
ATM 네트워크에서 POBP 방식을 이용한 대역폭 할당 방법의 성능분석

한 상엽*, 박 광 채**

Performance Analysis of Bandwidth Allocation Scheme using POBP
Method in ATM Networks.

Sang-Yeap Han, Kwang-Chae Park

이 논문은 1999년도 조선대학교 학술연구비의 지원을 받아 연구되었음.

요 약

ATM은 다양한 전송속도의 트래픽을 통계적으로 다중화하여 효과적으로 수용할 수 있는 경제적인 정보 전달 방식이다. 그러나 일시적인 과부하시 큰 셀 손실 및 셀 지연이 발생할 수 있다. 따라서 사용자 관점에서 서비스 품질 보장과 망 관점에서 이용 효율의 극대화라는 상반된 내용에 대해서 효과적인 트래픽 제어와 망 자원관리가 요구된다.

본 논문에서는 ATM스위치 네트워크를 2단을 기본으로 구성하였을 때 혼합되어진 각 서비스 클래스에 대한 서비스 품질을 보장하기 위하여 ATM Forum에서 권고하는 반응제어 기법인 BP(Back Pressure) 방법과 pushout 메커니즘을 혼합한 POBP(PushOut BP) 방법을 제안하였다.

제안한 방법에서는 대역폭의 사용 현황을 실시간으로 정확하게 파악하여 협정이 이루어져야 한다. 이러한 과정을 통하여 잔여 대역폭을 효과적으로 사용할 수 있을 뿐만 아니라 공정한 대역폭의 사용을 보장하여 2단 ATM 네트워크에서의 폭주 상태로 인한 셀 손실률을 개선할 수 있었다.

* 동강대학 컴퓨터공학과 겸임교수

** 조선대학교 공과대학 전자·정보통신공학부 교수

접수일자 : 2000년 7월 25일

Abstract

ATM is the effective information transmission method which multiply statistical and can accept effective the traffic of the various transmission rate. However, it can happen excessive cell loss probability and cell delay when it have temporarily overload. Therefore, it is required the effective traffic control and network resource management for which guarantee QoS(Quality of Service) in terms of users and bandwidth utilization maximization in terms of networks.

In this paper, we proposed POBP(PushOut BP) scheme which mixed pushout scheme with BP(Back Pressure), reactive control scheme recommended at the ATM Forum, to guarantee QoS in two stages ATM switch networks.

In proposed method, we have to understand exactly using bandwidth information in real-time and become traffic shaping. Thorough these processes, we can not only use effectively unused bandwidth, but also guarantee the fair bandwidth utilization and then can improve cell-loss possibility happened by congestion states in two stage ATM networks

1. 서 론

ATM(Asynchronous Transfer Mode) 망에 기반한 고속 통신망은 다양한 속도의 트래픽을 통계적으로 다중화할 수 있으므로 전송률에 있어서 우수하다. ATM 스위치는 데이터뿐만 아니라 음성이나 영상과 같이 실 시간성을 갖는 트래픽을 동시에 교환할 수 있으므로 멀티미디어 트래픽을 지원하기 위한 가상의 플랫폼을 제공한다. 그래서 워크스테이션과 서버사이의 광대역 접속성을 제공하는 ATM 기반 네트워크와 지역적으로 떨어져 있는 네트워크를 상호 연결하는 ATM Hub(허브)와 광대역 네트워크의 개발에 관심이 고조되고 있다.

ATM스위치는 일반적으로 수백 셀에서 수천 셀로 분류된 내부버퍼에 의해 특성화된다. 또한 오버헤드가 없는 신속한 전송을 위해 모든 링크 레이어의 제어가 생략될 뿐만 아니라 종단간에 기본적인 제어로 통합된다.^[1] 만약 몇 개의 버스트 소스로부터 하나의 출력단으로 향하는 트래픽에서 병목현상이 발생할 경우, 소스 트래픽의 전송률을 제어하는 장치가 없는 ATM 셀의 통계적 다중화는 심각한 셀 손실이 발생한다. 이러한 손실은 출력포트의 속도와 입력포트의 속도가 같고, 버스트의 크기가 클 경우에 더 심각하며, 또한 다른 방식의 전송매체 접속 제어에 비해 매우 큰 프레임 손실을

가져온다. 다만 ATM 네트워크에서의 셀 손실은 다른 접속을 통해 전송된 셀을 인터리브(interleave) 시키기 때문에 현재 전송중에 있는 모든 프레임에서 손실이 발생할 수 있다. 이러한 셀 손실로 인한 재전송은 시스템의 실효 부하를 증가시키므로 종단간 처리량이 매체 공유 망보다 몇 배나 줄어드는 단점이 있다.^[2] ATM 포럼에서는 이러한 단점을 극복하기 위해 데이터 전송을 위한 ABR 서비스를 정의했다.^[3] 서비스의 사용자들은 실효 대역폭을 동적으로 공유하고 있으며, 경쟁하는 사용자 사이의 동적인 대역폭 할당은 분산제어를 통해서 이루어져야 한다.

본 논문에서는 다단스위치 네트워크에서의 폭주에 따른 지연과 셀 손실의 영향을 줄이기 위한 대역폭 관리 방법과 버스트한 트래픽이 들어왔을 경우에 대역폭을 동적으로 할당하는 방법을 제시한다. 또한 다수의 노드를 경유하여 전송되는 트래픽에 우선 순위를 부여함으로써 안정적인 망의 운용뿐만 아니라 모든 가상채널들이 귀환 지연이나 경유하는 노드 수에 관계없이 공정성을 보장하도록 우선 순위 방식을 고려하여 대역폭을 관리하며, 임계치를 두어 버퍼를 더욱 효율적으로 관리하여 대역폭의 사용효율을 높이고, 공정한 할당을 보장할 수 있도록 한다.

본 논문의 구성은 2장에서 ABR 트래픽 제어 과

정에 대해서 기술하고, 3장에서는 ATM 네트워크를 통하여 셀을 전송하기 위한 전송률 할당 알고리즘과 제안한 POBP 대역폭 할당 방식에 대해서 기술하였으며, 4장에서는 제안한 방식을 이용한 대역폭 할당 방법의 성능분석을 수행하였다. 마지막으로 5장에서 결론을 맺고, 향후 연구과제를 제시하였다.

II. ABR 트래픽 제어

2.1 우선순위 제어 방법

ATM 트래픽 제어의 한 방법으로 우선 순위 제어방법이 있는데 이 제어 방법에는 시간 우선 순위 방법과 손실 우선 순위 방법, 그리고 시간과 손실 우선 순위를 모두 이용하는 복합 우선 순위 방법이 있다.

먼저 시간 우선 순위 제어방식은 지연에 민감한 트래픽이나 실시간 전송을 요구하는 트래픽에 대해 우선 순위 높여 버퍼에서의 셀 지연시간을 줄이는 방식이다.

손실 우선 순위 제어방식은 셀손실에 민감한 트래픽에 높은 우선 순위 부여하여 버퍼의 오버플로우가 발생하는 경우에 이를 벗어나기 위한 방법으로 낮은 우선 순위의 셀들을 선택적으로 폐기시키는 방식이다. 손실 우선 순위 방식에서는 pushout 방법과 부분공유버퍼 방법이 대표적인 방법이다. 본 논문에서는 pushout 방법을 이용하였으므로 이 방법에 대해서만 자세히 언급한다. pushout 방법은 버퍼가 가득찰 때까지 모든 셀을 받아들이다가 버퍼가 찼을 때 우선 순위가 높은 셀이 오면, 우선 순위 낮은 셀과 바꾸는 방식이다. 이 방식은 효율이 좋으나 셀 순서 유지를 위해 복잡한 버퍼관리 기법이 요구되는 단점을 가지고 있다. pushout 방식은 버퍼의 모든 영역을 공유하면서 서비스는 선취권 원칙을 따른다. 즉, 서비스 중인 셀도 손실 우선 순위 높은 셀이 도착하면 서비스를 멈추고, 도착한 손실 우선 순위 높은 셀을 서비스한다. 따라서 손실 우선 순위 높고 지연에 민감한 셀에 대해서는 서비스 품질을 엄격히 보장한다.

마지막으로 복합 우선 순위 제어방식은 시간에 민감한 실 시간성 트래픽의 셀들을 저장하는 버퍼

와 손실에 민감한 비 실 시간성 트래픽의 셀들을 저장하는 버퍼를 각각 별도로 두어 우선 순위 처리한다. 따라서 각각의 트래픽 셀들의 독립성을 보장하고 신속한 제어가 가능하게 된다.

2.2 ATM 포럼 제어 방법

다단 스위치는 ABR 서비스를 제공하기 위해 다음 두 가지 기능을 수행해야 한다.

- 폭주 제어 : ABR 서비스에서 최소의 셀 손실률을 보장하기 위해 사용된다. ATM스위치의 ABR 전송속도 제어 메커니즘은 입력 패킷의 전송속도를 네트워크에서 처리될 수 있는 전송속도로 제한하기 위해 스위치에 적용된다. 그러므로 스위치는 큐의 길이를 감시하여 버퍼의 용량에 접근하면 소스의 전송속도를 제어하기 시작해야 한다.
- 공정한 대역폭 할당 : ATM스위치는 통과하는 모든 연결들 사이에 공정하게 대역폭을 할당해야 한다.

폭주 제어와 공정한 대역폭 할당을 위한 스위치 알고리즘은 EFCI, CI, 그리고 NI 비트만을 사용하는 이진 피드백 방식과 ER 값을 사용하는 ER 피드백 방식의 두 가지 주된 범주로 구분할 수 있다.

2.2.1 이진 피드백 방식

이 방식에서 스위치는 모든 가상 연결들에 대해 공통의 출력 큐를 두고, 큐의 크기를 감시하며 큐의 크기가 임계치를 넘으면, 폭주 발생으로 인식하여 전송되는 데이터 셀의 EFCI 비트를 설정하여 폭주가 발생하였음을 수신원에 알린다. 수신원은 EFCI 비트가 설정된 데이터 셀을 받게 되면 전송할 역방향 RM 셀의 CI 비트를 설정하므로써 망에 폭주가 발생하였음을 송신원에 알려 전송률을 감소하도록 한다. 이러한 EFCI 기반의 이진 피드백 방식을 보완한 시뮬레이션에서는 스위치가 폭주 발생을 감지하였을 때 역방향으로 진행되는 RM 셀의 CI 비트로 설정하는 것을 허용하는 BECN 피드백을 사용한다. 그러므로 이진 피드백 방식이 WAN 환경에서 지나치게 성능이 저하되는 것을 방지할 수 있게 된다.

2.2.2 EPRCA 방식

비폭주 회피인 ER 피드백 방식에서 스위치는 EPRCA 방식으로 알려져 있다. 스위치는 순방향 RM 셀의 CCR 필드에 실린 송신원의 현재 전송률 정보에 지수 가중치 평균을 적용하여 평균 전송률인 MACR을 구한 후 공평 셀 룰 값을 얻는다. 이에 대한 계산식은 다음과 같다.^[4~5]

$$MACR = (1 - \alpha)MACR + CCR, (\alpha = 1/16) \dots\dots\dots (1)$$

$$Fairshare = MACR * (7/8) \dots\dots\dots (2)$$

스위치는 모든 가상 연결들에 대해 공통 출력 큐를 두고, 큐의 크기를 감시하며 큐의 크기가 일정 임계치 값을 넘으면 폭주 발생으로 인식하게 된다. 폭주가 발생하면 스위치는 모든 가상연결에 대한 RM 셀의 CCR 필드가 공평 셀 룰보다 높은 송신원에 대해서 역방향 RM 셀의 ER 필드에 위의 식으로 계산한 공평 셀 룰 값을 설정하여 송신원의 전송률을 직접 지정하여 선택적 피드백(또는 intelligent marking)을 할 수 있게 된다.^[6] 또한 스위치의 출력 큐 크기가 상한 임계치를 넘으면 심각한 폭주상태로 인식하여 스위치는 모든 역방향 RM 셀의 ER 필드를 MACR/4의 값으로 설정하게 된다.^[7]

폭주 회피인 ER 피드백 방식의 네트워크에서 트래픽 폭주 판단을 단순히 큐의 길이에만 의존하는 비폭주 회피 방식과는 달리 폭주 회피 방식은 스위치로 들어오는 셀의 입력률을 측정하여 보다 정확하고, 빠르게 폭주 발생을 예측하므로써 요구되는 버퍼의 크기를 줄일 수 있다. 폭주 회피 스위치는 입력 부하의 상태로 폭주 상태를 판단하고, 지능적인 ER 계산을 위해 부하 인수를 계산한다. 부하인수(load factor)는 일정한 기간마다 스위치로 들어오는 셀 수를 카운트하여 실제 입력률을 결정하고, 결정된 입력률과 스위치의 전송률을 이용하여 다음과 같이 구해진다.^[8~10]

$$Load Factor = Input Rate / Target Rate \dots\dots\dots (3)$$

이때 목표 전송률을 보통 링크 대역폭의 85%에서 95% 정도로 낮게 설정하여 스위치의 큐 길이를

를 항상 작게 유지하여 폭주 가능성을 줄인다.

2.3. BP 제어 방법

BP 방법은 주로 과잉밀집 상태가 심한 상황에서 사용된다. 상위 임계치와 하위 임계치는 FECN과 BECN 방법보다 크게 설정된다. 또한, FECN 및 BECN 방법과는 달리 바로 앞 단계에 연결된 노드의 전송률을 제어하며, 이 방법을 통하여 심한 과잉밀집 상태에서 빠르게 벗어날 수 있다.

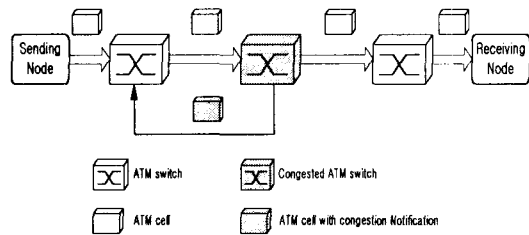


그림 1. BP 제어 기법
Fig. 1. BP control scheme

그림 1에서 수신지 버퍼의 큐 길이가 상위 임계치를 넘어서면, 과잉밀집된 노드는 앞 단계의 노드(upstream node)에 BP 신호를 전송하며, 신호를 받은 노드는 즉시 데이터의 전송을 중단한다. 이후 큐 길이가 하위 임계치 이하로 떨어지면 그 노드는 전송개시 신호(clear to send signal)를 전송하고, 이 신호를 받은 노드는 데이터의 전송을 시작한다. 앞 단계의 노드가 스위치인 경우에는 전송개시 신호를 받으면 원래의 전송률로 복귀되지만 송신원인 경우에는 전송률을 선형적으로 증가시킨다. BP 제어 방법의 종류는 표 1과 같다.

표 1. BP 제어 방법의 종류

Table 1. A class of BP schemes

Abbrev	BP scheme
GBP	Global Back Pressure
LBP	Local Back Pressure
RBP	Restricted Back Pressure
*IBP	Intelligent Back Pressure
*IRBP	Combined Intelligent and Restricted Back Pressure

Global BP 제어에서 폭주 상태에 있는 스위칭 소자는 상위 스위칭 소자로 셀을 전송하는 것이 허용되지 않는다. 그러므로 버퍼의 용량이 감소될 때까지 셀의 수신이 중단되게 된다. 각 대기중인 논리적 큐에 대한 전송 요구 신호는 스위칭 소자에 의해 하위 노드로 보내어진다. 한 타임 슬롯에서 받아들일 수 있는 셀의 수가 ngrant 인 스위칭 소자가 nreq 요구를 받으면 상위 노드로 ACK 신호를 보내므로서 min(nreq, ngrant) 요구로 받아들인다. 만약 ngrant < nreq 이면 스위칭 소자는 랜덤하게 선택하여 요구를 받아들일 것이다.

Choudhury^[12]에 의해 제안된 Restricted BP는 오직 버퍼부분에 대해서만 BP를 허용하는 방법이다. 버퍼의 용량이 임계치를 초과하지 않았을 때 상위 스위칭 소자는 전송 허가 신호를 받아 하위 스위칭 소자로 셀을 전송하는데 있어서 BP 원칙을 따른다. 버퍼의 용량이 임계치에 도달하면 스위칭 소자의 출력포트는 수신된 모든 BP 신호를 무시하게 되고, 비록 셀이 하위 스위칭 노드에서 받아들여지지 않거나 손실이 발생하여도 계속해서 셀 전송이 이루어진다. 그러므로 버퍼는 항상 하위 노드로 전송되는 셀을 위한 공간과 최소한의 빈 공간을 보장해야만 셀 전송이 정지되지 않는다.

IBP는 GBP 방식을 이용한 BP 방식이다. IBP 방식에서는 상위 스위칭 소자의 요구에 의해 전송할 수 있는 셀의 수는 버퍼 내에 있는 셀들의 수에 따라서 결정된다. ngrant < nreq 일 때, 전송 허용은 가장 폭주 상태가 심한 버퍼를 가지고 있는 스위칭 소자의 순서에 따라서 선택적으로 주어진다.^[11] 첫 번째 전송 허용은 셀의 수가 가장 큰 스위칭 소자에 주어진다. 그런 다음 전송 허용은 셀의 수가 두 번째로 큰 스위칭 소자에 주어지며, 이 과정은 ngrant의 전송 허용이 모두 끝날 때까지 반복된다.

IBP 방식은 버퍼에 저장된 현재의 셀 수와 스위칭 소자의 식별을 포함한 상위 스위칭 소자로부터 보내지는 요구 정보의 가정에 의해 실행됨을 알 수 있다. 그래서 수신하는 스위칭 소자는 가장 빠르게 전송 요청이 되도록 분류된 리스트를 형성한다. 오버헤드 처리과정은 다른 BP 메커니즘에서 요구된 것보다 많지 않고, 상위 스위칭 요소가 전

송하기로 요청받은 것을 기억한다. IBP의 목적은 전송 요청이 가장 많은 셀 전송을 요구하는 스위칭 소자로 주어지므로 셀 손실은 감소되며, 트래픽 흐름은 개선된다.

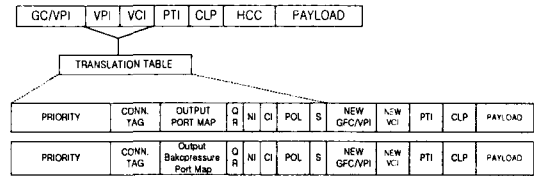


그림 2. BP의 포맷
Fig. 2. Format of Back pressure(BP)

그림 2는 BP의 포맷을 나타내고 있다. ATM 포럼의 포맷 헤더 영역을 변환해서 BP의 정보를 다른 스위치나 목적지에 전달할 수 있다. 물론 여러 가지 다른 형태의 포맷이 나올 수 있지만 이 논문에서는 그림 3의 포맷을 사용하여 스위치에서 쉽게 폭주상태를 알 수 있도록 한다. 가상경로식별자(VPI)와 가상채널식별자(VCI)를 사용해서 새로운 포맷을 구성한 변경된 형태를 그림에 나타내고 있는데 이 포맷에서 새로운 식별자가 할당되고 BP 상태를 알릴 수 있는 부분을 필드의 영역에서 할당하여 전송을 하게 된다.

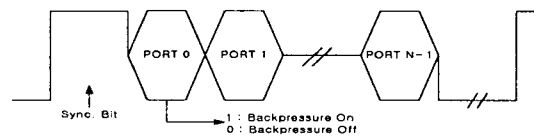


그림 3. BP 신호의 구성
Fig. 3. Composition of BP signal

그림 3은 BP 신호의 구성도이다. 동기적인 방법으로 신호를 보내게 되는데 1과 0을 사용하여 폭주와 비폭주 상태를 알리게 된다. 먼저 1은 각 비트를 각 LI(Line Interface)에 할당하여 자신의 출력버퍼가 과부하 상태이면 비트를 1로 셋트하여 과부하 상태가 해제될 때까지 계속 유지하는 것을 의미하고, 과부하 상태의 해지가 되면 해당 비트를 0으로 한다. 1이 지속되면 폭주이므로 BP 신호를 계속 보내게 되고, 폭주가 발생하지 않아 셀을 받

을 때는 0의 신호를 보내어 앞단을 제어하게 된다.

Ⅲ. 제안한 POBP 대역폭 할당 방식

3.1 Rate allocation 알고리즘

그림 4은 2단 ATM 스위치 네트워크의 구성도를 나타내고, 그림 5는 rate allocation 알고리즘을 보여주고 있다.

입력되는 셀의 VPI/VCI 값에 따라 셀을 분류하는 셀 분류기(cell descriptor), 입력되는 셀의 수를 계수하기 위한 입력 셀 계수기, 각 VC에 해당하는 셀을 저장하기 위한 VC 큐(VC queue), 주기적으로 잔여 대역폭 정보를 계산하는 rate tracking 부 및 하위 노드(downstream node)로부터 전송되어 온 잔여 대역폭 정보에 따라서 rate를 조절하는 서비스 controller 등으로 구성된다. 그리고, rate tracking 부는 일정시간 동안 서비스되는 셀의 수를 계수하기 위한 셀 계수기 및 계수기로부터 가용 대역폭 정보를 계산하기 위한 연산부, 전체적인 스위치 관리와 버스트한 신호가 들어왔을 경우에 BP 신호를 발생시키는 서버, 임계치 3개를 두어서 링크의 폭주 상태를 감지하기 위해 서버 앞에 설치한 버퍼로 이루어진다.

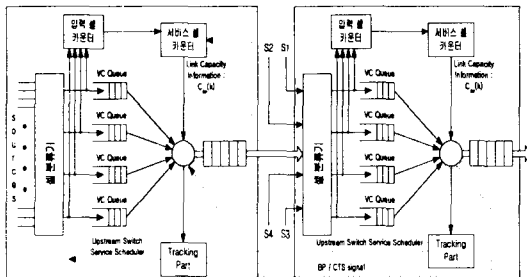


그림 4. Rate 추적을 위한 2단 ATM 스위치 네트워크의 구성도

Fig. 4. Composition of two-stage ATM switch network for rate tracking

이때 tracking part에서 연산된 가용 대역폭 정보를 이용하여 ER 값을 계산하고, ACR, MCR 및 소스의 평균 셀 비트 정보를 BRM(Backward Resource Management) 메시지에 실어 상위 노드

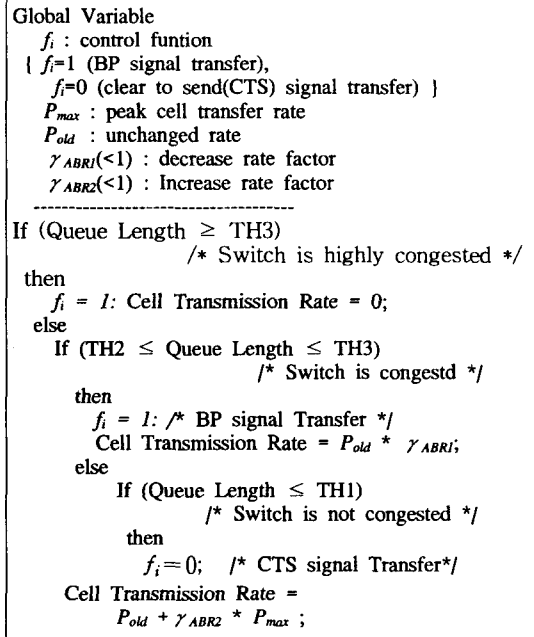


그림 5. rate allocation 알고리즘.

Fig. 5. Algorithm of rate allocation

(upstream node)의 서비스 제어기측으로 전달하고 더욱 버스트한 신호에 대해서는 서버에서 BP 신호로 제어한다.

3.2 POBP 대역폭 할당 방식

본 논문에서는 폭주를 방지하고, 잔여 대역폭을 효율적으로 사용하기 위하여 BP 제어 방법에 pushout 방식이 결합된 형태를 제안한다. 만약 폭주 제어를 위하여 BP 방법만이 사용된다면 네트워크에 큰 부하가 지속적으로 유지될 때 HOL 블록킹으로 인해 전송률이 감소하여 제시간에 전송할 수 없기 때문에 셀 손실을 피할 수가 없게 된다. BP 방법이 pushout 방식과 결합된다면 네트워크의 부하가 지속적으로 유지될 때 pushout을 이용한 BP 제어가 이루어지므로써, 셀 손실도 감소하게 된다. 반면, BP 방법이 폭주 제어로만 사용된다면 과부하 상태에서 BP 제어가 자주 일어나는 곳에는 HOL 블록킹 때문에 지연이 급속도로 나빠지게 된다.

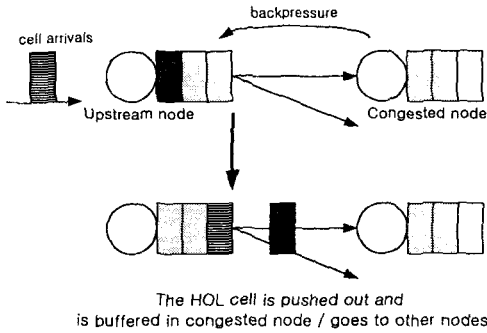


그림 6. Pushout을 이용한 BP 제어 메커니즘
Fig. 6. BP control machinism using pushout

그림 6은 pushout 메커니즘을 이용한 BP제어의 원리를 나타낸 것이다. 폭주된 노드로부터 전송되어 온 BP 신호로 인하여 HOL 블록킹된 셀을 전송하지 못하게 되는 노드는 큐 길이가 임계치를 초과할 때와 새롭게 도착하는 셀을 받아들일 때마다 HOL 셀을 밀어낸다. 이와 같은 pushout 메커니즘은 상위 스트림에서 셀의 HOL 블록킹으로 인한 성능 저하를 방지하기 위해 사용된다.

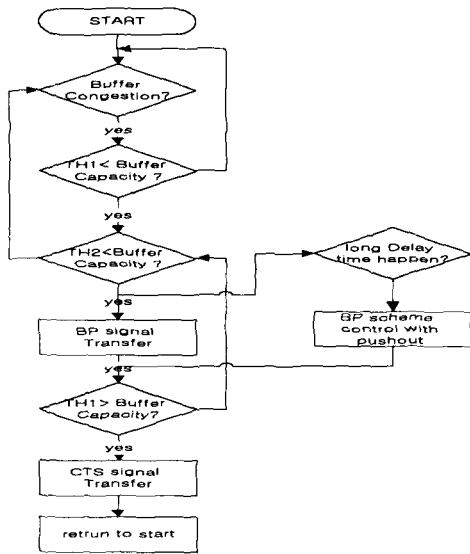


그림 7. 임계치에 의한 트래픽 제어 흐름도
Fig. 7. Flowchart of traffic control by threshold

그림 7은 임계치에 의한 트래픽 제어 방법의 흐름도를 나타내고 있다.

흐름도를 나타내고 있다. 먼저 대역폭을 서버에서 모니터링하고, 앞의 버퍼에서 발생하는 폭주를 감지한다. 그리고, TH1, TH2, TH3의 임계치를 넘어서었을 경우에 BP 방법으로 제어를 하게 된다. 폭주가 2단에서 발생했다고 가정한다면 폭주를 막기 위해 2단의 서버에 연결된 소스원을 제어한 후, BP 신호로 1단의 서버를 제어하고, 1단의 서버에서는 다시 입력되는 소스원을 제어한다. 스위치 모델은 그림 8과 같다.

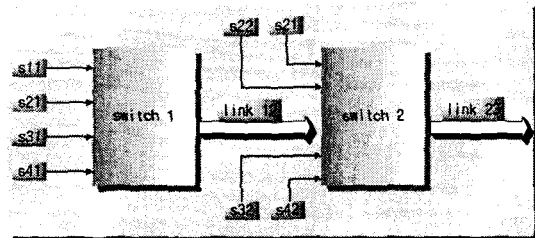


그림 8. 2단 스위치 네트워크 모델
Fig. 8. Model of two-stage switch networks

소스원이 4개씩 연결된 가정된 2단 스위치로 구성된 망으로 스위치 2단에서 폭주가 발생한 것으로 가정할 때 서비스될 순서는 첫 번째로 스위치 1단을 거쳐온 link12의 트래픽을 고 우선 순위로 가정하여 우선적으로 먼저 처리하고, 두 번째로는 스위치 2단에 연결된 소스원 s21, s22, s23, s24를 저 우선 순위 트래픽으로 설정하여 서비스한다. 만일 네트워크 상에서 폭주가 발생하였을 경우 2단 스위치에 진입하는 s11, s12, s13, s14를 그 다음 스위치1에서 스위치2에 연결된 link12를 제어하고, 최종적으로 1단 스위치에 연결된 소스원 s11, s12, s13, s14를 제어하게 된다. 한편, 버퍼의 위치는 스위치 1단과 2단이 연결되는 링크와 스위치 2단과 3단 사이의 링크에 둔다. 그리고 버퍼의 임계치는 3개를 두어 임계치에 따라 대역폭을 효율적으로 사용하기 위해 폭주를 감지 제어하게 된다.

그림 9는 pushout을 이용한 BP 방법에 대한 흐름 제어이다. 폭주 발생은 각 스위치에서 큐의 크기를 감시하여 알 수 있다. 버퍼에는 각각 3개의 임계치가 설정되는데 임계치들은 TH1, TH2, TH3($TH1 \leq TH2 \leq TH3$)이다. 큐의 길이가 TH2 이

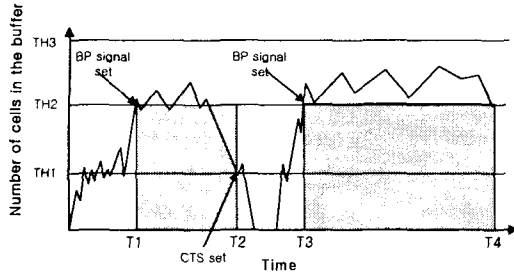


그림 9. Pushout을 이용한 BP 흐름제어
Fig. 9. Flow control of BP using pushout

상이 되는 곳에서 셀이 스위치를 통과하여 각 스위치에서 큐의 길이가 최고의 BP 임계치(TH3)에 도달하면 버퍼 오버플로우를 막기 위해 앞단의 스위치 또는 송신원에서 전송은 멈추게 된다. 큐의 길이가 TH1에 도달하게 되면 전송이 재개된다. 한편 셀 헤더에서 GFC 비트와 제어 셀은 BP 신호를 전송하기 위하여 사용된다. BP 제어는 ABR 서비스 연결에 대해서 전송해야 하고, 노드 사이에서 HOL 블록킹을 감소시킬 수 있게 된다. 각 터미널에서 대역폭 정보에 따라 최대 전송률이 변화하고, 전송률 변화는 급격하게 감소되어 선형적으로 증가한다. 다른 조합과 비교할 때 효율성(eficiency)과 공정성(fairness)의 견지에서 좋은 성능을 가져온다. 소스원이 폭주 지시를 받을 때(multiplicative decrease)의 최대 전송률의 변화는 다음과 같다.

$$P_{new} = P_{old} \times \gamma_{ABR1} (\gamma_{ABR1} < 1) \dots\dots\dots (4)$$

그리고 소스원이 폭주 제어를 받을 때(additive increase)의 최대 전송률의 변화는 다음과 같다.

$$P_{new} = P_{old} + \gamma_{ABR2} \times P_{max} (\gamma_{ABR2} < 1) \dots\dots\dots (5)$$

위 식에서 P_{old} 는 변화하기 전의 비율이고, P_{new} 는 변화 후의 비율을 의미한다. P_{new} 는 $P_{min} \leq P_{new} \leq P_{max}$ 이고, 여기서 P_{max} 는 최대 전송률 값으로 접속 링크속도와 같고, P_{min} 는 최소 전송률이다. 그리고, TH1, TH2, TH3의 한계를 넘었을 경우에는 적절하게 BP 방법으로 제어하게 된다.

IV. 성능분석 및 고찰

본 논문에서는 성능분석을 위해 그림 10과 같은 2단의 노드를 적용하였다. 폭주서버에서 과도한 폭주가 발생하였을 때 상위노드는 셀 전송 중지 명령을 요구하게 된다.

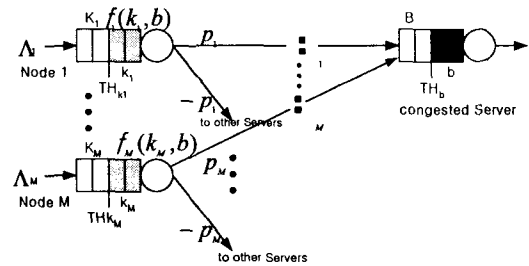


그림 10. BP 제어의 분석 큐잉 모델
Fig. 10. Analysis queueing model of BP control

이때 폭주서버는 2단의 노드이고, 길이 B의 버퍼를 가진 것으로 가정한다. 한편, 다른 서버는 폭주가 발생하지 않으므로 서버로부터 폭주 지시를 받을 수가 없다. $j(1 \leq j \leq M)$ 번째 노드가 길이 K_j 의 셀 버퍼를 갖고, 셀은 2상태 MMBP (Markov-Modulated Bernoulli Process)에 따라 각 노드로 도착한다고 가정한다. 그리고 파라미터의 세트 $(\Lambda_{1j}, \Lambda_{2j}, r_{3j}, r_{2j})$ 에 나타나게 된다. MMBP의 j 번째 상태에서 N_b 셀 또는 보다 작은 셀이 각 슬롯의 Bernoulli Process에 따라서 도착한다. 그러므로 j 번째 노드 큐에서 평균 도착률은 다음과 같다.

$$\Lambda_j = \frac{r_{2j}}{r_{1j} + r_{2j}} \Lambda_{1j} + \frac{r_{1j}}{r_{1j} + r_{2j}} \Lambda_{2j} \quad (1 \leq j \leq M) \dots\dots\dots (6)$$

성능측정은 정상상태 확률의 방법으로 나타낼 수 있다. 첫 번째로 j 번째 노드 (M_{loss1}, M_{loss2})와 폭주된 서버에서 손실된 셀의 평균수를 구하고, j 번째 노드에서 평균 큐의 길이($L_{q,1j}$)와 폭주된 서버에서의 평균 큐의 길이($L_{q,2j}$)를 구한다.

j 번째 노드를 통하여 폭주된 서버로 전송되는 셀 손실 확률은

$$P_{loss, j, congestion} = \frac{M_{loss1, j}}{\Lambda_j} + \frac{M_{loss2}}{\sum_{i=1}^M p_i \Lambda_i} \quad \dots\dots\dots (7)$$

j번째 노드를 경유하여 다른 서버 쪽으로 보내는 셀 손실 확률은 다음과 같다.

$$P_{loss, j, other} = \frac{M_{loss1, j}}{\Lambda_j} \quad \dots\dots\dots (8)$$

그리고, j번째 노드에서 폭주된 서버로 전송되는 셀 평균 대기 시간은 다음과 같다.

$$W_{j, congestion} = \frac{L_{q, 1j}}{\Lambda_j - M_{loss1, j}} + \frac{L_{q, 2}}{\sum_{i=1}^M p_i (\Lambda_i - M_{loss1, i}) - M_{loss2}} \quad \dots\dots\dots (9)$$

또한 j번째 노드에서 다른 서버로 전송되는 셀 평균 대기 시간은 다음과 같다.

$$W_{j, other} = \frac{L_{q, 1j}}{\Lambda_i - M_{loss1, j}} \quad \dots\dots\dots (10)$$

본 논문에서는 두 개의 노드(M=2)로 구성된 시스템으로 모의실험을 하였으며, 두 개의 노드는 파라미터 측면에서 모두 같다. j=1, 2이고, 버퍼 크기는 $K_j=K$ 이고, POBP 방식에서 임계치는 $TH_{kj}=TH_k$ 이다. 그리고 제어 함수는 $f_j(k_j, b) = f(k, b)$ 이다. 파라미터들은 $(\Lambda_{1j}, \Lambda_{2j}, r_{1j}, r_{2j}) = (\Lambda_1, \Lambda_2, r_1, r_2)$ 이고, MMBP 상태의 l번째(l = 1, 2) 각 슬롯에서 최대 셀의 도착 수는 $N_{lj}=N_l$ 이다.

각 노드에서 입력 트래픽에 대한 확률적인 모델로 이용한 IBP(Interrupted Bernoulli Process)에는 두 단계가 있다. 즉, ON 상태와 OFF 상태가 있으며 셀은 ON 상태에서만 발생한다. ON 상태와 OFF 상태의 평균 기간은 동등하게 10[cells]로 설정되어 있으며, ON 상태 기간 동안 각 슬롯에서는 확률 λ_1 으로 N 셀 또는 이보다 작은 수가 발생하게 된다. 즉, $(\Lambda_1=\lambda_1, \Lambda_2=0, r_1=0.1, r_2=0.1)$, $N_1=N, N_2=0$ 이다. 또한 각 노드 큐 Λ_j 에서 평균 셀 도착률은 λ 로 설정하였으며, $\lambda_1/2$ 와 같다.

$p_1=p_2=p$ 인 경우, POBP 방법의 TH_k 의 영향

에 대한 셀 손실 확률 관점에서 모의실험 하였다. 즉, 각 노드와 폭주 상태의 서버들은 각각 버퍼 크기가 8[cells], $K=8, 10$ [cells], 그리고 $B=10$ 으로 설정하고, 전파 지연은 1개의 셀과 같다면, $\tau = 1$ 이다. 그러므로 식 4-3에서, BP에 대한 임계치는 8이 된다. 그러므로 전송률 p_j 는 두 노드에서 같다고 가정할 수 있다. p_j 는 j번째 노드에 도착하는 트래픽의 전체 양으로 폭주 상태의 서버로 전송되는 트래픽 양의 비율이다. $p_1=p_2=p$ 이기 때문에 셀 손실 확률은 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$\begin{aligned} P_{loss, 1, congestion} &= P_{loss, 2, congestion} = P_{loss, congestion} \\ P_{loss, 1, other} &= P_{loss, 2, other} = P_{loss, other} \end{aligned} \quad \dots\dots\dots (11)$$

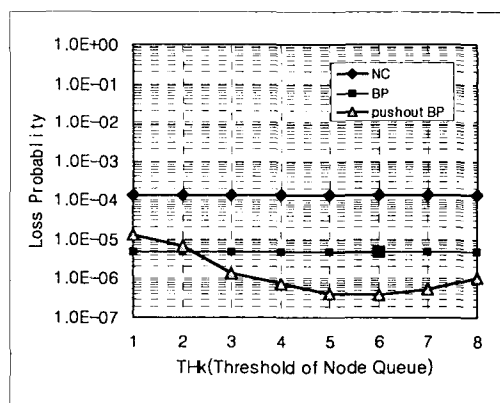


그림 11. 임계치(TH_k)에 대한 셀 손실 확률
Fig. 11. Cell loss probability for threshold(TH_k)

그림 11은 임계치 TH_k 에 대한 NC, BP, POBP 방법의 셀 손실 확률을 비교한 것이다. 이때 전송률 p 는 0.9로 고정하고, 폭주 상태의 서버에서 셀 도착률 λ_{all} 은 0.5이며, 각 노드에 도착하는 셀들의 최대 수 N 은 2로 설정하였다.

NC의 경우 폭주 상태의 서버로 전송되는 셀 손실 확률 $P_{loss, congestion}$ 는 약 10^{-4} 이고, BP에서 $P_{loss, congestion}$ 은 3×10^{-8} 이다. 일반적인 BP에서는 셀들이 다른 서버로 향하는 기간 동안에는 성능이

감소하지만 $P_{loss, congestion}$ 는 성능이 향상된다. 일반적인 BP의 성능과 비교하였을 때 POBP 방식을 사용하는 것이 다양한 범위의 TH_k 에서 $P_{loss, congestion}$ 의 성능이 매우 효율적임을 알 수 있다. 그러므로 POBP 방식이 가장 효율적으로 폭주 상태를 회피할 수 있고, 일반적인 BP 제어 방법이 폭주 상태에 있는 노드 사이를 지나가지 않기 때문에 트래픽의 영향이 적음을 알 수 있다.

그림 12와 13은 폭주 상태의 서버에서 전체 도착률 λ_{all} 에 대한 셀 손실 확률과 평균 대기 시간에 대해서 나타내고 있다. 그림 12로부터 POBP 제어에서 P_{loss} 는 일반적인 BP 제어와 비교하였을 때, λ_{all} 의 전체 범위에서 약 한 단계 정도가 개선되었음을 알 수 있다. λ_{all} 이 감소함에 따라 POBP에서 $P_{loss, congestion}$ 는 NC의 $P_{loss, other}$ 로 접근하게 되는데, 이는 노드로부터 밀려나오는 셀들이 λ_{all} 의 작은 값에 대하여 자주 폭주 상태의 서버로 들어갈 수 있는 영향 때문이다. POBP에서 셀들은 폭주 상태에 있는 버퍼의 큐 길이가 증가함에 따라 셀 손실률을 감소시키게 된다. 즉, 셀 손실률의 개선은 POBP의 버퍼에서 추가적인 지연을 가져오지만 성능은 향상시킬 수 있다. 그러나 BP의 평균 대기 시간 W_{other} 와 $W_{congestion}$ 는 일반적인 BP와 비교할 때 차이가 크지 않았다.

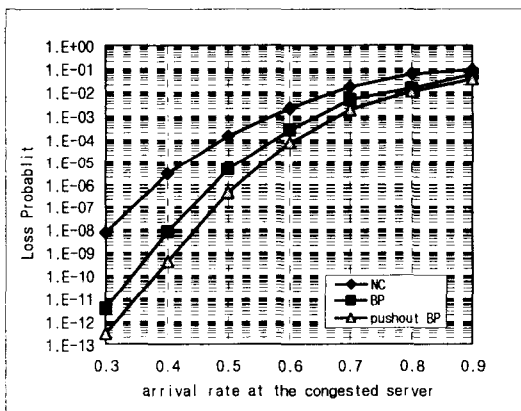


그림 12. λ_{all} 에 대한 셀 손실 확률
Fig. 12. Cell loss probability for λ_{all}

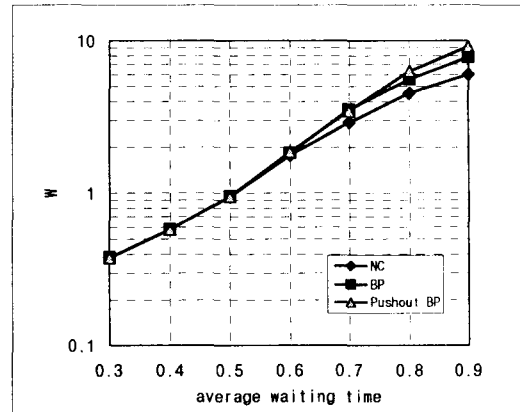


그림 13. λ_{all} 에 대한 평균 대기 시간
Fig. 13. Mean wait time for λ_{all}

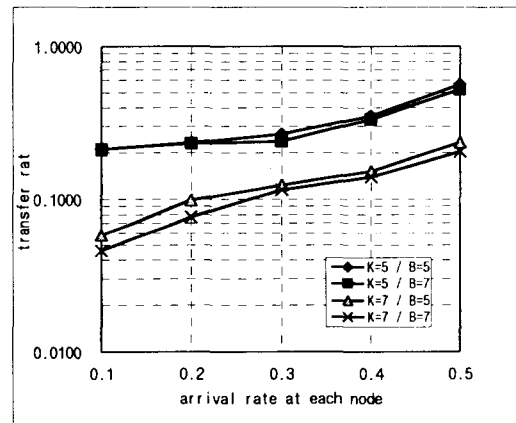


그림 14. 각 노드에서 도착률 λ 와 최대 전송률
Fig. 14. Arrival rate(λ) and maximum rate

그림 14에서 K와 B의 값에 따라 노드에서 도착률 λ 에 관계되는 기능으로 일반적인 BP의 p_2^* 를 보여주며, 또한 p_2^* 가 λ 에 따라서 보다 큰 값을 갖게 된다는 것을 보여준다. p_2^* 가 노드의 버퍼 크기 K가 증가함에 따라 p_2^* 는 감소될 수 있다는 것을 알 수 있다. 반면, p_2^* 가 B에는 관계없음을 알 수 있으며 POBP의 p_2^* 는 항상 0에 가깝다는 것을 알 수 있다.

V. 결 론

ABR 서비스의 폭주에 따른 네트워크의 대역폭 측정 및 관리 방법에서 BP 제어 방식에 대한 우선 순위를 두어 네트워크를 제어하고, 임계치를 사용하여 네트워크를 효율적으로 제어하는 방법을 제안하였다.

네트워크 대역폭의 사용 현황을 실시간으로 정확하게 파악하여 전송하므로써 전송률의 협정이 이루어져야 한다. 이러한 과정을 통하여 잔여 네트워크 대역폭을 효과적으로 사용할 수 있을 뿐만 아니라 공정한 대역폭의 사용을 보장하여 다단 ATM 네트워크에서의 폭주 상태로 인한 셀 손실률을 개선하여야 한다.

본 논문에서는 대역폭을 실시간으로 측정하여 그 정보에 따라서 대역폭을 할당하였다. 또한 기본적인 네트워크는 상위 노드와 폭주 노드로 구성된 2단 큐잉 모델로 모델링 하고, 분석적 접근 방법을 사용하여 성능을 분석하였다.

일반적인 BP 제어 방법에서는 폭주 서버를 통과하지 않는 셀들에게 HOL 블록킹이 발생하므로 성능분석을 통해서 POBP 방법을 제안하므로써 HOL 블록킹 문제를 극복할 수 있었고, 폭주된 서버로 전송되는 셀 구간에서 셀 손실률이 개선된다는 것을 알 수 있었다. 그리고 임계치에 따른 셀 손실 확률을 통해서 POBP 방식이 일반적인 BP 방법보다 트래픽 영향을 적게 받고, 효율적으로 폭주 상태를 막을 수 있다는 것을 알 수 있었다. 또한 POBP 방식은 폭주된 노드의 버퍼 크기와는 무관하고, 비폭주 노드의 버퍼 크기에 관계 있다는 것을 알 수 있었다.

향후 연구과제로는 2단 스위치로 구성된 ATM 네트워크보다는 다단 스위치로 구성된 광역 네트워크에서 POBP 방식을 사용한 효율적인 대역폭 관리 방법에 관한 연구와 pushout을 서버가 아닌 우회망을 통하여 전송하는 연구가 수행되어야 할 것으로 사료된다.

참 고 문 헌

[1] G. Ramamurthy, et. al., "Evaluation of rate

Based Congesting Control Schemes for ABR Service-Wide Area Networks," in Proc. ATM Forum Technical Committee Meeting, Munich, May 1994.

[2] A. Koiarov, G. Ramamurthy, " Evaluation of Congestion Control Schemes for ABR Service," in Proc. ATM Forum Technical Committee Meeting, Lake Tahoe, Jan. 1994.

[3] Mario P. Vecchi and Micheal Adams, "Traffic Management for Highly Interactive Transactional System", 1995 NCTA Technical Papers

[4] M.Hluchyj, et al., Closed-Loop Rate-Based Traffic Management, ATM Forum/94-0211R3, April 1994.

[5] M.Hluchyj, et al., Closed-Loop Rate-Based Traffic Management, ATM Forum/94-0438, Sep. 1994.

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

[7] L. Roberts, Enhanced PRCA(Proportional Rate-control Algorithm), ATM Forum/94-9735, Sep. 1994.

[8] A.W. Barnhart, Explicit Rate Performance Evaluation, ATM Forum/94-0983R1, Oct. 1994.

[9] R. Jain, S. Kaluanaraman, R. Viswanathan and R. Goyal, A Sample Switch Algorithm, ATM Forum/95-0178R, Feb, 1995.

[10] N, Golmie, Y. Chang and D. Su, NIST ER Switch Mechanism(An Example), ATM Forum/95-0695, June 1995.

[11] M.Decina, L. Faglia, T. Toniatti, "Bandwidth Allocation and Selective Discarding for Variable Bit Rate Video & Bursty Data Calls in ATM Networks." IEEE INFOCOM '91, pp. 1386-1393, 1991.

[12] A. Choudhury, E. Hahne, "Space Priority Management in a Shared Memory ATM Switch", IEEE GLOBECOM 93, pp.1375-1383,

Dec.1993

한 상 엽(Sang-Yeap Han)

1993년 2월 : 광주대학교 전자공학과(공학사)

1996년 2월 : 조선대학교 산업 대학원 전자공학과
(공학석사)

2000년 2월 : 조선대학교 대학원 전자공학과(공학
박사과정)

2000년 현재: (주) 무등통신 대표이사

2000년 현재 : 동강대학 컴퓨터공학과 겸임교수

※주 관심분야 :

박 광 채(Kwang-Chae Park)

1975년 2월 : 조선대학교 전자공학과(공학사)

1980년 2월 : 조선대학교 대학원 전자공학과(공학
석사)

1994년 8월 : 광운대학교 대학원 전자통신공학과
(공학박사)

1975년 3월 ~ 현재 : 조선대학교 공과대학 전자·
정보통신공학부 교수

※주 관심분야 : 데이터통신과 프로토콜, ATM
Network, 디지털 교환기, 광대역정보통신,