

패킷 손실을 허용하는 가중치 기반 공정 패킷 스케줄링

중신회원 김 태 준*

A Weighted Fair Packet Scheduling Method Allowing Packet Loss

Tae-Joon Kim* *Lifelong Member*

요 약

대표적 가중치 기반 공정 패킷 스케줄링 방식인 WFQ(weighted Fair Queuing)는 자원의 공정한 배분과 더불어 개별 트래픽 흐름이 요구하는 품질을 보장할 수 있어 RSVP(resource reservation protocol) 라우터에 널리 이용되어 왔다. RSVP는 패킷의 손실 없이 트래픽 흐름의 요구속도와 종단간 지연한계를 보장할 수 있는 자원을 예약하고, WFQ 스케줄러는 예약된 자원을 이용하여 흐름의 품질보장을 실현한다. 그러나 품질 보장형 서비스라 하더라도 실제적으로 몇 %까지의 패킷 손실이 허용된다. 따라서 패킷 손실을 허용하도록 RSVP와 WFQ를 개선할 필요가 있다. 본 연구에서는 패킷 손실을 허용하는 WFQ 방식에 대해 연구하고, 그의 성능을 평가한다. 성능평가 결과 0.4%의 패킷 손실을 허용할 경우 40% 정도의 흐름 수용 능력이 개선되는 효과를 관찰하였다.

Key Words : WFQ, Packet Scheduling, Packet Loss, Quality Of Service

ABSTRACT

WFQ (Weighted Fair Queuing) provides not only fairness among traffic flows in using bandwidth but also guarantees the Quality of Service (QoS) that individual flow requires, which is why it has been applied to the resource reservation protocol (RSVP)-capable router. The RSVP allocates an enough resource to satisfy both the rate and end-to-end delay requirements of the flow in condition of no packet loss, and the WFQ guarantees those QoS requirements with the allocated resource. In a practice, however, most QoS-guaranteed services, specially the Voice of IP, allow a few percent of packet loss, so it is strongly desired that the RSVP and WFQ make the best use of this allowable packet loss. This paper enhances the WFQ to allow packet loss and investigates its performance. The performance evaluation showed that allowing the packet loss of 0.4% can improve the flow admission capability by around 40 percent..

I. 서 론

인터넷 전화, 인터넷 영상회의와 같은 실시간 멀티미디어 통신 서비스를 수용하기 위해 IETF(Internet Engineer Task Force)에서 종합 서비스(IntServ) 모델을 제시하였고^[1], IntServ의 품질 보장형 서비스를 지원할 수 있는 패킷 스케줄링 알고리즘에 대해 많은 연구가 수행되었다^[2-12]. 이들 스케줄링 알고리즘은 크게 GPS(General Processor Sharing)^[2]와 EDF(Earliest Deadline First)^[3]의 두 가지 방식으로 나눌 수 있다.

EDF는 스케줄러에 도착하는 패킷에 대해 라우터에서 허용되는 최대 지연시간을 그의 도착시간에 더한 값인 기한(deadline)을 패킷에 추가한 후 기한이 증가하는 순서로 패킷을 전송하는 방식이다. EDF는 단일 라우터 환경에서 자원 이용 효율이 가장 우수하지만 라우터를 통과할 때 트래픽 흐름의 특성이 심각하게 왜곡됨으로 인해 다수의 라우터로 경로가 형성되는 실제 환경에서 품질 보장이 어려운 문제가 있다^[4]. 이러한 문제를 해소하기 위해 [4]에서 트래픽 셰이핑(shaping) 기법을 도입하였고, [5]에서는 가상 기한(virtual deadline)으로 트래

* 공주대학교 정보통신공학부(ttkim@kongju.ac.kr)

논문번호 : KICS2010-06-282, 접수일자 : 2010년 6월 30일, 최종논문접수일자 : 2010년 8월 24일

픽 흐름의 기한 초과에 따른 패킷 손실의 정도를 제어할 수 있는 방식을 제안하여 허용 패킷 손실을 하에서 흐름 수용 능력을 극대화 할 수 있는 가능성이 보였다.

한편 유체흐름(fluid-flow) 모델 기반의 이상적 패킷 스케줄링 방식인 GPS^[2]는 WFQ(Weighted Fair Queuing)^[6]에 의해 실현되었다. WFQ는 EDF와 달리 흐름간 공평한 자원 사용을 지원할 뿐만 아니라 흐름들의 상호 간섭을 차단하여 개별 흐름의 품질특성을 지원하고 예약 속도에 반비례하는 지연한계 특성으로 흐름별 주문화원 품질을 보장할 수 있어 IntServ 모델의 RSVP 라우터에 적용되었다^[1]. 그러나 흐름의 스케줄링 속도를 높일 경우 스케줄링 속도와 요구 속도와 의 차이만큼의 대역폭 자원이 손실되며, 특히 인터넷 전화와 같이 요구 속도는 낮지만 엄격한 중단간 지연 특성을 요구하는 트래픽 흐름의 경우 대역폭 이용도의 저하가 심각해진다^[7]. 이러한 문제를 해결하기 일 시적으로 예약된 속도보다 높은 스케줄링 속도를 요구하는 흐름들에 대해서 대역폭에 여유가 있는 다른 흐름의 대역폭을 빌려주는 개념을 적용한 최적 네트워크 서비스 곡선 방식^[8]과 크레딧(Credit) 기반 프로세서 공유방식^[9]이 도입되었고, 이를 바탕으로 적응적 예약속도 기반 WFQ가 연구되었다^[10-12].

그 동안 이루어진 WFQ 개선연구^[7-12]는 패킷의 손실이 전혀 없는 조건하에서 흐름의 요구 속도와 지연한계의 완전한 보장을 전제로 하고 있다. 그러나 음성이나 영상 정보원은 그 자체가 용장성을 갖고 있어 어느 정도의 패킷 손실은 체감품질에 큰 영향을 주지 않는다. 대표적인 품질 보장형 서비스인 인터넷 전화의 경우 정보통신부(현 지식경제부)에서 고시한 인터넷 전화의 통화품질 기준은 다음과 같다^[13], 단대단 지연이 150ms이하이고, Rating Value 값이 70이상일 것. [14]에 따르면 사용되는 코덱과 프레임 크기, 지터 버퍼 등의 조건에 따라 다소 차이가 있지만 대체적으로 이 조건을 만족시키기 위해 네트워크 지연시간은 56ms 이내가 되어야 하고 패킷 손실은 2% 를 초과하지 않아야 한다. 하지만 기존 WFQ는 패킷 손실을 전혀 허용하지 않고 있어 필요 이상의 파잉 서비스 품질을 제공하게 되고, 이 결과 심각한 자원의 낭비가 초래될 수 있다. 이러한 배경으로 본 연구에서는 패킷 손실을 허용하는 WFQ에 대해 연구하고자 한다.

II. 관련 연구 조사

2.1 WFQ

WFQ의 모태가 되는 GPS를 먼저 살펴본다. GPS

는 입력되는 각 트래픽 흐름의 비트 열을 시간 지연 없이 그대로 출력시키는 것으로 트래픽 스케줄링의 한 예를 그림 1에 도시하였다. 흐름 1, 2 및 3의 비트열이 입력되는 모습 그대로 출력링크에 출력됨을 관찰할 수 있다. 이러한 동작은 스케줄러에서 취급되는 트래픽의 단위가 0에 가까운 극히 작은 크기일 때만 설명이 가능하므로 GPS를 유체흐름 모델이라 부른다. 실제적으로 모든 트래픽은 패킷이라는 수식에서 수천 바이트 크기의 단위로 취급되므로 GPS는 구현할 수 없는 이상적인 스케줄링 방식이다.

GPS를 구현한 것이 바로 WFQ이다. 트래픽 흐름이 스케줄러 출력링크의 대역폭을 점유하는 비율로 정의되는 가중치가 Φ_i 인 임의의 흐름 i 에 할당되는 대역폭 R_i 는 다음과 같이 계산된다.

$$R_i = \Phi_i C, \text{ 여기서 } C \text{는 출력링크 대역폭} \quad (2.1)$$

WFQ는 처리할 트래픽이 있는 구간, 이하 바쁜(busy) 구간, 동안 다음 식에 의해 증가되는 서버시간 $v_s(t)$ 을 도입하여 사용한다.

$$v_s(t) = \frac{1}{\psi(t)}, \text{ where } \psi(t) = \sum_{k \in B(t)} \phi_k \leq 1. \quad (2.2)$$

(2.2)에서 $B(t)$ 는 시간 t 시점에 이미 스케줄러에 도착한 흐름의 집합을 의미한다. 여기서 흐름이 도착한다는 것은 RSVP에 의해 수락된 흐름의 첫 번째 패킷이 스케줄러에 입력되는 것을 의미한다. 서버시간은 스케줄러가 처리한 트래픽 량 측면에서의 시간을 의미하며 처리할 트래픽이 없는 구간, 이하 휴지(idle) 구간, 동안 0의 값을 갖는다.

WFQ는 패킷 단위로 스케줄링 작업을 수행하므로 패킷의 가상 전송시작 시각과 가상 전송종료 시각을 도입하여 사용한다. 이들 시각은 대응되는 GPS 하에서의 전송 시작시각과 전송 종료시각과 각각 일치하며, 특히 가상 전송종료 시각은 그 패킷의 전송 우선

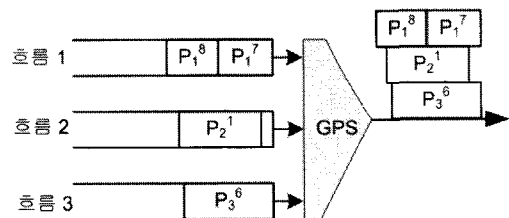


그림 1. GPS의 트래픽 스케줄링 예

순위를 결정하는 중요한 정보가 된다. 임의의 흐름 i 의 k 번째 패킷을 P_i^k , 이의 가상 전송 시작시각과 가상 전송 종료시각을 각각 S_i^k 와 F_i^k , 그리고 이의 크기를 m_i^k 로 표현한다. [4]에 따르면 F_i^k 는 다음 식에 의해 계산된다.

$$F_i^k = \max(v_s(t), F_i^{k-1}) + m_i^k / R_i, \text{ where } F_i^0 = 0. \quad (2.3)$$

WFQ 하에서 패킷 스케줄링 동작의 한 예가 그림 2에 도시 되어 있다. (2.3)에 의해 결정된 각 패킷의 전송 우선 순위, 즉 가상 전송 종료시각 값에 따라 P_1^7 , P_3^6 , P_2^1 및 P_1^8 의 순서로 전송됨을 관찰할 수 있다.

자원 배분 측면에서 WFQ의 공정성 특성을 살펴본다. 기 도착한 흐름간 공정성을 살펴보면 다음과 같다. 시간 t 시점에서 기 도착한 흐름 i 에 할당되는 대역폭은 $\Phi_i C / \Psi(t)$ 로서 출력링크의 대역폭이 모두 할당, 즉 $\Psi(t) = 1$ 이 되더라도 $\Phi_i C$ 의 대역폭을 보장 받고, 잉여 대역폭이 있는 $\Psi(t) < 1$ 인 경우 가중치에 비례하는 여분의 대역폭을 추가적으로 공정하게 할당 받는다. 기 도착 흐름과 새로 도착하는 흐름 사이의 공정성을 살펴보자. 새로 도착하는 흐름의 도착 시점 t_1 이전에 기 도착 흐름이 잉여 대역폭에 의해 받은 초과 서비스 분은 과거에 일어난 일이므로 t_1 부터 새로 도착한 트래픽에 대해서만 공정하게 대역폭을 배분해야 한다. 이를 위해 (2.3)에서 서버시간을 사용하여 새로 도착하는 흐름의 우선순위를 결정한다. 예를 들어 구체적으로 살펴본다. 임의의 t_0 시점에 스케줄러가 바쁜상태로 천이하면 0의 값을 갖던 서버시간이 (2.1)에 의해 증가하며, t_1 에 흐름 i 의 첫 번째 패킷이 도착하면 $F_i^0 < v_s(t_1 - t_0)$ 이므로 (2.3)으로부터 $F_i^1 = v_s(t_1 - t_0) + m_i^1 / R_i$ 가 되어 해당 패킷의 우선순위를 F_i^1 가 그 패킷이 도착한 시점의 서버시간인 $v_s(t_1 - t_0)$ 에 의해 결정된다. 이 결과 실제시간과 서버시간이 같은 속도로 진행되는 과부하 뿐만 아니라 서버시간이 더 빨리 진행되는 정상 또는 저 부하 아래에서도 공평한 대역폭의 사용을 실현한다.

WFQ에서 임의 흐름의 예약속도 R 과 패킷의 최대 지연 d^{\max} 와의 관계는 다음과 같이 주어진다[4].

$$d^{\max} = \frac{M}{R} + \frac{M^{\max}}{C}. \quad (2.4)$$

여기서 M 는 흐름의 최대 패킷 크기, M^{\max} 는 스케줄러가 취급하는 최대 패킷크기이다. 최대지연의 의미를 그림 2를 통해 살펴본다. P_2^1 의 최대지연 d^{\max} 는

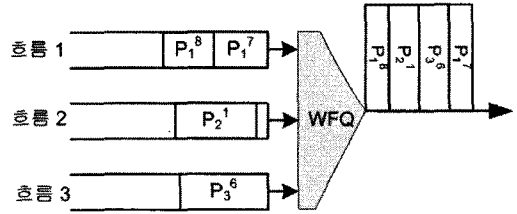


그림 2. WFQ하에서 트래픽 스케줄링 예

P_2^1 도착시점부터 이 패킷의 마지막 비트가 출력링크로 전송되는 시점까지의 최대시간으로 (2.4)에서 M/R 부분은 이 패킷의 가상 전송 소요시간을 의미하고 M^{\max}/C 부분은 출력링크를 통해 패킷이 실제 전송되는데 소요되는 시간을 의미한다. 일반적으로 $M/R \gg M^{\max}/C$ 이므로 (2.4)로부터 최대지연과 예약속도는 반 비례함을 알 수 있다. 어떤 흐름에 보장되는 최대지연과 속도는 바로 d^{\max} 와 R 이 되며, R 값의 조정으로 원하는 최대지연 값을 얻을 수 있다. 여기서 최대지연은 바로 해당 스케줄러에서 허용되는 흐름의 지연한계, 즉 지연규격이 된다.

2.2 RSVP

[1]에 기술된 RSVP 기반 자원예약 개념을 살펴본다. RSVP는 수락 요청 흐름에 대해 이의 트래픽을 리키버킷(leaky-bucket) 모델로 모형화하며, 구체적으로 T_{spec} 이라 불리는 r (평균속도), p (피크속도) 및 b (버킷 크기)의 3가지 변수로 기술한다. 여기서 b 는 버스트 특성, 즉 폭주성을 결정한다. 주어진 T_{spec} 로부터 입력 트래픽의 최대 누적량 $E(t)$ 는 그림 3과 같으며, 다음과 같이 주어진다. $E(t) = \min(M + pt, b + rt)$. 경로상의 각 라우터에서 흐름의 최대지연은 (2.3)으로부터 예약 속도 R 에 종속되는 부분과 R 에 무관한 상수부분으로 구성됨을 알 수 있으며, 후자를 D 로 표기한다. 참고로

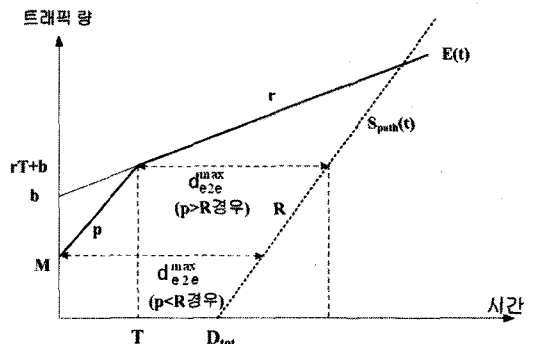


그림 3. 자원 R 예약 개념도

인접 라우터 사이의 링크 지연도 D 에 포함된다. RSVP 절차에 의해 경로상의 모든 라우터에 대한 D 값의 합계인 D_{tot} 가 착신단말에 통보된다. 착신단말이 결정할 예약속도가 R 이라 가정할 때 경로에서 서비스된 트래픽의 최대 누적량 $S_{path}(t)$ 는 다음과 같이 계산된다. $S_{path}(t)=R(t-D_{tot})$. 그러면 종단간 최대지연 d_{e2e}^{max} 는 그림 3에서 두 커브 $E(t)$ 와 $S_{path}(t)$ 사이의 최대 수평거리가 되므로 다음과 같이 계산된다. 여기서 $T=(b-M)/(p-r)$ 이다.

$$d_{e2e}^{max} = \begin{cases} \frac{T(p-R)+M}{R} + D_{tot}, & p \geq R \geq r \\ \frac{M}{R} + D_{tot}, & R > p \geq r \end{cases} \quad (2.5)$$

이제 흐름의 종단간 지연시간 한계 d_{e2e}^{bound} 가 주어지면 (2.5)에 의해 $d_{e2e}^{bound} = d_{e2e}^{max}$ 가 되는 R 값이 바로 이 흐름의 요구품질을 패킷 손실 없이 보장하기 위해 요구되는 예약속도가 된다. 착신측 단말이 R 값을 계산하여 RSVP 절차를 통해 경로상의 각 라우터로 통보하고, 이를 통보 받은 라우터의 WFQ 스케줄러는 (2.1)의 $R=\Phi C$ 에 의해 그 흐름의 가중치 Φ 를 계산한 후 이를 수용할 수 있는지 여부를 판단한다. 경로상의 모든 라우터가 모두 수락 요청 흐름을 수용할 수 있으면 RSVP는 그 흐름의 수락을 허락한다.

III. 제안 방법

기존 WFQ의 문제점을 살펴본 후 제안 방법을 기술한다. 제안방법을 손실 WFQ, 간단히 LWFQ (Lossy WFQ)라 부른다.

3.1 기존 방식의 문제점

대표적인 품질 보장 서비스인 VoIP를 대상으로 기존 WFQ의 문제점을 분석한다. VoIP 가입자가 발생시키는 트래픽 흐름은 일반적으로 ON-OFF 트래픽 모델로 모형화된다^[15]. 이 모델에 따르면 가입자의 음성을 그림 4와 같이 유음(talk spurt)구간인 ON 상태와 뒤따르는 무음구간(silence)구간인 OFF 상태의 반복으로 본다.

ON 상태 동안 일정시간 T 간격으로 음성 패킷이 발생하나 OFF 상태에서는 음성이 없으므로 패킷이 발생하지 않는다. ON과 OFF 상태의 지속시간은 모두 지수분포를 따른다. [16]에 따르면 각 상태의 평균 지속시간은 음성 응용에 따라 다르며, VoIP의 경우

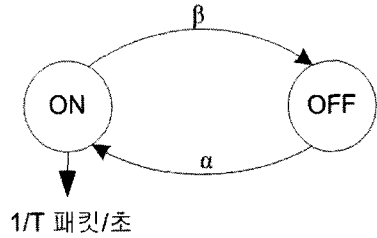


그림 4. ON-OFF 트래픽 모형

ON과 OFF 상태의 평균 지속시간은 각각 1.58초와 0.87초로 $\alpha=1.58/(1.58+0.87)=0.645$ 및 $\beta=0.355$ 로 계산된다. 본 연구에서는 가장 음질이 좋은 G.711 코덱을 고려하며 ON과 OFF 상태의 최대 지속시간을 각각 평균의 10배인 15.8초와 8.7초로 가정한다. G.711 코덱의 경우 ON 상태 동안 매 12ms마다 1088비트 크기의 패킷이 발생한다^[15]. 이러한 VoIP 트래픽을 리키 버킷 모델로 변환하면 다음과 같다, $p=M/T=90Kbit/s$, $r=\alpha*p=58kbit/s$, $b=(p-r)*T_{ON} = 505.6kbit$. 여기서 M 은 패킷 크기이고 T_{ON} 은 최대 ON상태 지속시간을 의미한다.

스케줄러의 출력링크의 대역폭을 1Gbps, 지연규격을 5ms, 스케줄러가 취급하는 최대 패킷크기를 1088비트로 가정하면 (2.4)에 의해 예약속도 R 은 $M/(d-M^{max}/C)=223.684Kbit/s$ 로 계산된다. 이로부터 최대 수용할 수 있는 흐름 수 N^{max} 는 $C/R=4470$ 로 계산되고, 자원 이용도는 $N^{max}R/C=26\%$ 로 계산된다. WFQ는 패킷 손실이 전혀 발생하지 않으면서 5ms의 지연한계와 요구속도를 만족시키는 아주 완전한 방식이지만 그 대가로 74%의 자원이 낭비되는 큰 희생이 따른다.

3.2 과잉 흐름 수용과 패킷 폐기

LWFQ는 과잉 예약을 허용하여 WFQ 보다 더 많은 흐름을 수용하는 대신 지연규격을 위반하는 패킷을 즉시 폐기하는 방식이다. 흐름 수용과 패킷 폐기의 두 절차로 나누어서 기술한다.

LWFQ의 흐름 수용 절차는 기 수용된 흐름의 가중치 합, 즉 누적 가중치가 1이 될 때까지의 정상 수용 절차와 1을 초과하는 경우의 과잉 수용 절차로 나눌 수 있다. 정상 수용 절차는 기존 WFQ와 동일하므로 LWFQ는 WFQ에 역방향 호환성을 갖는다. 과잉 수용 절차를 살펴본다. LWFQ에서 허용될 수 있는 수용된 흐름의 가중치 합, 즉 허용 누적 가중치를 ψ 로 표현한다. RSVP로부터 새로운 흐름에 대해 수용 요청을 받으면 (2.1)로부터 $\Phi=C/R$ 에 의해 그 흐름의 가중치를

계산한 후 수용 가능성 여부를 ψ 로 판단한다. 구체적으로 기 수용된 흐름의 가중치 합 $\psi(t)$ 와 새로운 흐름의 가중치 Φ 의 합이 ψ 를 초과하지 않으면, 즉 $(\psi(t)+\Phi) \leq \psi^*$ 이면 흐름을 수용하고, 아니면 수용을 거절한다.

스케줄러가 휴지상태일 때 0의 값을 갖고 바쁜상태일 때 실시간의 속도로 진행되는 서버 실시간 타임머 $t_r()$ 을 도입한다. [2]에 따르면 WFQ 하에서 임의의 흐름 i 의 k 번째 패킷 P_i^k 의 실제 전송 종료시각인 $t_r(P_i^k \text{전송종료})$ 는 가상 전송 종료시각 F_i^k 에 패킷 전송 소요시간의 최대값인 M^{\max}/C 를 더한 값 보다 늦을 수 없다. 즉 $t_r(P_i^k \text{전송종료}) \leq (F_i^k + M^{\max}/C)$. 이로부터 패킷의 전송 소요시간이 M^{\max}/C 보다 길 수 없으므로 패킷 P_i^k 가 지연규격을 위반하지 않으려면 $t_r(P_i^k \text{전송시작 직전}) \leq F_i^k$ 의 조건이 만족되어야 함을 알 수 있다. 따라서 LWFQ는 P_i^k 의 전송시작 직전에 $t_r(P_i^k \text{전송시작 직전}) \leq F_i^k$ 의 조건이 충족되는지 조사하고, 충족되지 않으면 그 패킷을 폐기한다. 그림 5를 통해 패킷 폐기 동작의 예를 살펴본다. P_1^8 의 전송시작 직전의 서버 실시간 값인 $t_r(P_1^8 \text{전송시작 직전})$ 이 P_1^8 의 가상 전송 종료시각 F_1^8 보다 큰 값을 가지므로 P_1^8 을 폐기하고 그 다음 패킷인 P_1^9 를 조사한다. $t_r(P_1^9 \text{전송시작 직전}) < F_1^9$ 이므로 P_1^9 는 제대로 전송된다.

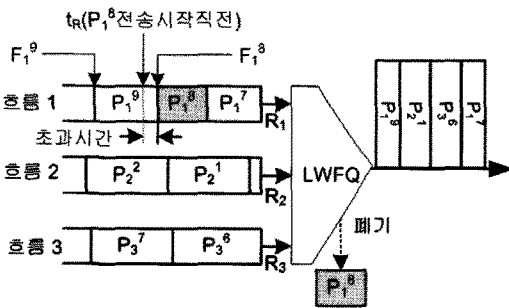


그림 5. 패킷의 폐기

3.3 허용 누적 가중치 산정

하나의 품질 요소로 주어지는 허용 패킷 손실률 벡터 L_v 로부터 허용 누적 가중치 ψ^* 을 산정해야 한다. ψ^* 이 얼마이던 상관없이 과잉예약으로 패킷손실이 발생할 경우 극단적으로 어떤 흐름의 패킷만 전부 다 손실될 수도 있고, 반대로 어떤 다른 흐름의 패킷은 전혀 손실이 발생하지 않을 수 있어 흐름의 입장에서 볼 때 최대 패킷 손실률은 100%이고 최소 패킷 손실률은 0%가 된다. 따라서 허용 패킷 손실률 벡터 L_v 는 최대 패킷 손실률이 아닌 여러 가지 다양한 형태로 규

격화 될 수 있을 것이다. 스케줄러가 처리한 모든 흐름의 모든 패킷들에 대한 (손실 패킷 수)/(전체 도착 패킷 수)로 계산되는 허용 패킷 손실률 평균의 가장 간단한 규격으로부터 임의의 흐름에 대해 기본 통화시간 동안 허용 패킷 손실률, 예로 2%, 을 충족시킬 확률로 정의되는 신뢰수준, 예로 95%, 으로 주어지는 복잡한 규격까지 다양하게 정의될 수 있다. 어떤 VoIP 호에 대해 2%의 허용 패킷 손실률과 95%의 신뢰수준을 충족시킨다는 것은 그러한 흐름 100번 반복할 경우 패킷 손실률이 2%를 초과하는 통화가 5번 미만임을 의미한다. 본 연구에서는 모든 흐름에 대해 동일한 패킷 손실률 품질이 적용되는 간단한 경우를 대상으로 한다. 평균 허용 패킷 손실률의 경우 허용 누적 가중치를 해석적으로 구하고 (4장 참조), 흐름에 대한 허용 패킷 손실률과 신뢰수준으로 주어지는 규격에 대해서는 시뮬레이션을 통해 허용 누적 가중치를 구한다. 참고로 널리 알려진 중심극한정리에 의해 패킷 손실률은 정규분포에 수렴하므로 허용 패킷 손실률 평균의 규격은 바로 허용 패킷 손실률을 50%의 신뢰 수준으로 보장하는 것과 마찬가지로의 의미를 갖는다.

해석적 또는 시뮬레이션 방법으로 구한 허용 누적 가중치는 특정 트래픽 모형을 대상으로 구한 것이므로 트래픽 특성이 시시각각 변하는 실제 환경에서 다소의 차이가 발생할 수 있다. 이 문제를 해결하기 위해 먼저 패킷 손실률을 실시간적으로 측정하고, 측정 손실률을 주어진 허용 손실률과 비교하여 허용 누적 가중치를 보정한다. 지면의 제약으로 실시간 패킷 손실률 측정 방법에 대한 상세한 사항은 생략한다. 소극적 보정과 적극적 보정의 두 가지 보정 방식을 사용할 수 있다. 소극적 보정 방식은 측정 손실률이 허용 손실률 보다 작으면 허용 누적 가중치를 높이고, 반대로 측정 손실률이 높으면 허용 누적 가중치를 낮추기만 하고, 이미 수용된 흐름에 대해서는 별도의 조치를 취하지 않는다. 측정 손실률이 높아서 허용 누적 가중치를 낮출 때 이미 수용된 흐름의 가중치 합이 허용 누적 가중치를 초과할 수 있다. 이 경우 수용된 흐름의 가중치 합이 허용 누적 가중치 이하로 줄어들 때까지 비용이 저렴한 흐름 순서로 흐름을 해제하는 것이 적극적 보정 방식이다. 적극적 보정 방식은 특정 가입자에게 강제 해제라는 직접적인 불편을 초래하므로 이 방식의 채택 여부는 서비스 사업자의 선택에 달린 문제이다.

3.4 LWFQ 스케줄러 동작방식

LWFQ의 동작은 패킷의 폐기를 제외하고는 [2]에

기술된 WFQ의 그것과 동일하다. WFQ의 동작은 패킷이 도착할 때와 전송 중인 패킷이 전송 완료될 때의 두 가지 세부 동작으로 구성된다. 패킷 도착시 WFQ 스케줄러는 그 패킷의 가상 전송종료 시각을 계산하여 타임스탬프로 그 패킷에 기입하고, 서버 가상시간을 갱신한다. 전송 중인 패킷이 전송 완료될 때 스케줄러는 각 흐름의 큐에 대기 중인 패킷 중 가장 앞선 타임스탬프를 갖고 있는 패킷을 찾은 후 그 패킷을 전송 시작하고 서버 가상시간을 갱신한다. LWFQ를 위해 수정할 내용은 패킷 전송완료 처리 부분에서 3.3장에서 기술한 대로 가장 앞선 타임스탬프를 갖는 패킷의 지연규격 위반 여부를 판단하여 위반 시 이 패킷을 폐기하고 남은 패킷 중 가장 앞선 패킷을 다시 찾는 루틴을 추가하는 것이다.

IV. 허용 패킷 손실률과 흐름 수용 능력

흐름 수용 능력은 바로 허용 누적 가중치 ψ^l 에 비례하므로 주어진 허용 패킷 손실률 벡터 L_v 로부터 허용 누적 가중치 ψ^l 을 구하는 것이 핵심 사안이다. L_v 는 허용 패킷 손실률 P_{loss} 와 이에 대한 신뢰수준, 분산 등의 요소로 구성될 수 있다. 본 연구에서는 서로 독립이고 동일한 트래픽 특성을 갖는 iid (independent and identically distributed) VoIP 호에 대해서 L_v 와 ψ^l 의 관계를 고찰한다. ON-OFF 트래픽 모델 하에서 개별 VoIP 호는 피크속도의 트래픽을 발생시키는 ON 상태와 트래픽을 발생시키지 않는 OFF 상태의 반복으로 간주되므로 임의의 VoIP 호가 실제 트래픽을 발생시키는지 여부는 다음과 같은 베르누이 랜덤변수 X 로 간주할 수 있다. 여기서 p_{on} 은 VoIP 호가 ON 상태에 있을 확률이다.

$$X = B(1; p_{on}), \text{ where } p_x(x) = p_{on}^x (1 - p_{on})^{1-x}. \quad (4.1)$$

(4.1)에서 $x=0$ 은 트래픽 없음을 $x=1$ 은 피크속도로 트래픽을 생성함을 의미한다. 수용된 VoIP 호의 수를 N_{LWFQ} 로 표기한다. 그러면 이들 N_{LWFQ} 개 호 각각의 ON, OFF 상태의 발생과 그들의 지속시간 특성은 서로 독립적이므로 임의의 시점에서 트래픽을 발생시키는, 즉 ON 상태에 있는 VoIP 호의 수 Y 는 N_{LWFQ} 개의 독립 베르누이 랜덤변수의 합이 된다. 이러한 Y 는 다음과 같은 이항 랜덤변수가 된다.

$$Y = \sum_{i=1}^{N_{LWFQ}} X_i, \quad P_Y(y) = \binom{N_{LWFQ}}{y} p_{on}^y (1 - p_{on})^{N_{LWFQ}-y}. \quad (4.2)$$

수용된 VoIP 호들이 모두 트래픽 흐름을 발생시키는 상황에서도 패킷의 손실이 전혀 발생하지 않는 최대 수용 흐름의 수는 바로 WFQ 하에서 최대 수용 흐름의 수가 되며 이를 N_{WFQ} 로 표기한다. 그러면 $N_{LWFQ} > N_{WFQ}$ 인 과잉수용의 경우 패킷의 손실이 발생할 수 있다.

임의의 흐름 i 의 임의의 패킷 P_{tag} 에 대해 이의 손실 확률을 고찰해보자. N_{LWFQ} 개 중 Y 개의 흐름이 패킷을 발생시키며 3.1장에서 살펴본 바와 같이 이들 패킷의 길이는 모두 동일하고 고정된 값을 갖는다. P_{tag} 가 발생되는, 즉 P_{tag} 의 첫 비트가 도착한 시점부터 P_{tag} 의 마지막 비트가 도착할 때까지의 시간간격을 T_{tag} 로 표시한다. ON 상태의 지속시간이 T_{tag} 보다 훨씬 큰 값을 갖고 ON 상태에 있는 VoIP 호가 모두 T_{tag} 동안 하나의 패킷을 발생시키므로 T_{tag} 동안 총 Y 개의 패킷이 발생되는 것으로 간주할 수 있다. Y 개 중 흐름 i 를 제외한 나머지 흐름의 수를 Y' 로 표기한다. 그러면 $Y' = (Y-1)$, $Y' = (N_{WFQ}-1)$ 일 경우, 즉 T_{tag} 동안 총 N_{WFQ} 개의 패킷이 발생할 경우 WFQ와 동일한 동작을 하므로 패킷 손실이 없다. 하지만 $Y' = n \geq N_{WFQ}$ 일 경우 $(n+1)$ 개의 패킷 중 N_{WFQ} 를 초과하는 $(n-N_{WFQ}-1)$ 개의 패킷은 지연규격을 위반하므로 폐기된다. 이로부터 $Y' = n$ 일 때 P_{tag} 의 손실 여부는 $(n-N_{WFQ}-1)/(n+1)$ 의 확률로 1의 값을 갖고, 나머지의 확률로 0의 값을 갖는 베르누이 랜덤변수 V_n 으로 간주할 수 있다. 그리고 $Y' = n$ 이 되는 사건 역시 $P(Y' = n)$ 의 확률로 1의 값을 갖고, $(1-P(Y' = n))$ 의 확률로 0이 되는 베르누이 랜덤변수 U_n 으로 간주할 수 있다. n 은 N_{WFQ} 에서 $(N_{LWFQ}-1)$ 까지의 값을 갖고, 각 n 에 대한 P_{tag} 의 손실 사건은 상호 배타적이므로 구하고자 하는 P_{tag} 의 손실 여부는 다음과 같은 랜덤변수 W 로 표현할 수 있다.

$$W = \sum_{n=N_{WFQ}}^{N_{LWFQ}-1} W_n, \text{ where } W_n = V_n U_n. \quad (4.3)$$

두 베르누이 랜덤변수 V_n 과 U_n 의 곱인 W_n 역시 0 또는 1의 값만 가지므로 베르누이 랜덤변수가 되며, 이의 확률질량함수를 구하면 다음과 같다,

$$P(W_n = 0) = 1 - \binom{N_{LWFQ}-1}{n} \frac{n - N_{WFQ} - 1}{n+1}. \quad (4.4)$$

$$P(W_n = 1) = \binom{N_{LWFQ}-1}{n} \frac{n - N_{WFQ} - 1}{n+1}. \quad (4.5)$$

평균 $E[W_n]$ 과 분산 $V[W_n]$ 를 구하면 다음과 같다.

$$E[W_n] = P(W_n = 1). \quad (4.6)$$

$$V[W_n] = P(W_n = 1)(1 - P(W_n = 1)). \quad (4.7)$$

W_n 과 W_m 의 상관관계 $Cov(W_n, W_m)$ 를 구해보자. $E[W_n W_m]$, 여기서 $n \neq m$, 에 대해 W_n 과 W_m 이 모두 1의 값을 갖지 않으면 이들의 곱은 0이 된다. 모두 1의 값을 가지려면 V_n 과 V_m 이 모두 1이 되어야 하나 이들은 상호 배타적이므로 $E[W_n W_m]$ 는 0이 된다. 따라서 $Cov(W_n, W_m)$ 는 다음과 같이 계산된다.

$$Cov[W_n, W_m] = -E[W_n]E[W_m]. \quad (4.8)$$

기대값 $E[W]$ 와 분산 $V[W]$ 를 구하면 다음과 같다.

$$E[W] = \sum_{n=N_{WFQ}}^{N_{LWFQ}-1} E[W_n]. \quad (4.9)$$

$$V[W_n] = \sum_{n=N_{WFQ}}^{N_{LWFQ}-1} V[W_n] + 2 \sum_{n=N_{WFQ}}^{N_{LWFQ}-2} \sum_{m=n+1}^{N_{LWFQ}-1} Cov[W_n, W_m]. \quad (4.10)$$

임의의 VoIP 호에 있어 그 호가 발생시키는 총 패킷 수 N_p 역시 랜덤변수이다. 이 호의 i 번째 패킷의 손실 여부는 바로 앞에서 구한 랜덤변수 W 가 되며, 이를 W^i 로 표기한다. 그러면 이 호에 대한 전체 손실 패킷의 수 N_{loss} 는 다음과 같다. $N_{loss} = \sum_{i=1}^{N_p} W^i$. VoIP 호에서 생성되는 ON 상태의 수 N_{ON} 과 하나의 ON 상태 동안 발생하는 패킷의 수 N_{PON} 은 모두 랜덤변수가 된다. 특히 하나의 ON 상태에 대한 패킷 손실률 W_{ON} 을 해석적으로 구하는 것은 그 ON 상태 구간에 속하는 모든 패킷 간의 상관관계를 고려해야 하므로 쉽지 않아 본 연구에서는 허용 패킷 손실률 벡터 L_v 에서 신뢰수준 50%하의 허용 패킷 손실률 P_{loss} 만 고려한다. 앞에서 언급한 바와 같이 이는 바로 허용 패킷 손실률의 평균이 P_{loss} 임을 의미한다. 따라서 P_{loss} 는 다음과 같이 표현된다.

$$P_{loss} = \frac{E[N_{loss}]}{E[N_p]} = \frac{E[\sum_{i=1}^{N_p} W^i]}{E[N_p]} = E[W]. \quad (4.11)$$

VoIP 호가 iid한 것으로 가정하였으므로 모든 호의 피크속도가 동일하다. 따라서 허용 누적 가중치 ψ^l 와 LWFQ하에서 수용 흐름 수 N_{LWFQ} 의 관계는 다음과 같이 표현된다. $\psi^l = (N_{LWFQ} - N_{WFQ}) / N_{WFQ}$. 따라서 (4.9), (4.11)에 의해 주어진 P_{loss} 로부터 허용 누적 가중치 ψ^l 을 얻어낼 수 있다.

V. 성능 평가

스케줄러 출력링크의 대역폭이 25Mbps인 단일 노드 하에서 제안된 LWFQ의 성능을 평가하였다. 3.1장에서 도입한 ON-OFF트래픽 모델의 VoIP 호를 사용하였다. 수치해석과 시뮬레이션 방법을 이용하여 성능을 평가하였으며, 시뮬레이션은 SMPL (Simulation Model Programming Language)^[17]에 LWFQ 루틴을 추가하여 수행하였다.

수용 흐름 수 N_{LWFQ} 의 증가에 따른 패킷 손실률 평균 $E[W]$ 를 구하여 그림 6에 도시하였다. $C/R=110$ 로 계산되는 N_{WFQ} 를 초과할 때부터 패킷의 손실이 발생할 수 있으나 그 정도가 미미하다가 156을 넘어서면서 패킷 손실률이 급격히 증가함을 보였다. $N_{LWFQ}=156$ 일 때 허용 누적 가중치 ψ^l 은 $(156-110)/110=1.418$ 로 계산된다. 이 그림으로부터 (4.9)로 구한 해석값과 실험값이 일치함을 확인할 수 있다.

0~3%의 허용 패킷 손실률에 대해 50%, 90%, 95%, 및 99%의 4 가지 신뢰수준에 대한 수용 흐름 수 N_{LWFQ} 를 구하여 그림 7에 도시하였다. 여기서 허용 패킷 손실률 평균의 규격을 의미하는 50%의 신뢰수준에 대한 것은 수치해석으로 구한 것이고 나머지 신뢰수준에 대한 것은 시뮬레이션으로 구한 것이다. 주어진 허용 패킷 손실률에 대해 신뢰수준이 높을수록 더 엄정한 품질 특성을 제공하므로 그 만큼 수용

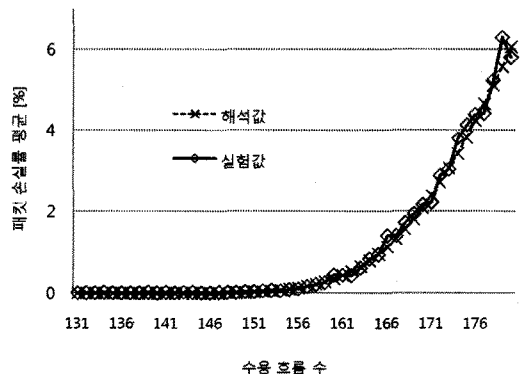


그림 6. 수용 흐름의 수에 따른 패킷 손실률

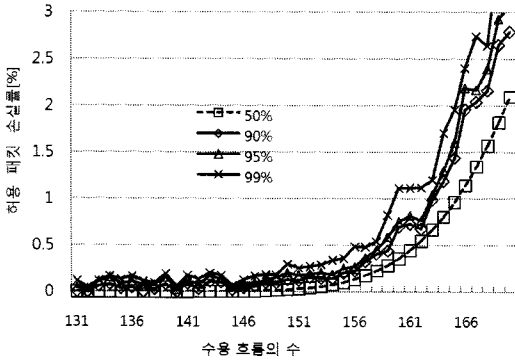


그림 7. 신뢰수준과 흐름의 수에 따른 패킷 손실률

가능 흐름의 수가 줄어들어 자원 이용도가 낮아짐을 추정할 수 있으며, 이 그림으로부터 그러한 추정을 확인할 수 있다. 예로 허용 패킷 손실률이 1%일 때 99%의 신뢰수준인 경우 158개의 흐름만 수용할 수 있는 반면 95%의 신뢰수준인 경우 163개로 늘어나고 90%의 신뢰수준인 경우 165개로 늘어난다.

마지막으로 허용 패킷 손실률에 따른 자원 이용도의 개선 정도를 그림 8에 도시하였다. 허용 패킷 손실률이 0인 경우는 바로 WFQ와 동일하므로 개선 정도가 0이지만 허용 패킷 손실률이 0.4% 정도만 되어도 40% 이상의 높은 자원 이용도 개선을 보여 WFQ 대비 1.4배 이상의 흐름을 수용할 수 있음을 보여준다. 허용 패킷 손실률이 높아질수록, 허용 패킷 손실률에 대한 신뢰수준이 낮을수록 자원 이용도가 더 많이 개선됨을 관찰할 수 있다.

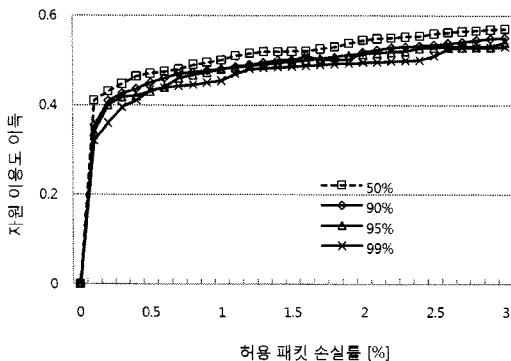


그림 8. 패킷 손실률에 따른 자원 이용도의 개선

VI. 결 론

본 연구에서는 패킷 손실을 허용하는 WFQ 방식을

제시하고, 그의 성능 특성을 고찰하였다. 먼저 대부분의 실시간 멀티미디어 서비스가 수 % 정도의 패킷 손실률을 허용하는 현실에서 패킷 손실을 허용하지 않은 기존 WFQ 방식은 수십 %의 심각한 자원 낭비를 초래할 수 있음을 밝혔다. 이러한 문제를 해결하기 위해 과잉 흐름 수용과 지연규격 위반 패킷의 폐기 방법을 도입하였고, 서비스의 품질 규격으로 주어지는 허용 패킷 손실률 평균으로부터 스케줄러가 어느 정도까지 과잉 흐름 수용을 할 수 있는지를 알려 주는 허용 누적 가중치를 해석적으로 구하였다.

허용 패킷 손실률과 이에 대한 50%, 90%, 95% 및 99%의 4 가지 신뢰수준 하에서 제안 방식의 성능평가를 수행한 결과 허용 패킷 손실률이 높을수록, 신뢰수준이 낮을수록 더 많은 흐름을 수용할 수 있었으며, 특히 0.4%의 허용 패킷 손실률 하에서 흐름 수용 능력이 1.4배로 향상됨을 관찰하였다.

본 연구에서는 모든 흐름의 허용 패킷 손실률이 동일한 트래픽을 대상으로 하였다. 앞으로 흐름 별 허용 패킷 손실 특성이 서로 다른 트래픽을 수용할 수 있도록 제안방식을 개선해야 하며, 패킷 손실률의 분포 특성을 면밀히 분석하여 허용 패킷 손실률 품질규격을 보다 정교하게 정의할 할 필요가 있다.

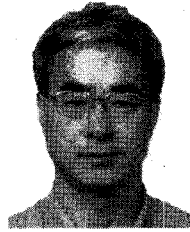
참 고 문 헌

- [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 and R. G. Gallager, "A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: the single node case," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol.3, No.1, pp.344-357, 1993.
- [3] D. Ferrari and D. Verma, "A scheme for real-time channel establishment in wide-area networks," *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, Vol.8, No.3, pp.368-379, 1990.
- [4] V. Sivaraman, F. M. Chiussi and M. Gerla, "Traffic shaping for end-to-end delay guarantees with EDF scheduling," *Proc. IWQOS*, pp.10-18, 2000.
- [5] Young-Jin Choi, Hyung-Myung Kim, "A new scheduling scheme for high-speed packet networks: Earliest-virtual-deadline-first," *Computer*

- Communications*, Vol.30, pp.2291- 2300, 2007.
- [6] A. Demers, S. Keshav, and S. Shenker, "Design and analysis of a fair queuing algorithm," *Proc. ACM SIGCOMM*, pp.1-12, 1989.
 - [7] M. Baldi and F. Risso, "Efficiency of Packet Voice with Deterministic Delay," *IEEE Comm. Mag*, pp.170-177, 2000.
 - [8] Do-Sung Jun, Jinwoo Choe and Alberto Leon-Garcia, "Credit-based Processor Sharing for Decoupled Delay and Bandwidth Allocation", *IEEE Comm. Letters*, Vol.5, No. 4, pp.178-180, 2001.
 - [9] Jens Schmitt, "Optimal Network Service Curves under Bandwidth-Delay Decoupling," *IEE Electronics Letters*, Vol.38, No.6, pp.297-299, 2002.
 - [10] Mong-Fong Homg, Wei-Tsong Lee, Kuan-Rong Lee and Yau-Hwang Kuo, "An adaptive approach to weighted fair queue with QoS enhanced on IP network," *Proc. TENCON*, Vol.1, pp181-186, 2001.
 - [11] Lijun Wang, D. Fayek and T. Sivanathan, "A Bandwidth Bargain Model based on Adaptive Weighted Fair Queueing," *Proc. NOMS*, pp1-4, 2006.
 - [12] Y. Wang, L. Fan, D. He and R. Tafazolli, "Solution to weight-adaptive fair queuing," *Electronics Letters*, Vol. 44, No. 5, pp. 385-387, 2008.
 - [13] 인터넷전화 서비스 정책 시행계획, 정보통신부, 2004. 10.
 - [14] 배성룡, "E-모델 기반 통화품질 분석을 통한 VoIP Planning 및 평가," 박사학위논문, 경기대학교 대학원, 2004.
 - [15] Chen-Nee Chuah and Randy H. Katz, "Characterizing packet audio streams from Internet multimedia applications," *Proc. ICC*, Vol.2, pp.1199-1203, 2002.
 - [16] Hassan HASSAN and Jean-Marie GARCIA and Olivier BRUN, "GENERIC MODELING OF MULTIMEDIA TRAFFIC SOURCES," *Proc. HET-NETS*, pp.14/1-14/10, 2005.
 - [17] M. H. MacDougall, *Simulating Computer Systems, Techniques and Tools*, MIT Press, 1987.

김태준 (Tae-Joon Kim)

중신회원



한국과학기술원 졸업
한국전자통신연구원 근무
현재 공주대학교 교수
<관심분야> 인터넷 엔지니어링