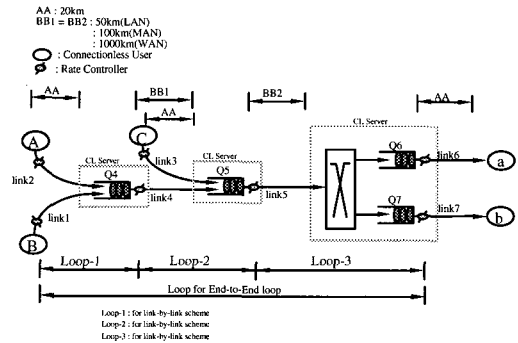


그림 13. 시뮬레이션 모델
Figure 13. Simulation Model

이 모델에서 송신원 A는 수신단 a로, 송신원 B는 수신단 b로, 그리고 송신원 C는 수신단 b로 트래픽을 전송한다. 여기서 송신원 B와 C는 망에서 폭주를 유발시키기 위하여 사용된다. CL 서버간 길이는 LAN에서는 50Km, MAN(Metropolitan)에서는 100km, 그리고 WAN(Wide Area Network)에서는 1000km로 간주하였다. 또 링크의 전송 지연 시간은 5 μ s/km로 하였다. 시뮬레이션 모델은 간편성을 위하여 CL 서버의 출력 가상 채널의 폭주만 고려 하였다. 이것은 ATM 계층의 계환 루프와 CL 계층의 계환 루프를 이용하여 CL 서버의 출력 가상 채널의 폭주를 제어할 수 있기 때문이다.

표 1은 시뮬레이션 모델의 각 링크에 할당된 대역폭의 최대치이며, 큐는 해당 링크에 연결된 CL 서버의 출력 가상 채널이다. CL 서버의 출력 가상 채널이 폭주가 되는 경우는 링크의 용량보다 많은 트래픽이 유입되기 때문에 출력 가상 채널이 폭주가 되는 것이다.

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 2는 시뮬레이션 시나리오에 따른 네트워크 상태를 보여준다. 초기 상태에서는 송신원 A만 CL 데이터 트래픽을 목적지 b로 전송하기 때문에 네트워크내에 어떠한 폭주도 없다. 그러나 송신원 B와 C에 따라 망에 폭주가 발생한다. 이 상황에서 네트워크는 폭주를 유발시킨 송신원에게 ABR 제어 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

표 3은 시뮬레이션에 사용된 ABR 파라미터를 보여 준다. MCR은 네트워크에서 보장해 주는 전송속도이며 PCR의 0.1 배로 하였다. ICR은 링크의 초기 전송속도이며 PCR의 0.2 배로 하였다. ACR은 링크의 허용된 전송속도로 망의 상태에 따라서 PCR과 MCR 사이에서 동적으로 변화되는 속도이다. 이 시뮬레이션 모델에서 Q6과 Q7은 목적지에 해당하는 것으로 이들에 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 1.5배로 하였다.

표 3. 시뮬레이션을 위한 ABR 파라미터

Table 3. ABR parameters for simulation

매개변수	이름	값
PCR	Peak Cell Rate	소스에 따라 다름
MCR	Minimum Cell Rate	PCR/10 Mbps
ICR	Initial Cell Rate	PCR/5 Mbps
ACR	Allowed Cell Rate	동적으로 갱신
Nrm	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[14][15].

표 4. 입력 트래픽 분포(바이트단위)

Table 4. The input traffic distribution(Byte unit)

패킷길이	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

6-2. 결과 및 고찰

시뮬레이션은 LAN, MAN, 그리고 WAN 환경에 따라 수

행되었다. 시뮬레이션 평가는 네트워크 폭주에 따른 셀 손실률, 큐 길이의 변화, 전달 지연 시간, 그리고 링크 이용도 (Utilization)로 나누어 수행하였다.

그림 14와 그림 15은 ABR 제한 루프가 적용되지 않은 경우, LAN과 WAN 환경에서 큐 길이에 따른 셀 손실률을 보여준다. 큐 길이가 500셀인 경우 송신원 B가 297ms에서 송신을 시작하면 Q4가 폭주가 되어 셀 손실이 발생중 송신원 B가 전송을 중단 하면 셀 손실이 없어진다.

송신원 C가 567ms에서 전송을 시작하면 Q7이 폭주가 되어 셀 손실이 발생하는 것을 보여 주고 있다. 이 그림에서 버퍼 길이를 3,500셀로 한 경우 버퍼 길이 커짐에 따라 LAN과 WAN 모두에서 셀 손실이 500셀 보다 늦게 발생하고 있음을 보여준다. 이것은 큐 길이로 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 따르기 때문에 다른 폭주 제어 방안이 필요하다는 것을 보여 주고 있다.

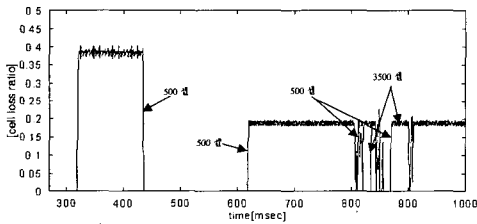


그림 14. LAN에서 버퍼 크기에 따른 셀 손실률
Figure 14. The cell loss for buffer size in LAN

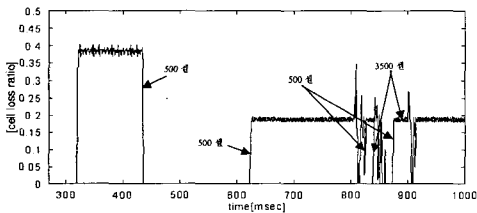


그림 15. WAN에서 버퍼 크기에 따른 셀 손실률
Figure 15. The cell loss for buffer size in WAN

그림 16과 17는 LAN 환경에서 폭주가 유발된 경우 링크 바이 링크 방안과 하이브리드 방안 각각에 대한 큐 길이의 변화 보여주고 있다.

두 가지 방안 모두 큐 길이가 첨두치(500셀)에 도달하지 않게 되어 셀 손실이 발생하지 않는 것을 보여 주고 있다.

그러나 하이브리드 방안이 링크 바이 링크 방안보다 폭주에 빠르게 반응하며 안정된 큐 상태를 보여주고 있다.

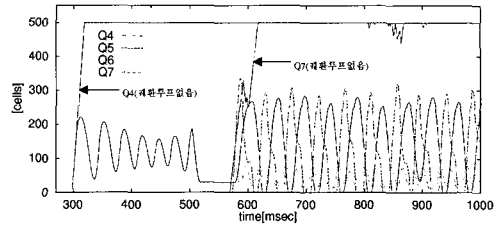


그림 16. LAN에서의 큐 길이 변화(L 방안)
Figure 16. The queue length in LAN(L scheme)

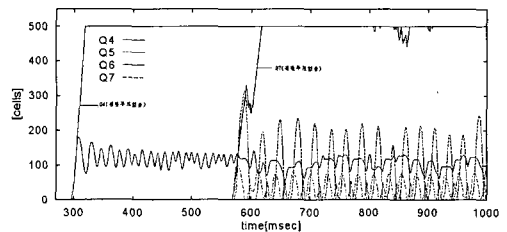


그림 17. LAN에서의 큐 길이 변화(H 방안)
Figure 17. The queue length in LAN(H scheme)

그림 18과 19는 MAN에서 두 방안에 따른 큐 길이의 변화를 보여주고 있다. 이 그림에서 두 가지 모두 버퍼의 최대 크기 800셀을 초과하지 않는 것을 보여주고 있다. CL서 버퍼 링크의 길이가 LAN에 비하여 2배이기 때문에 폭주에 반응하는 데 LAN 보다 많은 시간이 걸리게 되어 폭주가 해제되기 까지 셀을 저장하기 위한 버퍼가 LAN에 비하여 크다.

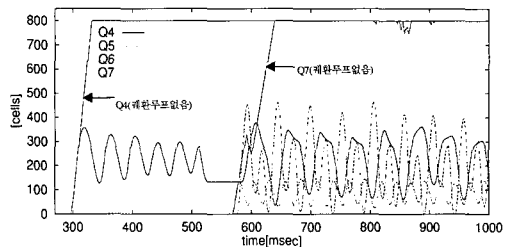


그림 18. MAN에서의 큐 길이 변화(L 방안)
Figure 18. The queue length in MAN(L scheme)

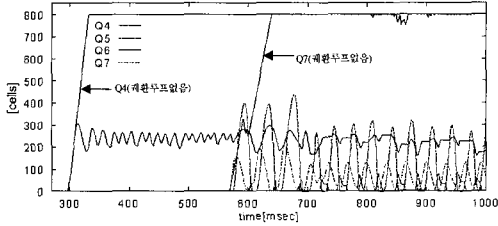


그림 19. MAN에서의 큐 길이 변화(H 방안)
Figure 19. The queue length in MAN(H scheme)

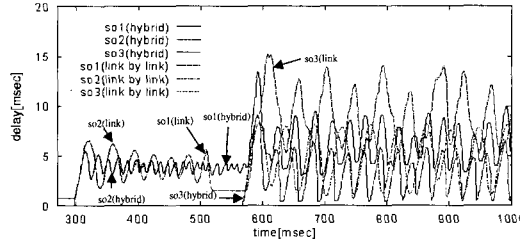


그림 22. LAN 에서 각 송신원의 전송 지연 시간
Figure 22. The delay time for each source in LAN

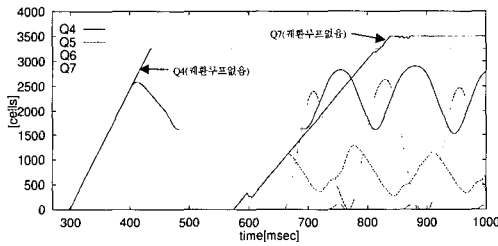


그림 20. WAN에서의 큐 길이 변화(L 방안)
Figure 20. The queue length in WAN(L scheme)

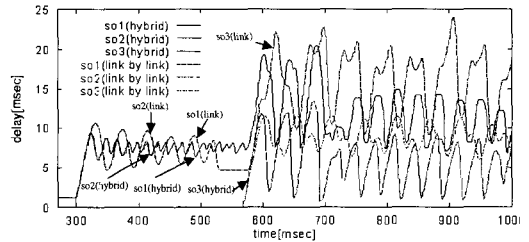


그림 23. MAN 에서 각 송신원의 전송 지연 시간
Figure 23. The delay time for each source in MAN

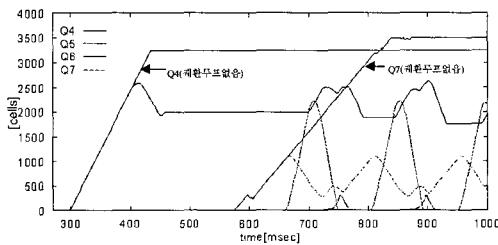


그림 21. WAN에서의 큐 길이 변화(H 방안)
Figure 21. The queue length in WAN(H scheme)

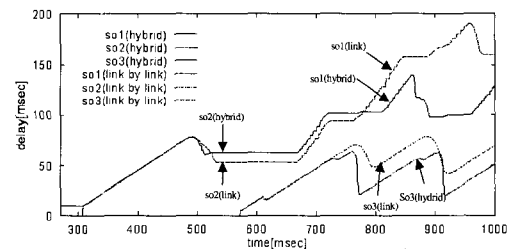


그림 24. WAN 에서 각 송신원의 전송 지연 시간
Figure 24. The delay time for each source in WAN

그림 20와 21은 WAN에서 두 방안에 따른 큐 길이의 변화를 보여주고 있다. 두 가지 방안 모두 최대값 3,500셀을 초과하지 않아 셀 손실이 없음을 보여준다. 그러나 큐 길이를 크게 하면, 셀 손실을 어느 정도 줄일 수 있으나 큐 길이의 조절만으로 한계가 있음을 알 수 있으며, 링크-바이-링크 방안에 비하여 하이브리드 방안이 폭주가 빠르게 반응한다는 것을 알 수 있다.

그림 22는 LAN, 그림 23는 MAN, 그리고 그림 24은 WAN에서 송신원의 전송 지연 시간을 링크-바이-링크 방안과 하이브리드 방안에 따라 각각 비교한 것이다. 두 가지 방안 모두에서 폭주 여부에 따라 전송 지연 시간이 변하고 있는 것을 보여주고 있으며, 하이브리드 방안이 링크-바이-링크 방안보다 우수한 전송 지연 시간을 보여주고 있다. 이것은 하이브리드 방안이 링크-바이-링크 방안보다 폭주에

빨리 반응하기 때문에 트래픽이 링크-바이-링크보다 원활이 진행될 수 있다는 것을 나타낸다. 그리고 WAN에서는 CL 서버간길이가 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.

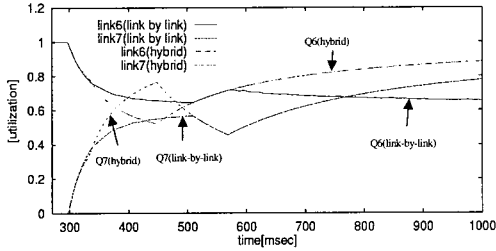


그림 25. LAN에서의 링크 이용도(Utilization)
Figure 25. The utilization for each link in LAN

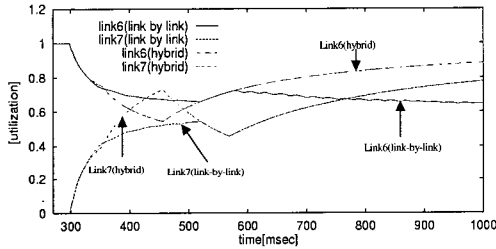


그림 26. MAN에서의 링크 이용도(Utilization)
Figure 26. The utilization for each link in MAN

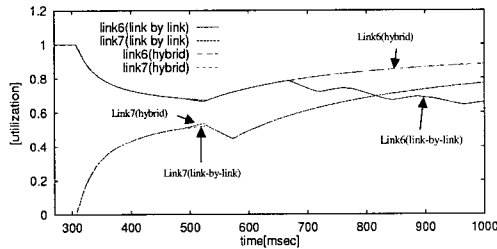


그림 27. WAN에서의 링크 이용도(Utilization)
Figure 27. The utilization for each link in WAN

그림 25~27은 LAN, MAN, 그리고 WAN에서의 링크 이용도를 나타낸다. 이들 그림에서 링크-바이-링크 방안만 사용한 경우 공통적으로 한 링크상의 송신 CL서버의 출력 가상 채널(Q5)에서 서로 다른 목적지로 라우팅되는 트래픽이 공존하는 경우 서로 다른 목적지에 해당하는 출력 가상 채널(Q6, Q7)중 단 하나만(Q7) 폭주 되더라도 해당 링크(Q5)의 전송속도가 변하기 때문에 서로 다른 목적지로 라우팅되는 모든 트래픽이 영향을 받게 되어 폭주가 되지 않은 출력 가상 채널(Q6)의 링크 이용도가 증가하지 않고 반대로 떨어지는 경향을 볼 수 있다. 이와 같은 점을 해결하기 위하여 링크-바이-링크 방안의 CL계층의 종단간 루프를 첨가한 하이브리드 방안을 이용한다. 그림에서 알 수 있듯이 출력 가상 채널(Q6)의 링크 이용도가 초기에는 떨어지다가 다시 증가하는 것을 나타내 준다. 출력 가상 채널(Q7)은 거의 동일한 특성을 보여주고 있다.

7. 결론

본 논문은 ATM망을 통하여 원거리에 있는 LAN간 연동시 LAN 트래픽의 폭주 상황에 효율적으로 대처할 수 있는 방안을 제안하였다. 제안한 방안은 링크 바이 링크 방안과 하이브리드 방안으로 그 특성과 장단점이 비교 분석되었다. 링크 바이 링크 방안은 CL가입자와 CL서버간, CL서버간 링크 단위 ABR 케환 루프와 CL서버의 라우팅 기능을 수행하는 헤더 변환 테이블을 이용한 것이다. 하이브리드 방안은 링크-바이-링크 방안의 CL계층의 종단간 루프를 첨가하고 CL 계층의 CLNAP-PDU를 이용한 RM 메시지를 이용하는 방안이다. 이 방안 모두 ATM 계층의 ABR 루프와 CL 계층의 종단간 루프, 그리고 CL서버의 라우팅 기능을 이용하기 때문에 쉽게 구현될 수 있다.

링크-바이-링크 방안은 폭주 발생에 신속히 대처할 수 있는 장점이 있지만, CL서버간 링크는 서로 다른 목적지로 라우팅되는 트래픽에 의하여 공유되어 있기 때문에 수신 CL 서버에서 폭주 발생이 없는 출력 가상 채널로 입력되는 트래픽도 영향을 받는다. 그러나 하이브리드 방안은 폭주 발생시 링크-바이-링크 방안을 통하여 폭주에 신속히 대처하고 CL계층의 종단간 루프를 통하여 실제 폭주에 참여한 송신원의 전송속도를 조절하기 때문에 링크-바이-링크 방안에서 생길 수 있는 문제가 해결될 수 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. 추후에 CL계층의 케환 루프만 이용하는 ER(Explicit Rate) 방안을 모색하고, 또 망의 상태에 따라 전송 속도를 동적으로 조절하는 방안과 공평성(fairness) 문제에 관하여 연구하고자 한다.

참 고 문 헌

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

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

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

[4] 박천관, 전병천, 김영선, "ATM 망에서 LAN 연동을 위한 주소 변환 프로토콜", '94 정보과학회 가을 학술 발표 논문집 Vol.21, No2, pp505~508, 1994.

[5] Kerry W. Fendick, AT&T, "Evolution of Controls for the Available Rate Service", IEEE Communications Magazine, November 1996.

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

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

[8] 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", APCC'95, Vol.1, pp 283~287, June 1995.

[9] Peter Newman, "Traffic Management for ATM Local Area Networks", IEEE Communications Magazine. pp44~50, August 1994.

[10] Wenfeng Chen, Moufiah. H. T, "Flow-Net: A Proposal on ABR Traffic Control in ATM Network", APCC'94, pp 888~892, 1994.

[11] Hiroshi Saito, Konosuke Kawashima, "Performance Issues in Public ABR Service", IEEE Communications Magazine, November 1996.

[12] Nanying Yin, Michael G. Hluchyj, "On Closed-Loop Rate Control for ATM Cell Relay Networks", INFOCOM'94, pp. 99~108, June. 1994.

[13] Flavio Bonomi and Kerry W. Fendick, "The Rate-Based Flow Control Framework for the Available Bit Rate ATM Setvice", IEEE Network, Vol.9, No.2, pp 25~39, March/April 1995.

[14] 박천관, 전병천, 김영선, "비연결형 데이터 서비스에서 LAN 연동을 위한 폭주 제어에 관한 연구", 대한전자공학회 논문지, 제 35 권 S 편 제 3 호, pp333~342, March 1998.

[15] M. Murata, H. Miyahara, "LAN Interworking Through Broadband ISDN", IEICE Trans. Communication, Vol. E77-B, No.3, pp294~305, March 1994.

— 저 자 소 개 —



朴天寬 (正會員)

1987년 2월 건국대학교 전자공학과 졸업(공학사). 1991년 8월 충남대학교 전자공학과(공학석사). 1996년 8월 건국대학교 대학원 전자공학과(공학박사). 1986년 12월 ~ 1993년 12월 (주)한화정보통신.

1987년 8월 ~ 1993년 7월 한국전자통신연구원 파견. 1994년 4월 ~ 1997년 2월 한국전자통신연구원. 1997년 3월 ~ 1998년 현재 목포대학교 해양정보통신공학부 전임강사.

관심분야 : Interworking over ATM, 무선 패킷 프로토콜