

ATM-GFR 서비스에서 TCP 트래픽의 최소 대역폭 보장에 관한 연구

정회원 박인용*

A Study to Guarantee Minimum Bandwidth to TCP Traffic over ATM-GFR Service

Inyong Park* *Regular Members*

요 약

Guaranteed frame rate (GFR) 서비스는 ATM 망에서 인터넷 트래픽을 전송하는 가상 연결에게 예약된 minimum cell rate (MCR)을 보장하고, 여분의 대역폭을 가상 연결들에게 공평하게 배분하기 위해 정의되었다. ATM 망에서 GFR 서비스를 제공하기 위한 가장 간단한 스위치 구현 방법은 frame-based generic cell rate algorithm (F-GCRA) 프레임 분류기와 FIFO 버퍼를 위한 early packet discard (EPD) 기법의 버퍼 허용 알고리즘으로 이루어진다. 이 구현 방법은 간단하지만, 상대적으로 큰 MCR을 예약한 가상 연결에게 예약한 만큼의 대역폭을 보장할 수 없었다. 본 논문은 TCP 트래픽에 패킷 스페이싱 기법을 적용하여 burstness를 완화시켜서 가상 연결에게 더 큰 MCR을 보장하도록 한다. 또한, 버퍼 허용 알고리즘에 random early detection (RED) 기법을 적용하여 여분의 대역폭 사용에 있어서 공평성을 향상시킨다. 모의 실험을 통해 두 기법이 TCP 트래픽에 대한 GFR 서비스의 QoS를 향상시킴을 보였다.

ABSTRACT

Guaranteed frame rate (GFR) service has been defined to provide minimum cell rate (MCR) guarantees for virtual connections (VCs) carrying Internet traffic in ATM networks and allow them to fairly share residual bandwidth. The simplest switch implementation mechanism to support the GFR service in ATM networks consists of the frame-based generic cell rate algorithm (F-GCRA) frame classifier and the early packet discard (EPD)-like buffer acceptance algorithm in a single FIFO buffer. This mechanism is simple, but has failed to guarantee the same bandwidth as an MCR to a VC that has reserved a relatively large MCR. This paper applies the packet spacing scheme to TCP traffic to alleviate its burstness, so as to guarantee a larger MCR to a VC. In addition, the random early detection (RED) scheme is added to the buffer acceptance algorithm in order to improve fairness in use of residual bandwidth. Simulation results show that the applied two schemes improve a quality of service (QoS) in the GFR service for the TCP traffic.

1. 서론

Asynchronous transfer mode (ATM)은 광대역 통신을 위한 전송 기술로 개발되었지만, 최근엔 급증하는 인터넷 트래픽을 처리하기 위한 고속 연결 망으로

사용되고 있다. ATM은 가상 연결(virtual connection) 사용자가 연결 설정 단계에 원하는 QoS를 지정하고, 필요한 망 자원을 예약해야 하는 연결형 프로토콜이다. 그러나, 인터넷 트래픽의 burstness는 이러한 예약을 어렵게 한다. 그래서, 인터넷 트래픽을 ATM 망에서 효과적으로 처리하기 위하여, GFR 서

* 한국과학기술원 전자전산학과 컴퓨터구조 연구실(iypark@camars.kaist.ac.kr)
논문번호 : 010284-1015, 접수일자 : 2001년 10월 15일

비스가 ATM 포럼에서 정의되었다¹⁾.

GFR 서비스는 가상 연결이 전송하는 프레임의 크기와 burst의 크기가 연결 설정 단계에서 협의된 maximum frame size (MFS)와 maximum burst size (MBS)를 초과하지 않는다는 가정 아래서 예약된 대역폭 MCR을 가상 연결에게 보장하는 것을 목적으로 한다. 또한, GFR 서비스는 여분의 대역폭이 있을 때, 가상 연결들이 이 대역폭을 공평하게 사용하도록 허용한다. ATM은 가변 크기의 인터넷 패킷을 고정된 크기의 ATM 셀로 나누어 전송한다. ATM 스위치가 패킷의 일부 셀을 폐기하는 경우, 나머지 셀들 만으로는 패킷을 복구할 수 없으므로, 그 셀들은 망의 대역폭을 낭비하게 된다. 이러한 단편화 (fragmentation)에 의한 대역폭 손실을 막기 위해, GFR 서비스는 ATM 계층에서 패킷의 경계를 구분할 수 있는 AAL5 PDU를 인터넷 패킷을 실어 나르는 프레임으로 사용한다. 그래서, 셀을 폐기할 경우, 그 셀이 속한 패킷의 나머지 셀들도 함께 폐기할 수 있도록 한다.

오늘날, 대부분의 인터넷 응용 프로그램은 TCP (Transport Control Protocol)를 통해 상대 응용 프로그램에게 데이터를 전송한다. TCP는 송신 윈도우가 허락하는 세그먼트를 maximum segment size (MSS) 크기의 패킷에 나누어 전송한다. 송신 윈도우는 혼잡 제어 알고리즘은 앞서 보낸 패킷에 대한 수신 확인 신호 (acknowledgement)를 받을 때마다, 1 round trip time (RTT) 마다 1 MSS만큼씩의 비율로 혼잡 윈도우의 크기를 증가시킨다. 반면에, 망에서 패킷을 상실한 것을 확인하면 혼잡 윈도우의 크기를 절반으로 감소시킨다. TCP는 수신 확인 신호를 받을 때마다, 송신 윈도우가 허락하는 범위에서 연속해서 패킷을 링크 속도로 전송하기 때문에, 트래픽을 bursty하게 만든다. 상대방 TCP는 패킷을 받는 즉시 수신 확인 신호를 보내기 때문에, burst 트래픽에 대한 수신 확인 신호를 역시 밀집되어 보내지고, 이것은 상대방 TCP의 트래픽을 더욱 bursty하게 만든다.

일찍이 ATM 망에서 인터넷 트래픽을 위해 unspecified bit rate (UBR) 서비스가 정의되었다. 그러나, UBR 서비스는 기존 인터넷 망의 best-effort 서비스와 같아서, QoS 보장을 제공하지 않는다. 그래서, UBR 스위치는 버퍼가 넘치면 셀을 폐기하는 기능만을 제공한다. 반면에, available bit rate (ABR) 서비스는 망 상태 정보의 피드백을 통한 혼잡 제어 기법을 사용하여 ATM 중단 시스템

의 셀 전송률을 제어할 수 있어서, 셀 손실을 막고, 가상 연결의 MCR을 보장할 수 있다. 그러나, ABR 서비스는 스위치뿐만 아니라 중단 시스템에서도 망 상태 정보 피드백과 전송률 조절을 위한 부가 기능을 필요로 한다. 또한, 적절한 전송률을 구하는 것 역시 어려운 일이다. GFR 서비스는 UBR 서비스와 같은 간단한 스위치 기능만으로 ABR 서비스와 같은 QoS 보장을 제공하기 위해 정의되었다.

GFR 서비스를 위한 다양한 ATM 스위치 구현 방법들이 제안되었다^{2,3)}. 가장 간단한 구조를 갖는 기본 스위치 구현 방법은 프레임을 대역폭 보장에 적합한 것과 부적합한 것으로 나누는 F-GCRA 프레임 분류기와 가상 연결의 구분 없이 프레임 단위로 셀을 저장하는 EPD 기법의 버퍼 허용 알고리즘을 FIFO 버퍼에 적용하는 것이다. 이 방법은 매우 간단하지만, 상대적으로 큰 MCR을 예약한 가상 연결에게 예약한 MCR만큼의 대역폭을 보장하지 못한다⁴⁾. 그래서, 가상 연결마다 버퍼 사용 계수기를 두고, MCR에 비례해서 버퍼를 할당하는 다양한 버퍼 허용 알고리즘들이 FIFO 버퍼를 갖는 스위치를 위해 제안되었다^{3,5)}. 또한, 가상 연결마다 별도의 버퍼를 두고 weighted fair queuing (WFQ)과 같은 전송률 보장 스케줄링을 적용하는 방법들도 제안되었다^{2,4)}. 그러나, 이 구현 방법들은 GFR 서비스에 대한 만족스런 QoS를 제공할 수 있지만, 가상 연결마다 별도의 계수기와 분리된 버퍼가 필요하기 때문에, 구현 비용이 높고 운용 또한 복잡하다.

본 논문은 가상 연결 단위의 계수기나 분리된 버퍼 관리가 필요 없는 기본 구조의 스위치 구현 방법을 가지고 GFR 서비스의 QoS를 향상시키기 위해, TCP 트래픽에 패킷 스페이싱 기법을 적용하고, 버퍼 허용 알고리즘에 RED 기법을 더한다. 패킷 스페이싱 기법은 TCP 트래픽의 burstiness를 완화시켜서 가상 연결이 MCR 만큼의 대역폭을 충분히 사용할 수 있도록 한다. RED 기법은 버퍼 허용 알고리즘이 폐기할 프레임은 확률적으로 선택하도록 해서, 폐기되는 프레임이 특정 가상 연결로 집중되는 것을 막는다. 모의 실험을 통해, 기존의 기본 스위치 구현 방법에 두 기법을 적용했을 때, 더 큰 MCR을 보장 할 수 있고, 여분의 대역폭 사용에 있어서 공평성을 향상시키는 것을 확인하였다.

II. 기본 GFR 스위치 구현 방법

기본 GFR 스위치 구현 방법은 그림 1에서처럼

F-GCRA 프레임 분류기와 단일 FIFO 버퍼에 두 개의 global threshold를 갖는 버퍼 허용 알고리즘으로 이루어진다. 같은 출력 단자로 향하는 모든 가상 연결은 하나의 FIFO 버퍼를 공유한다.

1. F-GCRA 프레임 분류기

F-GCRA(I,T) 프레임 분류기는 가산 매개 변수 $I = 1/MCR$ 와 허용 매개 변수 $T \geq (MBS - 1) \times (1/MCR - 1/PCR) + CDVT$ 를 갖는 leaky bucket을 활용하여, 보장된 대역폭을 사용하기에 유효한 ATM 셀을 프레임 단위로 판정한다(CDVT(cell delay variation tolerance)은 허용 매개 변수에 미치는 영향이 작아서 무시할 수 있다.)^[1]. 그리고, 보장된 대역폭 사용에 부적합하다고 판정된 프레임에 속하는 셀들의 cell loss priority (CLP) 비트 값을 1로 바꾸는 tagging을 수행한다. 버퍼 허용 알고리즘은 셀에 대한 버퍼 허용 여부를 판단할 때, CLP 비트 값에 따라 다른 기준을 적용할 수 있다.

leak bucket은 가상 연결마다 별도의 상태 변수를 유지한다. 상태 변수로는 bucket의 채워진 정도를 가리키는 bucket 계수기 X, 보장된 대역폭 사용에 적합한 프레임에 속하는 가장 최근에 처리한 유효 셀의 도착 시간을 가리키는 LPT, 그리고, 현재 처리하고 있는 프레임의 적합성 여부를 가리키는 tag 등이 있다. 처음에 X를 0으로 초기화하고, LPT를 첫 번째 셀의 도착 시간 Ta(1)으로 한다. Ta(k) 시간에 도착한 k번째 셀이 프레임의 첫 번째 셀이라면, LPT를 Ta(k)에서 빼서, 두 셀 도착 사이의 경과 시간을 구한다. X에서 이 경과 시간을 뺀 값 X'이 T의 값을 초과하는지 비교한다. 만약, X'의 값이 더 크다면, F-GCRA는 그 프레임이 보장된 대역폭 사용에 부적합하다고 판정한다. 그렇지 않고, X'의 값이 더 작다면, 그 프레임을 보장된 대역폭 사용에 적합하다고 판정한다. 프레임의 첫 번째 셀이 아닌 나머지 셀들은 첫 번째 셀의 적합성 여부를 그대로 따른다. 보장된 대역폭 사용에 적합한 프레임에 속하는 유효 셀이 도착할 때마다, X는 I 만큼

증가하고, 이전 유효 셀 도착 이후 이번 유효 셀 도착 때까지 경과한 시간만큼 감소한다. 결과적으로, X는 I와 두 유효 셀들의 도착 시간 간격만큼 변한다. 그러나, X는 음의 값을 가질 수 없도록 제한된다. 보장된 대역폭 사용에 부적합한 프레임에 속하는 셀들의 CLP는 1로 tagging 된다. F-GCRA 프레임 분류기의 자세한 동작은 다음과 같다.

```

초기화  $X = 0, LPT = Ta(1)$ 
가상연결 VC의 k번째 셀 Ta(k) 시간에 도착
 $X' = X - (Ta(k) - LPT)$ 
if (the first cell of a frame)
    if ( $X' > T$ ) tag = true
    else tag = false
endif
if (Not tag)
     $I = 1/MCR$ 
     $X = \max(0, X') + I$ 
     $LPT = Ta(k)$ 
else
    tag the cell
    
```

2. EPD 기법의 버퍼 허용 알고리즘

기본 GFR 스위치는 같은 출력 단자로 향하는 여러 가상 연결들이 함께 공유하는 단일 버퍼를 사용하여, 저장된 셀을 FIFO 스케줄링에 따라 출력 단자로 내보낸다. 이러한 단일 FIFO 버퍼에서는 셀을 버퍼에 저장할지 혹은 폐기할지를 결정하는 버퍼 허용 알고리즘이 각 가상 연결의 링크 이용률을 조절한다. 기본 GFR 스위치는 간단한 구현을 위해 버퍼 허용 알고리즘을 적용할 때, 같은 버퍼를 공유하는 모든 가상 연결에게 공통된 global threshold를 적용한다. 버퍼 사용량이 LBO threshold보다 작으면, 버퍼 허용 알고리즘은 도착하는 모든 셀들을 버퍼에 저장한다. 그러나, 버퍼 사용량이 LBO threshold를 넘어서면, 버퍼 허용 알고리즘은 F-GCRA 프레임 분류기에 의해 tagging이 된 셀은 더 이상 버퍼에 저장하지 않고 폐기한다. 하지만, tagging이 안된 유효 셀은 여전히 버퍼에 저장한다. 버퍼 사용량이 HBO threshold를 넘어서면, 버퍼 허용 알고리즘은 tagging이 안된 유효 셀 역시 더 이상 버퍼에 저장하지 않고 폐기한다. 그러므로, HBO threshold는 버퍼의 크기인 MAX_Q에 근접하는 값으로 설정한다.

버퍼 허용 알고리즘은 각 threshold에서 셀의 저

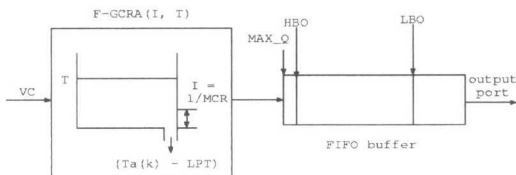


그림 1. 기본 GFR 스위치 구조

장 여부를 결정할 때 EPD 기법을 사용한다. EPD 기법은 프레임의 경계를 고려하여 프레임 단위로 셀들의 버퍼 수용 여부를 결정한다. EPD 기법은 버퍼 사용량이 threshold를 넘으면, 새롭게 도착하는 프레임에 속하는 셀을 폐기하기 시작한다. 프레임을 폐기 할 때는 그 프레임을 구성하는 첫 번째 셀부터 마지막 셀까지 모든 셀들을 폐기한다. 그러나, 버퍼 사용이 threshold를 넘기 전에 프레임의 첫 번째 셀을 이미 버퍼에 저장하였다면, 그 프레임에 속하는 나머지 셀들도 역시 버퍼에 저장한다. 또한, EPD 기법은 이미 프레임의 첫 번째 셀을 폐기했다면, 버퍼 사용량이 threshold 보다 작아지더라도 그 프레임에 속하는 나머지 셀들 역시 모두 폐기 한다. 그래서, EPD 기법은 일부 셀들을 망에서 상실하여 목적지에서 완전한 프레임을 재구성할 수 없는 불완전한 프레임에 속하는 셀들이 망의 대역폭을 낭비하는 것을 막는다⁶⁾.

III. 기본 GFR 스위치 구현 방법의 개선

앞장에서 살펴본 기본 GFR 스위치 구현 방법은 다른 GFR 스위치 구현 방법들에 비해 단순한 구조와 손쉬운 운용으로 GFR 서비스를 제공하고자 하였다. 그러나, 많은 연구 결과가 기본 스위치 구현 방법으로는 상대적으로 큰 MCR을 예약한 가상 연결에게 만족스런 QoS를 제공하지 못한다는 것을 보여주었다^{2,4)}. 작은 MCR을 예약한 가상 연결은 보장된 대역폭뿐만 아니라 여분의 대역폭까지 활용할 수 있었지만, 큰 MCR을 예약한 가상 연결은 보장된 대역폭조차 충분히 사용할 수 없었다. 이 문제는 TCP 트래픽이 F-GCRA 프레임 분류기가 기대하는 MCR에 수렴하는 고른 전송률로 보내지는 것이 아니라, 전송 링크가 허락하는 최고 전송률 peak cell rate (PCR)로 연속해서 보내지는 burst 형태이기 때문이다. 또한, EPD 기법의 버퍼 허용 알고리즘은 버퍼 사용량이 threshold에 이르렀을 때부터 시작해서 트래픽이 감소할 때까지 계속해서 셀을 폐기하기 때문에, 그 시점에 스위치를 통과하는 burst 트래픽을 갖는 특정 가상 연결의 패킷들이 연속적으로 폐기되어진다. 이러한 현상은 여분의 대역폭이 가상 연결들 사이에서 공평하게 사용되는 것을 방해한다.

본 논문은 TCP 트래픽의 burstiness을 완화시키기 위하여 패킷 스케이싱 기법을 TCP 트래픽에 적용한다. 또한, 폐기할 패킷을 모든 가상 연결로부터

고르게 선택하기 위해 RED 기법을 버퍼 허용 알고리즘에 도입한다.

1. TCP 트래픽의 패킷 스페이싱

TCP는 송신 윈도우가 허락하는 데이터 세그먼트를 MSS 크기로 패킷에 담아 상대방 TCP에게 전송한다. TCP의 송신 윈도우는 혼잡 제어 알고리즘이 구한 망의 혼잡 상태에 따른 혼잡 윈도우와 상대방 TCP가 알려준 수신 윈도우 중에서 작은 값을 따른다. 본 논문은 수신 TCP에 충분한 버퍼가 있다고 가정하므로, 송신 TCP의 송신 윈도우는 혼잡 윈도우에 의해 결정되어진다. TCP의 혼잡 제어 알고리즘은 혼잡 윈도우의 크기가 slow start threshold를 넘어서면, 전송한 패킷에 대한 수신 확인 신호를 받을 때마다, RTT 마다 1 MSS 만큼씩의 비율로 혼잡 윈도우의 크기를 증가시킨다. 반면에, 망에서의 패킷 상실이 확인되면 혼잡 윈도우의 크기를 절반으로 줄인다.

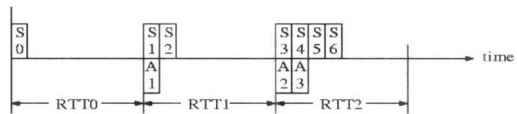


그림 2. TCP 트래픽

TCP는 수신 확인 신호를 받으면, 갱신된 혼잡 윈도우 크기의 세그먼트를 패킷에 나누어 담아, PCR로 연속해서 전송한다. 전송을 완료한 TCP는 다음 수신 확인 신호가 도착할 때까지 기다린다. 수신 TCP는 패킷을 받는 즉시 수신 확인 신호를 보내기 때문에, burst 트래픽에 대한 수신 확인 신호들 역시 짧은 간격에서 전송된다. 이것은 다시 TCP 트래픽을 더욱 bursty하게 만든다. 그림 2는 slow start 단계에서 송신 TCP로부터 burst 트래픽이 만들어지는 과정을 보여준다. 첫 세그먼트 S0을 보내고, 이에 대한 수신 확인 신호 A1을 기다린다. A1을 받으면, 세그먼트 S1, S2를 연이어 보내고, 다시 수신 확인 신호 A2를 기다린다. S1, S2를 연이어 받은 수신 TCP는 수신 확인 신호 A2, A3를 즉시 전송한다. A2, A3를 받은 송신 TCP는 S3, S4, S5, S6를 PCR에 연이어 전송한다. 그래서, TCP 트래픽은 수신 확인 신호를 받고 연속해서 패킷을 전송하는 burst 구간과 다음 수신 확인 신호를 기다리는 idle 구간으로 이루어진다. 결과적으로, ATM 스위치에서 프레임들의 도착 간격이 burst 구간에서는 매우 작고, idle 구간에서는 매우 크게 나타난다.

TCP 트래픽의 burst 구간에 있는 프레임들의 도착 간격은 $1/PCR$ 로 작기 때문에, burst 구간에 있는 프레임은 F-GCRA 프레임 분류기에 의해 보장된 대역폭 사용에 부적합한 것으로 분류되기 쉽다. 만일, 스위치가 혼잡 상태라면, 버퍼 허용 알고리즘은 부적합한 프레임을 우선적으로 폐기한다. 프레임 상실을 감지한 TCP의 혼잡 제어 알고리즘은 혼잡 윈도우의 크기를 절반으로 줄이고, 이에 따라 사용하는 대역폭의 크기도 반으로 줄어든다. 이렇게 줄어드는 대역폭의 크기는 상대적으로 큰 MCR을 예약한 가상 연결에게 더 크게 나타난다.

TCP 트래픽의 burstness를 완화시키기 위한 패킷 스케이싱 기법은 송신 윈도우와 RTT를 이용하여 패킷의 전송률을 동적으로 결정한다^[7]. 그래서, TCP가 수신 확인 신호를 받아서 송신 윈도우만큼의 패킷을 전송할 때, 전송률을 PCR로 고정하지 않고, 전송할 때마다 새로운 전송률을 구한다. 수신 확인 신호는 이론적으로 RTT 마다 도착한다는 사실에 기초하여, 수신 확인 신호를 받았을 때, 그림 3처럼 패킷들이 RTT 안에서 고른 간격을 갖도록 PCR와 (혼잡윈도우/RTT) 중에서 작은 값을 전송률로 하여 패킷들을 전송한다. 이렇게 TCP 트래픽의 burstness를 완화시켜서, 더 많은 프레임들이 F-GCRA 프레임 분류기에 의해 대역폭 보장에 적절한 프레임으로 판정될 수 있도록 한다.

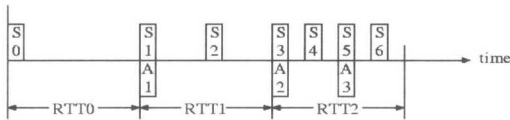


그림 3. 패킷 스케이싱을 적용한 TCP 트래픽

2. 버퍼 허용 알고리즘의 RED 기법

EPD 기법은 버퍼 사용 상태를 고려하여, 프레임의 첫 번째 셀이 도착했을 때, 그 프레임의 나머지 셀들의 저장 여부도 결정한다. 만일, 버퍼 사용량이 LBO threshold을 넘어 선다면, EPD 기법은 그 순간에 burst 구간에 있는 가상 연결의 대역폭 보장에 부적합한 프레임들을 연속해서 폐기할 것이다. 이로 인해 특정 가상 연결의 TCP 송신 윈도우는 반감되고, 사용하는 대역폭 역시 반감된다. 그래서, 망에 여분의 대역폭이 있더라도 활용할 수 없다. 이러한 현상은 가상 연결들이 여분의 대역폭을 공평하게 사용할 수 없도록 한다.

RED 기법은 평균 버퍼 사용 크기를 작게 유지하

면서 망 혼잡을 피하기 위해 TCP 트래픽을 처리하는 인터넷 라우터를 위해 제안되었다^[8]. 각 연결에 대한 상태 정보를 유지할 필요 없이 현재의 버퍼 사용에 따라, 혼잡 상태를 감지한다. 혼잡을 감지하면, 임의로 선택한 몇몇 연결들의 패킷을 폐기하여 모든 연결들이 공평하게 대역폭을 사용하도록 한다. 이를 위해, RED 기법은 두 개의 threshold T_{low} 와 T_{high} 를 평균 버퍼 사용 크기를 구하는 공식과 함께 사용한다. 이 두 threshold는 버퍼를 세 구간으로 나눈다. 평균 버퍼 사용 크기가 T_{low} 보다 작으면, 모든 패킷을 버퍼에 저장한다. 다른 한편, 평균 버퍼 사용 크기가 두 threshold 사이에 있으면, RED 기법은 폐기 확률 P_a 를 가지고 패킷을 폐기한다. 폐기 확률 P_a 는 패킷 계수기와 평균 버퍼 사용 크기에 따라 결정된다. 패킷 계수기는 패킷을 버퍼에 저장할 때마다 증가하고, 패킷을 폐기할 경우 다시 0으로 초기화된다. 이 패킷 계수기가 증가할 때 폐기 확률 P_a 는 증가한다. 또한, 평균 버퍼 사용 크기가 T_{high} 에 가까워질수록 폐기 확률 P_a 는 증가한다. 폐기 확률 P_a 를 구하기 위해 중간 폐기 확률 P_b 를 먼저 구한다. P_b 는 평균 버퍼 사용 크기가 T_{high} 와 같아질 때, 최대 폐기 확률 값인 P_{max} 에 도달한다. 평균 버퍼 사용 크기가 일정하면, 모든 패킷들은 같은 값의 폐기 확률을 갖는다. 결과적으로, RED 기법은 각 연결이 사용하는 대역폭에 비례해서 패킷을 폐기한다. 평균 버퍼 사용 크기 Q_{avg} 와 최종 폐기 확률 P_a 는 다음과 같이 구한다. 기중치 W_q 는 일시적인 혼잡 상태를 거르기 위해 사용한다.

$$Q_{avg} = (1 - W_q) \times Q_{avg} + W_q \times Q_{len}, \quad 0 \leq W_q \leq 1$$

$$P_b = P_{max} \times (Q_{avg} - T_{low}) / (T_{high} - T_{low})$$

$$P_a = P_b / (1 - counter \times P_b)$$

GFR 서비스에서 대역폭 보장에 부적합한 프레임은 여분의 대역폭을 best-effort로 사용한다. 폐기할 프레임을 모든 가상 연결들로부터 고르게 선택하여 여분의 대역폭 사용에 있어서 공평성을 향상시키기 위해, 본 논문은 기본 GFR 스위치 구현 방법의 버퍼 허용 알고리즘에 단순화한 RED 기법을 도입한다. 먼저, 기존 버퍼 허용 알고리즘의 LBO를 T_{low} 와 T_{high} 로 대체한다. 그래서, 새로운 버퍼 허용 알고리즘은 T_{low} , T_{high} , HBO 이 세 개의 threshold를 갖고 버퍼를 운용한다. 확률적 폐기는 대역폭 보

장에 부적합한 프레임에게만 적용되기 때문에, 폐기 확률은 평균 버퍼 사용 크기와 패킷 계수가 없이, 현재 버퍼 사용 크기 Qlen만으로 간단히 얻을 수 있다. 대역폭 보장에 적합한 프레임은 Qlen가 HBO를 넘지 않으면 항상 버퍼에 저장된다. 반면에, 대역폭 보장에 부적합한 프레임은 Qlen가 Thigh를 넘어 서면, 항상 폐기된다. 만약, Qlen가 Tlow보다 작으면, 대역폭 보장에 부적합한 프레임일지라도 버퍼에 저장된다. Qlen가 Tlow와 Thigh 사이에 있으면, 버퍼 허용 알고리즘은 폐기 확률 Pa에 따라 대역폭 보장에 부적합한 프레임의 폐기 여부를 결정한다. 이러한 결정은 프레임의 첫 번째 셀이 도착했을 때 이루어지며, 그 결과는 프레임에 속하는 나머지 셀들에게 그대로 적용된다. 대역폭 보장에 부적합한 프레임의 최종 폐기 확률 Pa는 다음과 같다.

$$Pa = Pmax \times (Qlen - Tlow) / (Thigh - Tlow)$$

IV. 실험 결과 및 성능 평가

TCP 트래픽에 패킷 스페이싱 기법을 적용하고 버퍼 허용 알고리즘에 RED 기법을 도입하였을 때, 기본 GFR 스위치 구현 방법의 GFR 서비스에 대한 QoS 성능을 평가하기 위해 컴퓨터 모의실험을 수행하였다. 컴퓨터 모의 실험 프로그램은 ATM 망 연구에 널리 쓰이는 이벤트 구동 방식의 NIST ATM 시뮬레이터를 기반으로 작성되었다⁹⁾.

1. 실험 환경

모의 실험 환경은 그림 4에서 볼 수 있듯이, 5개의 송신 TCP와 5개의 수신 TCP가 100Mbit/s fast Ethernet을 통해 각각의 interworking unit (IWU)와 연결되어 있고, 각 IWU와 두 개의 ATM 스위치는 155.5Mbit/s의 OC-3c 링크로 연결되어 ATM 망을 구성한다. 송신 TCP와 수신 TCP는 ATM 망의 가상 연결을 통해 일대 일로 연결된다. IWU는 TCP 노드로부터 IP 데이터그램을 받아 ATM 셀로 쪼개서 ATM 망으로 보내고, ATM 망으로부터 받은 ATM 셀들을 IP 데이터그램으로 재조립하여 TCP 노드에게 전달한다. 송신측 응용 프로그램은 각자의 상대방에게 보낼 데이터를 무한히 가지고 있는 FTP 서비스로 가정한다. 모든 TCP는 가장 좋은 TCP 처리율을 보이는 SACK (selective acknowledgement) 버전을 혼잡 제어 알고리즘으로 사용한다¹⁰⁾. MSS는 1024 바이트로 고정하고, 최대 윈도우 크기는

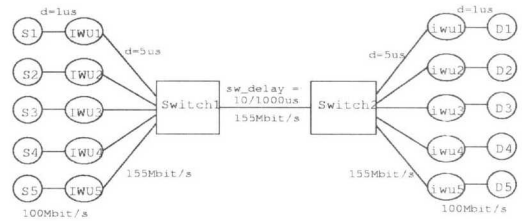


그림 4. 모의 실험 환경

64K 바이트로 한다. 1024 바이트 MSS를 갖는 TCP 세그먼트에 대한 ATM 망에서의 MFS는 오버헤드를 포함해서, 23 ATM 셀이다 ((1024+20(TCP)+20(IP)+8(LLC)+8(AAL5))/48 = 22.5).

ATM 스위치는 같은 출력단자를 사용하는 가상 연결들이 함께 공유하는 단일 FIFO 버퍼를 갖는다. 최대 버퍼 크기 MAX_Q는 3000 ATM 셀을 가지며, 버퍼 허용 알고리즘에서 EPD 기법을 위한 HBO threshold는 MAX_Q와 같은 값을 갖고, LBO threshold는 1500 ATM 셀로 한다. 한편, RED 기법을 위한 Tlow threshold는 1000 ATM 셀로 하고, Thigh threshold는 2000 ATM 셀로 한다. 그리고, 기존의 EPD 기법만을 사용할 때와의 형평성을 위해, RED 기법의 최대 폐기 확률 값 Pmax는 1.0으로 한다. 두 ATM 스위치 사이의 전파 지연(propagation delay)은 10us와 1ms 두 경우를 각각 적용한다. 본 논문은 기본 GFR 스위치 구현 방법의 성능을 송신 TCP가 수신 TCP로부터 수신 확인 신호를 받은 TCP 세그먼트와 이것을 전송하기 위해 사용한 프로토콜 오버헤드를 포함한 처리율인 TCP 유효처리율(goodput)로 나타낸다.

2. 성능 평가

5개의 가상 연결에 대한 MCR을 25, 20, 15, 10, 5 즉, 전체 MCR을 75Mbit/s로 예약한 경우와 50, 20, 15, 10, 5 즉, 전체 MCR을 100Mbit/s로 예약한 경우에 대해 각 TCP의 유효 처리율을 구하여 성능을 비교하였다. 두 경우 모두에 대해, 두 스위치 사이의 전파 지연 sw_delay를 10us와 1ms로 바꾸어 가며, LAN과 WAN, 두 환경을 모의 실험하였다. 기본 스위치 구현에 적용된 기법에 따라 네 가지로 구분하여 실험 결과를 그래프에 나타내었다. 기존의 기본 스위치 구현 방법을 EPD로, 여기에 RED 기법만을 더한 것을 RED로, 패킷 스페이싱 기법만을 적용한 것을 PS로, RED 기법과 패킷 스페이싱 기법을 함께 적용한 것을 RED+PS로 표시하였다. MCR은 각 가상 연결의 MCR을 연결한 것

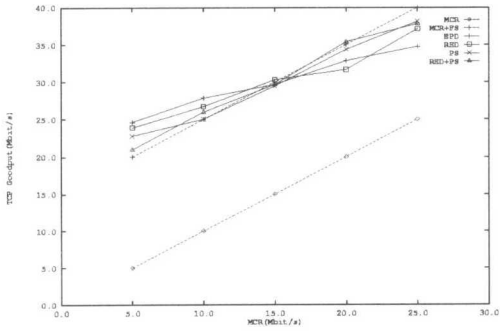


그림 5. 평균 TCP 유효 처리율
(sw_delay=10us, total MCR=75Mbit/s)

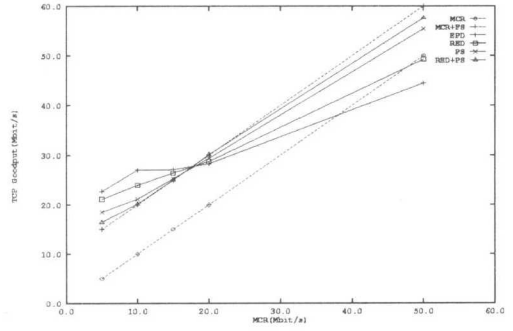


그림 7. 평균 TCP 유효 처리율
(sw_delay=10us, total MCR=100Mbit/s)

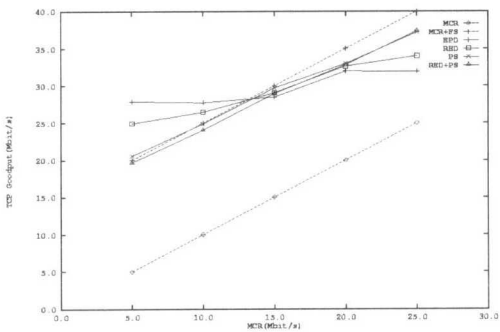


그림 6. 평균 TCP 유효 처리율
(sw_delay=1ms, total MCR=75Mbit/s)

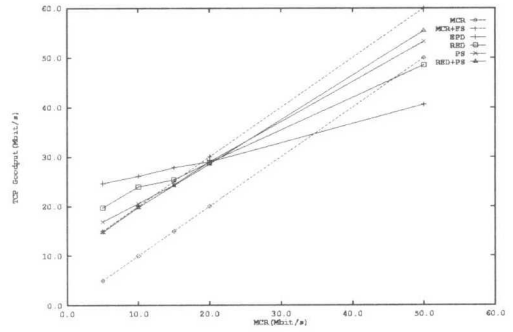


그림 8. 평균 TCP 유효 처리율
(sw_delay=1ms, total MCR=100Mbit/s)

이고, MCR+FS는 각 가상 연결의 MCR에 여분의 대역폭을 가상 연결 개수로 나눈 fair share (FS)를 더한 값을 연결한 것이다. 각 구현 방법의 TCP 유효 처리율이 MCR을 상회하면 최소 대역폭을 보장하는 것이고, MCR+FS에 가까울수록 여분의 대역폭을 공평하게 사용한다는 것을 의미한다.

그림 5는 여분의 대역폭이 큰 LAN 환경에서 각 가상 연결의 TCP 유효 처리율을 보여준다. 모든 구현 방법이 MCR 보장을 만족하였고, 여분의 대역폭 사용도 비교적 공평하게 사용하고 있음을 보여준다. 하지만, 작은 MCR을 갖는 가상 연결이 큰 MCR을 갖는 가상 연결보다 여분의 대역폭 사용에 있어서 더 많은 대역폭을 사용하는 현상이 EPD에서 가장 두드러짐을 볼 수 있다. 그림 6은 WAN 환경에서 각 구현 방법들이 사용하는 여분의 대역폭 양이 더 큰 차이가 나는 것을 보여준다. 즉, EPD는 MCR+FS와 큰 차이를 보이지만, RED는 그 차이를 줄이고, PS는 더욱 MCR+FS와 가까운 결과를 보여준다.

그림 7은 여분의 대역폭이 줄어든 LAN 환경에

서 EPD가 50Mbit/s의 MCR을 갖는 가상 연결의 최소 대역폭을 보장하지 못함을 보여준다. 하지만, RED는 어느 정도 개선된 결과를 보여주었고, PS와 RED+PS는 MCR을 초과하여 최소 대역폭 보장을 만족시키는 것을 알 수 있다. 또한, MCR+FS에 상당히 근접함을 보여준다. 그림 8은 이러한 결과가 WAN 환경에서 더욱 두드러짐을 보여준다.

V. 결론

본 논문은 가상 연결 단위의 계수기나 threshold를 필요로 하지 않는 기본 GFR 스위치 구현 방법의 간단한 구조를 유지하면서, GFR 서비스의 QoS를 만족하기 위해, TCP 트래픽에 패킷 스케이징 기법을 적용하고, 버퍼 허용 알고리즘에 RED 기법을 도입하여 컴퓨터 모의 실험을 통해 그 성능을 평가하였다. 모의실험 결과를 통해, 기존의 기본 스위치 구현 방법에 두 기법을 적용했을 때, TCP를 실어 나르는 가상 연결에게 더 큰 MCR을 보장할 수 있고, 여분의 대역폭 사용에 있어서 향상된 공평성

을 제공하는 것을 확인하였다. 패킷 스페이싱 기법은 TCP 트래픽의 burstiness을 완화시켜서, 가상 연결이 예약한 MCR 만큼의 대역폭을 충분히 사용할 수 있도록 하였다. 또한, RED 기법은 EPD 기법만의 버퍼 허용 알고리즘이 특정 가상 연결의 burst 트래픽의 프레임을 집중적으로 폐기하는 것을 막았다. 그래서, 가상 연결들의 여분의 대역폭 사용에 있어서 공평성을 향상시켰다.

참 고 문 헌

[1] The ATM Forum, "Traffic management specification 4.1", af-tm-00121.000, March 1999.

[2] I. Andrikopoulos et al., "Providing rate guarantees for Internet application traffic across ATM networks", IEEE Communications Surveys, 2(3), pp.2-13, 1999.

[3] O. Bonaventure and J. Nelissen, "Guaranteed frame rate: a better service for TCP/IP in ATM networks", IEEE Networks, 15(1), pp. 46-54, Jan/Feb. 2001.

[4] Surya K. Pappu and D. Basak, "TCP over GFR implementation with different service disciplines: simulation study", ATM Forum Contribution 97-310, May 1997.

[5] Chia-Tai Chan et al., "A FIFO-based buffer management approach for ATM GFR service", IEEE Communications Letters, 4(6), pp. 205-207, 2000.

[6] A. Romanow and S. Floyd, "Dynamics of TCP traffic over ATM networks", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 13(4), pp. 633-641, 1995.

[7] Hyoung Woo Park and Jin Wook Chung, "A study on reduction of traffic burstness using window based segment spacing", Proc. IEEE ICOIN-15, pp. 41-45, 2001.

[8] S. Floyd and V. Jacobson, "Random early detection gateways for congestion avoidance", IEEE/ACM Trans. on Networking, 1(4), pp. 397-413, 1993.

[9] Nada Golmie et al., "The NIST ATM/HFC network simulator", National Institute of Standards and Technology, 1998.

[10] K. Fall and S. Floyd, "Simulation-based

comparisons of Tahoe, Reno, and SACK TCP", Computer Communication Review, 26(3), pp. 5-21, 1996.

박 인 용(Inyong Park)

정회원

1990년 2월 : 연세대학교 전산학과 졸업

1992년 2월 : KAIST 전산학과 석사

1995년 5월 ~ 2000년 3월 : 삼성전자 중앙연구소 선임 연구원

2002년 2월 : KAIST 전자전산학과 박사

2002년 3월~현재 : KAIST 전자전산학과 연수 연구원

<주관심 분야> 컴퓨터 네트워크, 분산 처리