

ATM망을 위한 실시간 트래픽 제어 기법: RCT

이 준 연[†] · 이 재 완^{††} · 권 혁 인^{†††}

요 약

ATM을 기반으로 하는 B-ISDN 망은 다양한 트래픽 특성과 서비스 요구사항을 가진 여러가지 종류의 서비스를 지원해야 한다. ATM 계층에는 link 계층간의 흐름 제어나 에러 제어가 없다. 그러나 다양한 종류의 각종 서비스를 위해 각기 다른 다른 흐름/에러 제어 기법이 AAL 계층이나 상위 계층(예를 들어 OSI 7 계층의 4번 전송 계층)에서 수행될 수 있다. 전통적인 데이터망에서는 에러 제어 기법이 결합된 윈도우 흐름 제어 기법이 널리 사용되었다. 그러나 윈도우 흐름 제어 기법은 전파 전달 지연(Propagation delay)이 전송률(Transmission rate)에 비해 상대적으로 너무 크기 때문에 ATM 망에서 유용하지 않을 수 있다. 본 논문에서는 양단간(end-to-end) 자료 전송을 위한 매우 간단한 흐름제어 기법인 RCT(Rate Control for end-to-end Transport)를 제안한다. RCT는 평균 과부하(Overload) 기간의 분포가 특정 시간대에 편중되어 있을 때 높은 성능을 보인다.

A Real-time Traffic Control Scheme for ATM network : RCT

Jun Yeon Lee[†] · Jae Wan Lee^{††} · Hyeog In Kwon^{†††}

ABSTRACT

A B-ISDN network based on ATM must support several kinds of transport services with different traffic characteristics and service requirements. There is neither link-by-link flow control nor error control in the ATM layer. For different services, different flow/error controls could be performed at the AAL layer or at a higher layer(e.g. transport layer). In traditional data networks, the window flow control mechanism combined with error control was used prevalently. But, the window flow control mechanism might be useless in ATM networks because the propagation delay is too large compared with the transmission rate. In this paper, we propose a simple flow control mechanism, called RCT(Rate Control for end-to-end Transport), for end-to-end data transport. The RCT shows acceptable performance when the average overload period is bounded by a certain time.

1. 서 론

스위칭, 멀티플렉싱과 광 전송 시스템 기술의 발달은 거의 모든 종류의 통신 서비스들을 B-ISDN으로

통합할 수 있게 하였다. B-ISDN은 ATM 전송방식에 의해 실현될 것이다. 고속 멀티미디어 망으로서 ATM 망은 다양한 QoS 요구사항들을 가진 여러가지 종류의 트래픽을 처리할 수 있다. 예를 들어 고속 자료 전송 서비스는 큰 대역폭을 요구하며 손실에 민감하다. 한편 음성 트래픽은 훨씬 적은 대역폭을 요구하며 지연에 민감하다.

※이 논문은 1996년도 교육부 학술연구 조성비의 지원에 의하여 수행되었음.

† 준 회 원: 중앙대학교 컴퓨터공학과
†† 정 회 원: 군산대학교 정보통신공학과
††† 정 회 원: 중앙대학교 경영학과

논문접수: 1997년 4월 4일, 심사완료: 1997년 9월 18일

ATM 망은 Connection-oriented 셀 스위칭을 기반으로 한 간소화된 구조를 채택했다. 또한 link-by-link

흐름 제어나 에러 제어를 하지 않으며 접속 생명 주기 동안 동적인 노선 제어가 허용되지 않는다. 접속 중인 모든 셀들은 순차적으로 전송되어야 한다. 따라서 ATM 망에서 자원 관리의 역할은 전통적인 망에서 보다 훨씬 더 중요하다. ITU-T는 망을 과부하로부터 보호하기 위해 UPC/NPC(Usage Parameter Control/Network Parameter Control)와 CAC(Connection Admission Control)를 정의했다. ATM이 집중적인 트래픽 스트림의 통계적인 멀티플렉싱을 통해 대역폭 효율 향상을 위한 융통성을 제공하기 때문에 합리적인 범위 안에 전체 요청 수를 유지하기 위해 CAC를 필요로 한다. UPC는 수용된 각각의 호출들이 협의된 트래픽 인자들을 지키는지를 감시한다.

만약 대역폭 또는 스위치 처리 용량과 같은 망 자원들이 충분하다면 망 자원들의 효율적인 이용은 관심거리가 되지 않는다. 그러나 공유 망에서 효율과 요구된 QoS를 유지하는 것 사이의 균형은 유지되어야 한다. ATM 망 제공자들은 통계적인 멀티플렉싱을 통해 망 자원들을 효과적으로 이용하려고 할 것이다. 그런 경우에 비록 CAC, UPC/NPC와 우선권 기법과 같은 트래픽 제어 기법들이 있더라도 트래픽의 불확실성 또는 트래픽 소스들의 통계적인 행동에 대한 부정확한 모델링 등에 의해 혼잡이 발생할 수 있다. 비록 각 소스가 잘 조절되었을 지라도 패킷 망내의 서로 다른 트래픽 스트림 사이의 상호 작용을 통해 혼잡이 발생할 수 있다는 것이 증명되었다.[7] 즉, 협약된 트래픽 인자들이 지켜질 지라도 셀 손실이 일어날 수 있다.

ATM 망의 성능 정보는 연속적으로 수집할 수 있다. 수집된 성능 정보에 입각하여 흐름/혼잡 제어 기법들이 그들의 제어 인자들(전송 속도, CAC 알고리즘이 허용할 수 있는 제어 영역 등)을 조절할 수 있다. 스위치 노드에서의 순간적인 혼잡 상태는 셀 헤더에 있는 Payload 타입 필드의 두 번째 비트를 통하여 목적지에 전달할 수 있다. 이것을 EFCI(Explicit Forward Congestion Indication) 비트라고 한다. 목적지에서는 이 정보를 RM 셀을 통하여 정보원으로 전달할 수 있다. 상대적으로 장기간의 혼잡 상황(입력 속도, 버퍼 점유, 셀 손실 등에 관한 통계 정보)은 OAM 채널을 통해 TMN 센터까지 보고될 수 있다. 감시된 성능 통계들은 CAC에 의해 사용될 수 있거나 다른 목적들을

위해 사용될 수 있다. CAC는 평균 링크 부하가 최대 링크 용량을 초과하지 못하도록 하며 UPC/NPC는 망이 과부하 상태일 때 속도를 적당하게 조절한다.

스위치의 특성에 따라 혼잡상태의 일부를 스위치에서 흡수할 수도 있다[3]. 노드당 1ms에서 수십 ms까지 지연을 허용하는 경우 우선권 스케줄링 기법을 사용한다면 이용률을 상당히 증가시킬 수 있다.

망 자원의 이용률을 높이고 동시에 요구된 QoS를 충족시켜 주는 효율적인 흐름 제어 기법을 사용하는 것은 통신 자원이 풍부하다고 하더라도 언제나 매우 중요한 문제로 남아 있다. 전통적인 데이터 통신망에서는 윈도우 흐름 제어 기법이 널리 사용되었다. 그러나 전송 지연이 전송 속도에 비해 너무 크기 때문에 Stop-and-wait 형의 프로토콜은 ATM 망에서 크게 유용하지 않다. 최근 ATM Forum에서는 전송률이 매우 가변적인 트래픽에 대하여 전송률(Rate) 기반의 흐름 제어 기법을 적용하기로 결정하였다. 이것은 일부 셀 손실을 감수하더라도 자원의 이용률을 높이고 중간 스위치들의 부하를 줄이기 위한 것이다. 다수의 전송률 기반의 흐름제어 기법이 제안되었다[4].

그러나 “망의 상태를 충분히 알고 있다”와 “망의 상태에 대한 리드백 시간이 충분히 짧다”라는 묵시적인 가정으로부터 문제가 발생한다. 비록 망에서 혼잡이 발생하였는지의 여부는 알았더라도 혼잡의 지속 시간, 혼잡이 발생한 지역, 혼잡의 정도 등을 실시간으로 알아내어서 전송률의 조정게 반영한다는 것은 매우 힘들다.

본 논문에서는 측정된 과부하 기간에 입각하여 순간적인 내부 혼잡에 반응하는 간단한 흐름 제어 기법인 RCT(Rate Control for end-to-end Transport control)[1, 2]를 제안한다. RCT는 평균 혼잡 시간의 편차가 적을 때에 우수한 성능을 보인다.

2. RCT 기법

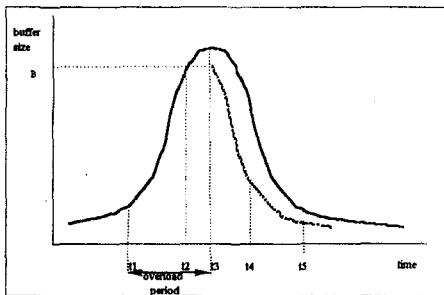
윈도우 크기의 조절이 동적으로 이루어지는 적응성 윈도우 흐름 제어 기법(adaptive window flow control)에 관한 많은 연구가 진행되었다[10, 11, 12, 13]. PRCA[4]는 Rate에 기반한 제어 방법이지만 기능은 이들과 유사하다고 할 수 있다. 주 원칙은 다음과 같다. 만약 송신측에서 NACK(Negative Acknowledge-

ment)를 수신 하거나 Timeout이 발생하면 윈도우 크기는 미리 규정된 최소 크기(예를 들어 윈도우 크기 1)로 감소되고 만약 송신자측에서 ACK(Acknowledgement)를 수신하게 되면 윈도우 크기는 $n(n > 1)$ 씩 증가된다. 만약 망에 등장한 프레임 수가 k 이고 현재 윈도우 크기가 wc , 최소 윈도우 크기 $wm = 1$ 이고 $n = 1$ 인 경우에 평균 Throughput은 다음과 같이 계산된다:

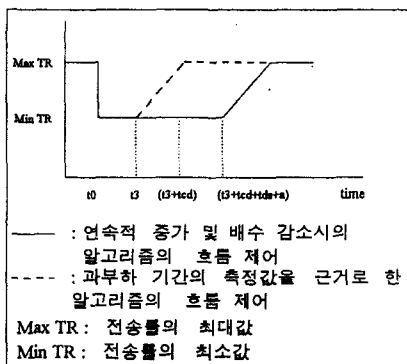
$$Th = k / Tr = (wc - 1) / Tr$$

여기에서 Tr 은 왕복 지연을 나타낸다. 한 번의 왕복 지연후 k 는 다음과 같이 갱신된다[13]:

$$k = 2wc$$



(그림 1) 혼잡 기간 동안의 버퍼 상태
(Fig. 1) The buffer state of confusion period



(그림 2) 혼잡 신호에 따른 전송 조정
(Fig. 2) Transmission intervention follow at confusion signal

(그림 1)은 과부하 기간동안 스위치에서의 버퍼 상태를 보여준다. 만약 버퍼 크기가 B 라면 셀 손실은 $t2$ 와 $t3$ 사이에서 발생할 것이다. 어떤 셀이 $t3$ 에서 손실되고 손실된 셀을 포함하는 프레임에 대한 NACK가 수신측에 의해 tcd 이후에 전송된다고 가정하자. 만약 송신측이 $t3$ 이전에 이미 전송 속도를 최소로 감소시켰다면 적어도 $(t3 + tcd + tds + \alpha)$ 까지 최소 속도로 패킷을 전송할 것이다(그림 2) 참조).

여기서 tcd 와 tds 는 각각 과부하 노드에서 수신측으로의 전송 지연과 수신측에서 송신측으로의 신호 전송 지연을 나타낸다. α 는 마지막 NACK 수신 시간과 다음 ACK수신 시간 사이의 시간이다. 이 예에서 알 수 있는 것은 앞에서 언급된 흐름 제어 기법들은 혼잡 기간($t4-t3$)이 신호 전송 지연($tcd + tds + \alpha$)에 비해 매우 짧은 초고속망에는 별로 효과적이지 못하다는 것을 예측할 수 있다(그림 2) 참조). RCT는 $(t3 + tcd + tds + \alpha)$ 가 아닌 $t3$ 에 전송 속도를 증가하기 시작한다. $t3$ 시점은 측정된 실제 과부하 기간의 통계로부터 구해진다. 위에서 언급된 윈도우 흐름 제어 기법들과의 차이점은 이것이 측정된 평균 과부하 기간(measured average overload period) 이후에 셀 전송 속도를 점차 증가시킨다는 것이다. 또한 RCT는 전송 속도를 증가하기 위해 ACK와 같은 신호를 기다리지 않는다. 혼잡의 끝을 알리는 메시지가 목적지 노드로부터 도착하면 평균 과부하 기간 만큼을 기다리지 않고 즉시 최대 전송 속도로 복구한다. 측정된 평균 과부하 기간이 일정시간 이상으로 길어지지 않을 것이라는 가정은 ATM 망은 기존의 다른 망들과는 달리 강력한 자원관리 기법들에 의해서 철저히 통제되어야 한다는 사실에 기초한다.

혼잡이 없는 망은 회선교환망을 의미한다. 이것은 망 자원들이 낭비하는 결과를 초래한다. 반면, 자원을 효과적으로 이용하고자 하는 통계적 멀티플렉싱은 내부 혼잡을 수반한다. RCT는 내부망 혼잡에 대한 대응을 필요로 하는 데이터 접속을 위하여 다음과 같은 전제하에서 설계되었다:

- 망에는 EFCI(Explicit Forward Congestion Indication) 기법에 따라서 혼잡에 관한 정보가 수신측으로 전달되고, 수신측에서는 RM 셀 등을 통하여 수집된 혼잡 정보를 정보원 측으로 전달할

수 있다.

- 정보원에는 데이터 전송 속도 제어 능력이 있다.
- 데이터 전송 서비스를 위해 비교적 큰 스위치 버퍼(예를 들어 10 M bit/s 자료 전송에 대해 500 셀 버퍼)가 할당될 수 있다.

첫번째 전제조건은 이미 다수의 제품공급자에 의해서 구현되었고 두번째 전제는 leaky bucket과 같은 전송률 제어 알고리즘을 사용하여 쉽게 달성될 수 있다. 마지막 가정은 스위치 노드에서의 우선권 제어의 관심 대상이며 이미 여러 문헌에서 다루어졌다. 망 QoS와 망 이용률은 지연에 민감한 서비스들과 손실에 민감한 서비스들을 각각 독립적으로 처리함으로써 향상될 수 있다는 것이 증명되었다.

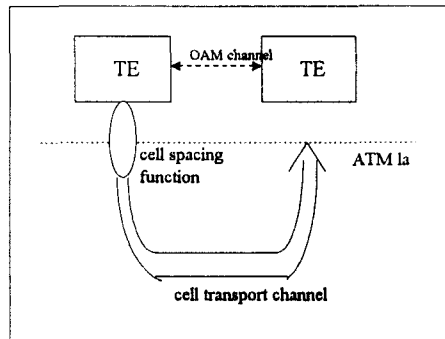
[9]에서 전화 요청의 경우 평균 혼잡 기간은 100~수백 ms에 달한다고 보고되었다. 비디오의 경우 Peak 전송률로의 전송이 수초동안 지속될 수 있다[9, 11]. 이런 측정들은 혼잡/흐름 제어를 고려하지 않고 수행되었다. 내부 혼잡에 대한 CAC, UPC/NPC와 같은 반응 혼잡 제어 기법들의 제어 효과에 대한 많은 연구가 있어야 한다. 내부 노드에서의 평균 혼잡 기간에 대한 연구도 EFCI 기법에 기반한 동적인 흐름 제어가 ABR, UBR, VBR 서비스를 위해 널리 사용되는 경우에 대해 수행되어야 한다. 혼잡 기간의 통계에 대한 연구는 본 논문의 범위를 벗어난다. 본 논문은 평균 혼잡 기간이 약간의 편차를 가지고(예를 들어 수백 밀리초) 특정 값을 중심으로 분포된다고 가정한다. 실제로 [9]에서 밝힌 것 처럼 만약 혼잡 기간이 왕복 지연보다 적으면 동적인 반응 흐름 제어는 의미가 없다. 이와 반대로 매우 긴 혼잡들은 최소 QoS를 보장하기 위해 자원관리 기법과 CAC나 UPC/NPC에 의해 제어되어야 한다.

A. 프로토콜 구조에 대한 가정

단대단(end-to-end) QoS는 전통적인 망에서는 트랜스포트 계층에 의해 보장된다. ATM 망에서는 유사한 프로토콜 함수(특히 흐름 제어와 에러 제어)가 자료 전송 서비스를 위해 AAL 계층(AAL 3/4, AAL 5)에서 정의된다. 몇몇 저자들[14]은 ATM 계층과 AAL 계층이 각각 ISO 계층 1과 계층 2와 일치하는 구조를 제안했다. 만약 최근에 개발된 LAN 기술들이 오랫동안 존속한다고 가정하면 상호 이질적인 망들이 혼재하는

상황에서 AAL 계층은 하나의 Link 역할을 할 것이다.

본 논문에서는 ATM 계층 이상의 프로토콜 계층에 있어서 기능 문제는 다루지 않는다. ATM 계층과 사용자 간에는 파괴된 프레임의 재전송을 수행하는 TE (Transport Entity)가 존재한다고 가정한다((그림 3) 참조).



(그림 3) 프로토콜 구조
(Fig. 3) The structure of protocol

B. 알고리즘

RCT는 아래에 제시된 일련의 규칙들을 따른다. 정보원에서의 속도 조절 방법은 Linear increase & Multiplicative decrease 알고리즘과 유사하다. 혼잡 통고를 받자마자 소스는 전송 속도를 미리 정의된 최소 속도(예를 들어 접속 설정 단계에서 협의된 평균 속도)로 감소시키고 측정된 평균 혼잡 기간이 끝난 후에 전송 속도를 선형으로 증가시킨다.

[알고리즘]

1. (목적지 노드)

평균 과부하 기간 변수 $To (To = t3 - t1)$ 와 측정된 과부하 기간 변수 $Tc (Tc = t4 - t1)$ 를 설정한다.

:이 평균 과부하 기간 To 의 초기 값은 관리자나 수신측에 의해 제공될 수 있고 Tc 는 수신자에 의해 제공될 수 있다.

2. (목적지 노드)

IF 도착 셀들의 PTI 필드에 혼잡이 표시되어 있으면(코드 값 010이나 011)

THEN RM 셀을 통해서 혼잡 통고 신호를 보낸다.

3. (소스 노드)

IF 혼잡 통고 신호가 수신되면
THEN

- 1) 전송 속도를 선정의된 최소 속도(lm)로 감소시킨다.
- 2) 측정된 실제 과부하 기간(To) 동안 최소 전송 속도를 유지한다.
- 3) 전송 속도를 선형으로 증가시킨다.

: 만약 과부하 기간동안 최소 leaky 속도(lm)를 안다면 평균 프레임 전송 속도(NF)를 쉽게 계산할 수 있다:

$$NF = 44lm/SF \text{ (Frames/s)}$$

여기서 SF는 평균 프레임 크기(bits)이다. 전송 속도의 조절 단위(AU)는 다음과 같이 Tc와 To로 계산될 수 있다:

$$lp(\text{peak 셀 속도}) = p/53$$

$$AU = (lp - lm)/(Tc - To)$$

여기서 p는 협상된 Ppeak 셀 속도이다.

4. (목적지 노드)

IF PTI 필드에 표시된 셀이 더 이상 없으면
THEN

- 1) 어떤 혼잡 신호도 보내지 않는다.
- 2) 측정된 과부하 기간(Tc)과 평균 과부하 기간(To)을 조절한다.

5. (소스 노드)

IF 어떤 혼잡 신호도 수신되지 않으면
THEN 전송 속도를 최대 속도(lp)로 복구한다.

만약 실제 과부하 기간이 한 노드에서 측정되고 정보가 목적지 노드에 전송된다면 To의 조절은 어렵지 않다. N(128, 256, 512, 1024)개의 셀 블록에 대한 손실 정보는 F5 흐름을 통해 주기적으로 보고될 수 있다는 것을 상기할 필요가 있다. 성능 감시 셀은 감시 셀 삽입 요구가 발생된 이후 첫 번째 빈 자리에 삽입된다. 첫 번째 빈 자리에 대한 대기 시간은 N/2 셀 시간으로 제한된다. 따라서 손실 시간(t3-t2)은 비록 손실 기간이 과부하된 노드에 의해 직접 측정되지 않을 지라도 관리자 또는 목적지 노드에 의해 측정될 수 있다. 만약 정보가 실시간으로 이용할 수 없다면 상대적으로 장기간의 통계치가 사용될 수 있다. To와 Tc 측정을 위해 1차 재귀적인 평가 방법이 사용될 수 있다.

$$\theta(t) = (1 - \alpha) \theta(t-1) + \alpha \theta$$

$\theta(t)$ 는 조절된 값이며 θ 는 측정된 값이다. α 는 0과 1 사이에서 선택될 수 있다. 이 알고리즘에 대한 자세한 내용은 [12]를 참조하면 된다.

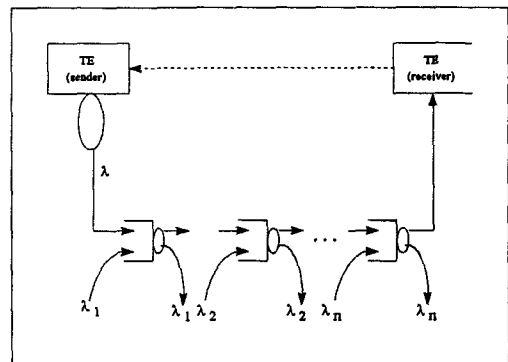
C. 시뮬레이션 모델

ATM은 연결형(connection oriented) 기술이다. 같은 접 속의 모든 셀들은 투명하게 순서대로 전송된다. RM 셀에 대해서도 같은 원칙이 적용된다. RM 셀들은 VCC의 사용자 셀과 같은 VCI/VPI 값들을 가지며 PTI(부하 형 식별자)에 의해 사용자 셀들과 구별된다. 상위 계층에 대해 하나 이상의 셀이 손실되면 관련 프레임들이 재전송되어야 한다고 가정한다.

따라서, 노드들은 First Come First Serve(FCFS) 방식으로 작동하고 혼잡 통고도 FCFS 모드(그림 4 참조)로 전송된다고 가정하는 것이 당연하다. 한 노드에 대해 제공된 부하(ρ)는 다음과 같이 제공된다:

$$\rho = (\lambda + \lambda_i)/L, 1 < i < n \text{ (노드수)}$$

여기서 λ 는 도착률로서 단순하게 하기 위해 Poisson 분포를 따르는 것으로 가정한다. 흐름 제어 기법이 없을 때 도착률은 on/off 유형을 혼허 따른다. 하지만 트래픽 모델은 파괴된 프레임의 재전송과 과부하 기간 동안의 셀 단계의 조절로 인해 복잡하게 된다. 억제 기간동안에 도착 속도 λ 는 일정한 도착률에 근접하게 될 것이다.



(그림 4) 시스템 모델

(Fig. 4) System model

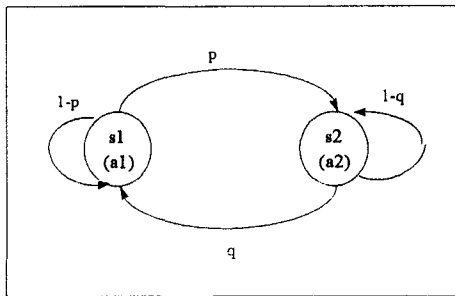
매우 다른 트래픽 소스들의 겹치기를 모델링하는 것은 쉬운 일이 아니다. 본 논문에서 겹치기 처리를 특정화하는데 널리 사용되는 MMPP 모델을 사용한다[17, 18]. 각 도착률은 두가지 상태의 Markov 체인으로 모델링된다. 여기서 배경 트래픽 소스들 사이에 어떤 상관 관계도 없다고 가정한다. (그림 5)는 두가지 상태의 Markov 체인을 나타낸다. 각 상태에서 도착은 Poisson분포를 따른다. 도착 속도 $\lambda_i(a_1$ 또는 $a_2)$ 는 상태에 상태(state)에 따라 달라진다. s1과 s2 상태의 예상된 기간은 각각 q^{-1} 과 p^{-1} 이다.

만약 도착률의 겹치기($\lambda + \lambda_i$)를 MMPP로 모델링할 수 있다면 스위치 노드는 MMPP/D/1 멀티플렉서로 표현될 수 있다. 이러한 큐 시스템의 해석 모델은 [15]에서 논의하고 있다.

혼잡 정도(d)는 다음과 같이 정의한다:

$$a = (E(\lambda) + E(a_2))/L - 1$$

여기에서 L은 노드내의 서버 용량이며 d는 양수이다. 이것은 q^{-1} 동안 전체 도착률이 서비스를 보다 크다는 것을 의미한다.



(그림 5) 두가지 상태의 Markov 체인 (Fig. 5) The markov chain of two state

고려되는 주요 성능 인자들은 ATM 계층에서의 셀 손실 속도와 (수신된 평균 프레임 수 · SF)/44로 구해지는 유효 셀 Throughput이다. 프레임에서 하나 이상의 셀이 손실되면 프레임이 재전송되어야 하기 때문에 유효 셀 Throughput을 이해하는 것이 중요하다. 예를들어 순서대로 전송되는 10개의 셀 중 하나가 과부하 기간동안 규칙적으로 손실되고 평균 프레임 크기가 $4k(\approx 12)$ 라고 가정하자. 그러면 과부하 기간동

안 전송되는 거의 모든 프레임들이 재전송되어야 하고, 따라서 비록 셀 단계의 QoS가 수용범위내에 들더라도 망 이용률은 매우 낮을 것이다.

3. 시뮬레이션 결과

A. 사전 조사

많은 수의 Burst한 정보원들을 통계적으로 멀티플렉싱하여 겹치게 하였을 때의 도착 속도는 모든 정보원들의 평균 속도를 합한 속도에 근접한다는 것이 널리 알려져 있다. Burstiness가 3.3인 비디오 트래픽의 경우도 64개의 채널을 겹치게 멀티플렉싱을 하면 필요한 채널 용량은 평균 속도의 합에 근접한다[9].

[8]에서는 약 25 Mbps VBR 트래픽에 대해 비록 지연 우선권이 낮게 적용되더라도 1,000이하의 셀 버퍼를 필요로 한다는 것이 측정되었다. 이때의 트래픽 부하는 0.85이었다. 이것은 순간적인 내부 혼잡에 대해 Reactive한 흐름 제어 기법을 적용하는 것이 매우 긍정적이라는 것을 의미한다.

2 Mbps 트래픽이 (그림 4)의 시스템 모델에 도착하며는 0.8이고 버퍼 Threshold(Qmax)는 50이라고 하자. <표 1>은 이러한 환경에 대한 시뮬레이션으로부터 측정된 과부하 기간과 요구된 버퍼 크기를 보여주고 있다($t1 \sim t5$ 의 시점에 대해서는 (그림 1)을 참조). 요구된 버퍼 크기는 과부하 기간동안 한 개의 셀도 손실되지 않도록 하는데 필요한 버퍼 크기의 평균 값이다. 측정된 과부하 기간과 필요한 버퍼 크기의 값은 10번의 시뮬레이션으로부터 구해진다.

<표 1> 과부하시의 버퍼 상태 (Table 1) The buffer state of overload

실제 과부하 기간 (To)	정체 정도(d)	측정된 과부하 기간 (Tc: t4 - t1)
100 ms	0.1	49.72ms
200 ms	0.1	179.0ms
100 ms	0.2	92.37ms
200 ms	0.2	283.9ms

측정된 과부하 기간 (t5 - t3)	측정된 과부하 기간 (t4 - t3)	필요한 버퍼 크기
12.08ms	0 ms	68
57.39ms	32.25ms	134
37.19ms	26.49ms	110
122.5ms	36.05ms	229

평균도착률 : 2Mbps(5682 cells/s)
 $\rho = 0.8$, 버퍼 크기 = 100
 버퍼 Threshold(Qmax) = 50

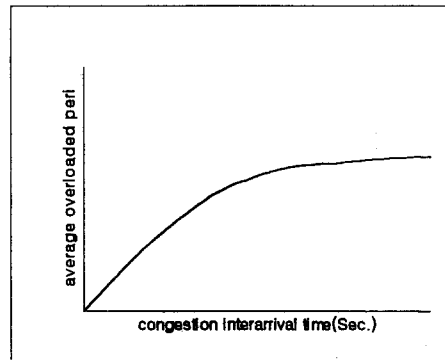
만약 과부하 기간에 이용가능한 버퍼가 제한될 때 (예를 들어 $B = 100, T_o = 200ms$) 과부하 기간이 길어지면 QoS 요구사항을 보장하기가 매우 어렵다는 것을 쉽게 알 수 있다. 이런 경우에는 제공된 부하와 peak 셀 속도를 줄여서 혼잡 정도를 줄여야만 한다. (그림 6)은 허용 가능한 과부하 기간을 보여주고 있다. 혼잡 간의 시간(congestion interarrival time)과 평균 과부하 기간의 교차점이 커브 아래에 있으면 목표로 하는 셀 손실률이 보장될 수 있다. 하지만 교차점이 커브 위에 나타나면 목표 QoS를 보장하기 위해 망이 재조정되어야 한다.

다음 절에서는 교차점이 커브 아래에 나타나고 과부하 기간이 왕복 지연보다 적으면 어떤 Reactive 흐름 제어도 쓸모가 없다는 것을 보여 준다. 이런 경우에 에러 제어 기법은 흐름 제어 기법없이 수행되어야 한다. 이와 반대로 만약 평균 과부하 기간이 상대적으로 클 때 요구된 QoS를 보장하기 어렵다는 것을 (그림 6)에서 알 수 있다. 이것은 과부하 기간을 줄이기 위해 통계적 이득(statistical gain)이 제한되어야 한다는 것을 의미한다.

B. 성능 비교

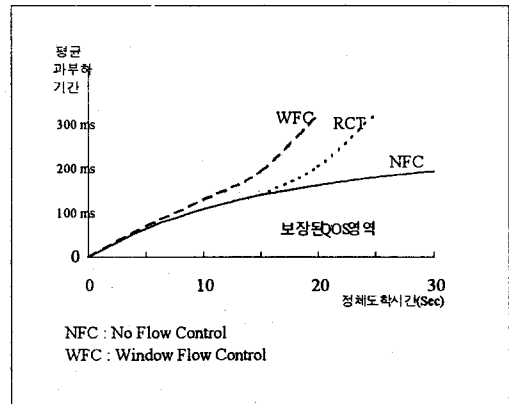
본절에서는 RCT의 성능을 조사한다. RCT와 같은 선형 증가 알고리즘을 사용하여 목적지로부터의 신호에 따라 반응하는 윈도우 흐름 제어(WFC) 기법의 성능과 RCT의 성능을 비교한다. 이 때 최소 전송 속도는 같다. 그리고 RCT와 흐름 제어가 수행되지 않는 경우(NFC)를 비교한다. 파라메타들은 다음과 같다고 가정한다:

- 중간 노드의 수(n)는 3이다.
- 전파 지연은 대략 100 ms이다.
- 이용가능한 버퍼 크기(B)는 100이다.
- 혼잡 정도(d)는 0.2이다.
- 평균 링크 부하(ρ)는 0.8이다.
- 소스 전송 속도(λ)는 2 Mbps(5682 cells/s)이다.
- 평균 프레임 크기(SF)는 10이다.



(그림 6) 보장된 QoS 영역
 (Fig. 6) Guaranteed QoS region

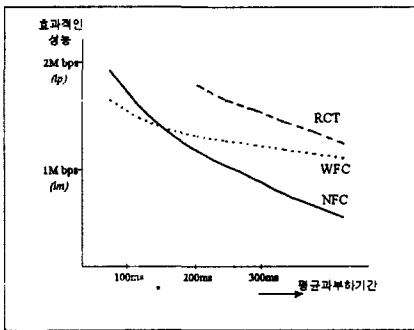
(그림 7)은 RCT와 WFC의 보장 QoS 부분이 NFC에 비해서 매우 크다는 것을 잘 보여주고 있다.



(그림 7) 흐름 제어 메커니즘들의 보장 QoS 영역 비교
 (Fig. 7) The comparison of guaranteed QoS region of flow control mechanism

특히 평균 과부하 기간(T_o)이 왕복 지연(T_r)보다 클 때 커브가 더 급격히 상승한다. 이것은 더 많은 통계 이득이 달성될 수 있다는 것을 의미한다. 일견 WFC가 다른 기법들보다 더 좋은 것처럼 보인다. 그러나 (그림 8)에서 본 것처럼 WFC는 Throughput 성능을 희생하면서 이득을 얻게 된다. 평균 과부하 기간이 왕복 지연보다 작을 때 WFC Throughput은 NFC보다 더 나쁘다. 이것은 제어가 늦어지기 때문이다. 예를 들어 평균 과부하 기간 T_o 와 전송 지연 t_d 가 모두

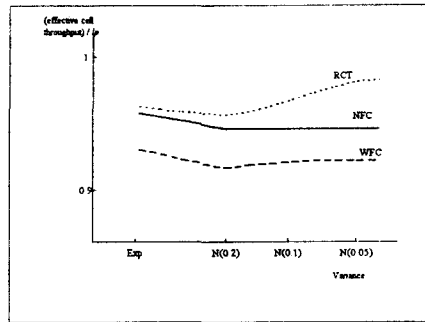
100 ms이고 목적지 노드가 내부 혼잡 상태를 알리기 위해 약 50 ms 후에 신호를 소스에게 보낼 경우, 소스 노드는 혼잡이 끝난 이후에 전송 속도를 50 ms 만큼 감소시킬 것이다. 즉 (tcd + tds) 시간이 평균 과부하 기간(T_0) 보다 클 경우 이 흐름 제어는 망 이용률을 감소시킬 것이다. 따라서 RCT는 왕복 지연이 평균 과부하 기간(그림 8) 참조)보다 작은 경우에만 적용되어야 한다.



(그림 8) 세가지 제어 메커니즘의 성능 비교
(Fig. 8) The performance comparison of 3 control mechanisms

평균 과부하 기간이 왕복 지연보다 클 때 RCT는 다른 기법들보다 더 좋은 성능을 보여준다. ATM 망은 국가 전체에 걸친 망이 될 것이다. 소스와 목적지 사이의 거리는 수백에서 수천 Km에 이르며, 서로 다른 접속들 간에는 거리가 서로 다르다. 평균 과부하 기간이 매우 짧은 경우에 RCT 혹은 다른 Reactive 혼잡 제어 기법을 적용한다는 것은 실효성이 매우 적다. 평균 과부하 기간이 매우 큰 경우(예를 들어 300 ms 이상)에는 WFC와 RCT의 Throughput이 최소 전송 속도에 근접함을 보여주었다. 그러나 매우 긴 과부하 기간은 최소 QoS조차 보장하기 힘들다는 것을 염두에 두어야 한다. 즉, 수용가능한 평균 과부하 기간을 벗어나면 망의 각종 파라메타들은 다시 조정되어야 한다.

(그림 9)에서는 WFC 기법의 유효 셀 Throughput이 매우 좋지 않음을 알 수 있다. 이것은 내부 혼잡에 너무 늦게 반응하기 때문이다. 이 시뮬레이션은 평균 과부하 기간($T_0=250$ ms)이 왕복 지연($T_r=200$ ms)보다 약간 더 크다고 가정하고 수행되었다.



(그림 9) 세가지 제어 메커니즘의 유효 Throughput 비교
(Fig. 9) The comparison of effective throughput of 3 control mechanism

4. 논 의

ATM 망에서 대부분의 셀 손실은 자원 부족(과부하)으로 인해 발생될 것이다. 성능 감시 기법은 주기적으로 삽입되는 RM 셀들을 이용해야 한다. 셀 손실/삽입과 에러가 발생한 셀들에 대한 성능은 OAM 채널을 통해 감지될 수 있다. 그러나 흐름 제어 파라메타들을 조절하기 위해 모니터링한 성능 자료를 사용하는 것은 어려울 것이다. 과부하 상태가 즉시 알려질 수 있는 유일한 채널은 PTI 필드이다.

RCT는 목적지 노드에 의해 직접 측정될 수 있는 측정된 과부하 기간 T_c 를 제외한 다른 실시간 정보없이 흐름 제어를 수행한다. 이 기법은 구현하기가 간단하고 중간 노드에 대해 추가적인 오버헤드가 전혀 없다.

원칙상 두 개의 전송 개체들 사이의 흐름 제어는 망으로부터의 정보와 목적지 노드의 버퍼 가용성에 기반을 두고 있다. RCT는 내부 망 혼잡에만 반응하는 흐름 제어 기법이다. 따라서 두 끝 노드 간의 흐름 제어 기법의 일부로서 구현되어야 한다. 이런 경우에 소스 노드는 내부 혼잡과 수신 노드에서의 속도 불일치에 의한 혼잡을 구별해야 한다.

[9]에서는 흐름제어 기법들을 명시적인 흐름 제어 기법과 묵시적인 흐름 제어 기법으로 분류하였다. RCT는 그 분류 기준에 의하면 명시적인 흐름 제어 기법이다. 묵시적인 기법은 TCP와 OSI/TP4에서처럼 NACK(Negative ACK) 혹은 타임아웃을 관찰함으로써

써 혼잡 발생을 감지한다. 하지만 RCT는 현존하는 전송 프로토콜의 대부분이 채택한 에러 복구 기법에는 관심을 두지 않고 있다. 실제로 혼잡 정보의 피드백 시간이 전송 속도에 비해 매우 길기 때문에 에러 복구 기법은 고속망에서 흐름 제어와 구분되어야 한다. 예를 들어 go-back-n 재전송 기법이 윈도우 흐름 제어 기법에서의 에러 복구로 사용된다고 가정하자. 그러면 많은 양의 자료가 한 개의 프레임(또는 패킷) 손실로 인해 재전송되어야 한다. 비록 Selective 재전송 기법이 사용될 지라도 만약 흐름 제어가 본 논문에서 논의된 기법처럼 NACK 혹은 타임아웃에 의해 영향을 받는다면 NACK의 늦은 도착이나 큰 타임아웃 값 때문에 망 이용률은 감소된다.

RCT는 엄격한 셀 지연을 요구하는 전송 서비스에 대해 적용될 수 없다. 이 기법은 엄격한 셀 지연 시간을 요구하지 않는 데이터 서비스에만 적용될 수 있다. 실제로 ATM은 멀티미디어 망이다. 서로 다른 서비스 유형에 대해 각기 다른 전송 트로토콜이 개발되어야 한다. 예를 들어 에러가 발생한 셀의 재전송은 AAL 유형 1과 유형 2 서비스에겐 의미가 없지만 AAL 유형 3/4, 5에 대해서는 필요하다. RCT는 ATM 계층 이상의 서로 다른 프로토콜 계층 사이의 함수 할당에 대한 어떤 가정도 없이 개발되었다. 만약 인터넷 환경의 전송 계층에서 사용된다면 패킷간 시간 조절 함수가 요구될 것이다. 조절 단위(AU)는 단위 시간당 패킷 수가 되어야 한다. 만약 leaky bucket과 같은 셀 간격 조절 함수가 RCT와 함께 사용될 수 있다면 Burstiness가 감소됨에 따라 셀 손실 확률은 개선될 것이다. 비교적 큰 버퍼를 사용할 때에 효과가 좋은 것을 보여주었지만 RCT는 작은 버퍼의 스위치가 사용되는 경우에도 쉽게 적용될 수 있다. 만약 버퍼가 작으면 작을수록 조절 단위(AU)는 커질 것이다.

참 고 문 헌

- [1] H.I. Kwon, G. Pujolle, A. Tubtiang, "A Simple Flow Control Mechanism in ATM Network with End-to-end Transport", IEEE INFOCOM, San Francisco, pp. 654-661, 1993.
- [2] H.I. Kwon, G. Pujolle, "A Reactive Flow Control Mechanism in ATM Network with End-to-end Transport", IEEE FTDCS, Portugal, Sept. 1993.
- [3] H.I. Kwon, A. Tubtiang, G. Pujolle, "A Method for ATM Switch Classification", ICCT'92, Tech. Rep. MASI, Universite Paris 6, 1992.
- [4] R. Jain, "Congestion control and traffic management in ATM networks: Recent advances and a survey", Computer Networks and ISDN Systems 28, pp. 1723-1738, 1996.
- [5] H. Gilbert, O. Aboul-Magd, V. Phung, "Developing a Cohesive Traffic Management Strategy for ATM Networks", IEEE Commun. Mag., Oct. 1991.
- [6] S. Jamaloddin Golestani, "Congestion Free Communication in High-speed Packet Networks", IEEE Trans. Commun., Vol. 39, No. 12, Dec. 1991.
- [7] Verbiest W., Pinnoo L., Voeten B., "Statistical Multiplexing of Variable Bit Rate Video Sources in Asynchronous Transfer Mode Networks", Proc. GLOBECOM, Nov. 1988, pp. 208-213.
- [8] D.K. Hsing, "Simulation and Performance Evaluation of an ATM Multiplexer Using Priority Scheduling", Proc. GLOBECOM, San Francisco, CA, 1990, pp. 1946-1952.
- [9] N. Yin, M.G. Hluchyj, "A Dynamic Rate Control Mechanism for Source coded Traffic in a Fast Packet Network", IEEE J. on Selec. Areas in Commun., Vol. 9, No. 7, Sep. 1991.
- [10] T. Toniatti, F. Trombetta, "Performance Simulation of End-to-end Windowing in ATM Networks", IEEE INFOCOM, pp. 495, 1992.
- [11] R. Jain, "A Timeout-based Congestion Control Scheme for Window Flow-Controlled Networks", IEEE J. on Selec. Areas in Commun., Vol. SAC-4, No. 7, Oct. 1986.
- [12] V. Jacobson, "Congestion Avoidance and Control", Proc. of ACM SIGCOM, Stanford, CA, Aug. 1988.
- [13] Z. Wang, J. Crowcroft, "A New Congestion Control Scheme: Slow Starts and Search (Tri-S)",

ACM SIGCOM, 1990.

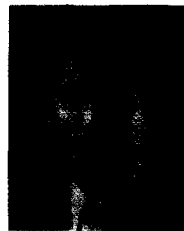
- [14] M. De Prycker, R. Peschi, T. Van Landegem, "IFTP Paper: B-ISDN and OSI Protocol Reference Model", OSI95/Bell/TR/P/V2, Feb. 1991.
- [15] H. Heffes, D.M. Lucantoni, "A Markov Modulated Characterization of packetized Voice and Data Traffic and Related Statistical Multiplexer Performance", IEEE J. on Selec. Areas in Commun., Vol. SAC-4, No. 6, Sep. 1986.
- [16] K. Sriram, W. Whitt, "Characterizing Superposition Arrival Process in Packet Multiplexers for Voice and Data", IEEE J. on Selec. Areas in Commun., Vol. SAC-4, No. 6, Sep. 1986.
- [17] H. Breuer, "ATM Layer OAM: Principles and Open Issues", IEEE Commun. Mag., Sep. 1991, pp. 44-48.
- [18] M. Butto, E. Cavallero, "Effectiveness of the Leaky Bucket Policing Mechanism in ATM networks", IEEE J. on Selec. Areas in Commun., Vol. 9, No. 3, Apr. 1991, pp. 335-342.
- [19] H. Dhnishi, T. Okada, K. Noguchi, "Flow Control Schemes and Delay/Loss Tradeoff in ATM Networks", IEEE J. on Selec. Areas in Commun., Vol. 6, No. 9, Dec. 1988.



이 준 연

1990년 중앙대학교 컴퓨터공학과 학사.
 1992년 중앙대학교 컴퓨터공학과 석사.
 1992년~1994년 (주)마이크로소프트 근무.
 1995년~현재 중앙대학교 컴퓨터공학과 박사과정

관심분야: 분산 시스템, 망관리 시스템

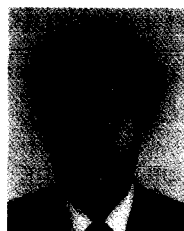


이 재 완

1984년 중앙대학교 전자계산학과 학사.
 1987년 중앙대학교 전자계산학과 석사.
 1992년 중앙대학교 전자계산학과 박사.
 1992년~현재 군산대학교 정보통신공학과 조교수.

1997년~현재 첨단학술정보센터 전문위원

관심분야: 운영체제, 분산시스템, 데이터베이스



권 혁 인

1985년 중앙대학교 전자계산학과 석사.
 1994년 프랑스 파리6대학 컴퓨터공학박사.
 1985년~1990년 한국국방연구원 연구원.
 1995년~현재 중앙대학교 경영학과 조교수.

관심분야: ATM 트래픽 관리, 네트워크 관리, 분산시스템.