Journal of Korea Multimedia Society Vol. 9, No. 2, February 2006(pp. 197-207)

대역폭 이용도 측면에서 공정 패킷 스케줄러의 성능 분석

김태준[†], 안효범[††]

요 약

공정 패킷 스케줄러에서 트래픽 흐름의 속도에 의해 결정되는 최대전달지연이 그 흐름의 요구 지연규격을 위반할 경우 예약속도를 높여서 이를 줄여야 한다. 이러한 과잉예약의 결과로 전송대역폭이 손실되나, 이전연구에서 사용되었던 레이턴시, 공정성 및 구현복잡성의 세가지 성능지표로는 손실대역폭을 평가할 수 없다. 본 논문에서는 스케줄링 서버 자원의 손실특성을 평가할 수 있는 대역폭 이용도 지표를 제안하고, 대역폭 및 페이로드(payload) 이용도 측면에서 공정 패킷 스케줄러의 성능을 분석 및 평가하였다. 평가결과 요구 지연규격이 느슨할수록 높은 페이로드 이용도를 얻을 수 있었고, 특히 WFQ급 레이턴시를 갖는 스케줄러의 페이로드 이용도가 SCFQ에 비해 50%까지 개선됨을 발견할 수 있었다.

Performance Analysis of Fair Packet Schedulers in Bandwidth Utilization

Tae-Joon Kim[†], Hyo-Beom Ahn[††]

ABSTRACT

When the latency of a flow in a fair packet scheduler, which is determined by its rate, violates its required delay bound, the scheduler should reduce the latency with even raising the rate being reserved for the flow. The excessively reserved rate will enforce some outgoing link bandwidth be lost. This loss can not be, unfortunately, evaluated by the three metrics of latency, fairness and implementation complexity used in previous works. This paper is aimed to first introduce the metric of bandwidth utilization to investigate the bandwidth loss in a scheduler and then evaluate the timestamp based schedulers in terms of the bandwidth and payload utilizations. The results show that the bandwidth utilization increases with loosing the required delay bound and, in particular, schedulers with the latency property of WFQ have much better payload utilization by up to 50 % than that in the SCFQ one.

Key words: Packet Scheduler(패킷 스케줄러), Fair Queuing(공정큐잉), Latency(레이턴시), Utilization(이용도)

1. 서 론

인터넷 전화, 인터넷 영상회의와 같은 고 수준의 서비스 품질을 요구하는 실시간 멀티미디어 통신 서비스가 널리 보급 확산되고 있다. 품질을 보장할 수 있는 자원예약 기반의 종합서비스(InterServ)와 확장성이 우수한 차등서비스(DiffServ)의 두 가지 품질 지원 모델이 제시되었다[1]. 종합서비스 모델에서 품질 보장은 각 라우터에 탑재되는 공정 패킷 스케줄러에 의해 이행된다. 따라서 공정 패킷 스케줄러는 트래픽 흐름의 요구 속도를 보장하고 요구 지연규격을 위반하지 않아야 한다. 여기서 트래픽 흐름 (이하 흐름)이란 실시간 멀티미디어 통신 서비스에 수반되는 각각의 미디어 스트림(stream), 예로 음성, 영상 스트림 등을 의미하고, 지연규격은 라우터, 즉 스케줄링 서버에서 그 흐름에게 허용되는 최대 통과(transit) 지연시간을 의미한다. 참고로 공정 패킷 스케줄러가 탑재되는 라우터를 통상 QoS(Quality of Service) 라

※ 교신저자(Corresponding Author) : 김태준, 주소 : 충남 천안시 부대동 275번지(330-717), 전화 : 041)550-0209, FAX : 041)556-6447, E-mail : tjkim@kongju.ac.kr
접수일 : 2005년 6월 29일, 완료일 : 2005년 10월 11일

[†] 정회원, 공주대학교 정보통신공학부 부교수
[††] 정회원, 공주대학교 정보통신공학부 부교수
(E-mail : hbahn@kongju.ac.kr)

우터라 부른다.

전달지연이 없는 이상적인 패킷 스케줄링 방식인 GPS(General Processor Sharing)[2]가 연구되었으나 이는 이론적인 것으로 실제환경에서 구현할 수 없는 것이다. GPS를 구현하는 두 가지 접근방식이 제안되었는데, 하나는 WFQ(Weighted Fair Queuing)[3]에 적용된 타임스탬프방식이고, 다른 하나는 WRR(Weighted Round Robin)[4]에 적용된 라운드로빈(round-robin)방식이다. 타임스탬프방식은 도착 패킷의 타임스탬프를 계산해야 하고, 각 흐름 큐(queue)의 선두 패킷중 타임스탬프가 가장 작은 패킷을 찾아야 하는 부담으로 인해 구현이 복잡한 반면 라운드로빈방식은 레이턴시(latency) 특성이 나쁜 단점이 있다. 여기서 레이턴시는 흐름이 공정 패킷 스케줄러를 통과할때 발생하는 지연시간의 최대값, 즉 발생하는 최대 통과지연시간을 의미한다. 본 연구는 우수한 레이턴시 특성을 갖는 타임스탬프 방식에 관한 것이다

WFQ는 GPS를 이상적으로 구현하지만 타임스탬프 계산이 너무 복잡한 단점이 있다. [5]에서 이 문제를 해결하기 위해 자가클럭(self-clock)을 사용하는 SCFQ(Self-Clocked Fair Queuing) 방식을 제안하였지만 레이턴시 특성을 크게 저하시키는 또 다른 문제점을 갖고 있다. [6]에서 두 가지 문제점을 한꺼번에 해결할 수 있는, 즉 WFQ의 우수한 레이턴시 특성을 유지하면서 타임스탬프 계산의 복잡성을 줄일 수 있는 RPS(Rate Proportional Servers) 방식을 제안하였다. RPS 방식에서는 자가클럭 대신 서버 가상시간을 사용한다. RPS방식은 WFQ와 동일한 레이턴시 특성을 갖는데, 이러한 특성은 RPS방식을 적용하는 모든 스케줄러에 상속된다. RPS기반의 다양한 패킷 스케줄러가 개발되었는데[7-11], 이들은 모두 서버 가상시간의 운영과 유지방식의 개선을 통해 구현복잡성을 줄이고, 공정성 특성을 개선하는데 주안점을 두었다.

한편 공정 패킷 스케줄러에서 도착하는 흐름의 요구속도에 의해 결정되는 레이턴시가 그 흐름의 요구 지연규격을 위반할 경우 요구속도 대신 지연규격을 충족시킬 수 있는 최저속도인 임계속도에 해당하는 서버 대역폭을 예약해야 한다. 참고로 서버 대역폭이란 출력링크의 전송속도를 의미하므로 본 논문에서 사용되는 대역폭(bandwidth)과 속도(rate)는 같은 의미를 가지는데, 전자는 스케줄링 서버 자원(resource)측면에서 후자는 서비스 측면에서 주로 사용된다. 이의 결과로 임계속도와 요구속도의 차이에 해당하는 대역폭이 손실되어 스케줄링 서버의 유효 트래픽 전송용량이 저하될 수 있다. 그러나 이전 연구에서 사용되었던 레이턴시, 공정성 및 구현복잡성의 세가지 성능지표로는 이러한 서버 대역폭의 손실 특성을 평가할 수 없다. 이와 같은 배경으로 본 연구에서는 대역폭 이용도 지표를 제안하고, 대역폭 및 페이로드(payload) 이용도 측면에서 타임스탬프기반 공정 패킷 스케줄러의 성능특성을 분석 및 평가하고자 한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다; 2장에서 관련 연구를 소개한다. 3장에서 대역폭 이용도 지표를 도입하고, 4장에서 대역폭 이용도측면에서 타임스탬프기반 스케줄러의 성능특성을 분석한다. 5장에서 모의실험을 통해 성능을 평가하고, 6장에서 결론을 맺는다.

2. 관련 연구

[12]에서 공정 패킷 스케줄러가 갖추어야 할 특성을 다음과 같이 제시하였다; 첫째 서비스 이용자가 요구하는 종단간 서비스 지연규격을 만족시킬수 있도록 우수한 레이턴시 특성을 가져야 하고, 둘째 초고속 네트워크에 적용될 수 있도록 구현복잡성이 낮아야 하며, 셋째 스케줄링 서버에 여분의 대역폭이 있을 경우 이 대역폭을 각 흐름에 공평하게 분배해야 한다. 이러한 요구사항으로부터 레이턴시, 구현복잡성 및 공정성의 세가지 성능평가 지표가 도출되었고, 이전연구[7-11]에서 스케줄러의 성능평가에 사용되었다.

성능평가 지표의 유용성을 살펴보자. 종단간 서비스 지연시간은 각 노드에 발생된 지연시간의 합으로 계산되는데, 각 노드의 지연시간을 평가하기 위해 레이턴시 지표가 필요하다. 스케줄링 서버의 전송용량은 출력링크의 대역폭뿐만 아니라 스케줄링 알고리즘을 동작시키는 컴퓨팅 능력에 의해서도 제한되므로 컴퓨팅 능력의 제약 정도를 평가하기 위해 구현복잡성 지표가 요구된다. 한편 공정 패킷 스케줄러에서 여분의 가용 대역폭을 각 흐름에게 분배할 때 짧은 시간구간내에서 불공평성이 발생할 수 있는데, 이를 평가하기 위해 임의의 두 흐름이 제공받은 정규화된

서비스 량 차이의 한계로 정의되는 공정성 지표가 도입되었다[5]. 이러한 불공평성은 서버 출력 트래픽의 간헐성(burtiness) 특성에만 영향을 미칠 뿐 서비스 중인 흐름의 품질보장과 스케줄링 서버의 성능에 아무런 영향을 주지 않는다. 따라서 공정성 지표는 서비스의 지연품질을 평가하는 레이턴시와 컴퓨팅 능력의 제약문제를 평가하는 구현복잡성 지표에 비해 그 유용성이 낮다고 볼 수 있다.

구현복잡성과 레이턴시의 두 가지 지표에 대한 이전 연구를 살펴보자. 스케줄링 서버에 수용되는 최대 흐름수를 V, 임의의 흐름 i의 요구속도를 r_i, 흐름 i의 최대패킷크기를 L_i, 모든 흐름의 최대패킷크기를 $L_{\max}$, 그리고 서버 대역폭을 C라 하자. 구현복잡성은 타임스탬프계산 복잡성과 패킷전송 복잡성에 의해 결정되며, 패킷전송 복잡성은 최대 V개 흐름 큐의 선두 패킷중 타임스탬프가 가장 작은 패킷을 찾는 작업에 기인하므로 $\log V$ 번의 동작을 의미하는 $O(\log V)$의 값을 갖는다[13].

GPS를 이상적으로 구현하는 WFQ에서 흐름 i의 레이턴시는 다음과 같이 계산된다[3];

$$\frac{L_i}{r_i}+\frac{L_{\max}}{C} \quad . \tag{2.1}$$

(2.1)에서 L_i/r_i항은 대응 GPS 서버에서의 패킷 서비스 시간을 의미하고, $L_{\max}/C$항은 출력링크에서 최대 패킷전송시간을 의미한다. 한편 WFQ는 패킷이 도착할 때 마다 모든 흐름, 즉 최대 V개의 흐름 상태를 파악해야 하므로 $O(V)$의 타임스탬프계산 복잡성을 갖는다.

WFQ의 타임스탬프계산 복잡성을 줄이기 위해 제안된 SCFQ방식에서는 자가클럭 (전송중인 패킷의 타임스탬프)값으로 도착하는 패킷의 타임스탬프를 계산하므로 타임스탬프계산 복잡성이 $O(1)$로 대폭 줄어든다. 하지만 $O(\log V)$의 패킷전송 복잡성 때문에 구현 복잡성은 $O(\log V)$가 된다. SCFQ방식의 레이턴시 특성은 다음과 같이 계산된다[5];

$$\frac{L_i}{r_i}+\frac{VL_{\max}}{C} \quad . \tag{2.2}$$

RPS 방식[6]은 자가클럭 대신 서버 가상시간을 사용하여 타임스탬프를 계산함으로서 (2.1)의 WFQ 레이턴시 특성을 유지한다. 서버 가상시간이란 서버 활성구간 동안, 즉 서버가 지속적으로 패킷을 전송하는 구간의 시작시점부터 현재까지 전송된 전체 트래픽을 나타내는 시간의 함수이다. RPS 방식은 기초 가상함수, 예를 들어 최근에 전송한 패킷의 타임스탬프 값으로 서버 가상시간을 유지하면서 주기적으로 서버 가상시간의 오차를 보정하는 형태의 서버 가상시간 운영 기본 원칙만 제시하고 구체적 운영방식은 개별 스케줄러에서 독자적으로 정하도록 하고 있다.

RPS 방식[6]은 자가클럭 대신 서버 가상시간을 사용하여 타임스탬프를 계산함으로서 (2.1)의 WFQ 레이턴시 특성을 유지한다. 서버 가상시간이란 서버 활성구간 동안, 즉 서버가 지속적으로 패킷을 전송하는 구간의 시작시점부터 현재까지 전송된 전체 트래픽을 나타내는 시간의 함수이다. RPS 방식은 기초 가상함수로 서버 가상시간을 유지하면서 주기적으로 서버 가상시간의 오차를 보정하는 형태의 서버 가상시간 운영 기본 원칙만 제시하고 구체적 운영방식은 개별 스케줄러에서 독자적으로 정하도록 하고 있다.

RPS 방식은 대부분의 타임스탬프기반 스케줄러, 예로 Frame Fair Queuing[7], Starting Potential Fair Queuing(SPFQ)[7], Minimum-Delay Self- Clocked Fair Queuing(MD-SCFQ)[8], Medium Starting Potential Fair Queueing(MSPFQ)[9], New Starting Potential Fair Queuing(NSPFQ)[10] 및 Rate Proportional Self-Clocked Fair Queuing[11] 등에 적용되었다. 서버 가상시간의 오차보정 측면에서 살펴보면 FFQ는 매 프레임의 끝에서 서버 가상시간을 보정하는 반면 FFQ를 제외한 모든 스케줄러는 매 패킷 전송완료시마다 서버 가상시간을 보정한다. 기초 가상함수 측면에서 살펴보면 다음과 같다; FFQ와 SPFQ는 흐름의 선두패킷중 최소 흐름가상시각을 기초 가상함수로 사용하므로 최소 흐름가상시각을 찾기 위한 또 다른 분류(sorting) 절차가 필요해져서 $O(\log V)$의 타임스탬프계산 복잡성을 갖게 된다. MD-SCFQ에서는 흐름의 평균 흐름가상시각이 기초 가상함수로 사용되므로 분류절차가 생략되어 타임스탬프계산 복잡성이 대폭 줄어든다. 반면 MSPFQ는 흐름의 선두 패킷중 가능한 최소 흐름가상시각의 중간값을 기초 가상함수로 사용하고, NSPFQ는 가능한 최소 흐름가상시각 그 자체를 기초 가상함수로 사용

하므로 이들의 타임스탬프계산 복잡성은 $O(1)$로 줄어든다. 이와 같은 개선연구의 결과로 이제 타임스탬프 기반 패킷스케줄러는 $O(\log V)$의 이상적 구현복잡도[13]와 WFQ급 레이턴시 특성을 갖게 되었다.

3. 대역폭 이용도 지표

3.1 대역폭 손실

공정 패킷 스케줄링 서버에서 어떤 흐름의 레이턴시가 그 흐름이 요구하는 지연규격을 위반할 경우 서버는 그 흐름의 레이턴시를 줄여야 하는데, 어떠한 방법으로 줄일것인가 생각해보자. (2.1)의 레이턴시 표현식에서 서버 대역폭 C가 흐름의 요구속도 r_i보다 훨씬 크므로 $L_{\max}/C$항은 L_i/r_i항에 비해 무시할 수 있을 정도로 아주 작은 값을 갖는다. 또한 서버 대역폭 C와 모든 흐름의 최대패킷 크기 $L_{\max}$는 개별 흐름의 레이턴시를 줄이기 위해 그때 그때 변경할 수 있는 성질의 것이 아니다. 따라서 대응 GPS 서버에서의 패킷 서비스 시간, 즉 L_i/r_i항을 줄여야 한다. 흐름의 최대패킷크기 L_i 를 줄이면 패킷내 페이로드 비율이 낮아져 흐름이 경유하는 모든 노드에서 페이로드 이용도가 저하되는 문제로 비약된다. 그러므로 지연규격이 위반되는 서버에서 흐름에게 제공되는 속도를 높이는, 즉 해당 서버에서만 r_i를 높여서 레이턴시를 줄이는 방식이 효과적이다. 흐름에게 제공되는 속도를 예약속도라 부르자. 그런데 예약속도를 높이면 과잉예약 대역폭, 즉 (예약속도-요구속도)에 해당하는 서버 대역폭이 손실된다. 한편 SCFQ 스케줄러에서 레이턴시는 (2.2)와 같이 최대 수용 흐름의 수 V에도 영향을 받는다. V를 줄이면 레이턴시가 개선되나 흐름 수의 제약으로 인해 서버 대역폭이 손실된다. 결론적으로 공정 패킷 스케줄러에서 흐름의 지연품질 보장, 즉 지연규격 준수 때문에 서버 대역폭의 손실이 불가피하게 발생될 수 있음을 알 수 있다.

3.2 대역폭 이용도 정의

앞에서 살펴본 바와 같이 흐름의 레이턴시는 서버 대역폭을 희생함으로서 얼마던지 개선할 수 있으므로 중요하게 취급되어온 레이턴시 지표는 이제 상대평가 지표로 그 의미가 축소된다. 따라서 희생된 서버 대역폭을 정량적으로 평가할 수 있는 절대평가 지표가 필요하게 된다. 본 논문에서는 이러한 필요성으로 공정 패킷 스케줄링 서버의 대역폭 이용도 지표를 제안하고, 다음과 같이 정의한다; 트래픽 처리에 할당된 서버 대역폭 중 트래픽이 요구하는 속도뿐만 아니라 요구 지연규격을 모두 만족시키면서 실제 트래픽 전송에 사용된 대역폭의 비율을 대역폭 이용도(utilization)라 한다.

대역폭 이용도의 표현식을 구해보자. 임의 흐름 i에 대해 그의 요구지연규격을 만족시키기 위해 필요한 최저속도를 흐름 i의 임계속도라 부르자. 흐름 i의 임계속도와 예약속도를 각각 r_i^{crt}와 r_i^{res}로 표기하자. 흐름의 요구속도가 임계속도보다 빠르면 요구속도로 예약하고, 느리면 임계속도로 예약해야 하므로 $r_i^{res} = \max(r_i, r_i^{crt})$가 된다. 따라서 요구속도가 임계속도보다 작은, 즉 $r_i < r_i^{crt}$ 인 경우 $(r_i^{crt} - r_i)$에 해당하는 대역폭 만큼 더 많은 서버 대역폭을 예약해야 하는 과잉예약 현상이 일어나서 대역폭이 손실되는데, 이를 예약손실이라 부르자. $(r_i^{crt} - r_i)$ 를 흐름 i의 미달속도라 부르고 r_i^{def}로 표기하자.

총 예약속도가 C를 초과할 수 없으므로 수용가능한 최대 흐름 수 V는 다음과 같이 계산된다;

$$V = \{k \mid \sum_{i=1}^{k} r_i^{res} \le C \quad and \quad \sum_{i=1}^{k+1} r_i^{res} > C\}. \tag{3.1}$$

도착 흐름의 요구속도를 $[r_{\min}, r_{\max}]$내 분포하는 랜덤변수 R로 정의하자. 그러면 대역폭 이용도 ρ_{BW}는 다음과 같이 표현된다;

$$\rho_{BW} = \frac{1}{C}\sum_{i=1}^{V} r_i = \frac{r^{req}V}{C}, \quad \text{여기서 } r^{req} := E[R]. \tag{3.2}$$

한편 패킷은 페이로드가 담기는 바디부분과 오버헤드가 되는 헤드부분으로 구성된다. 패킷의 오버헤드를 L_{OH}로 표기하자. 예로 RTP(Real Time Protocol) 경우 L_{OH}가 54바이트(432비트)인데, 이는 14바이트의 이더넷 헤더, 20바이트의 IP 헤더, 8바이트의 UDP 헤더 및 12바이트의 RTP 헤더로 구성된다. 흐름 i의 패킷의 크기분포와 각 크기 패킷의 발생빈도를 고려한 평균 패킷크기를 L_i^{avg}라 할 때 페이로드 이용도 ρ_{PL}는 다음과 같이 표현된다;

$$\rho_{PL} = \frac{1}{C}\sum_{i=1}^{V} r_i \frac{(L_i^{avg} - L_{OH})}{L_{OH}}. \tag{3.3}$$

4. 대역폭 이용도 분석

서버에서 지원되는 흐름의 지연규격은 하나 또는 다수가 될 수 있다. 동일한 서비스라 하더라도 지연품질을 달리하여 서비스를 차별화 할 경우 종단간 지연규격이 서로 달라지게 되고, 동일한 지연품질의 서비스라 하더라도 흐름이 경유하는 노드 수가 일정하지 않으므로 각 노드에서 요구되는 흐름의 지연규격은 흐름마다 다를 수 있다. 따라서 실제 환경에서는 다수의 지연규격이 지원되어야 한다. 먼저 하나의 지연규격만 지원하는 단일지연규격 서버에 대한 대역폭 이용도를 분석한 후 다수의 지연규격을 동시에 지원하는 다수지연규격 서버에 대해 살펴본다. 복잡성을 피하기 위해 모든 흐름의 최대 패킷크기를 $L_{\max}$로 동일하다고 가정하자.

4.1 단일지연규격 서버

지연규격 Q를 지원하는 단일지연규격 서버의 대역폭 이용도를 구해보자. 먼저 RPS기반 서버에 대해 살펴본다. 가정에 의해 $L_i = L_{\max}$이므로 모든 흐름은 모두 동일한 임계속도를 갖게 되는데, 이를 r^{crt}로 표기하면 (2.1)로부터 다음과 같이 계산된다;

$$r^{crt} = CL_{\max}/(CQ - L_{\max}). \tag{4.1}$$

그러면 도착하는 흐름의 예약속도는 $[r^{crt}, r_{\max})$내 분포하는 새로운 랜덤변수 $\max(R, r^{crt})$로 표현되며, 이의 평균값 r^{res}는 다음과 같이 계산된다;

$$r^{res} = E[\max(R, r^{crt})] = r^{crt}F_R(r^{crt}) + \int_{r^{crt}}^{r_{\max}} kf_R(k)dk, \tag{4.2}$$

여기서 f_R과 F_R은 랜덤변수 R의 pdf(probability density function)와 cdf(cumulative distribution function)이다. 참고로 도착하는 흐름의 미달속도는 새로운 랜덤변수 $\max(0, (r^{crt} - R))$가 되고, 이의 평균값 r^{def}는 $\int_{r_{\min}}^{r^{crt}} (r^{crt} - k) f_R(k)dk$로 계산되는데, 이는(4.2)의 r^{res}에서 r^{req}를 뺀 결과와 일치한다. 그러면 (3.1)의 V는 $\lfloor C/r^{res} \rfloor$ 로 표시되므로 RPS기반 서버의 ρ_{BW}는 다음과 같이 표현된다;

$$\rho_{BW} = \frac{1}{C}\sum_{i=1}^{V} r_i = \frac{r^{req}}{C}\left\lfloor \frac{C}{r^{res}} \right\rfloor. \tag{4.3}$$

SCFQ 서버의 대역폭 이용도를 구해보자. RPS기반 서버와 마찬가지의 방법으로 구할 수 있으나, 레이턴시 특성의 차이로 인해 임계속도가 달라진다. (2.2)로부터 SCFQ 서버의 임계속도 r_{SCFQ}^{crt}는 다음과 같이 계산된다; $r_{SCFQ}^{crt} = CL_{\max}/(CQ - VL_{\max})$.

서버 대역폭 손실량 L^{BW}를 분석해보자. 서버에서 가용한 대역폭이 r^{res}보다 작을 경우 새로운 흐름을 수락할 수 없기 때문에 그 대역폭은 손실되는데, 이를 잔존손실이라 칭하고 L^{rsd}로 표기하자. 예약손실을 L^{res}로 표기하고, $\theta := r^{def}/r^{res}$로 정의되는 예약손실비 θ를 도입하자. 그러면 $L^{res} \le Vr^{def} \le \theta C$가 된다. 서버 대역폭 손실량은 예약손실과 잔존손실의 합으로 계산되므로 L^{BW}는 다음과 같이 표현된다;

$$L^{BW} < \theta C + r^{res}. \tag{4.4}$$

4.2 다수지연규격 서버

서버에서 지원되는 지연규격이 M개, 즉 $Q_1, Q_2.., Q_M (Q_1 > Q_2 > .. > Q_M)$인 다수지연규격 서버의 대역폭 이용도를 분석해보자. 참고로 Q_M이 가장 엄격한 지연규격이 된다. Q_n을 지연등급 n의 지연규격이라 하고, 지연등급 n을 요구하는 흐름의 집합을 등급 n 트래픽이라 하자.

4.2.1 요구속도 분포

M개의 지연규격을 지원하는 서버는 그림 1과 같이 각 등급 트래픽을 처리하는 M개의 부서버들로 분해할 수 있다. 서버에 도착하는 흐름은 그의 요구지연등급에 따라 해당 부서버로 넘어간다. 따라서 다수지연규격 서버의 대역폭 이용도는 각 부서버의 대역폭 이용도를 그 부서버에 할당된 서버 대역폭 측면에서 가중 평균하여 구할 수 있다. 각 부서버의 대역폭 이용도는 그 부서버에 할당된 서버 대역폭과 그 부서버에 가해지는 흐름의 요구속도 분포만 알면 4.1장에서 살펴본 단일지연규격 서버의 대역폭 이용도와 마찬가지의 방법으로 구할 수 있다.

서비스 품질 보장이란 약속된 속도(대역폭)와 종단간 전달지연규격을 충족시키는 것을 의미하므로 서비스에 수반되는 흐름의 품질특성은 요구속도와 요구지연등급에 의해 기술될 수 있다. 요구지연등급을 $S(M)$내 분포하는 랜덤변수 N으로 정의하자. 여기서 $S(M)$은 등급 번호들의 집합, 즉 1부터 M까지의

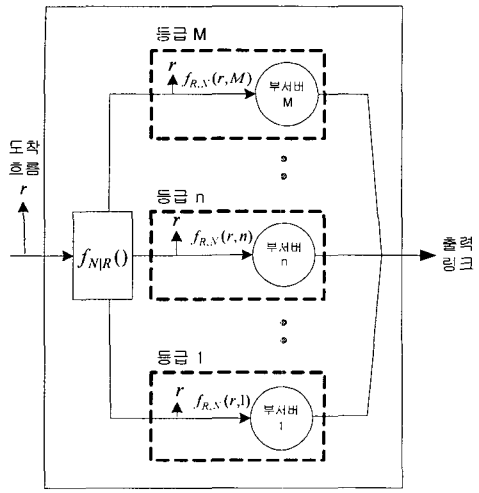


그림 1. 다수지연규격 서버 모델

정수 집합이다. 그러면 도착흐름은 R과 N의 두 요소로 구성되는 2차원 랜덤벡터로 표현된다.

랜덤변수 R의 pdf인 f_R은 주어진 트래픽 부하조건으로부터 알 수 있지만 랜덤변수 N의 pdf인 f_N은 형상화 하기가 쉽지 않다. 왜냐하면 흐름의 요구지연등급은 그 흐름의 요구속도뿐만 아니라 그 흐름이 속하는 서비스의 종단간 지연제약, 그 흐름이 경유하는 노드 수 등에 의존하기 때문이다. 예를 들어보자; 인터넷 영상전화의 경우 수십Kbps 속도의 음성흐름과 수Mbps 속도의 영상흐름의 지연등급이 그들의 속도에 비례한다면 영상전화의 립싱크, 즉 미디어간 동기가 맞지않게 되므로 그들의 요구속도가 다르다 하더라도 지연등급은 서로 동일해야 한다. PCM급 인터넷 전화의 경우 경유하는 라우터의 수가 통화마다 다를 수 있으므로 흐름의 요구속도가 64kbps로 일정하다 하더라도 라우터에서 요구되는 지연규격은 통화마다 다를 수 있다. 복잡성을 피하기 위해 본 논문에서는 요구지연등급이 요구속도에 의해서만 결정되는 완전종속과 요구속도와 무관하게 결정되는 완전독립의 두 가지 의존성만 고려한다. 완전종속의 경우 요구속도가 빠를수록 높은 등급의 지연규격이 요구되는 것으로 가정한다.

요구지연등급이 요구속도에 의존하는 특성을 나타내는 $f_{N|R}$를 구해보자. 완전종속인 경우 요구지연등급이 요구속도에 비례하는 함수가 되므로 요구 지연등급 n는 다음과 같이 요구속도의 계단형 함수에 의해 계산될 수 있다;

$$n = ku(r - B_k)u(E_k - r), \forall\, k \in S(M). \tag{4.5}$$

여기서 $u(r)$는 $r \geq 0$의 영역에서만 1의 값을 갖고 그외는 0의 값을 갖는 단위계단함수이다. 참고로 $B_1 = r_{\min}$이고 $E_M = r_{\max}$가 된다. (4.5)에서 등급 n를 갖도록 해주는 속도의 범위가 $[B_n, E_n)$이므로 등급 n 트래픽을 추출할 수 있는 등급 n 필터 함수 $F^n(r)$는 다음과 같이 정의된다;

$$F^n(r) := u(r - B_n)u(E_n - r). \tag{4.6}$$

그러면 서버에 도착하는 흐름의 요구지연등급은 그의 요구속도에 반응하는 필터열, 즉 M개의 필터 집합을 거치면서 결정되는 것으로 간주할 수 있다. 요구속도가 r인 흐름은 속도측면에서 델타함수 $\delta(r)$가 되므로 $f_{N|R}$는 다음과 같이 구해진다;

$$f_{N|R}(n \mid r) = \int_{r_{\min}}^{r_{\max}} F^n(r)\delta(r)dr = F^n(r). \tag{4.7}$$

참고로 델타함수 $\delta(r)$는 $r = 0$에서만 1의 값을 갖고 그 외는 0의 값을 갖는 임펄스(impulse) 함수이다. 한편 완전독립인 경우 요구지연등급은 $S(M)$내 균등분포하므로 $f_{N|R}(n \mid r) = 1/(r_{\max} - r_{\min})$이 된다.

서버에 도착하는 흐름은 그림 1과 같이 $f_{N|R}$에 의해 각 부서버로 분배되는데, 각 부서버에 도착하는 흐름의 요구속도 분포, 즉 $f_{R|N}(r \mid n)$는 다음과 같이 구해진다;

$$f_{R|N}(r \mid n) = \frac{f_{N|R}(n \mid r) f_R(r)}{\int_{r_{\min}}^{r_{\max}} f_{N|R}(n \mid r) f_R(r) dr}. \tag{4.8}$$

4.2.2 대역폭 이용도

먼저 각 부서버에 가해지는 흐름의 요구속도 평균값과 예약속도 평균값을 구하자. 부서버 n에 도착하는 흐름의 요구속도 평균값 r_n^{req}는 $N = n$인 조건하에서 랜덤변수 R의 기대값, 즉 $r_n^{req} = E[R \mid N = n]$가 된다. 가정에 의해 동일 등급에 속하는 흐름들은 똑 같은 임계속도를 갖게 되는데, 이를 그 등급의 임계속도라 부르고 등급 n의 임계속도를 r_n^{crt}로 표기하면 $r_n^{crt} = CL_{\max}/(CQ_n - L_{\max})$가 된다. 그러면 부서버 n에 도착하는 흐름의 예약속도 평균값 r_n^{res}은 $N = n$인 조건하에서 랜덤변수 $\max(R, r_n^{crt})$의 기대값, 즉 $r_n^{res} = E[\max(R, r_n^{crt}) \mid N = n]$가 된다.

다음은 서버 대역폭을 M개 부서버에 어떻게 분배할 것인가, 즉 M개의 지연규격을 지원하는 QoS 라우터에서 임의 지연규격 Q_n을 요구하는 등급 n 트래픽의 서비스에 할당할 서버 대역폭을 어떻게 결정할 것인가에 대해 생각해보자. 각 부서버에 할당되는 서버 대역폭을 미리 정할 수도 있고, 트래픽 부하의 특성에 의해 자동으로 결정되게 할 수도 있다. 이 논문에서는 전자를 수동할당, 후자를 자동할당이라 한다. 수동할당 방식에서는 등급별 대역폭 배분 문제가 중요한데, 이는 사업자의 이익과 대역폭 이용도의 두 가지 측면에서 고려된다. 이익 측면은 요금정책에 큰 영향을 받으며, Network Pricing 분야에서 주로 취급된다. 한 예로 [14]에서 다수 등급 트래픽을 지원하는 출력링크에 대해, 균등요금제(flat pricing)와 반응적요금제(reactivce pricing)의 두 가지 요금정책을 마코브(Markov) 결정과정으로 모델링하여 분석한 결과 후자가 더 이익임을 보여주고 있다. 대역폭 이용도는 자동할당의 경우 부하 트래픽의 특성에 의해 결정되고, 수동할당의 경우 대역폭 배분 내역에 영향을 받는다. 본 연구는 대역폭 이용도 측면에서 스케줄러의 성능 분석에 주안점을 두므로 자동할당과 수동할당의 두 가지 방식에 대해 대역폭 이용도를 구하고 손실 특성을 분석한다.

이제 수동할당시 서버의 대역폭 이용도를 구해보자. 부서버 n에 할당되는 서버 대역폭을 C_n^M로 표기하자. 그러면 부서버 n는 대역폭 C_n^M을 갖는 별도의 단일지연규격 서버로 간주할 수 있다. 서버 대역폭 이용도는 M개 부서버의 대역폭 이용도를 할당된 대역폭 측면에서 가중 평균한 것이 되므로 ρ_{BW}는 다음과 같이 표현된다;

$$\rho_{BW} = \frac{1}{C}\sum_{n=1}^{M} C_n^M \rho_{BW}^n \quad , \quad \text{여기서} \quad \rho_{BW}^n := \frac{r_n^{req}}{C_n^M}\left\lfloor \frac{C_n^M}{r_n^{res}} \right\rfloor . \tag{4.9}$$

한편 자동할당의 경우 M개 부서버가 아무런 제약없이 서버 대역폭을 공동으로 사용하므로 M개 부서버를 하나의 슈퍼 부서버로 간주할 수 있다. 따라서 (4.3)에 의해 ρ_{BW}는 다음과 같이 표현된다;

$$\rho_{BW} = \frac{r^{req}}{C}\left\lfloor \frac{C}{r_M^{res}} \right\rfloor , \text{ 여기서 } r_M^{res} := \sum_{k=1}^{M} r_k^{res} f_N(k) . \tag{4.10}$$

참고로 각 부서버에 할당되는 서버 대역폭을 구해보자. 어떤 부서버에 할당되는 서버 대역폭은 그 부서버로 넘어가는 흐름의 예약속도 평균값에 비례하게 되므로 부서버 n에 할당되는 서버 대역폭 C_n^A 는 다음과 같이 계산된다;

$$C_n^A = C r_n^{res} f_N(n) / \sum_{k=1}^{M} r_k^{res} f_N(k) . \tag{4.11}$$

4.2.3 대역폭 손실

서버 대역폭을 모든 부서버가 공동 사용하는 자동할당과 달리 수동할당의 경우 각 부서버는 대역폭 사용에 있어 서로 격리되어 있어 서버에 가용 대역폭이 있음에도 불구하고 사용할 수 없는 차단손실이 발생할 수 있다. 발생되는 차단손실량은 가해지는 트래픽 부하의 변동과 같은 외부요인뿐만 아니라 부서버별 대역폭 재할당 정책, 흐름 수락정책 등의 내부요인에 따라 달라진다. 예를 들어 실시간적으로 할당대역폭을 재산정할 경우 차단손실량을 대폭 줄일 수 있고, 각 트래픽 등급에 가해진 부하의 비율 측면에서 변동이 없는 정적 트래픽 부하의 경우 한번의 수동할당으로 차단손실을 완전히 없앨 수 있다. 본 논문에서는 공정 패킷 스케줄러의 고유 대역폭 손실인 잔존손실과 예약손실을 분석하기 위해 차단손실이 없는 정적 트래픽 부하를 가정한다.

수동할당의 경우 예약손실과 잔존손실량을 각각 L^{M_res} 와 L^{M_rsd} 로 표기하자. L^{M_res}은 M개 부서버 예약손실의 합이고, L^{M_rsd}는 M개 부서버 잔존손실의 합이므로 이들의 상한치는 각각 다음과 같이 표현된다;

$$L^{M_rsd} < \sum_{n=1}^{M} r_n^{res} \quad \text{및} \quad L^{M_res} < \sum_{n=1}^{M} \theta_n C_n^M ,$$
$$\text{여기서} \quad \theta_n := (r_n^{res} - r_n^{req}) / r_n^{res} . \tag{4.12}$$

자동할당의 경우 예약손실과 잔존손실량을 각각 L^{A_res}와 L^{A_rsd} 로 표기하자. L^{A_rsd}는 슈퍼 부서버의 잔존손실로서 r_M^{res}보다 작다. 예약손실량은 슈퍼 부서버의 예약손실로 계산되지만 또한 M개 부서버 예약손실의 합으로도 계산될 수 있다. 임의 부서버 n에 할당된 대역폭은 (4.11)에 의해 계산되고, 예약손실 비율이 θ_n이므로 부서버 n의 예약손실은 바로 $\theta_n C_n^A$가 된다. 따라서 L^{A_rsd} 와 L^{A_res}의 상한치는 각각 다음과 같이 표현된다;

$$L^{A_rsd} < r_M^{res} \text{ 및 } L^{A_res} < \sum_{n=1}^{M} \theta_n C_n^A \quad (4.13)$$

두 할당방식의 대역폭 손실량, 즉 (4.12)와 (4.13)을 비교해보자. $r_M^{res} < \sum_{n=1}^{M} r_n^{res}$이므로 수동할당의 잔존손실량이 더 많다. 그러나 일반적으로 서버 대역폭이 흐름의 할당속도에 비해 아주 큰 값을 가지므로 등급의 수가 아주 많지 않는 한 잔존손실은 무시될 수 있다. 예약손실량의 경우 트래픽 부하의 특성에 의해 자동으로 정해지는 자동할당과 달리 수동할당에서는 등급별 할당 대역폭을 사전에 조율함으로서 최소화 할 수 있다. 따라서 정적 트래픽 부하에서 높은 대역폭 이용도를 얻는데 있어 수동할당방식이 훨씬 유리하다.

5. 성능평가

공정 패킷 스케줄러의 성능을 평가하기 위해 SMPL(Simulation Model Programming Language) [15]에 공정 패킷 스케줄러 루틴을 추가하여 모의실험을 수행한다. 먼저 실험에 사용할 흐름의 요구속도 분포를 살펴보면 다음과 같다; 품질보장형 서비스는 Tspec으로 자원예약을 요청하는데, Tspec은 토큰버켓(tocken bucket) (버켓크기와 버켓속도에 의해 정의됨), 피크속도(peak rate) 등으로 명시되고, 피크속도는 버켓속도와 같거나 더 빠른 값을 갖는다[16]. 복잡성을 피하기 위해 본 논문에서는 피크속도를 버켓속도와 같은 값을 갖도록 한다. 그러면 스케줄러에 도착하는 흐름의 요구속도는 바로 버켓속도가 된다. [16]에서 버켓속도를 [1bps,40Tbps]내 임의속도로 정의하였지만, 본 연구에서는 kbps급 음성부터 Mbps급 비디오의 보편적인 멀티미디어 흐름을 수용할 수 있는 [2kbps,2.048Mbps]내 임의속도로 정의한다. 흐름의 요구속도 분포 모델링은 관련 서비스가 충분히 보급된 이후 실제 측정을 통해 이뤄질 수 있으므로 추후 연구과제로 넘기고, 대신 다음과 같은 두 가지 간단한 분포를 고려한다; 요구속도가 $nKbps$, 여기서 n은 [2,2048]내 랜덤 정수값, 인 이상적인 분포와 $2*2^{n/2}Kbps$, 여기서 n은 [0,20]내 랜덤 정수값, 인 보다 실제적인 분포. 편의상 전자를 균등(uniform) 분포, 후자를 샘플(sample) 분포라 칭하자. 그리고 서버는 100Gbps의 고속 출력링크를 가지며 L_{OH}는 RTP 오버헤드인 432비트로 한다. 모든 흐름의 패킷의 크기는 동일한 것으로 가정한다.

샘플분포하에서 RPS기반 단일지연규격 서버에 대한 실험결과가 그림 2와 3에 도시되어 있다. 그림 2는 대표적인 5가지 지연규격에 대해 대역폭 이용도를 보여준다. 패킷크기가 클수록, 지연규격이 엄격할수록 대역폭 이용도가 나빠지는데, 이는 임계속도가 증가하여 예약손실이 늘어나기 때문이다. 그림 3은 페이로드 이용도를 보여주는데 모두 위로 볼록한 커브형태를 갖는다. 이는 패킷크기가 작아지면 패킷내 페이로드의 비율이 낮아져서 페이로드 이용도가 저하되고, 반대로 패킷크기가 커지면 대역폭 이용도가 낮아져서 역시 페이로드 이용도가 저하되기 때문이다. 실험으로 구한 최대 페이로드 이용도와 그때의 패킷크기인 최적패킷크기가 각각 표 1에 정리되어 있다.

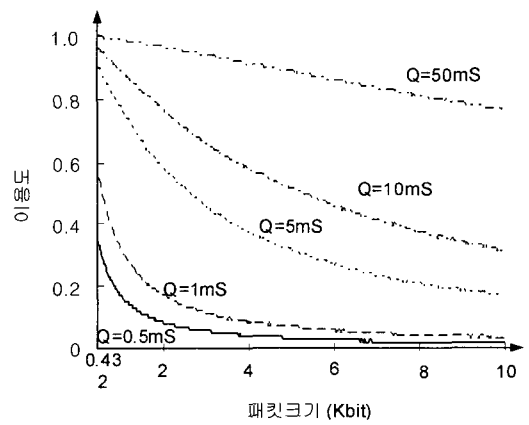


그림 2. 패킷크기 증가시 대역폭 이용도 변화

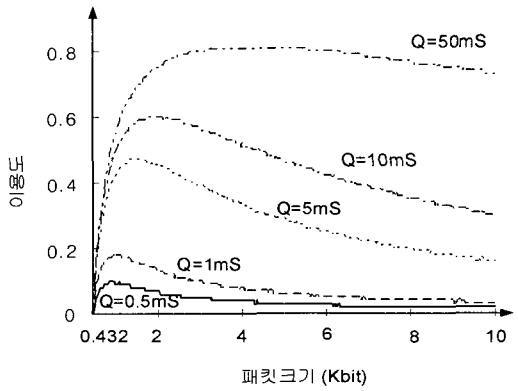


그림 3. 패킷크기 증가시 페이로드 이용도 변화

표 1. 최대 페이로드 이용도와 최적패킷크기

지연규격 (mS)	0.5	1	5	10	50
패킷크기 (bit)	909	950	1,483	1,847	4,100
페이로드 이용도	0.097	0.178	0.470	0.599	0.815

그림 4는 RPS기반 단일지연규격 서버와 SCFQ기반 단일지연규격 서버의 페이로드 이용도를 비교한 것이다. 1ms와 10ms의 대표적인 두 가지 지연규격에 대해 패킷크기를 증가시키면서 이용도를 도시하였다. RPS방식의 페이로드 이용도가 최대 50%까지 우수함을 보이는데, 이는 SCFQ에 비해 레이턴시 특성이 좋아 임계속도가 낮아지기 때문이다. 참고로 이전 연구[8-10]에서는 SCFQ와 비교시 단순히 레이턴시 특성이 우수하다는 상대평가만 할 수 있었는데 반해 본 연구에서 제안된 이용도 지표를 사용함으로써 서버 대역폭 손실정도를 정량적으로 파악할 수 있다. 그림 5는 균등분포하에서 RPS기반 단일지연규격 서버의 최적 패킷크기와 최대 페이로드 이용도를 보여준다. 지연규격이 느슨할수록 최대 페이로드 이용도가 높아지고, 최적 패킷크기가 증가함을 보여준다.

다음은 균등분포하에서 RPS기반 다수지연규격 서버에 대한 성능을 평가해보자. 임의 등급 n의 임계속도 r_n^{crt}와 속도범위 $[B_n, E_n)$는 다음과 같이 하였다; $r_n^{crt} = (2+2046n/(M+1))\ Kbps$ 및 $[B_n, E_n) = [(r_{n-1}^{crt} + r_n^{crt})/2, (r_n^{crt} + r_{n+1}^{crt})/2)$. 임계속도로부터 연지규격 값을 구할 수 있는데, 예로 N=2이면 $Q_1 = 1.5mS$ 및 $Q_2 = 0.75mS$로 계산된다. 완전종속과 완전독립의 두 가지 의존성을 대상으로 두 가지 서버 대역폭 할당방식에 대해 대역폭 이용도를 비교한 결과가 그림 6에 도시되어 있다. 수동할당의 경우 각 등급에 할당되는 서버 대역폭을 동일하게 하였다. 완전종속의 경우가 완전독립의 경우보다 우수한 대역폭 이용도를 보여주는데, 이는 미달속도가 줄어들어 예약손실이 적어지기 때문이다. 수동할당방식이 우수한 이용도를 보여주는데, 4.2장에서 살펴본바와 같이 예약손실이 작기 때문이다. 지연등급의 수가 많아질수록 완전종속의 경우는 대역폭 이용도가 크게 개선되나 완전독립의 경우는 별로 개선되지 않음을 보이는데, 이는 미달속도가 완전종속의 경우는 등급의 수에 반비례하는 반면 완전독립의 경우는 등급의 수에 거의 무관하기 때문이다.

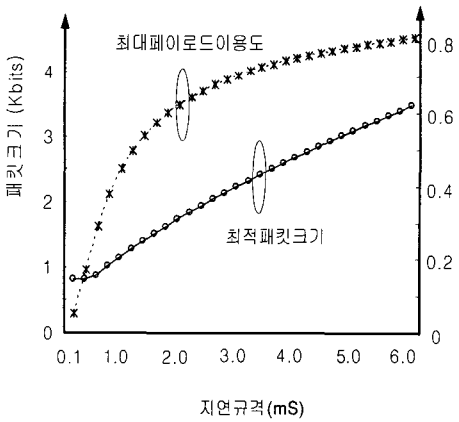


그림 5. 최적 패킷크기와 최대 페이로드이용도

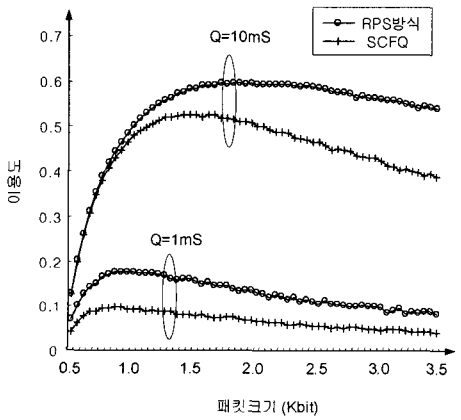


그림 4. 페이로드 이용도 비교

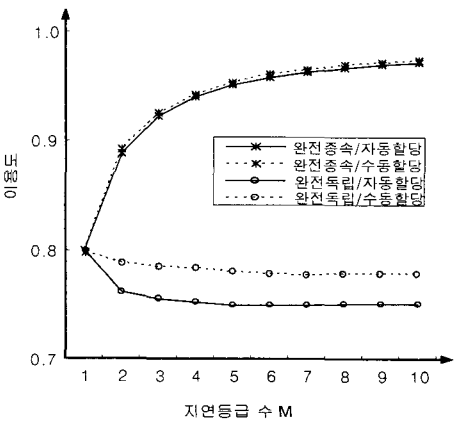


그림 6. 다수지연규격 서버의 대역폭 이용도 비교

6. 결 론

이전연구에서 공정 패킷 스케줄러의 성능평가 척도로 널리 사용되어온 레이턴시 지표에 대해 그 유용성을 분석한 결과 서버 대역폭의 희생으로 흐름의 레이턴시가 개선될 수 있기 때문에 이를 절대평가 지표로 사용할 수 없음을 알게 되었다. 따라서 공정 패킷 스케줄러에서 트래픽 부하의 지연품질 보장 때문에 희생되는 서버 대역폭, 즉 서버의 출력링크 전송용량의 손실을 절대 평가 할 수 있는 대역폭 이용도 지표를 제안하였다.

제안된 지표측면에서 타임스탬프기반 스케줄러의 성능을 분석하였는데, 단일지연규격 서버의 대역폭 이용도를 구하고, 다수지연규격 서버의 경우 수동할당과 자동할당의 두 가지 서버 대역폭 할당방식에 대해 대역폭 이용도를 구하였으며, 또한 대역폭 손실을 비교 분석하였다.

단일지연규격 서버의 성능특성을 평가한 결과 대역폭 이용도는 지연규격이 엄격할수록, 패킷크기가 클수록 저하되나, 페이로드 이용도는 최적 패킷크기에서 최대화 됨을 보였고, 지연규격이 느슨할수록 더 높은 최대 페이로드 이용도를 얻을 수 있었다. 특히 RPS 방식이 SCFQ보다 최대 50% 이상 높은 페이로드 이용도를 얻을 수 있음을 알 수 있었다. 정적 트래픽 부하에서 다수지연규격 서버의 대역폭 이용도를 평가한 결과 자동할당방식 보다 수동할당방식이 더 우수한 대역폭 이용도를 보였다.

참 고 문 헌

[1] X. Xiao and L. M. Ni, "Internet QoS: A Big Picture," *IEEE Network*, Vol. 13, No. 2, pp. 8-18, 1999.

[2] A.K. Parekh, *A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks*, PhD dissertation, Massachusetts Institute of Technology, 1992.

[3] A. Demers, S. Keshav, and S. Shenker, "Design and analysis of a fair queuing algorithm," *Proc. ACM SIGCOMM*, pp. 1 - 12, 1989.

[4] M. Katevenis, S. Sidiropoulos, and C. Courcoubetis, "Weighted round-robin cell multiplexing in a general-purpose ATM switch chip," *IEEE JSAC*, Vol. 9, No. 8, pp. 1265-1279, 1991.

[5] S.J. Golestani, "A Self-Clocked Fair Queuing Scheme for Broadband Applications," *Proc. IEEE INFOCOM' 94*, pp. 636-646, 1994.

[6] D. Stiliadis and A. Varma, "Rate Proportional Servers: A Design Methodology for Fair Queueing Algorithms," *IEEE/ACM Trans. Networking*, Vol. 6, No. 2, pp. 164-174, 1998.

[7] D. Stiliadis and A. Varma, "Efficient Fair Queuing Algorithms for Packet-Switched Networks," *IEEE/ACM Trans. Networking*, Vol. 6, No. 2, pp. 175-185, 1998.

[8] F.M. Chiussi and A. Francini, "Minimum-Delay Self-Clocked Fair Queuing Algorithm for Packet-Switched Networks," *Proc. IEEE INFOCOM' 98*, pp. 1112-1121, 1998.

[9] Dong-Yong KWAK, Nam-Seok KO, and Hong-Shik PARK, "Medium Starting Potential Fair Queueing for High-Speed Networks," *IEICE Trans. Communications*, Vol. E87-B, No.1, pp. 188-19, 2004.

[10] Dong-Yong Kwak, Nam-Seok Ko, Bongtae Kim, and Hong-Shik Park, "A New Starting Potential Fair Queuing Algorithm with O(1) Virtual Time Computation Complexity," *ETRI Journal*, Vol. 25, No. 6, pp. 475-488, 2003.

[11] Byung-Hwan Choi and Hong-Shik Park, "Rate Proportional SCFQ Algorithm for High-Speed Packet-Switched Networks," *ETRI Journal*, Vol. 22, No. 3, pp. 1-9, 2000.

[12] R. Geurin and V. Peris, "Quality-of-Service in packet networks: Basic mechanisms and directions," *Computer Networks*, Vol. 31, No. 3, pp. 169-189, 1999.

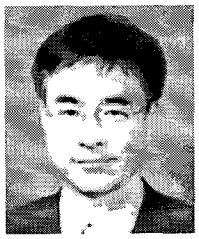
[13] J. Xu and R. J. Lipton, "On Fundamental Tradeoffs between Delay Bounds and Computational Complexity in Packet Scheduling Algorithms," *ACM SIGCOMM' 2002*, pp.

279-292, 2002.

[14] U. Savagaonkar, E. Chong, and R. Givan, "Online pricing for bandwidth provisioning in multi-class networks," *Computer Networks*, Vol. 44, No. 6, pp. 845-853, 2004.

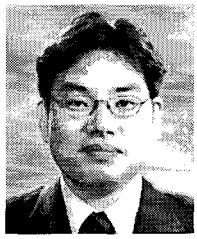
[15] M. H. MacDougall, *Simulating Computer Systems, Techniques and Tools*, MIT Press, 1987.

[16] S. Shenker, C. Partridge, and R. Guerin, *Specification of Guaranteed Quality of Service*, RFC 2212, IETF, 1997.



김 태 준

1980년 2월 경북대학교 전자공학과 졸업
1982년 2월 한국과학기술원 전자공학 석사
1999년 8월 한국과학기술원 전자공학 박사
1982년 3월 한국전자통신연구원
1996년 3월 천안공업대학 교수
2005년 3월 현재 공주대학교 정보통신공학부 부교수
관심분야 : 고속통신망, VoIP, 트래픽제어



안 효 범

1992년 단국대학교 전자계산학과 (이학사)
1994년 단국대학교 전산통계 대학원 석사졸업(이학석사)
2002년 단국대학교 전산통계학과 대학원 박사졸업(이학박사)
1997년 9월~2005년 3월 천안공업대학 정보통신학과 재직
2005년 3월~현재 공주대학교 정보통신학부 부교수
관심분야 : Ad-hoc Network, 네트워크 보안, 네트워크 성능평가