ATM-GFR 서비스를 위한 F-GCRA 알고리즘 개선

박 인 용†

요 약

ATM 포럼은 ATM 네트워크에서 인터넷 트래픽을 효과적으로 서비스하기 위해 guaranteed frame rate (GFR) 서비스를 정의하였다. GFR 서비스는 가상 연결에게 minimum cell rate (MCR) 을 보장하고, 여분의 대역폭을 공평하게 공유하도록 한다. 또한, 보장된 대역폭을 사용하기에 적합한 ATM 셀을 프레임 단위로 판별하는 프레임 분류기로 frame-based generic cell rate algorithm (F-GCRA)을 사용하도록 ATM 포럼은 권고하고 있다. ATM 스위치는 현재 버퍼의 사용량을 고려하여 셀을 프레임 단위로 버퍼에 저장하거나 폐기한다. FIFO 공유 버퍼는 단순한 구조로 인해 스위치에 구현하는데 용이하지만, 가상 연결 별 버퍼 사용량에 따른 버퍼 관리 없이는 각 가상 연결의 MCR를 보장할 수 없었다. 본 논문은 가상 연결 별 버퍼 사용량 관리 없이 각 가상 연결의 MCR을 보장할 수 있도록 F-GCRA 프레임 분류기를 개선한다. 개선된 프레임 분류기는 혼잡 제어로 인한 TCP 트래픽의 burst 특성을 고려하여, 각 가상 연결이 예약한 대역폭을 충분히 사용할 수 있도록 한다. 이러한 개선된 프레임 분류기의 기능은 여분의 대역폭 사용의 불공정성 문제 역시 완화시키는 효과를 갖는다. 모의실험을 통해 개선된 프레임 분류 알고리즘이 TCP 트래픽에게 GFR 서비스에 대한 만족스런 QoS를 제공함을 보인다.

키워드 : ATM, GFR, F-GCRA, TCP

Improvement of F-GCRA Algorithm for ATM-GFR Service

Park Inyong†

ABSTRACT

ATM Forum has defined a guaranteed frame rate (GFR) service to serve Internet traffic efficiently. The GFR service provides virtual connections (VCs) for minimum cell rate (MCR) guarantees and allows them to fairly share the residual bandwidth. And ATM Forum has recommended a frame-based generic cell rate algorithm (F-GCRA) as a frame classifier, which determines whether an ATM cell is eligible to use the guaranteed bandwidth in a frame level. An ATM switch accommodates cells in its buffer or drops them in a frame level according to current buffer occupancy. A FIFO shared buffer has so simple structure as to be feasibly implemented in switches, but has not been able to provide an MCR guarantee for each VC without buffer management based on per-VC accounting. In this paper, we enhance the F-GCRA frame classifier to guarantee an MCR of each VC without buffer management based on per-VC accounting. The enhanced frame classifier considers burstness of TCP traffic caused by congestion control algorithm, so as to enable each VC to use its reserved bandwidth sufficiently. In addition, it is able to alleviate the unfairness problem in usage of the residual bandwidth. Simulation results show that the enhanced frame classifier satisfies quality of services (QoSs) of the GFR service for the TCP traffic.

Key Words : ATM, GFR, F-GCRA, TCP

1. 서 론

광대역 통신을 위한 전송 기술로 개발된 asynchronous transfer mode (ATM) 기술은 기존의 다양한 통신망을 통합할 것으로 기대를 모았었지만, 최근엔 급증하는 인터넷 트래픽을 고속으로 처리하기위한 백본 (backbone) 네트워크를 구성하는데 주로 사용되고 있다. ATM은 연결형 프로토콜이기 때문에, 서비스 사용자는 가상 연결 (virtual connection) 설정 단계에서 원하는 quality of service(QoS)를 지정하고, 이것을 달성하기 위해 필요한 대역폭이나 버퍼와 같은 네트워크 자원을 예약해야 한다. 그러나 인터넷 트래픽의 불규칙한 burstness 특성 때문에, 실제 트래픽 형태를 미리 명시하고, 원하는 QoS를 얻기 위해 필요한 네트워크 자원을 예약하는 것은 매우 어려운 일이다. 이러한 인터넷 트래픽을 ATM 네트워크에서 효율적으로 처리하기 위하여 ATM 포럼은 guaranteed frame rate (GFR) 서비스 부류를 정의하였다[1].

일찍이 ATM 포럼은 ATM 네트워크에서 인터넷 트래픽을 처리하기 위해, unspecified bit rate (UBR) 와 available bit rate (ABR), 두개의 서비스 부류를 정의하였다. UBR 서비스는 기존의 인터넷을 통해 제공되고 있는 best-effort 서

※ 본 연구는 금오공과대학교 학술연구비에 의하여 연구된 논문임.
† 정 회 원 : 금오공과대학교 컴퓨터공학부 조교수
논문접수 : 2005년 7월 26일, 심사완료 : 2006년 10월 12일

비스와 비슷해서, ATM 네트워크를 통해 어떠한 QoS 보장도 제공되지 않는다. 그래서 UBR 스위치는 버퍼에 여유가 없어 수용할 수 없는 셀은 그냥 폐기하는 간단한 기능만으로 구현이 가능하다. 반면에, ABR 서비스는 네트워크 상태 정보의 피드백을 통한 혼잡 제어 기법을 사용하여 ATM 종단 시스템의 셀 전송률을 제어하기 때문에, 셀 손실을 막고, 가상 연결에게 예약한 대역폭 사용을 보장할 수 있다. 그러나 ABR 서비스를 위해서는 스위치뿐만 아니라 종단시스템에도 네트워크 상태 정보 피드백과 전송률 조절을 위한 부가 장치가 필요하다. 또한, 적절한 전송률을 구하는 것 역시 매우 복잡하고 어려운 일이다. GFR 서비스는 UBR 서비스와 같이 간단한 스위치 기능만으로 ABR 서비스와 같은 QoS 보장을 위해 정의되었다.

GFR 서비스는 ATM 네트워크에서 가상 연결에게 예약된 minimum cell rate (MCR)의 사용을 보장하는 것을 목적으로 한다. 다만, GFR 서비스 사용자가 MCR 보장을 받으려면, 전송하는 프레임의 크기와 burst의 크기가 가상 연결 설정 단계에서 협의한 maximum frame size (MFS)와 maximum burst size (MBS)를 초과해선 안 된다. 또한, GFR 서비스는 여분의 대역폭이 있을 때, 가상 연결들이 이 대역폭을 공평하게 나누어 쓰는 것을 허용한다. 가변 크기의 IP 패킷을 ATM 네트워크를 통해 전송할 때, ATM 스위치는 IP 패킷을 고정된 크기를 갖는 ATM 셀에 나누어 실어 나른다. 전송 중에 한 스위치가 패킷을 구성하는 셀들 중 일부 셀만을 폐기하는 경우, 목적지에 도착한 나머지 셀들로는 완전한 패킷을 복구할 수 없기 때문에, 결과적으로 대역폭을 낭비하게 된다. 이러한 단편화 (fragmentation)에 의한 대역폭 손실을 막기 위해, GFR 서비스는 ATM 계층에서 경계를 구분 할 수 있는 AAL5 PDU를 IP 패킷을 실어 나르는 프레임으로 사용한다. 그래서 스위치가 셀을 폐기해야할 경우, 그 셀이 속하는 프레임의 나머지 셀들도 모두 함께 폐기할 수 있다.

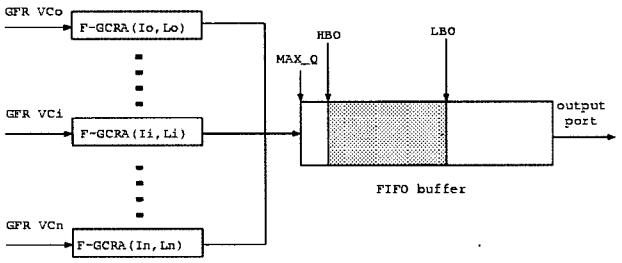
오늘날, 대부분의 인터넷 응용 프로그램은 TCP (Transmission Control Protocol)를 통해 상대 응용 프로그램에게 데이터를 전달한다. TCP는 송신 윈도우가 허락하는 크기의 데이터를 maximum segment size (MSS) 크기의 세그먼트로 나누어 IP에 전하고, IP는 이것을 패킷에 실어 상대에게 전송한다. 송신 윈도우는 혼잡 제어 알고리즘을 통해 얻은 혼잡 윈도우와 수신자 측에서 지정하는 흐름제어 윈도우 중에 작은 값을 따른다. 혼잡 제어 알고리즘은 앞서 보낸 패킷에 대한 수신 확인 신호(acknowledgement)를 받을 때마다, 1 MSS 크기만큼 혼잡 윈도우의 값을 증가 시킨다. 반면에, 네트워크에서 세그먼트를 상실한 것을 확인하면, 현재 혼잡 윈도우 크기의 1/2을 혼잡 제어 임계값으로 설정하고, 혼잡 윈도우의 값을 1 MSS로 줄인다. 다시 수신 확인 신호가 도착할 때마다 1 MSS 씩 혼잡 윈도우의 값을 증가 시키다, 혼잡 윈도우의 값이 앞서 설정한 혼잡 제어 임계값에 도달하면, 1 round trip time (RTT) 마다 1 MSS 만큼만 혼잡 윈도우의 값을 증가 시킨다[2]. TCP는 송신 윈도우가 허락하는 범위에서 세그먼트를 링크 전송 속도에 따라 전송하기 때문에, 송신 윈도우의 값을 증가시키는 수신 확인 신호가 도착할 때 집중적으로 트래픽이 발생하고, 나머지 시간동안 링크는 idle한 상태가 된다. 이러한 TCP 프로토콜의 세그먼트 전송 방식은 burstness 특성을 갖는 트래픽을 만든다.

ATM 스위치에 GFR 서비스를 구현하기 위한 다양한 기법들이 제안되었다[3, 4]. 이 구현 방법들은 스위치의 버퍼 사용 방식에 따라 크게 두 가지로 나뉠 수 있다. 첫 번째는 각 가상 연결 마다 별도의 버퍼를 할당하고, 각 버퍼에 있는 셀에게 weighted fair queueing (WFQ)나 weighted round-robin (WRR)와 같은 전송률 보장 스케줄링 기법을 적용하는 방법들이다 [3, 5]. 이 구현 방법들은 가상 연결에게 GFR 서비스에 대한 만족스런 QoS를 제공하지만, 논리적으로 분리된 버퍼와 복잡한 스케줄링 기법을 구현하기 위해 많은 비용을 필요로 한다. 다음은 여러 가상 연결들이 한 버퍼를 함께 사용하고, 버퍼에 있는 셀들에게 first-in, first-out (FIFO) 스케줄링 기법을 적용하는 단순 GFR 스위치 구조이다[4]. 이 방법은 구현이 용이하지만, 각 가상 연결의 MCR을 충분히 보장할 수 없다. 이러한 문제를 해결하기 위해 가상 연결 별 버퍼 사용량을 조절할 수 있는 다양한 버퍼 관리 기법들이 제안되었다[3, 5]. 하지만, 이 버퍼 관리 기법들은 가상 연결 별 버퍼 사용량을 측정하기 위해 가상 연결 별로 계수기가 필요할 뿐만 아니라 간단치 않은 알고리즘을 요구한다.

본 논문은 가상 연결 별 버퍼 사용량 측정 없이 FIFO 공유 버퍼를 사용하는 단순 GFR 스위치 구조에서, 각 가상 연결에게 MCR 사용을 보장할 수 있도록 프레임 분류 알고리즘인 frame-based generic cell rate algorithm (F-GCRA)을 개선한다. 개선된 프레임 분류 알고리즘은 혼잡 제어 알고리즘으로 인한 TCP 트래픽의 burstness 특성을 고려하여, 가상 연결이 예약한 대역폭을 충분히 사용할 수 있도록 보장한다. 또한, 가상 대역폭 할당을 통해 가상 연결들이 여분의 대역폭을 공평하게 나누어 사용할 수 있도록 한다. 모의실험을 통해 개선된 프레임 분류 알고리즘이 TCP 트래픽에게 GFR 서비스에 대한 만족스런 QoS를 제공함을 보인다.

2. 단순 GFR 스위치 구조

GFR 서비스를 구현하기 위한 단순 스위치 구조는 (그림 1)에서와 같이 크게 세 부분으로 이루어진다. 먼저, 가상 연결 별로 셀이 스위치에 도착하면, 프레임 분류기 F-GCRA는 가상 연결 별로 예약한 대역폭을 사용하기에 적합한 셀을 프레임 단위로 판별하고, 부적합한 프레임에 속하는 셀에 표시(tagging)를 한다. 다음 단계에서 버퍼는 early packet discard (EPD) 기법의 버퍼 허용 알고리즘에 따라 현재의 버퍼 사용량을 고려하여, 셀을 저장하거나 폐기한다. 마지막 단계에서 버퍼에 있는 셀은 FIFO 스케줄링에 따라 출력 단자로 보내진다.

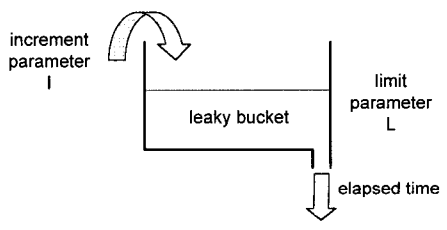


(그림 1) 단순 GFR 스위치 구조

2.1 F-GCRA 프레임 분류기

GFR 서비스는 가상 연결이 연결 설정 과정에서 예약한 대역폭인 MCR로 트래픽을 전송할 수 있도록 보장한다. 또한, 여분의 대역폭이 있다면, MCR만큼의 대역폭을 초과하는 트래픽을 전송하는데 사용하도록 허용하는데, 이 여분의 대역폭을 같은 링크를 공유하는 모든 가상 연결들이 공평하게 나누어 쓰도록 정의하고 있다. 이를 위해, ATM 스위치는 가상 연결의 트래픽을 구성하는 프레임들 가운데서 예약한 대역폭을 사용하기에 적합한 프레임을 구분할 수 있는 프레임 분류 알고리즘이 필요하다. 프레임 분류 알고리즘이 보장된 대역폭 사용에 적합한 것으로 분류한 프레임은 부적합한 프레임에 비해 상대적으로 높은 우선순위를 갖고 전송된다. 한편, 대역폭 보장에 부적합하다고 분류된 프레임은 상대적으로 낮은 우선순위를 갖고, 여분의 대역폭이 허락하면 전송이 이루어진다. ATM 포럼은 GFR 서비스를 위한 프레임 분류기로 F-GCRA 알고리즘의 사용을 권하고 있다. 이 절에서 F-GCRA 프레임 분류기의 동작 메커니즘을 살펴보겠다.

F-GCRA 알고리즘은 generic cell rate algorithm (GCRA)을 기반으로 만들어졌다. GCRA 알고리즘은 증가 변수 I와 한계 변수 L을 갖는 GCRA(I, L)로 표현되고, 가상 연결이 약속한 트래픽 계약을 준수하는지 감시하는 usage parameter control (UPC)을 위해 사용된다. 예를 들면, 가상 연결이 트래픽 계약으로 약속한 peak cell rate (PCR)와 cell delay variation tolerance (CDVT)의 준수 여부를 GCRA(I, L)은 다음과 같이 검사한다. PCR을 R로, CDVT의 한계를 τ로 지정했다면, T = 1/R 는 CDVT가 없는 경우엔 셀 도착 간격이 되고, CDVT가 있는 경우에는 최고 전송률에서의 평균 셀 도착 간격이 된다. 그래서, PCR로 셀이 도착하는 형태의 트래픽을 GCRA(T, τ)로 나타낼 수 있고, (그림 2)에서 볼 수 있듯이, 리키 버킷 (leaky bucket) 알고리즘으로 표현할 수 있다. 이 리키 버킷 알고리즘은 버킷의 내용물을 단위 시간당 1 단위만큼씩 지속적으로 흘려보내는 제한된 용량을 갖는 버킷을 정의한다. 이 버킷의 총용량은 T+τ 크기로, 버킷은 트래픽 계약을 준수하는 셀이 도착할 때마다 T만큼씩 채워진다. k번째 셀이 Ta(k) 시간에 도착하면, 알고리즘은 이 셀로 인해 버킷이 T만큼 더 채워진다면, 버킷이 넘치는지를 점검한다. 만약에 넘친다면, 그 셀은 트래픽 계약을 어긴 것이다. 만약에 넘치지 않는다면, 그 셀은 트래픽 계약을 준수한 것이고, 버킷은 T만큼 채워진다. 버킷의 실제 증가량은 셀 도착 간격 동안 버킷이 얼마나 비워졌느냐에 따라 결정된다. UPC는 트래픽 계약을 어긴 셀을 폐기하거나 cell loss priority (CLP)을 1로 설정함으로써, 트래픽 계약을 준수한 셀과 구분할 수 있도록 한다.



(그림 2) 리키 버킷 알고리즘

F-GCRA 알고리즘은, 셀 단위로 검사를 하는 GCRA 알고리즘과 달리, 각 가상 연결에 대한 MCR에 따라 quality of service (QoS) 보장에 적합한 프레임과 부적합한 프레임을 분류한다. F-GCRA 알고리즘의 적합성 검사는 프레임의 첫 번째 셀에 대해서만 이루어진다. 만약, 첫 번째 셀이 적합하다면, 그 프레임을 구성하는 나머지 모든 셀들도 적합한 것으로 분류한다. UPC의 PCR 검사를 통과한 셀들은 증가 변수 T = 1/MCR와 한계 변수 L = BT+CDVT를 갖는 F-GCRA(T, L) 알고리즘에 의해 GFR 서비스의 QoS 보장에 대한 적합성 여부가 검사된다. 여기서 BT (burst tolerance)는 MCR로 흘려보내는 버킷에, PCR로 도착하는 MBS 크기의 셀을 위해 필요한 버킷의 깊이를 반영한다. 만약, MBS 크기를 한 개의 프레임으로 정의한다면, MFS 크기의 셀을 갖는 하나의 프레임을 수용할 수 있어야 한다. F-GCRA(T, L) 알고리즘은 GCRA(I, L) 알고리즘을 수정한 형태로 (그림 3)과 같다. LPT(last pass time)는 직전에 도착한 셀의 도착 시간을 기록하여 현재 도착한 셀과의 도착 간격을 얻는데 사용한다. tag는 프레임의 적합성 여부를 표시하기 위한 변수이다.

단순 GFR 스위치는 F-GCRA 알고리즘에 의해 부적합하다고 판단된 셀을 폐기하거나 CLP 비트를 1로 설정하여 버퍼 허용 알고리즘에서 활용할 수 있도록 한다. GFR 서비스

```
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' > L)  tag = true
                else         tag = false
        endif
        if (not tag)
                T = 1/MCR
                X = max(0, X') + T
                LPT = Ta(k)
        else
                tagging the cell
```

(그림 3) F-GCRA(T, L) 알고리즘

는 여분의 대역폭이 있다면 모든 가상 연결의 초과 트래픽이 공정하게 공유할 수 있도록 정의하고 있기 때문에, 버퍼 허용 알고리즘은 CLP=1인 셀에게 여분의 대역폭을 통해 best-effort 서비스를 제공해야 한다.

2.2 EPD 기법의 버퍼 허용 알고리즘

단순 GFR 스위치는 같은 출력 단자로 향하는 여러 가상 연결들의 셀을 단일 공유 버퍼에 저장하고, 일단 저장한 셀은 FIFO 스케줄링에 따라 출력 단자로 내보낸다. 이러한 단일 FIFO 공유 버퍼를 사용하는 경우, 셀을 버퍼에 저장할지 혹은 폐기할지를 결정하는 버퍼 허용 알고리즘이 각 가상 연결의 대역폭 사용량을 조절한다. 단순 GFR 스위치는 구현의 편의성을 위해, 같은 버퍼를 공유하는 모든 가상 연결에게 공통적으로 적용되는 광역 임계 값 (global threshold)을 갖는 버퍼 허용 알고리즘을 채택하고 있다. (그림 1)에서 볼 수 있듯이, 공유 버퍼는 LBO (low buffer occupancy)와 HBO (high buffer occupancy) 두 개의 광역 임계값을 갖는다. 현재 버퍼 사용량이 LBO 임계값보다 작으면, 버퍼 허용 알고리즘은 도착하는 모든 셀들을 버퍼에 저장한다. 그러나 현재 버퍼 사용량이 LBO 임계값을 넘어서면, 버퍼 허용 알고리즘은 F-GCRA 프레임 분류기에 의해 CLP 비트가 1로 설정된 표기(tagging)된 셀은 더 이상 버퍼에 저장하지 않고 폐기한다. 하지만, 표기(tagging) 안된 유효 셀은 여전히 버퍼에 저장한다. 버퍼 사용량이 HBO 임계값을 넘어서면, 버퍼 허용 알고리즘은 표기(tagging) 안된 유효 셀 역시 더 이상 버퍼에 저장하지 않고 폐기한다. 그러므로 HBO 임계값은 버퍼의 크기인 MAX_Q에 근접하는 값으로 설정된다.

버퍼 허용 알고리즘은 현재 버퍼 사용량이 각 임계값에 이르러서 셀의 저장 여부를 결정할 때, EPD (early packet discard) 기법을 사용한다. EPD 기법은 프레임의 경계를 고려하여 프레임 단위로 셀들의 버퍼 수용 여부를 결정한다. EPD 기법은 현재 버퍼 사용량이 임계값을 넘으면, 새롭게 도착하는 프레임에 속하는 셀을 폐기하기 시작한다. 프레임을 폐기 할 때는 그 프레임을 구성하는 첫 번째 셀부터 마지막 셀까지 모든 셀들을 폐기한다. 그러나 현재 버퍼 사용량이 임계값을 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, 현재 버퍼 사용량이 임계값 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 네트워크의 대역폭을 낭비하는 것을 막는다[7].

3. 개선된 F-GCRA 프레임 분류기

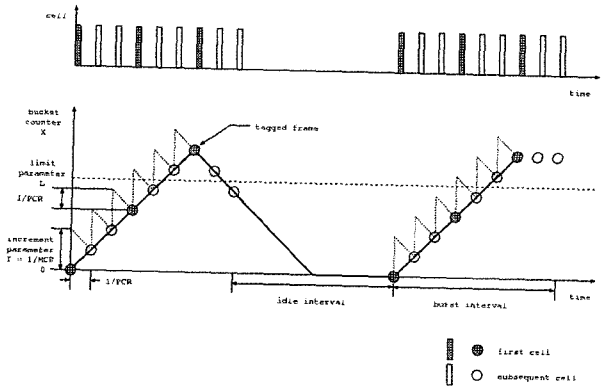
TCP 트래픽에 F-GCRA 알고리즘을 적용할 때 발생하는 문제점을 살펴보고, 이러한 문제점을 해결하기 위한 F-GCRA 알고리즘의 개선 방안을 제시한다.

3.1 F-GCRA와 TCP 트래픽의 불일치성

TCP 흐름 제어 알고리즘은 송신 윈도우의 크기만큼 세그먼트를 전송한 후에, 상대의 수신 확인 신호가 도착할 때까지 세그먼트의 전송을 멈춘다. 이 기간 동안 가상 연결은 idle 상태로 남는다. 수신 확인 신호가 도착하면, 흐름 제어 알고리즘은 송신 윈도우를 갱신하고, 그 크기만큼 세그먼트를 전송한다. 이때 가상 연결에서 TCP 트래픽에 의한 대역폭 사용량은 링크의 최고 전송 속도인 PCR에 이른다. 한편, 혼잡 제어 알고리즘은 네트워크에서 세그먼트를 상실한 것을 확인하면, 현재 혼잡 윈도우 크기의 1/2을 혼잡 제어 임계값으로 설정하고, 혼잡 윈도우의 값을 1 MSS로 줄인다. 다시 수신 확인 신호가 도착할 때마다 1 MSS 씩 혼잡 윈도우의 값을 증가 시킨다, 혼잡 윈도우의 값이 앞서 설정한 혼잡 제어 임계값에 도달하면, 1 round trip time (RTT) 마다 1 MSS 만큼만 혼잡 윈도우의 값을 증가 시킨다. TCP 혼잡 제어 알고리즘이 혼잡 윈도우의 크기를 혼잡이 발생하기 전의 일정한 크기로 회복시킬 때까지, 가상 연결에서 TCP의 대역폭 사용량은 제한적일 수밖에 없다. TCP 혼잡 제어 알고리즘 또한 ATM 네트워크의 가상 연결에서 TCP의 대역폭 사용량에 큰 영향을 주는 것이다. 혼잡 상태에서는 TCP가 전송할 수 있는 세그먼트의 수량이 적기 때문에, 혼잡 상태를 빨리 복구할 수 있는 혼잡 제어 알고리즘이 ATM 네트워크에서 TCP의 대역폭 사용에 있어서 더욱 효율적이다[7]. 이와 같은 TCP 흐름 제어 알고리즘과 혼잡 제어 알고리즘으로 인해, TCP 트래픽을 전송하는 가상 연결은 한동안 전송할 프레임이 없는 idle 구간과 송신 윈도우 크기만큼의 프레임들이 한꺼번에 전송되는 burst 구간을 반복적으로 갖는다.

(그림 4)는 도착하는 셀들에 F-GCRA(T, L) 알고리즘을 적용할 때, 보여 지는 버킷의 상태와 그에 따른 각 셀의 판정 결과를 보여주고 있다. F-GCRA 알고리즘은 두 셀 사이의 도착 간격 D가 아무리 크더라도 버킷의 현재 크기를 나타내는 계수기 X가 0 보다 작아지는 것을 허용하지 않는다. 만일 셀이 앞서 도착한 셀과 큰 간격을 두고 도착하는 경우, 즉, D > X 일 때, 현재의 계수기 X와 도착 간격 D와의 차이인 X′은 음수가 될 수 있다. 하지만, F-GCRA 알고리즘은 버킷 계수기 X를 X′+T로 갱신하는 것이 아니라 MAX(0, X′) + T로 갱신한다. 따라서 아무리 긴 idle 구간을 거치더라도, 새로이 도착하는 셀은 기껏해야 빈 버킷에서 적합성 검사를 받게 된다. 이러한 F-GCRA의 동작은 1/MCR 간격으로 규칙적으로 도착하는 셀로 이루어지는 트래픽에게는 예약한 MCR 만큼의 대역폭 사용을 보장한다. 하지만, F-GCRA 알고리즘은 나중에 1/MCR보다 작은 간격으로 도착하는 셀들이 사용할 수 있도록 크레디트를 쌓아두는 것을 허용하지 않기 때문에, idle 구간에서 사용하지 못한 대역폭만큼을 나중에 만회할 방법이 없다.

GFR 서비스는 인터넷 트래픽의 대부분을 구성하는 TCP

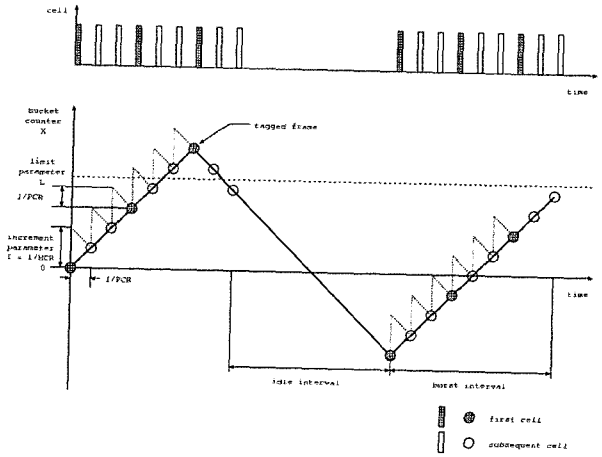


(그림 4) F-GCRA의 버킷 상태

패킷을 전송하는데 사용된다. 그런데, 앞서 살펴보았듯이 F-GCRA 알고리즘은 프레임을 구성하는 셀들이 1/MCR 간격으로 비교적 규칙적으로 도착할 것이라는 가정을 가지고 적합성 검사를 수행한다. 하지만, TCP 트래픽은 셀 간격이 1/MCR 보다 훨씬 긴 idle 구간과 1/PCR 간격인 burst 구간으로 이루어지기 때문에, 셀 도착 간격 D가 1/MCR 보다 훨씬 큰 idle 구간에서는 예약한 대역폭을 낭비하고, 셀 도착 간격 D가 1/MCR 보다 훨씬 작은 burst 구간에서는 대부분의 프레임이 부적합 판정을 받게 된다. 이러한 F-GCRA와 TCP 트래픽의 특성 때문에, F-GCRA 알고리즘만을 적용하는 단순 GFR 스위치 구현 방법은 TCP 트래픽에게 만족스런 QoS를 제공할 수 없었다[9]. 이 연구 결과에 의하면, TCP 트래픽의 burst 구간에 있는 프레임들 중에 F-GCRA 알고리즘에 의해 대역폭 보장에 적합하다고 판정되는 프레임의 수량은 예약한 대역폭인 MCR을 소비하기에 충분치 않았다. 그래서, 단순 GFR 스위치는 처리율을 높이기 위해, 링크에 남겨진 여분의 대역폭을 F-GCRA 알고리즘이 부적합하다고 판정한 프레임에게 best-effort 서비스를 제공하는데 사용한다. 이로 인해, 단순 GFR 스위치는 예약한 대역폭만큼을 가상 연결에게 보장하지 못할 뿐 아니라, 큰 MCR을 예약한 가상 연결일수록 대역폭 사용에 불리한 결과를 보여준다.

3.2 개선된 F-GCRA 알고리즘

F-GCRA 알고리즘에 기반한 단순 GFR 스위치는 서로 다른 MCR을 예약한 가상 연결들에게 예약한 만큼의 대역폭 사용을 보장할 수 없었다. 즉, TCP 트래픽을 운반하는 가상 연결에게 차별화된 QoS를 제공할 수 없었다. 그래서, 차별화된 QoS를 제공하기 위해 GFR 스위치는 별도의 버퍼 관리 기법이나 전송률 보장 스케줄링 기법이 필요했다. 이 구현 기법들은 가상 연결에게 GFR 서비스에 대한 만족스런 QoS를 제공하지만, 논리적으로 분리된 버퍼와 계수기, 복잡한 알고리즘 등을 구현하기 위해 많은 비용을 필요로 한다. 본 논문은 단순 GFR 스위치에서 TCP 트래픽을 나르는 가상연결에게 예약한 대역폭 사용을 보장할 수 있도록 개선된 F-GCRA 알고리즘을 제안한다. 단순 GFR 스위치 구조에



(그림 5) 개선된 F-GCRA의 버킷 상태

서 F-GCRA 알고리즘이 TCP 트래픽의 특성을 고려하여, 보장된 대역폭을 충분히 사용할 수 있도록 F-GCRA 알고리즘을 개선한다.

(그림 5)와 같이 버킷 계수기 X를 MAX(0, X′) 대신 단순히 X′로 갱신한다면, TCP 트래픽의 idle 구간에 사용하지 못한 가상 연결의 대역폭을 보상할 수 있을 것이다. 즉, idle 구간 이후에 도착하는 셀은 버킷 계수기 X를 0보다 더 작은 값으로 감소시켜서, burst 구간의 많은 셀들이 예약한 대역폭 사용에 적합한 판정을 받도록 할 것이다. 하지만, 계수기 X에 대한 하한선을 두지 않는다면, TCP 트래픽 형태는 더욱 bursty해 지고, 결국엔, F-GCRA 알고리즘은 대역폭 보장에 적합한 프레임을 분류하는 기능을 수행할 수 없을 것이다. 그래서, 본 논문은 보장된 대역폭 중에 사용하지 못한 부분을 보상하고, F-GCRA의 프레임 분류 기능을 유지하기 위해, maximum idle interval (MII)을 도입하여 F-GCRA 알고리즘을 개선한다. MII는 개선된 F-GCRA가 대역폭 보상을 허용하는 인접한 두 프레임 사이의 최대 간격을 의미한다. 만약, 인접한 두 프레임의 도착 간격이 MII 보다 크지 않다면, 개선된 F-GCRA는 버킷 계수기 X가 0보다 작은 값을 갖는 것을 허용한다. 그렇지 않고, 인접한 두 프레임의 도착 간격이 MII보다 크다면, 버킷 계수기 X는 MII 크기만큼 감소할 수 있다. MII는 TCP 재전송 timeout을 수용하기 위해 다음과 같은 식으로 정의된다.

$$MII = TCP_timer_granularity \times N_{min} \geq RTT_{ATM}$$

ATM 스위치는 TCP 연결의 정확한 RTT (round trip time)을 얻을 수 없기 때문에, ATM 네트워크에서 TCP 연결을 나르는 가상 연결의 RTT을 사용한다. TCP 재전송 timeout은 TCP timer granularity의 배수를 사용한다. 그래서, 본 논문은 위 수식의 부등호를 만족하는 정수 N 중에서 가장 작은 정수 값을 N_{min}으로 정의하였다. 개선된 F-GCRA의 버킷 계수기 X에 대한 유연성은 예약한 대역폭 중에 idle 구간에 사용하지 못한 대역폭 손실을 만회할 수

```
초기화 X = 0, LPT = Ta(1)
가상연결 VC의 k번째 셀 Ta(k) 시간에 도착
        Ⅱ = Ta(k) - LPT
        X' = X - Ⅱ
        if (the first cell of a frame)
                if (X' > L)  tag = true
                else         tag = false
        endif
        if (not tag)
                T = 1/MCR
                if (Ⅱ < MⅡ)
                        X = (X - Ⅱ) + T
                else
                        X = (X - MⅡ) + T
                LPT = Ta(k)
        else
                tagging the cell
```

(그림 6) 개선된 F-GCRA(T, L) 알고리즘

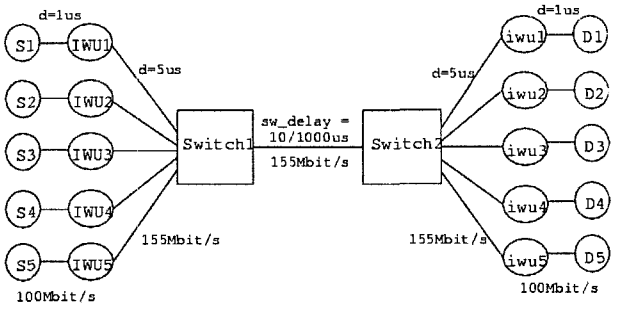
있는 기회를 가상 연결에게 제공한다. (그림 6)은 개선된 F-GCRA 알고리즘을 보여준다.

4. 실험 결과 및 성능 평가

F-GCRA 알고리즘과 개선된 F-GCRA의 성능 비교를 위해 컴퓨터 모의실험을 수행하였다, 단순 GFR 스위치에 두 알고리즘을 각각 적용하여 얻은, 중복 없는 TCP 세그먼트를 전송하는데 사용된 대역폭인 순수 처리량(goodput)을 통해 TCP 트래픽에 대한 GFR 서비스의 QoS를 평가하였다. 컴퓨터 모의실험 프로그램은 이벤트 구동 방식의 NIST ATM 시뮬레이터를 기반으로 작성하였다[10].

4.1 실험 환경

모의실험 환경은 (그림 7)에서 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 네트워크를 구성한다. 송신 TCP와 수신 TCP는 ATM 네트워크의 가상 연결을 통해 일대 일로 연결된다. IWU는 TCP 노드로부터 받은 IP 데이터그램을 ATM 셀로 나누어 ATM 네트워크로 보내고, 받은 셀들을 IP 데이터그램으로 재조립하여 TCP 노드에게 전달한다. 송신측 응용 프로그램은 각자의 상대에게 보낼 데이터를 무한히 가지고 있는 FTP 서비스로 가정한다. MSS (maximum segment size)는 1024 바이트로 고정하고, 최대 윈도우 크기는 64K 바이트로 한다. 1024 바이트 MSS를 갖는 TCP 세그먼트에 대한 ATM 네트워크에서의 MFS (maximum frame size)는 오버헤드를 포함해서, 23 ATM 셀이다. ((1024+20(TCP)+20(IP)+8(LLC)+8(AAL5))/48=22.5). TCP 트래픽은 가장 효율적인 혼잡 제어 알고리즘을 사용하는



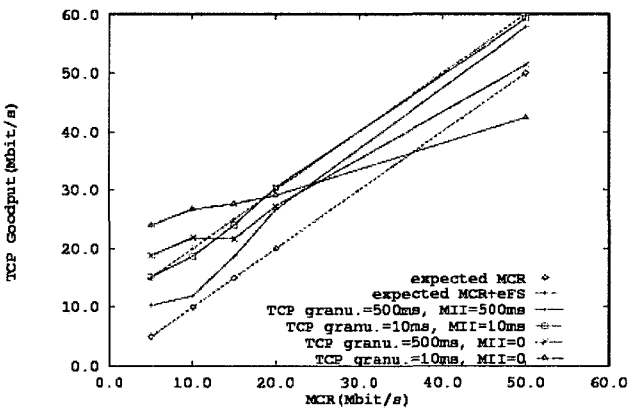
(그림 7) 모의실험 환경

SACK 버전을 사용하여 생성하였다.

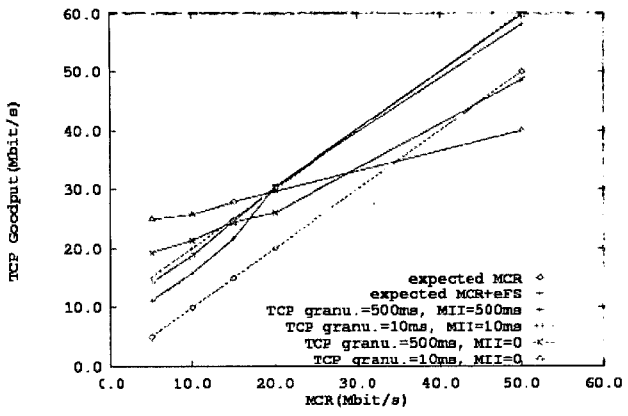
ATM 스위치는 같은 출력 단자를 사용하는 가상 연결들이 함께 공유하는 단일 FIFO 버퍼를 갖는다. 최대 버퍼 크기 MAX_Q는 3500 ATM 셀을 가지며, 버퍼 허용 알고리즘에서 EPD 기법을 위한 HBO 임계값은 3000 ATM 셀로, LBO 임계값은 1500 ATM 셀로 하였다. 각 노드들 사이의 전파 지연은 (그림 7)에서와 같이 가정하였다. LAN과 WAN 환경을 고려하여, 두 ATM 스위치 사이의 전파 지연을 10us와 1000us, 두 경우에 대해 각각 모의실험을 수행하였다. 또한, TCP가 사용하는 timer granularity의 영향을 평가하기 위해, 두 개의 timer granularity, 500ms와 10ms에 대해 각각 모의실험을 수행하였다. 각 TCP 연결에 대해, TCP 계층에서 중복되지 않은 완전한 프레임을 전송하는데 사용된 ATM 셀의 수량을 Mbit/s로 환산하여, TCP 순수처리량(goodput)을 측정하였다.

4.2 성능 평가

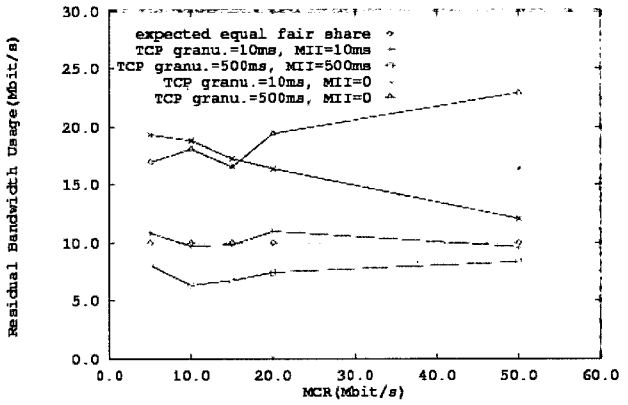
(그림 8)과 (그림 9)는 LAN과 WAN 환경에서 F-GCRA 알고리즘과 개선된 F-GCRA 알고리즘을 각각 적용 했을 때, TCP 순수 처리량(goodput)을 보여준다. 5개의 GFR 가상 연결은각각 5, 10, 15, 20, 50 Mbit/s의 MCR을 예약하였다. 각 가상 연결은 하나의 TCP 연결에 대한 트래픽을 서비스한다. 개선된 F-GCRA 알고리즘은 MII의 값으로 TCP timer granularity에 따라 500ms와 10ms를 각각 적용하였다. 또한, F-GCRA 알고리즘은 개선된 F-GCRA 알고리즘



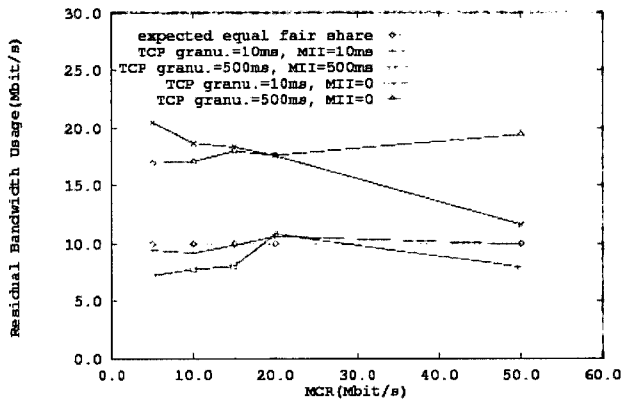
(그림 8) TCP goodput (LAN)



(그림 9) TCP goodput (WAN)



(그림 10) 여분의 대역폭 사용량 (LAN)



(그림 11) 여분의 대역폭 사용량 (WAN)

의 MII의 값을 0으로 설정한 경우에 해당한다. F-GCRA 알고리즘을 사용한 경우에, 작은 MCR을 예약한 가상 연결은 기대되는 MCR+eFS 만큼의 대역폭보다 더 큰 TCP 순수 처리량을 보였고, 큰 MCR을 예약한 가상 연결은 예약한 MCR 만큼의 대역폭에도 미치지 못하는 TCP 순수 처리량을 보였다. eFS는 링크에서 예약하고 남은 여분의 대역폭을 가상 연결에 똑같이 배분했을 때 기대되는 대역폭이다. 즉, (그림 8)과 (그림 9)는 F-GCRA 알고리즘은 예약한 MCR이 클수록 가상 연결의 대역폭 사용을 보장하기 어렵다는 것을 보여준다. 반면에, 개선된 F-GCRA 알고리즘을 사용한 경우, 가상 연결에게 예약한 MCR 만큼의 대역폭 사용을 보장할 뿐만 아니라 MCR+eFS 만큼의 대역폭을 사용할 수 있도록 하고 있다. 이것은 개선된 F-GCRA 알고리즘이 예약한 대역폭의 사용을 보장하고, 여분의 대역폭 사용에 있어서 공정성을 향상시켰다는 것을 보여주는 것이다. 한편, 개선된 F-GCRA 알고리즘은 더 작은 TCP timer granularity를 갖고 더 만족스런 QoS를 제공하는 결과를 보여주고 있다. 이것은 MII가 RTT에 더 근접한 값을 가질 수 있도록 하기 때문이다.

(그림 10)과 (그림 11)은 각 가상 연결의 여분의 대역폭 사용량을 보여주고 있다. F-GCRA 알고리즘을 사용한 경우에, 모든 가상 연결이 여분의 대역폭을 공평하게 나누었을 때 기대되는 대역폭인 eFS보다 훨씬 많은 대역폭을 사용하고 있음을 알 수 있다. 이것은 F-GCRA 알고리즘이 MCR 만큼의 대역폭 보장에 실패하고 있음을 보여준다. 반면에, 개선된 F-GCRA 알고리즘의 경우, 각 가상 연결의 여분의 대역폭 사용량이 eFS에 근접하는 결과를 보여준다. 예약한 MCR만큼의 대역폭 사용을 보장함으로써, 여분의 대역폭 사용에 있어서 공평성을 향상 시켰음을 알 수 있다.

5. 결 론

본 논문은 가상 연결 별 버퍼 사용량 측정 없이 FIFO 공유 버퍼를 사용하는 단순 GFR 스위치 구조에서, 각 가상 연결에게 MCR 만큼의 대역폭 사용을 보장할 수 있도록 프레임 분류 알고리즘, frame-based generic cell rate algorithm (F-GCRA)을 개선하였다. 개선된 프레임 분류 알고리즘은 TCP 혼잡 제어 알고리즘 특성으로 인한 TCP 트래픽의 burstness 특성을 고려하여, 가상 연결이 예약한 대역폭을 충분히 사용할 수 있도록 버킷의 크기에 유연성을 부여하였다. 모의실험을 통해 개선된 프레임 분류 알고리즘이 TCP 트래픽에게 GFR 서비스에 대한 만족스런 QoS를 제공함을 보였다. 앞으로, 예약한 대역폭의 보장과 함께 여분의 대역폭 사용에 있어서 공평성을 향상시킬 수 있는 방안이 연구되어져야 할 것이다.

참 고 문 헌

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

[2] M. Allman et al., "TCP Congestion Control," RFC2581, April, 1999.

[3] I. Andrikopoulos, A. Liakopoulos, G. Pavlou, and Z. Sun, "Providing Rate Guarantees for Internet Application Traffic Across ATM Networks," IEEE Communications Surveys, Vol.2, No.3, pp.2-13, 1999.

[4] Olivier Bonaventure and Jordi Nelissen, "Guaranteed Frame

Rate : A Better Service for TCP/IP in ATM Networks," IEEE Network, Vol.15, No.1, pp.46-54, Jan/Feb., 2001.
[5] Surya K. Pappu and Debashis Basak, "TCP over GFR Implementation with Different Service Disciplines: Simulation Study," ATM Forum Contribution 97-310, May, 1997.
[6] Chia-Tai Chan, Shuo-Cheng Hu, Pi-Chung Wang, and Yaw-Chung Chen, "A FIFO-Based Buffer Management Approach for ATM GFR Services," IEEE Communications Letters, Vol.4, No.6, pp.205-207, 2000.
[7] Allyn Romanow and Sally Floyd, "Dynamics of TCP Traffic over ATM Networks," IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol.13, No.4, pp.633-641, May, 1995.
[8] Kevin Fall and Sally Floyd, "Simulation-Based Comparisons of Tahoe, Reno, and SACK TCP," Computer Communication Review, Vol.26, No.3, pp.5-21, 1996.
[9] 박인용, "단순FIFO기반 GFR구현기법에서의 TCP성능평가," 한국정보과학회 춘계학술대회, 제31권 제1호, pp.637-639, 2004.
[10] Nada Golmie et al., "The NIST ATM/HFC Network Simulator," National Institute of Standards and Technology, 1998.

박 인 용

e-mail : iypark@kumoh.ac.kr
1990년 연세대학교 전산과학과(학사)
1992년 한국과학기술원 전산학과 (공학석사)
1995년~2000년 삼성전자 중앙연구소 선임연구원
2002년 한국과학기술원 전자전산학과(공학박사)
2002년 한국과학기술원 정보전자연구소 연수연구원
2002년~현재 금오공과대학교 컴퓨터공학부 조교수
관심분야 : 컴퓨터 네트워크, 네트워크 임베디드 시스템