

ATM 네트워크에서 가용 대역폭 정보를 이용한 대역폭 할당 알고리즘에 대한 성능분석

A Performance Analysis for Bandwidth Allocation Algorithm Using Available Bandwidth Information in ATM Networks

한 상 옥*, 박 광 채**
(Sang Ok Han*, Kwang Chae Park**)

※ 이 논문은 1998년도 조선대학교 학술연구의 지원을 받아 연구되었음.

요 약

현재 ATM Forum과 ITU 등에서는 전체 링크 대역폭을 활용하기 위해서 ABR 트래픽을 정의하고, 이를 서비스하기 위한 2 패스 서비스 정책을 제안하고 있다. 2 패스 서비스 정책은 사용 대역폭을 실시간적으로 측정할 수 있어야 효과적이며, 잔여 대역폭 정보를 이용하여 동적으로 rate를 할당하므로 다중화 이득의 극대화와 동시에 효과적인 ABR 트래픽 제어를 수행할 수 있다.

본 연구에서는 ATM 네트워크에서 가용 대역폭 정보를 이용하여 동적으로 rate를 할당하는 트래픽 제어 알고리즘으로 ABR 트래픽 제어에 있어서 실시간적으로 대역폭을 예측할 수 있는 방법을 제안한다. 또한 계수기를 사용하여 단위 시간 동안 전송되는 셀 수를 계수하여 가용 대역폭 정보를 예측하지 않고, 전체 링크 대역폭과 현재 backlogged 상태에 있는 접속의 전송 속도 총합을 계산하여 가용 대역폭을 예측하므로써 하드웨어적인 구조를 간단화 시킬 수 있다.

ABSTRACT

ABR service is defined by ATM Forum and ITU for the efficient use of link bandwidth, and 2-pass service policing is proposed for this service. 2-pass service policing is effective by the real-time measurement of the used bandwidth, and this scheme obtains multiplexing gain and control efficiently ABR traffic as dynamically allocating rate by residual bandwidth information.

In this study, we propose the real-time bandwidth prediction scheme for ABR traffic control, as using dynamic rate allocation by available bandwidth information. This study can obtain the simple hardware structure by means of as predicting available bandwidth by the total link bandwidth and the sum of transmission rate on the backlogged state connections.

1. 서 론

ATM Forum에서는 다양하고 통합된 트래픽 특성을 갖는 광대역 종합정보통신망에서 트래픽의 특성 및 QoS(Quality of Service)의 요구 사항에 따라 트래픽을 CBR(Constant Bit Rate), VBR(Variable Bit Rate), ABR(Available Bit Rate) 및 UBR(Unspecified Bit Rate) 등으로 분류하여 특성에 따른 서비스를 제시하고 있다.¹⁻³⁾

현재 ATM 네트워크에서 각 서비스 클래스의 QoS를 보장하기 위한 자원 관리 방법으로서 ABR 트래픽 제어 방법과 1 패스 서비스 대역폭 정책(1-pass service bandwidth policing)을 사용할 수 있다. 이 방식에서 CBR 트래픽에 가장 큰 우선 순위(priority)를 부여하고, VBR 트래픽에 대해서는 그 다음 우선 순위, 그리고 UBR/ABR 트래픽에는 가장 낮은 순위를 할당하는 우선 순위 방법을 이용한다.⁴⁻⁷⁾ 이러한 1 패스 서비스 정책은 CBR과 VBR 트래픽에 대해서는 다른 트래픽의 서비스를 간단화 시키므로서 CBR/VBR 트래픽의 QoS를 보장할 수 있다. 그러나, 잔여 대역폭을 이용하는 ABR 트래픽은 1 패스 서비스

* 한국전력공사 광주전력 관리처

** 조선대학교 전자공학과

접수일자: 1999년 11월 8일

정책을 이용할 수 없다.^[8] ABR 트래픽은 규모가 작은 네트워크에서도 ABR 응용 서비스의 MCR(Minimum Cell Rate)을 보장해야 하므로 2 패스 서비스 정책(2-pass service policing)을 사용하여야 한다.

2 패스 서비스 정책의 첫 번째 과정에서는 각 서비스 클래스에 대하여 적당한 대역폭을 할당한다. 즉, CBR 트래픽에 대해서는 응용 서비스가 요구하는 PCR(Peak Cell rate)에 해당하는 대역폭을 할당하고, VBR 트래픽에 대해서는 응용 서비스의 SCR(Sustainable Cell Rate)을 만족하는 대역폭을 할당한다. 또한 ABR 트래픽에 대해서는 MCR에 해당하는 대역폭을 할당받는다. 그러므로 서비스 클래스에 따라 일정한 서비스 품질을 지원할 수 있는 반면에 ABR 트래픽이 CBR과 VBR 트래픽 서비스에 영향이 미치지 않는 범위내에서 전송이 허용되므로 CBR/VBR 트래픽의 서비스 품질을 보장할 수 있다.

2 패스 서비스 정책의 두 번째 과정에서는 ABR 접속이 MCR을 보장한다면 필요에 따라 CBR/VBR 트래픽이 네트워크 대역폭 전체를 사용할 수 있고, 또한 각 접속의 응용 서비스에 대한 공정한 서비스를 지원할 수 있다.

이러한 2 패스 알고리즘에서 가장 중요한 요소는 네트워크 대역폭의 사용 현황을 실시간적으로 정확하게 파악하여 ER(Explicit Cell Rate)값을 계산하고, 이에 대한 정보를 RM(Resource Management)셀을 통하여 송신원측으로 전송하므로서 전송률의 협정이 이루어져야 한다. 이러한 과정을 통하여 잔여 네트워크 대역폭을 효과적으로 사용할 수 있을 뿐만 아니라 공정한 대역폭 할당을 보장하여 ATM 네트워크에서의 혼잡 상태에 의한 셀 손실과 공정성을 보장할 수 있다.

본 연구에서는 전송 링크상의 사용 대역폭을 실시간으로 측정하여 예측된 가용 대역폭을 상위 노드의 서비스 스케줄러측으로 전송하고, 가용 대역폭 정보를 수신한 상위 노드의 서비스 스케줄러는 링크 전송률을 계산하여 동적으로 할당하는 rate allocation 방법을 제안한다.

이러한 가용 대역폭 정보를 이용한 동적 대역폭 할당 방법에 의해서 통계적 다중화 이득을 개선할 수 있다.

II. 대역폭 할당 방식

대역폭 할당 방식은 대역폭을 할당하는 프로세서의 능력과 위치에 따라서 집중 대역폭 할당(concentration BW allocation) 방식과 분산 대역폭 할당(distributed BW allocation) 방식으로 분류할 수 있다.

2.1. 집중 대역폭 할당 방식

초기의 ATM 환경에 대해서 각각의 호가 요구하는 대역폭이 일정한 것으로 가정하고, 또한 노드 수도 제한하여 대역폭을 할당하였다.

규모가 작은 망에서는 각 채널이 요구하는 대역폭에 대한 호 수락/거절의 처리 과정을 망 전체를 관리하는 하나의 프로세서에 의해서 이루어진다.

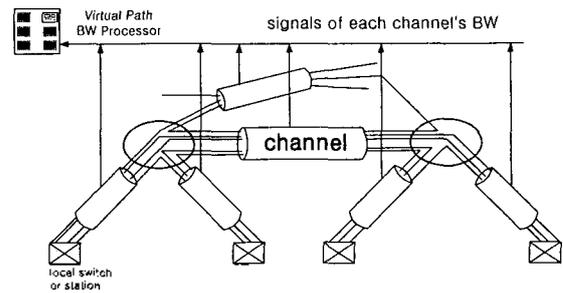


그림 2.1. 집중 대역폭 할당 방식
Fig. 2.1. Concentration bandwidth allocation method.

각 채널은 현재 이용 가능한 대역폭에 대한 정보를 신호화하여 전체 대역폭을 관리하는 프로세서에 보낸다. 대역폭을 관리하는 프로세서는 입력된 신호 정보를 해석하여 각 호가 요구하는 대역폭과 비교한 후 호를 수락하거나 거절한다. 이 방식은 규모가 작은 망에 대한 성능 분석시 채널의 종합적인 관리가 가능하고, 각 노드가 직접적인 대역폭 할당을 하지 않으므로 노드의 기능이 단순화 될 수 있다. 그러나 규모가 큰 B-ISDN 등에서는 각 호에 대한 대역폭 관리가 매우 복잡해진다.

2.2. 분산 대역폭 할당 방식

망의 규모가 급격히 증가하는 최근에는 집중 대역폭 할당 방식으로 대역폭을 할당하기에는 한계 상황에 도달했다. 즉, 노드의 요구 대역폭을 하나의 프로세서가 일괄적으로 처리한다면 한꺼번에 많은 부하가 걸리게 되어 순간적이고 능동적인 대역폭 할당이 불가능해진다.

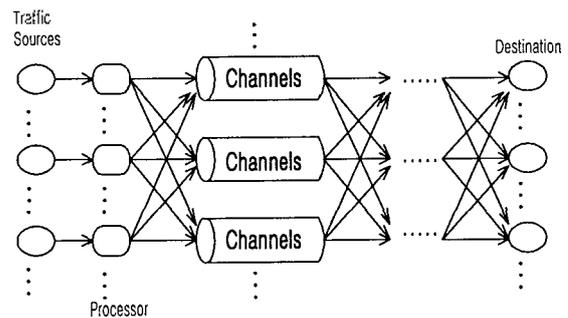


그림 2.2. 분산 대역폭 할당 방식
Fig. 2.2. Distributed bandwidth allocation method.

이러한 문제점을 극복하기 위하여 그림 2.2와 같은 분산 대역폭 할당 방식이 사용된다. 분산 대역폭 할당 방식은 각각의 채널에 대역폭을 관리하는 프로세서를 하나씩 두어 그 채널의 대역폭 관리를 독립적으로 수행하므로 트래픽의 유형과 특성에 따라 보다 능동적이고 유동적으로 대역폭을 제어할 수 있다.

그러나 이 방식 역시 채널의 수가 증가하는 B-ISDN에서는 프로세서의 수가 채널 수 만큼 존재해야 하므로 일

괄적인 망의 유지 및 관리가 어려워지고, 프로세서에 대한 경비가 기하급수적으로 증가하여 결국 망의 유지·관리 비용이 증가한다는 단점이 있다.

일반적인 동적 대역폭 할당 방식의 알고리즘은 다음과 같다.

[대역폭 할당 순서]

▷ 호의 발생 : Dpi

CAC processor에서 Dpi와 Api 비교

if, $Dpi < Api$

then $Bpi(\text{updated value}) \leftarrow Bpi(\text{current value}) + Dpi$

$Api(\text{updated value}) \leftarrow Cpi - Bpi(\text{updated value})$

otherwise, call blocking occurred

▷ After some fixed times,

Makes each Dpi allocated to link released

that is,

$Bpi(\text{updated value}) \leftarrow Bpi(\text{current value}) - Dpi$

$Api \leftarrow Cpi - Bpi(\text{current value})$

단, Api : path i의 순간 이용 가능한 대역폭(초기값을 가짐)

Dpi : 호의 요구 대역폭(Api와 비교 가능할 수 있도록 정규화 함)

III. 제안한 동적 대역폭 할당 알고리즘

3.1. ATM스위치의 구성 모델

ATM 망을 통하여 셀의 전송시에 호 수락 제어(Call Admission Control) 과정을 통하여 자기가 요구하는 속도의 대역폭을 예약한 후에 셀을 전송할지라도 전송되는 정보의 버스트성으로 인하여 예약 대역폭을 초과하거나, 미달하여 전송될 수 있다.

그림 3.1은 ATM스위치를 연결하는 전송 링크를 사용 형식에 따라서 예약 대역폭과 사용 대역폭 및 미사용 대역폭으로 대별할 수 있다.

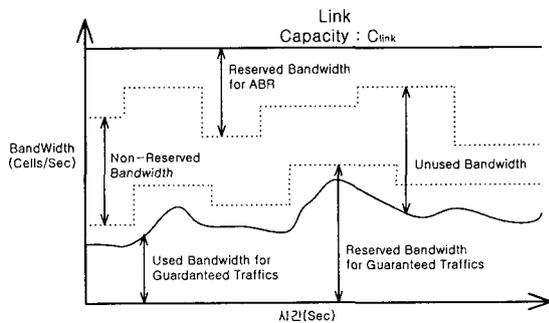


그림 3.1. 링크 대역폭 분류
Fig. 3.1. Link bandwidth classification.

예약 대역폭은 트래픽 특성에 따라 **guaranteed traffic** 의 예약 대역폭과 **ABR** 트래픽의 예약 대역폭으로 구분

할 수 있다. 사용 대역폭은 **guaranteed traffic**에 의해서 실제로 점유되는 대역폭을 말하고, 미사용 대역폭은 전체 링크 대역폭에서 예약 대역폭을 제외한 나머지 부분의 대역폭을 말한다. 이러한 미사용 대역폭을 실시간적으로 추정하여 가용 대역폭을 설정하고, 가용 대역폭 정보에 따라서 링크 전송률을 할당하게 된다.

그림 3.2는 제안한 ATM스위치의 구성도를 나타내고 있다.

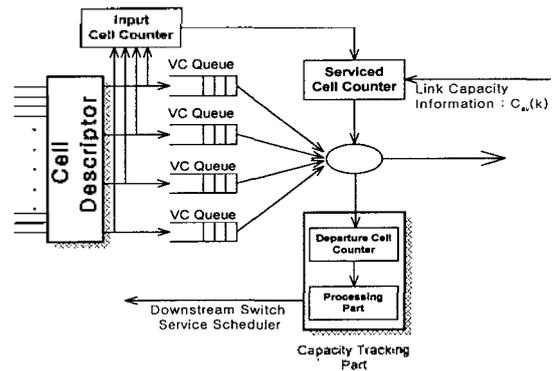


그림 3.2. Rate 추적을 위한 ATM스위치의 구성도
Fig. 3.2. Composition diagram of ATM switch for rate tracking.

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 연산부로 이루어지고, 이때 연산된 가용 대역폭 정보를 이용하여 ER값을 계산하고, ACR(Allowed Cell Rate), MCR 및 소스의 평균 셀 비트정보를 **BRM**(Backward Resource Management) 메시지에 실어 상위 노드(upstream node)의 서비스 제어기 측으로 전달한다.

본 연구에서 ATM스witch는 가용 대역폭을 측정하는 **rate tracking** 과정과 **rate tracking** 과정에 의해서 얻어진 정보를 이용하여 rate를 동적으로 할당하는 **rate allocation** 과정을 수행한다.

3.2. Rate tracking 알고리즘

ATM 망을 통하여 트래픽을 전송하기 위해서는 요구되는 대역폭을 예약하여야 한다. 대역폭 예약은 트래픽 파라미터 등을 이용하여 대역폭을 할당받고, 이후에 협정된 파라미터를 준수하면서 셀을 전송하게 된다. 그러나, ATM 망을 통하여 전송되는 트래픽이 버스트성을 가질 경우 협정된 대역폭을 초과하거나 미달하여 셀을 전송하게 된다.

따라서, ATM 망을 통하여 전송하는 트래픽에 대한 미 사용 대역폭은 전체 링크 용량에서 사용중인 대역폭을 제외한 값으로 아래의 식과 같이 나타낼 수 있다.

$$C_{av}(k) = C_{link} - \left\{ \frac{\text{Tracking 시간간격 동안 전송된 셀 수}}{\text{Tracking 사이의 시간간격 } (t)} \right\} \quad (3.1)$$

$C_{av}(k)$ 는 현재 capacity tracking에서 결정되는 가용 대역폭을 나타내고, 이것은 이전의 capacity tracking 과정에서 얻어진 가용 대역폭의 값과 가용 대역폭의 시간적인 변화량에 의해서 구할 수 있다.

가용 대역폭의 시간적인 변화량을 예측하기 위해 C의 링크 용량을 가지는 하나의 링크와 γ_k 의 전송 속도를 가지고 접속하는 큐잉 시스템으로 모델링한다.

k 접속을 통하여 시간 구간 [0, t]에서 전송되는 셀의 수를 $A_k(t)$ 로 정의하고, 같은 시간 구간 동안 서비스 되어지는 셀의 수는 $D_k(t)$ 로 정의한다. 따라서, 시간 구간 [0, t] 동안 큐잉 시스템 내에 존재하는 셀의 수 $Q_k(t)$ 는 다음과 같이 정의할 수 있다.

$$Q_k(t) \cong A_k(t) - D_k(t), \quad k \in K \quad (3.2)$$

그리고, 위의 식을 이용하여 각 접속에 대해서 정규화된(normalized) 서비스 양은 시간 구간 [0, t] 동안 서비스 되어진 셀의 수를 각 접속의 서비스 양으로 나누므로서 구해지며, 이를 $w_k(t)$ 로 정의한다.

$$w_k(t) \cong \frac{1}{\gamma_k} D_k(t) \quad k \in K \quad (3.3)$$

따라서, 시간 구간 [t1, t2] 동안 각 접속에 대해서 정규화된 서비스 양은 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$w_k(t_1, t_2) \cong w_k(t_2) - w_k(t_1), \quad k \in K \quad (3.4)$$

큐잉 시스템의 상태에 따라서 시간 구간 [t1, t2] 동안 제공되는 서비스가 달라질 수 있으므로 큐잉 시스템을 두 가지로 구분하여 해석한다. 하나는 현재 큐잉 시스템 내에 각 접속의 셀이 존재하는 backlogged(B) 상태와 셀이 존재하지 않는 absent(A) 상태로 구분하였다.

$$B(t_1, t_2) \cong \{k, s.t. Q_k(\tau) > 0, \text{ for } t_1 < \tau < t_2\} \quad (3.5)$$

$$A(t_1, t_2) \cong \{k, s.t. Q_k(\tau) = 0, \text{ for } t_1 < \tau < t_2\}. \quad (3.6)$$

시간 구간 $[t_1, t_2]$ 동안 서버에 의해서 할당되는 대역폭의 변화량 $B_s(t)$ 는 같은 시간 구간 동안 서버에 의해

서 제공되는 서비스의 양으로 나타낼 수 있으며, 이것은 departure 셀 수의 변화와 같다.

$$B_s(t_1, t_2) = w_k(t_1, t_2) = D_k(t_2) - D_k(t_1), \quad k \in B(t_1, t_2) \quad (3.7)$$

식 3.7에서 정규화된 서비스 양을 나타내는 식의 양변에 각 접속의 전송 속도인 γ_k 를 곱하고, backlogged 상태에 있는 접속에 대한 합을 구하면 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$\begin{aligned} (D(t_2) - D(t_1)) \sum_{k \in B(t_1, t_2)} \gamma_k &= \sum_{k \in B(t_1, t_2)} \gamma_k \cdot w_k(t_1, t_2) \\ &= \sum_{k \in B(t_1, t_2)} \gamma_k \cdot w_k(t_1, t_2) + \sum_{k \in A(t_1, t_2)} \gamma_k \cdot w_k(t_1, t_2) \\ &= \sum_{k \in K} \gamma_k \cdot w_k(t_1, t_2) \end{aligned} \quad (3.8)$$

마지막 결과를 이용하면 $\sum_{k \in K} \gamma_k \cdot w_k(t_1, t_2)$ 는 결국 시간 구간 $[t_1, t_2]$ 동안 서버에 의해서 서비스 되어진 양을 의미하므로 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$\sum_{k \in K} \gamma_k \cdot w_k(t_1, t_2) = C_{link} \cdot (t_2 - t_1) \quad (3.9)$$

위의 식을 이용하면, 전송된 셀의 수는 다음과 같이 나타낼 수 있고,

$$B_s(t_1, t_2) = D(t_1, t_2) = C_{link} \cdot (t_2 - t_1) \cdot \left(\sum_{k \in B(t_1, t_2)} \gamma_k \right)^{-1} \quad (3.10)$$

또한 위의 식은 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$\frac{D(t_2) - D(t_1)}{(t_2 - t_1)} = C_{link} \cdot \left(\sum_{k \in B(t_1, t_2)} \gamma_k \right)^{-1} \quad (3.11)$$

$$\frac{dB_s(t)}{dt} = \frac{dD(t)}{dt} = C_{link} \cdot \left(\sum_{k \in B(t_1, t_2)} \gamma_k \right)^{-1}$$

위의 식을 이용하여 k 번째 주기의 가용 대역폭 $C_{av}(k)$ 를 구하면 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$\begin{aligned} C_{av}(k) &= C_{av}(k-1) - \frac{dB_s(t)}{dt} \\ &= C_{av}(k-1) - C_{link} \cdot \left(\sum_{k \in B(t_1, t_2)} \gamma_k \right)^{-1} \end{aligned} \quad (3.12)$$

3.3. Rate allocation 알고리즘

최근에 정의된 ABR 트래픽은 잔여 네트워크 대역폭을 이용하여 네트워크의 혼잡 상태를 측정하거나, 셀 손실률을 개선하기 위한 트래픽 제어 기술에 이용되고 있

을 뿐만 아니라 버스티한 특성(bursty characteristic)을 가지는 데이터 응용(application)의 신뢰성 있는 전송(reliable transport)을 보장하기 위하여 제공되는 ATM 서비스 클래스이다.¹⁹⁻²⁰

ABR 트래픽은 허용할 수 있는 네트워크 대역폭이 남아 있을 때 이 잔여 대역폭을 이용하므로 CBR/ VBR 트래픽과 같이 일정 레벨 이상의 QoS를 보장 받을 수 없다. 그러므로 ABR 서비스는 혼잡 제어, 흐름 제어 등의 트래픽 제어를 위한 지연에 비교적 민감하지 않은 데이터 응용 서비스의 비 실시간 트래픽(non-realtime traffic)에 이용된다.

현재 ATM 네트워크에서 사용하는 각 서비스 클래스의 QoS를 보장하기 위한 자원 관리 방법의 일환으로 ABR 트래픽 제어와 1 패스 서비스 대역폭 정책(1-pass service bandwidth policing)을 사용하여 CBR 트래픽에 가장 높은 우선 순위(priority)를 부여하고, VBR 트래픽에 대해서는 그 다음 우선 순위를, 그리고 ABR 트래픽에는 가장 낮은 순위를 할당하는 우선 순위 방법을 이용한다. 이러한 1 패스 서비스 정책은 CBR과 VBR 트래픽을 이용하는 서비스에 대해서는 다른 트래픽을 이용하는 서비스를 간다화시키므로 CBR/VBR 트래픽의 QoS를 보장할 수 있다. 그러나, 잔여 대역폭을 이용하는 ABR 트래픽은 1 패스 서비스 정책을 이용할 수 없다. ABR 트래픽은 규모가 작은 네트워크에서도 ABR 응용 서비스의 MCR을 보장해야 하므로 2 패스 서비스 정책(2-pass service policing)을 사용하여야 한다.

2 패스 알고리즘에서 가장 중요한 요소는 네트워크 대역폭의 사용 현황을 실시간적으로 정확하게 파악하여 ER을 계산하고, 이에 대한 정보를 RM 셀을 통하여 송신원측으로 전송하므로써 전송률의 협정이 이루어져야 한다. 이러한 과정을 통하여 잔여 네트워크 대역폭을 효과적으로 사용할 수 있을 뿐만 아니라 공정한 대역폭의 사용을 보장하여 ATM 네트워크에서의 혼잡 상태로 인한 셀 손실률을 개선할 수 있다.

rate 할당은 스위치의 rate tracking 과정에서 얻어진 가용 대역폭 정보 $C_{av}(k)$ 에 의해서 결정되고, 이 값을 이용하여 ABR 트래픽에 대한 ACR을 갱신한다.

한편 MCR을 보장하기 위해서 사용되는 방법으로 MCR-plus-equal-share 대역폭 공정성 알고리즘이 제안되고 있으며, 기본적으로 max-min 대역폭 공정성 알고리즘이라고 할 수 있다. 이들 알고리즘은 전체 시간에 대하여 공정성을 계산하고, RM 셀의 송신원 소스 rate를 가변하여 rate를 할당한다.

본 연구에서는 제안한 가용 대역폭 정보에 따라서 각 스위치의 ER 값을 측정하고, ACR 값을 가변시키는 방법을 이용한다.

3.2.1. 스위치 알고리즘

ABR 트래픽 제어는 두 개의 스위치 사이에서 BRM 또는 FRM(Forward Resource Management) 메시지의 ER 값을 이용하여 송신원의 출력 rate를 계산하고, 이 정보를

이용하여 rate를 할당한다.

그림 3.3은 BRM 메시지에 따른 ER 속도 계산 절차를 나타낸 것으로 각 접속의 상태를 검사하는 단계와 가용 대역폭을 이용하여 각 접속의 공정성을 유지할 수 있는 MCR 값을 설정하기 위한 Fairshare 계산 단계 및 계산에 의한 접속의 상태를 파악하여 ER 값을 결정하는 단계로 구성된다.

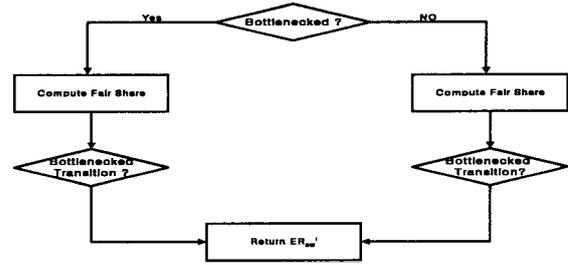


그림 3.3. ER 값 설정 절차
Fig. 3.3. ER value setting order.

각 접속에 대한 ER 값은 현재의 MCR 값과 Fairshare 값에 의해서 결정된다. Fairshare 값은 각 active 접속에 할당되는 rate로 정의하며, 이들을 이용한 ER 값은 다음과 같다.

$$ER_{sw}^i = MCR^i + \frac{C_{av}(k) - C_{NB} - C_B^{MCR}}{|N|} \quad (3.13)$$

여기서, MCR^i 는 i 접속에 대한 현재 MCR 값이고, C_B^{MCR} 는 병목 상태 접속들의 MCR 합을 나타내고, C_{NB} 는 병목되지 않은 접속들의 실제 소스 rate의 합이고, N은 active 접속의 수를 나타낸다.

그러나, 실제적으로 ER 값이 MCR 값 이하의 값을 가질 수 있기 때문에 최소의 MCR을 보장하기 위하여 계산된 ER 값과 MCR 값의 최소값을 취하게 된다.

$$ER^i = \text{Max} [ER_{sw}^i, MCR^i] \quad (3.14)$$

갱신된 ER 값이 각 송신원의 소스 rate 값보다 크면 그 접속은 병목 상태가 아니고, 소스 rate 값 이하이면 병목 상태이기 때문에 C_{NB} 와 C_B^{MCR} 의 값을 MCR 및 소스 rate 값만큼 갱신하고, 접속의 상태를 병목 상태로 전환한다.

3.2.2. 송신원 알고리즘

ABR 흐름 제어에서 송신원은 FRM 셀의 ER 필드를 PCR로, CI(Congestion Indication) 비트와 NI(No Increase) 비트를 '0'으로 하여 네트워크측으로 전송하고, 수신측으로부터 되돌아오는 BRM 셀의 정보에 따라 자신의 ACR을 조정하게 된다. 송신원은 BRM 셀의 CI 비트와 NI 비

트의 상태만을 이용하여 자신의 ACR을 조정하게 된다. 먼저, CI = 1인 BRM 셀을 수신한 송신원은 NI 비트의 상태와는 무관하게 전송률 감소분을 결정하는 파라미터 RDF(Rate Decrease Factor)를 이용하여 자신의 ACR을 다음과 같이 감소시켜야 한다.

$$ACR = \text{Max} [MCR, \min(ER, (ACR - RDF \cdot ACR))] \quad (3-15)$$

그러나 CI = 0이고 NI = 1인 BRM 셀을 수신한 송신원은 전송률 조정 과정없이 계속해서 현재의 ACR로 전송할 수 있다. 반면에, CI = 0이고, NI = 0인 BRM 셀을 수신한 송신원은 전송률 증가분을 결정하는 파라미터 RIF(Rate Increase Factor)를 이용하여 다음과 같은 수식에 따라 자신의 ACR을 증가시키게 된다.

$$ACR = \min[PCR, ER, (ACR + RIF \cdot PCR)] \quad (3.16)$$

IV. 시뮬레이션 및 결과

제안한 가용 대역폭 측정 알고리즘을 이용한 대역폭 할당 방법의 검증을 위해서 모의 실험을 수행하고 그 결과를 분석한다. 스위치의 입력 트래픽으로 CBR과 VBR 트래픽만을 고려하였을 경우, VBR 트래픽에 대한 rate 할당 방법에 있어서의 셀 손실 확률과 스위치의 입력 트래픽으로서 CBR/VBR/ABR을 수용하여 가용 대역폭 정보를 이용하여 ABR 트래픽의 rate를 할당하는 방법에 있어서 셀 손실 확률을 분석하였다.

CBR과 VBR 트래픽만을 입력하여 VBR 트래픽에 대해서 rate를 할당하지만 CBR 트래픽은 PCR 값에 의해 대역을 할당받으므로 서비스 품질을 보장받을 수 있다. 그러나 VBR 트래픽은 평균 셀 rate와 버스트 크기에 따라 대역폭을 할당받기 때문에 항상 일정한 서비스 품질을 보장할 수 없다. 그러므로 가용 대역폭을 이용하여 대역을 할당하므로써 셀 손실을 보장할 수 있다.

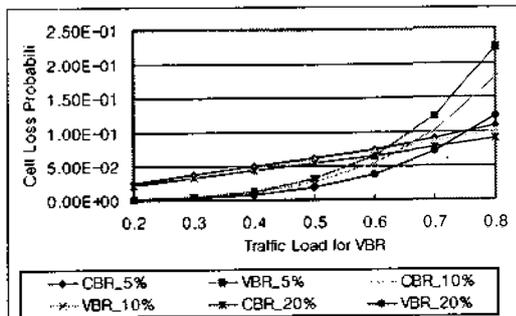


그림 4.1. CBR 트래픽 세기에 따른 셀 손실 확률
Fig. 4.1. Cell loss probability according to the CBR traffic intensity. (buffer=10, VBR buffer=3, rate update 5, 10, 20%)

그림 4.1은 가용 대역폭을 이용하여 VBR 셀에 대한 서비스율을 동적으로 할당할 경우 CBR 트래픽 증가에 따른 셀 손실율을 나타낸 것이다. 버퍼의 크기는 10 [Cell]로 고정하고, VBR 및 CBR 버퍼의 크기를 각각 3 [Cell]과 7 [Cell]로 설정하였으며, VBR 트래픽 부하를 0.6으로, VBR 트래픽에 대한 rate 갱신율은 5, 10, 20% 서비스율로 하였다. 그 결과 CBR 트래픽이 증가하면 저 우선 순위 트래픽인 VBR 트래픽의 셀 손실 확률이 CBR 트래픽의 셀 손실 확률에 비해서 크다. 그러나 CBR 트래픽이 증가하면 heavy 트래픽 상태가 발생하여 CBR 트래픽의 셀 손실 확률은 급격히 증가한 반면, VBR 트래픽의 셀 손실 확률은 완만하게 증가됨을 알 수 있다.

그림 4.2는 VBR 트래픽의 세기에 따른 셀 손실 확률을 나타낸 것으로 버퍼의 크기를 10, VBR 및 CBR 버퍼의 크기를 각각 3 [Cell]과 7 [Cell]로 설정하고, CBR 트래픽 세기를 0.6, VBR 트래픽에 대한 rate 할당은 5, 10, 20% 서비스율로 하였다. 그 결과 CBR 트래픽에 대한 셀 손실 확률은 거의 일정하지만, VBR 트래픽이 증가함에 따라 VBR 트래픽의 셀 손실 확률이 증가한다. 그러나 CBR 트래픽의 셀 손실 확률에 비해서 상대적으로 VBR 트래픽의 셀 손실 확률이 큰 변화가 나타남을 알 수 있다.

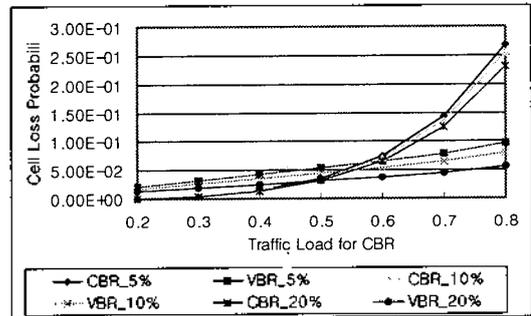


그림 4.2. VBR 트래픽 세기에 따른 셀 손실 확률
Fig. 4.2. Cell loss probability according to the VBR traffic intensity.

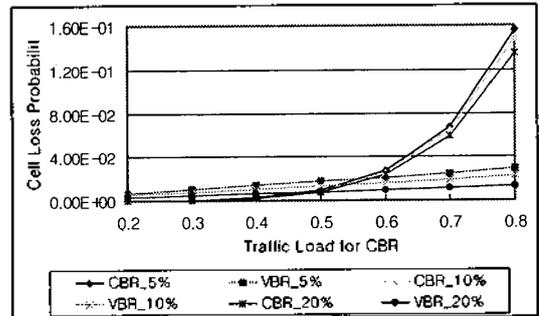


그림 4.3. CBR 트래픽에 따른 셀 손실 확률
Fig. 4.3. Cell loss probability according to the CBR traffic intensity. (buffer size = 15, VBR buffer = 5)

그림 4.3은 버퍼의 크기를 15 [Cell]로 증가시켰을 때 CBR 트래픽에 따른 셀 손실 확률을 나타낸 것이다. VBR 버퍼의 크기와 트래픽 세기는 각각 5 [Cell]과 0.6으로 고정시키고, 주기적으로 갱신되는 서비스 율에 따른 셀 손실 확률을 나타낸 것이다.

그림 4.4는 본 연구에서 제안한 가용 대역폭 측정 방법을 이용한 ABR rate 할당 알고리즘에서 ABR 트래픽의 셀 손실 확률을 나타낸 것이다. 버퍼의 크기는 5 [Cell]로 하고, 서비스 율이 5, 10, 20%일 때의 셀 손실 확률과 rate 할당 알고리즘을 사용하지 않을 경우의 셀 손실 확률을 나타낸 것이다.

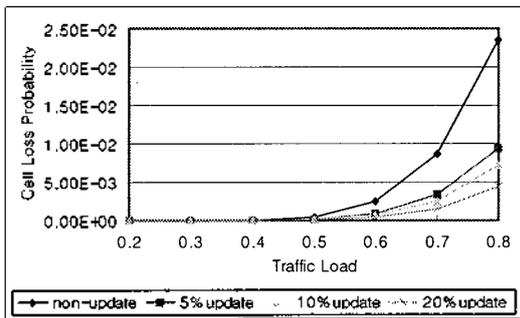


그림 4.4. 트래픽 세기에 따른 ABR 트래픽의 셀 손실 확률
Fig. 4.4. Cell loss probability of ABR traffic according to the traffic intensity.

그림 4.5는 제안한 가용 대역폭 측정 방법을 이용한 ABR rate 할당 알고리즘을 사용할 경우에 있어서 ABR 트래픽의 셀 손실 확률을 나타낸 것이다. 버퍼의 크기는 10 [Cell]로 하고, 서비스 율을 5, 10, 20%일 때의 셀 손실 확률과 rate 할당 알고리즘을 사용하지 않을 경우의 셀 손실 확률을 나타낸 것이다.

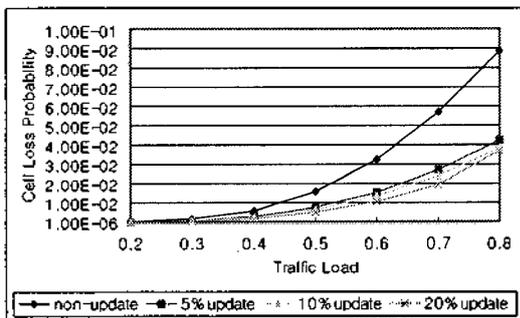


그림 4.5. 트래픽 부하에 따른 ABR 트래픽의 셀 손실 확률
Fig. 4.5. Cell loss probability of ABR traffic according to the traffic load.

위의 두 결과로부터 동적 rate allocation 방법을 이용할 경우가 이용하지 않은 경우보다 셀 손실률이 개선된다는 것을 알 수 있었고, light traffic일 때 보다 heavy

traffic일 때 더 많이 개선됨을 알 수 있었다.

그림 4.6과 4.7은 버퍼의 크기를 10 [Cell]로 하고, 서비스 율을 각각 5, 10, 20%일 때의 3 [ms]와 5 [ms] tracking 주기에 따른 셀 손실 확률을 나타낸 것이다. 결과적으로 셀 손실 확률은 서비스 율의 변화가 클수록, tracking 주기는 짧을수록 개선된다는 것을 알 수 있었다. 링크를 통하여 전송되는 트래픽은 버스트한 특성을 가지기 때문에 tracking 주기가 짧을수록 가용 대역폭에 의한 rate allocation이 신속하게 이루어지므로 셀 손실 확률이 개선된다. 그러나 tracking 주기가 짧아질수록 지연이 증가될 것으로 예측된다. 그러므로 이러한 trade-off 관계를 고려하여 tracking 주기를 설정하여야 할 것이다.

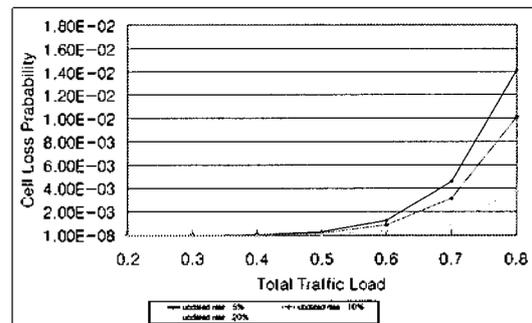


그림 4.6. Tracking 주기가 3ms일때의 셀 손실 확률
Fig. 4.6. Cell loss probability at the Tracking period, 3ms.

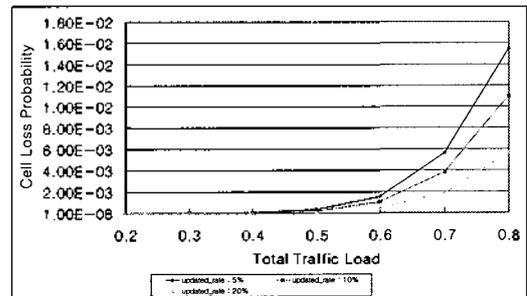


그림 4.7. Tracking 주기가 5ms일때의 셀 손실 확률
Fig. 4.7. Cell loss probability at the Tracking period, 5ms.

V. 결론

본 연구에서는 ATM스위치의 ABR 트래픽 제어를 위한 가용 대역폭 측정 및 rate 할당 알고리즘을 제안하였으며, 이에 대한 성능 분석을 통하여 ABR 트래픽의 흐름 제어를 위한 ATM 스위칭 노드의 구조를 제안하였다.

가용 대역폭 측정 방법은 링크 전체의 대역폭을 기준으로 측정되고, tracking 주기 동안 backlogged 상태에 있는 각 접속들의 전송 속도의 합으로 나타낼 수 있다. 이러한 feedback 정보를 이용한 ATM 스위칭 시스템의 동작 알고리즘과 송신된 시스템의 rate 할당 알고리즘을 제안함으로써 대역폭의 사용 효율 및 효과적인 2 패스 서비스

정책을 제공할 수 있다.

CBR과 VBR 및 ABR 트래픽에서 가용 대역폭에 의한 대역폭 할당 방법에 대해서 성능 분석을 수행하고, VBR 트래픽에 대해서 가용 대역폭 정보를 이용한 셀 손실 확률을 분석하였다.

그 결과 트래픽이 증가하면 셀 손실 확률이 증가하고, rate allocation에 의해 서비스율을 변화시키는 VBR 트래픽은 셀 손실의 변화가 버퍼의 크기에 무관함을 알 수 있었다. CBR 트래픽은 서비스 품질을 보장할 수 있도록 PCR 값에 의해 대역폭을 할당하므로 rate의 동적 할당은 고려하지 않았다.

가용 대역폭 정보를 이용한 ABR 트래픽의 셀 손실 확률은 rate의 동적 할당에 의해서 개선될 수 있고, tracking 주기를 짧게 할수록 셀 손실을 개선할 수 있었다.

그러나, tracking 주기를 짧게 할수록 셀 손실률의 감소와 다중화 이득은 개선되지만 셀 지연이 증가될 것으로 예측된다.

참 고 문 헌

1. M. Prycker, *Asynchronous Transfer Mode Solution for Broadband ISDN*, 3rd Ed., Prentice Hall, 1995.
2. U. Black, *ATM : Foundation for Broadband Networks*, Prentice Hall, 1995.
3. ITU-T Draft Recommendation I.371, "Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN," 1994.
4. 박광채, "우선순위방식을 이용한 고속통신망의 트래픽제어에 관한 연구," 공학박사학위논문, 광운대학교, 1995.
5. The ATM Forum Technical Committee, "Traffic Management Specification Version 4.0," Dec. 1995.
6. J. Charzinski, "Performance Analysis of a Multiple Access Mechanism for ATM Access Networks," *IEEE ATM '97, Lisboa*, pp. 477-485, 1997.
7. A. Kirstadter, "Contention Resolution for Different Traffic Categories in Large Input Buffered ATM Switches," *IEEE ATM '97, Lisboa*, pp. 512-523, 1997.
8. F. Lu and Raj Jain, "ATM Congestion Control," *Survey Paper, OSU*, August 1995.
9. K. Mezger and D. W. Petr, "Bounded Delay for Weighted Round Robin with Burst Crediting," *Technical Report TISL-10230-08*, May 1995.
10. K. Mezger and D. W. Petr, "Bounded Delay for Weighted Round Robin," *Technical Report TISL-10230-07*, May 1995.

▲한 상 옥(Sang Ok Han) 1948년 10월 28일생



1972년 2월 : 전남대학교 전기공학과 (공학사)

1985년 8월 : 전남대학교 산업대학원 전자공학과(공학석사)

1996년 3월~현재 : 조선대학교 대학원 전자공학과 박사과정 수료

1976년 2월~현재 : 한국전력공사 광주전력관리처 전자제어부 정보통신과장

※ 주관심분야 : ATM 교환시스템, 초고속 통신망, 유·무선 통신망, 광 통신망

▲박 광 채(Kwang Chae Park) 1951년 2월 27일생



1975년 2월 : 조선대학교 전자공학과 (공학사)

1980년 2월 : 조선대학교 대학원 전자공학과(공학석사)

1994년 8월 : 광운대학교 대학원 전자통신공학과(공학박사)

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

※ 주관심분야 : 데이터 통신과 프로토콜, 광대역 정보통신, ATM Network, 디지털 교환기