

실시간 패킷 스케줄링을 위한 수락 제어 알고리즘

류연승[†], 조세형^{**}, 원유집^{***}

요 약

실시간 트래픽 전송에서 중단간 지연시간 한도를 보장하기 위한 방법으로 EDF 알고리즘을 이용한 실시간 패킷 스케줄링에 대한 많은 연구들이 있어왔다. 그러나, EDF 기반 패킷 스케줄러는 비실시간 트래픽이 존재하는 경우 실시간 트래픽의 실시간 요구조건을 보장할 수 없게된다. 본 논문에서는 EDF 알고리즘을 사용하는 실시간 패킷 스케줄러에서 비실시간 트래픽을 고려하는 패킷 스케줄러 기법과 수락 제어 알고리즘을 연구하였다. 제안하는 수락 제어 알고리즘은 유사 다항 시간(pseudo-polynomial time)의 시간 복잡도를 가지지만 실험을 통해 적은 수행 시간 부담으로 사용할 수 있음을 보였다.

Admission Control Algorithm for Real-Time Packet Scheduling

Yeonseung Ryu[†], Sehyeong Cho^{**}, Youjip Won^{***}

ABSTRACT

There have been a number of researches on real-time packet scheduling based on EDF algorithm to support end-to-end delay bound guarantees for real-time traffic transmission. However, EDF-based packet scheduler could not guarantee the real-time requirements of real-time traffic if there exist non-real-time traffic. In this paper, we propose a new admission control algorithm and packet scheduling scheme considering non-real-time traffic in the real-time packet scheduler based on EDF policy. Proposed admission control algorithm has pseudo-polynomial time complexity, but we show through simulation that it can be used with little run-time overhead.

Key words: Real-Time Packet Scheduling(실시간 패킷 스케줄링), Admission Control Algorithm(수락 제어 알고리즘)

1. 서 론

최근 패킷 스케줄링 분야에서 최초 마감시간 우선(EDF: Earliest Deadline First) 정책을 이용한 실시간 패킷 스케줄링에 대한 많은 연구가 있어왔다 [1,2,4,6,10-12,15,16]. EDF는 주기적인 태스크로 구성된 경성(hard) 실시간 시스템에서 마감시간이 빠른 태스크부터 수행시켜주는 정책이다[5]. EDF는 스케줄 가능한 모든 태스크 집합에 대하여 항상 실시간

보장을 해주는 스케줄을 찾을 수 있기 때문에 최적(optimal)의 실시간 스케줄링 정책으로 알려져있다. 그러나, EDF 스케줄링 알고리즘은 모든 태스크가 주기적으로 수행되며 경성 마감시간 요구조건을 가져야하기 때문에 실시간 태스크와 비주기적인 비실시간 태스크가 혼재하는 시스템에서 사용하기 어렵다. 실시간 태스크와 비실시간 태스크가 혼재하는 시스템에서 실시간 태스크의 실시간 요구조건을 보장하기 위한 방법으로 비주기 서버(aperiodic server) 기

※ 교신저자(Corresponding Author): 류연승, 주소: 경기도 용인시 남동 산 38-2(449-728), 전화: 031)330-6781, FAX: 031)335-6478, E-mail: ysyu@mju.ac.kr

접수일: 2003년 11월 11일, 완료일: 2004년 2월 13일

[†] 종신회원, 명지대학교 컴퓨터소프트웨어학과 조교수

^{**} 명지대학교 컴퓨터소프트웨어학과 부교수

(E-mail: shcho@mju.ac.kr)

^{***} 한양대학교 전기전자컴퓨터공학부 조교수

(E-mail: yjwon@ece.hanyang.ac.kr)

※ 이 논문은 2003년도 명지대학교 교내연구비 지원사업에 의하여 연구되었음.

법이 연구되었다[7-9]. 비주기 서버는 비주기적인 비실시간 태스크를 서비스하기 위해 주기적으로 실행되는 서버이다.

네트워크 패킷 스케줄러는 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽을 모두 지원해야 하므로 실시간 태스크만 가정하는 EDF 스케줄링 알고리즘은 적용하기 어렵다. 많은 연구에서 처럼네트워크 노드가 실시간 트래픽만 서비스한다고 가정해도 실제로는 노드들은 노드의 관리를 위한 메시지를 받을 수 있다. 예를 들면, 네트워크 관리 센터의 관리자 소프트웨어는 네트워크 상의 모든 노드에 MIB 데이터를 읽어가기 위해 주기적으로 SNMP 메시지를 보내거나 ping을 위해 ICMP 메시지를 보낼 수 있다. 또한 실시간 트래픽 연결을 설정하기 위한 설정 요청 메시지도 동시에 많이 도착한다면 노드에서 서비스 중인 실시간 트래픽의 실시간 전송의 보장에 영향을 줄 수 있다. 따라서, 네트워크 노드가 실시간 통신만 서비스한다고 하여도 네트워크 관리 및 제어 등으로 발생하는 비실시간 트래픽을 고려해야만 한다.

본 연구에서는 실시간 패킷 스케줄링에서 비실시간 트래픽을 고려하여 실시간 트래픽의 예측가능성을 높인 패킷 스케줄링 기법을 연구하였다. 또한, 새로운 실시간 트래픽의 연결 요청이 노드에 도착했을 때 수행할 수락 제어 알고리즘(admission control algorithm)을 연구하였다. 제안한 기법은 실시간 트래픽을 서비스하는 EDF 스케줄러와 비실시간 트래픽을 서비스하는 PS(Periodic Server) 스케줄러를 가진 두 스케줄러 방식이다. PS 스케줄러는 주기적으로 수행되며 비실시간 트래픽을 전송하는 역할을 수행한다. PS 스케줄러는 주기 내에서 예약된 시간 동안만 비실시간 패킷을 전송하여 실시간 트래픽의 전송에 영향을 주지 않는다. 제안한 연결 수락 제어 알고리즘은 유사 다항 시간(pseudo-polynomial time)의 시간 복잡도(complexity)를 가진다. 그러나, 실험을 통해 제안한 수락 제어 알고리즘이 적은 수행시간 내에 수행될 수 있어 실제 시스템에서 사용 가능함을 보였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 먼저 2장에서 실시간 패킷 스케줄링에 대한 연구를 소개하였다. 3장에서는 제안한 스케줄러 방식인 EDF 스케줄러와 PS 스케줄러 모델을 기술하였고 4장에서 수락 제어 알고리즘을 기술하였다. 5장에서는 실험을 통해 수락

제어 알고리즘이 실제 시스템에 적용 가능함을 보였다. 마지막으로 6장에서 결론을 기술하였다.

2. 관련 연구

2.1 비실시간 태스크를 고려한 실시간 스케줄링

경성(hard) 실시간 시스템은 모든 태스크들이 마감시간 내에 수행을 반드시 마쳐야 하는 시스템을 말한다. 일반적으로 경성 실시간 태스크들은 주기적으로 수행되며 주기 내에 수행을 마쳐야 한다. 이러한 실시간 시스템을 위한 대표적인 스케줄링 알고리즘으로 EDF(Earliest Deadline First)가 알려져있다 [5,7]. 경성 실시간 태스크로 구성된 태스크 집합 τ 가 어떤 스케줄링 알고리즘에 의해 스케줄 가능하다¹는 것은 집합 τ 의 모든 실시간 태스크들의 실시간 요구조건이 보장되도록 스케줄링할 수 있음을 의미한다. n 개의 경성 실시간 태스크로 구성된 시스템에서 다음과 같은 조건이 성립하면 EDF 정책에 의해 스케줄 가능하다.

$$\sum_{i=1}^n \frac{c_i}{p_i} \leq 1$$

여기서, c_i 는 태스크 i 의 실행시간이고, p_i 는 주기의 크기이다. 식에서 $\frac{c_i}{p_i}$ 는 태스크 i 가 사용하는 자원(예: CPU)의 사용률(utilization)을 뜻한다.

그러나, EDF 알고리즘은 경성 실시간 태스크로만 구성된 태스크 시스템에서 사용할 수 있지만, 비실시간 태스크와 실시간 태스크가 혼재하는 시스템에서는 사용할 수 없다. 이러한 태스크 시스템에서 실시간 태스크의 실시간 요구조건을 보장하기 위한 방법으로 비주기 서버(aperiodic server) 알고리즘들이 연구되었다[7-9]. 비주기 서버는 실시간 태스크의 스케줄 가능성을 보장하면서 비실시간 태스크에게 좋은 응답시간을 제공하는 방법으로 DDS(Deadline Deferrable Server)가 대표적이다. DDS 서버는 비실시간 태스크를 서비스하기 위해 높은 우선순위를 가지고 주기적으로 수행되는 시스템 태스크이다. DDS는 주기 내에서 예약된 일정한 시간동안 비실시간 태스크를 수행시킨다. 더 이상 수행할 비실시간 태스크가 없으면 예약된 시간이 남아있더라도 수행을 중단한다. 또한, 쓸 수 있는 예약 시간이 남아있을 때 비실시간 태스크가 도착하면 깨어나 비실시간 태스크를 수행시킨다. 만일 주기 내에서 예약 시간을 다

사용하였다면 수행할 비실시간 태스크가 남았다더라도 다음 주기까지 수행을 중단한다. 이와 같은 DDS 알고리즘에서 실시간 태스크의 스케줄 가능 조건은 Theorem 1과 같다[9].

Theorem 1: n 개의 경성 실시간 태스크가 EDF와 DDS 알고리즘에 의해 스케줄 가능할 필요충분 조건은 모든 태스크 k ($1 \leq k \leq n$)에 대해 (식 1)이 성립하는 것이다.

$$\sum_{i=1}^k \frac{c_i}{p_i} + \left(1 + \frac{T_s - C_s}{p_k}\right) \frac{C_s}{T_s} \leq 1 \quad (1)$$

단, T_s 는 DDS의 주기 크기이고, C_s 는 DDS의 주기 내 예약 시간이다.

2.2 실시간 패킷 스케줄링

실시간 트래픽의 종단간 지연시간 한도(end-to-end delay bound)를 보장하기 위해 EDF 스케줄링 알고리즘을 이용한 패킷 스케줄러에 관한 많은 연구가 있어왔다[1,6,10-12,15,16]. 트래픽이 전송되는 종단간 경로 상의 노드에서 EDF 스케줄러는 도착한 패킷의 마감시간이 가까운 것부터 서비스한다. 실시간 트래픽 i 의 로컬 지연 한도를 d_i 라 하고, 실시간 트래픽 i 의 패킷 j 가 스케줄러에 도착한 시간을 $a_{i,j}$ 라 하면 패킷 j 의 마감시간은 다음과 같다.

$$D_{i,j} = a_{i,j} + d_i \quad (2)$$

일반적으로 노드에서 수신되는 실시간 트래픽의 최대 데이터 양을 보장하기 위한 방법으로 데이터를 제어기(rate controller)를 이용하여 트래픽 셰이핑(shaping)을 수행할 수 있다[3,15]. 데이터를 제어기는 임의의 시간 t 동안에 스케줄러의 큐에 도착하는 트래픽의 양이 특정 트래픽 제한 함수(traffic constraint function), $A_i^*(t)$ 보다 적도록 해준다. 예를 들면, (σ, ρ) 트래픽 모델의 경우 트래픽 제한 함수로서 $A_i^*(t) = \sigma_i + \rho_i t$ 를 사용한다. 여기서, σ_i 는 연결 i 의 버스트 특성을, ρ_i 는 연결 i 의 평균 도착율을 뜻한다.

실시간 패킷 스케줄러는 새로운 실시간 트래픽의 연결 요청이 도착하면 실시간 트래픽들의 마감시간을 보장할 수 있는 지, 즉 스케줄 가능한 지를 검사하는 연결 수락 제어 알고리즘이 필요하다. 집합 $R = \{1, 2, \dots, N\}$ 을 실시간 트래픽의 연결들이라 하고 각 연결 i 는 트래픽 제한 함수로 특성화되었다고 하자.

이때, 실시간 트래픽들에 대해 EDF 스케줄링 알고리즘의 스케줄 가능 조건은 다음과 같다[1,6].

Theorem 2: 집합 R 이 EDF 알고리즘에 의해 스케줄 가능할 필요충분 조건은 모든 시간 t 에서 다음 조건이 성립하는 것이다.

$$\sum_{i \in R} A_i^*(t - d_i) \leq ct \quad (4)$$

여기서, c 는 링크의 총 용량(bps)이다.

3. 시스템 모델

그림 1은 네트워크의 각 노드의 패킷 스케줄러 모델이다. 각 네트워크 노드에는 실시간 트래픽을 서비스하는 EDF 스케줄러와 비실시간 트래픽을 서비스하는 PS 스케줄러가 있다. 또한, EDF 스케줄러의 앞에 데이터를 제어기(rate controller)가 위치하여 스케줄러의 큐에 도착하는 실시간 트래픽이 트래픽 제한 함수에 특성화되도록 한다고 가정한다[6,15]. 여기서는 실시간 트래픽을 위한 트래픽 제한 함수로서 (σ, ρ) -모델을 사용한다. 그러나, 제안한 수락 제어 알고리즘은 다른 트래픽 모델에서도 쉽게 응용이 가능하다.

실시간 트래픽은 종단간 지연시간 한도라는 실시간 제약조건을 가진다. 실시간 트래픽의 연결은 RSVP(Resource Reservation Protocol)와 같은 종단간 연결 설정 프로토콜을 사용하여 설정된다고 가정한다. 연결 설정 프로토콜을 사용하여 실시간 트래픽 연결 k 가 설정되면 연결을 통해 패킷이 전송되는 네트워크의 경로 상의 모든 노드에서 연결 k 의 패킷 j 는 로컬 마감시간 d_k 를 부여받는다고 가정한다. 각 노드에

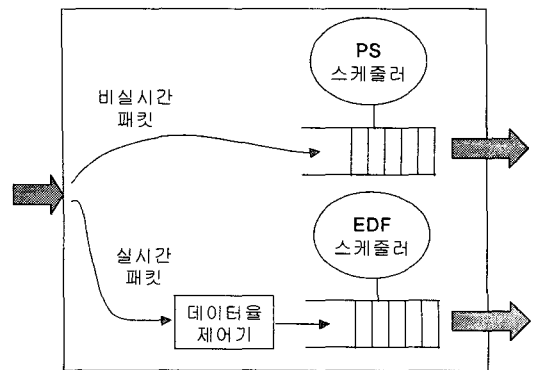


그림 1. 패킷 스케줄러 모델

서 실시간 패킷은 EDF 정책에 의해 서비스된다. 따라서, 로컬 마감시간이 빠른 패킷부터 처리된다.

비실시간 연결은 실시간 제약조건이 없으며 PS 스케줄러에 의해 먼저 도착한 패킷부터 먼저 처리된다. PS 스케줄러는 주기적으로 수행되며 실시간 연결에 영향을 주지 않기 위해 주기 내에서 링크의 사용시간이 예약된다. 즉, PS 스케줄러는 주기가 시작되면 주기 내에서 예약된 시간 동안 링크를 사용하여 비실시간 패킷을 전송할 수 있다. PS 스케줄러의 주기 크기와 주기 내에서 링크 사용 예약시간을 각각 T_s 와 C_s 라 하자 ($C_s < T_s$).

PS 스케줄러의 우선순위는 EDF의 우선순위보다 높다. 그러나, EDF 스케줄러는 $T_s - C_s$ 동안 링크를 사용할 수 있으므로 실시간 트래픽의 실시간 제약조건이 보장된다. PS 스케줄러의 주기가 시작되면, PS 스케줄러는 바로 시작되어 예약된 시간동안 비실시간 패킷을 전송한다. 만약, 예약된 시간을 다 사용하지 않았으나 전송할 비실시간 패킷이 없다면 즉시 EDF 스케줄러가 수행되어 실시간 패킷의 전송을 시작한다. 즉, PS 스케줄러의 예약된 링크 사용 시간이 다 되었거나 전송할 비실시간 패킷이 없다면 수행을 중단하고 EDF 스케줄러가 시작된다. PS 스케줄러가 중지되어 있으면서 현재 주기에서의 예약 시간을 다 쓰지 못했을 때, 비실시간 트래픽이 도착하면 PS 스케줄러가 즉시 시작되어 남은 예약 시간을 사용하여 비실시간 패킷을 서비스한다. PS 스케줄러는 주기 내에서 예약된 시간 동안만 링크를 사용할 수 있기 때문에 비실시간 패킷이 남아있더라도 예약된 시간을 다 쓰고 나면 다음 주기까지 중지된다.

4. 연결 수락 제어 알고리즘

본 절에서는 EDF 스케줄러와 PS 스케줄러로 구성된 패킷 스케줄러 시스템에서 실시간 트래픽의 연결 수락 제어 알고리즘을 다룬다. 연결 수락 제어 알고리즘은 연결 설정 프로토콜에서 새로운 실시간 트래픽의 연결 요청이 있을 때 실시간 트래픽들의 실시간 제약 조건을 보장할 수 있는 지를 검사하여 새로운 요청의 수락 여부를 결정하는 알고리즘이다.

R 를 실시간 트래픽 연결들의 집합이라 하고 E 를 비실시간 트래픽 연결들의 집합이라 하자. 각 실시간 트래픽은 트래픽 제한 함수에 의해 특성화된다. 먼

저, 집합 R 이 스케줄가능하지 않을 조건을 구한다. 이것은 Theorem 2의 (식 4)에 대우를 취함으로써 구할 수 있다. 즉, 집합 R 이 스케줄가능하지 않을 필요충분 조건은 다음 조건이 만족하는 어떤 시간 $t (> 0)$ 가 존재하는 것이다.

$$t < \frac{1}{c} \sum_{i \in R} A_i^*(t - d_i) \tag{5}$$

이 조건은 어떤 시간 t 에서 t 보다 작거나 같은 마감시간을 가진 실시간 패킷들을 서비스하는 데 걸리는 시간의 총합이 시간 $[0, t]$ 동안의 가용 시간을 초과한다면 집합 R 은 스케줄가능하지 않음을 뜻한다. 또한, (식 5)는 집합 R 이 스케줄 가능하지 않다면 마감시간이 보장되지 않는 시간의 상한이 존재함을 뜻한다. 그러한 시간의 상한을 B 라 하자. 이때, 시간 $[0, B]$ 동안에 식 (5)가 만족되는 시간 t 가 없다면 집합 R 이 스케줄가능하다.

이제 집합 $F (=RUE)$ 의 스케줄 가능성 조건을 살펴본다. PS 스케줄러는 EDF 스케줄러보다 높은 우선순위를 가지며 주기적으로 수행된다. 따라서, 시간 $[0, t]$ 동안 PS가 사용할 수 있는 최대 시간은 다음과 같다.

$$K(t) = \lfloor \frac{t}{T_s} \rfloor C_s + \text{Min}(C_s, t - \lfloor \frac{t}{T_s} \rfloor T_s) \tag{6}$$

여기서 $\text{Min}(a, b)$ 는 a 와 b 중에서 최소값을 의미한다.

이제 집합 F 가 스케줄가능하지 않을 조건은 Theorem 3과 같이 구할 수 있다.

Theorem 3: 집합 F 가 EDF 정책으로 스케줄가능하지 않을 필요충분조건은 (식 7)을 만족하는 시간 $t (\geq 0)$ 가 존재하는 것이다.

$$t - K(t) < \frac{1}{c} \sum_{i \in R} A_i^*(t - d_i) \tag{7}$$

여기서, c 는 링크의 총 용량이다.

[증명] PS 스케줄러는 EDF 스케줄러보다 높은 우선순위를 가지며 주기적으로 수행되므로 시간 $[0, t]$ 동안에 실시간 트래픽이 링크를 사용할 수 있는 시간은 $(t - K(t))$ 이다. 시간 $[0, t]$ 동안에 도착하고 마감시간이 t 보다 작거나 같은 실시간 트래픽의 양은 $\sum_{i \in R} A_i^*(t - d_i)$ 이다. 이 실시간 트래픽을 전송하는데 걸리는 시간은 $\sum_{i \in R} A_i^*(t - d_i)/c$ 이므로, 이 시간이

가용 시간보다 크다면 마감시간이 보장될 수 없는 실시간 트래픽 연결이 존재하게 된다. 따라서, (식 7)은 Theorem 2의 (식 4)로부터 유도될 수 있다. □

Theorem 3에서 집합 F 가 스케줄가능하지 않다면 시간 t 의 상한인 B 가 존재함을 알 수 있다. 따라서, 집합 F 가 스케줄가능할 필요충분조건은 시간 $[0, B]$ 에서 (식 7)을 만족하는 시간 t 가 존재하지 않는 것이다. 이제 집합 F 가 스케줄가능할 조건을 구할 수 있다. U 를 다음과 같이 정의하고 $U < 1$ 임을 가정하자.

$$\frac{C_s}{T_s} + \frac{1}{c} \sum_{i \in K} \rho_i \tag{8}$$

Theorem 4 : 만약, $C_s = \text{Min}(C_s, t - \lfloor \frac{t}{T_s} \rfloor T_s)$ 이면, B 는 (식 9)로 정의하고

$$B = \frac{\sum_{i \in K} (\sigma_i - \rho_i d_i)}{c(1-U)} \tag{9}$$

아니면, (식 10)으로 정의한다.

$$B = \frac{(T_s - C_s) + \sum_{i \in K} (\sigma_i - \rho_i d_i)}{c(1-U)} \tag{10}$$

시간 $[0, B]$ 의 모든 시간 t 에서 Theorem 3의 (식 7)이 만족하지 않는다면, 집합 F 는 스케줄가능하다.

[증명] Theorem 3으로부터, 집합 F 가 스케줄가능하지 않다면 (식 7)을 만족하는 시간 t 가 존재하였다. 또한, 집합 F 가 스케줄가능하지 않다면 (식 7)로부터 시간 t 의 상한값(B)을 구할 수 있다. 그러므로, 집합 F 가 스케줄가능한지를 결정하기 위해서 시간 $[0, B]$ 동안에 (식 7)이 만족하는 시간이 존재하는 지를 찾아보면 된다. 만약 (식 7)을 만족하는 시간 $t (\leq B)$ 가 존재하지 않는다면 집합 F 는 모든 시간에 스케줄가능하다. 이제, 시간 t 의 상한값 B 를 구하면 이 theorem의 증명을 마칠 수 있다.

먼저, (식 7)에서 $A_i(t)$ 와 $I(t)$ 를 구한다. 실시간 트래픽의 트래픽 제한 함수를 (σ, ρ) -모델을 가정하고 있으므로, $A_i(t) = \sigma_i + \rho_i t$ 이다. $I(t)$ 의 값은 두가지 경우로 나누어 볼 수 있다. C_s 가 $(t - \lfloor \frac{t}{T_s} \rfloor T_s)$ 보다 작은 경우와 크거나 같은 경우이다. 먼저 첫 번째의 경우 (식 7)은 다음과 같다.

$$t - (\lfloor \frac{t}{T_s} \rfloor C_s + C_s) < \frac{1}{c} \sum_{i \in K} (\sigma_i + \rho_i (t - d_i))$$

$$t(1 - \frac{C_s}{T_s}) < \frac{1}{c} \sum_{i \in K} (\sigma_i + \rho_i (t - d_i))$$

$$t(1 - \frac{C_s}{T_s}) < \frac{1}{c} \sum_{i \in K} (\sigma_i + \rho_i (t - d_i))$$

$$t(1 - \frac{C_s}{T_s} - \frac{1}{c} \sum_{i \in K} \rho_i) < \frac{1}{c} \sum_{i \in K} (\sigma_i - \rho_i d_i)$$

(식 8)의 U 를 대입하면,

$$t < \frac{\sum_{i \in K} (\sigma_i - \rho_i d_i)}{c(1-U)}$$

가 된다. 이로서 (식 9)의 상한값을 구하였다.

$I(t)$ 의 두 번째의 경우에 마찬가지로 방법을 사용하면 (식 10)의 상한값을 구할 수 있다. □

Theorem 4로부터 그림 2와 같은 실시간 트래픽 연결의 수락 제어 알고리즘을 구할 수 있다. 이 알고리즘은 새로운 실시간 트래픽 연결 요청이 노드에 도착할 때마다 실시간 트래픽의 실시간 요구조건을 보장할 수 있는 지를 검사하기 위해 수행된다. 이 알고리즘은 $O(Bn)$ 의 시간 내에 수행된다. 여기서, n 은 새로운 실시간 트래픽 연결을 포함하는 모든 실시간 트래픽 연결의 수이고, B 는 Theorem 4에서 구한 시간 상한 값이다. 따라서, 이 알고리즘은 유사 다항 시간(pseudo-polynomial time)[17]의 시간 복잡도를 가진다.

5. 실험 및 고찰

본 절에서는 실험을 통해 제안한 수락 제어 알고리즘이 적은 수행 시간 부담으로 수행될 수 있음을 보인다. 먼저, (σ, ρ) -트래픽 모델을 따르는 트래픽 패턴을 만들었다[18]. $\rho = 10^9 \text{Kbps}$ 이고 이때 ρ 는 [1, 3]의 균등분포함수(uniform distribution)에서 구하였다. $\sigma = r * \rho \text{Kbps}$ 이고 이때 r 은 [0.8, 1.6]의 균등분포함수에서 구하였다. 로컬 마감시간 $d = 10^8 * 30 \text{ms}$ 이고 이때 s 는 [0, 0.52]의 균등분포함수에서 구하였다. 결국, d 는 [30ms, 100ms]내의 값이 된다.

PS 스케줄러의 주기 $T_s = 1000 \text{ms}$ 로 하였고, 예약 수행 시간은 $C_s = 100, 300, 500 \text{ms}$ 로 변화를 주었다. 따라서, PS 스케줄러의 링크 사용률 $U_s = 0.1, 0.3, 0.5$ 가 된다. 각 U_s 에 대하여, (σ, ρ) -트래픽을 따르는 실시간 트래픽 연결을 생성하면서 (식 8)에서 정의한 링크 사용률 U 가 1.0이 될 때까지 상한 시간인 B

```

Admission_Control_Algorithm
입력: 실시간 트래픽의 트래픽 파라미터( $\sigma_i, \rho_i, d_i$ ), PS 파라미터 ( $C_s, T_s$ )
출력: 스케줄가능 여부
1. begin
2.   calculate  $U$ ;           /* (식 8) */
3.   if  $U \geq 1$  then
4.     return (not schedulable);
5.   endif
6.   calculate  $B$ ;           /* (식 9)와 (식 10) */
7.   for  $t = 1$  to  $B$  do
8.     calculate  $I(t)$ ;       /* (식 6) */
9.     if (식 7)이 성립 then
10.      return (not schedulable);
11.    endif
12.  endfor
13.  return (schedulable);
14. end.
    
```

그림 2. 실시간 트래픽의 연결 수락 제어 알고리즘

값을 구하였다. 링크의 용량은 155 Mbps라고 가정하였다.

그림 3은 실시간 트래픽의 연결 수(n)를 증가시키면서 B 의 값을 구한 결과이다. 범례에서 숫자는 U_s 의 값을 의미한다. 연결 수 n 이 작을 때는 B 의 값이 작지만 n 이 어떤 값(flex point)을 넘게 되면 B 의 값이 빠르게 증가한다. 예를 들어, $U_s=0.1$ 인 경우를 살펴보자. 이 경우에 최대 수락 가능한 연결 수는 626이었으며 이때 B 는 360,913이었다. 따라서, 수락 제어 알고리즘은 최대 $626 \times 360,913 (= 225,931,538)$ 번의 루프를 수행하게 된다. 이것은 상당히 많은 루프 횟수

이므로 알고리즘의 수행 시간 부담이 클 수 있다. 그러나, 그림 2에서 보듯이 수락되는 연결 수 n 을 flex point 이하인 600이하로 설정한다면 B 의 값은 매우 작게 된다. 연결 수를 작게 하려면 링크의 총 사용률을 1.0 이하로 설정하면 된다. 예를 들면, 수락 제어 알고리즘의 3번째 줄에서 $U > 0.9$ 와 같이 설정하면 된다. 표 1의 (a)와 (b)는 링크의 총 사용률을 90%와 80%로 설정한 경우, 알고리즘에서 수행할 루프 횟수를 보여주고 있다.

예를 들어, 링크의 총 사용률을 80%로 설정하고 PS 스케줄러의 링크 사용률(U_s)을 0.1으로 설정한 경우에 연결 가능 수(n)는 476이고 루프 횟수(Bn)는 1,932,084가 된다. 링크 사용률을 100%로 한 경우와 비교하면 서비스할 수 있는 실시간 트래픽의 연결 수는 다소 줄었지만 알고리즘의 루프 횟수는 많이 감소하였다.

따라서, 제안한 수락 제어 알고리즘은 수락 가능한 실시간 연결의 수를 조절하여 알고리즘의 수행 시간 부담을 작게할 수 있음을 알 수 있으며 실제 시스템에서 적용 가능함을 알 수 있다. 실제의 경우, 연결 수를 제한할 때 그림 2에서 B 값이 급격하게 줄어들다가 완만하게 줄어드는 지점까지 제한하면 될 것이다.

제안한 패킷 스케줄링 알고리즘을 EDF 스케줄러

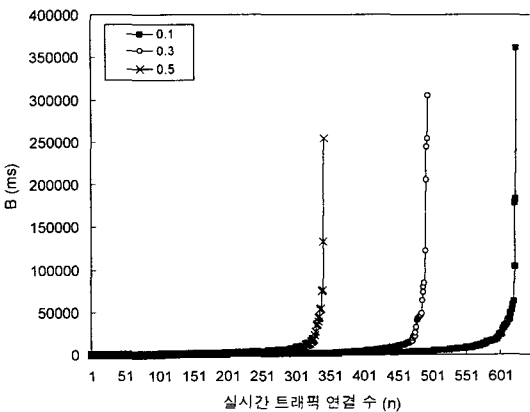


그림 3. 실시간 연결 수의 증가에 대한 B의 값의 변화

표 1. 링크 사용률을 제한한 경우

(a) 링크 사용률 = 90%

U_s	0.1	0.3	0.5
n	560	428	274
B	9178	6631	4553
Bn	5,139,680	2,838,068	1,247,522

(b) 링크 사용률 = 80%

U_s	0.1	0.3	0.5
n	476	358	202
B	4059	2821	1693
Bn	1,932,084	1,009,918	341,986

와 비교하였다. 제안한 방법은 EDF 패킷 스케줄러에서 비실시간 트래픽을 고려하기 위해 PS 스케줄러를 도입한 것이다. 제안한 방법에서 PS 스케줄러의 수행시간을 0.0으로 하면 PS 스케줄러가 없게되므로 EDF 스케줄러와 같아진다. 따라서, 제안한 방법은 EDF 패킷 스케줄링을 확장한 것이므로 EDF 스케줄러와 장단점을 비교하였다.

EDF 패킷 스케줄링 알고리즘은 실시간 트래픽의 실시간성을 보장하지만 비실시간 트래픽은 고려하지 않는다. 패킷 스케줄러가 실시간 트래픽만을 처리하다 보면 비실시간 트래픽은 매우 높은 응답시간을 가지게 되어 품질이 떨어지게 된다. 또한, 예약되지 않은 비실시간 트래픽을 처리하려다 보면 실시간 트래픽의 품질에 영향을 줄 수 있다. 그러나, EDF 패킷 스케줄러의 수락 제어 알고리즘은 비교적 수행시간이 적게 걸리며 높은 링크 사용률을 보장한다. 실시간 연결 수를 n 이라 할때, $O(n)$ 의 수락 제어 알고리즘으로 구현할 수 있다[19].

제안한 스케줄링 알고리즘은 실시간 트래픽의 실시간을 보장하면서 비실시간 트래픽의 응답시간을 고려한다. 즉, 제안한 PS 스케줄러는 주기적으로 비실시간 트래픽을 처리하여 빠른 응답시간을 제공한다. 또한, PS 스케줄러는 예약된 시간 동안만 링크를 사용하여 실시간 트래픽에 영향을 주지 않는다. 그러나, 제안한 수락 제어 알고리즘은 수행 시간이 많이 걸릴 수 있다. 이의 해결을 위해 수락 가능 연결수를 줄이면 되는데(즉, 링크 사용률을 떨어뜨리면 되며) 약간의 희생으로도 알고리즘의 수행 시간을 대폭 줄일 수 있다.

6. 결 론

오늘날 사용되는 라우터, 스위치 등의 네트워크 노드들은 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽을 동시에 서비스해야 한다. 최근 EDF 알고리즘을 이용하여 종단간 지연시간 한도를 보장하는 실시간 패킷 스케줄링에 대한 많은 연구가 있어왔다. 그러나, 대부분의 연구들은 실시간 트래픽만을 고려한 EDF 기반의 패킷 스케줄링 알고리즘을 연구하였다. 비록 네트워크 노드들이 실시간 전송만을 서비스한다고 하여도 네트워크 관리를 위한 비실시간 트래픽이 있을 수 있으므로 이를 고려하지 않는다면 실시간 트래픽의 실시간 요구조건을 보장하지 못할 수 있다.

본 논문에서는 EDF 알고리즘을 사용하는 실시간 패킷 스케줄러에서 비실시간 트래픽을 고려하는 패킷 스케줄러 기법과 수락 제어 알고리즘을 연구하였다. 제안한 패킷 스케줄러 기법에서는 실시간 트래픽을 서비스하기 위한 EDF 스케줄러와 비실시간 트래픽을 서비스하기 위한 PS 스케줄러가 있다. PS 스케줄러는 주기적으로 비실시간 트래픽을 서비스하면서 예약된 시간 동안만 링크를 사용하여 실시간 트래픽에 영향을 주지 않는다.

본 논문에서는 새로운 실시간 트래픽 연결의 요청이 있을 때 연결의 수락 여부를 결정하기 위한 수락 제어 알고리즘을 연구하였다. 제안한 수락 제어 알고리즘은 실시간 트래픽의 데이터 율과 버스트 율 등의 트래픽 파라미터와 PS 스케줄러의 주기 등의 파라미터 값으로 결정되는 시간 복잡도를 가지므로 유사 다항 시간 내에 수행된다. 일반적으로 유사 다항 시간의 시간 복잡도는 입력값의 크기에 의해 수행 시간이 결정되므로 수행 시간 부담이 클 수 있다. 본 논문에서는 널리 사용되는 (σ, ρ) -트래픽 패턴을 이용하여 수락 제어 알고리즘이 적은 수행 시간 부담으로 사용될 수 있음을 보였다. 이것은 수락 가능 연결 수를 조절함으로써 가능하였다.

참 고 문 헌

- [1] J. Liebeherr, D. Wrege, and D. Ferrari, "Exact Admission Control in Networks with Bounded Delay Services", IEEE/ACM Trans. Networking, Vol 4, pp. 885-901, 1996.

- [2] L. Geogiadis, R. Guerin, and A. Parekh, "Optimal Multiplexing on a Single Link: Delay and Buffer Requirements", *IEEE/ACM Trans. Information Theory*, Vol. 43, pp. 1518-1535, 1997.
- [3] L. Geogiadis, R. Guerin, and V. Peris, "Efficient Network QoS Provisioning based on Per Node Traffic Shaping", *IEEE/ACM Trans. Networking*, Vol. 4, pp. 482-501, 1996.
- [4] D. Ferrari and D. Verma, "A Scheme for Real-time Channel Establishment in Wide-Area Networks", *IEEE J. Select. Areas Commun.*, Vol. 8, pp. 368-379, Apr. 1990.
- [5] C. Liu and J. Layland, "Scheduling Algorithms for Multiprogramming in a Hard Real-time Environment", *Journal of ACM*, Vol. 20, pp. 46-61, 1973.
- [6] V. Firoiu, J. Kurose, and D. Towsley, "Efficient Admission Control for EDF Schedulers", in *Proceedings of IEEE INFOCOM*, pp. 310-317, Apr. 1997.
- [7] S. K. Maruah, A. K. Mok, and L. E. Rosier, "Preemptively Scheduling Hard Real-Time Sporadic Tasks on One Processor", in *Proceedings of IEEE Real-Time Systems Symposium*, pp. 182-190, 1990.
- [8] B. Sprunt, L. Sha, and J. P. Lehoczky, "Enhanced Aperiodic Responsiveness in Hard Real-Time Environments", in *Proceeding of IEEE Real-Time Systems Symposium*, pp. 261-270, 1987.
- [9] M. Spuri and G. Buttazzo, "Scheduling Aperiodic Tasks in Dynamic Priority Systems", *Journal of Real-Time Systems*, Vol. 10, No. 2, 1996.
- [10] V. Sivaraman and F. Chiussi, "Statistical analysis of Delay Bound Violations at an Earliest Deadling First (EDF) Scheduler", *Performance* 99, 1999.
- [11] M. Andrews, "Probabilistic End-to-End Delay Bounds for Earliest Deadline First Scheduling", in *Proceedings of IEEE INFOCOM*, 2000.
- [12] K. Zhu, Y. Zhuang, and Y. Viniotis, "Achieving End-to-End Delay Bounds by EDF Scheduling without Traffic Shaping", in *Proceedings of IEEE INFOCOM*, 2001.
- [13] J. H. Kim and A. Chien, "Rotating Combined Queueing(RCQ): Bandwidth and Latency Guarantees in Low-Cost, High-Performance Networks", *ISCA*, pp. 226-236, 1996.
- [14] H. Zhang and D. Ferrari, "Rate-Controlled Static-Priority Queueing", in *Proceedings of IEEE INFOCOM*, pp. 227-236, 1993.
- [15] V. Sivaraman and F. Chiussi, "Providing End-to-End Statistical Delay Guarantees with Earliest Deadline First Scheduling and Per-hop Traffic Shaping", in *Proceedings of IEEE INFOCOM*, pp. 631-640, 2000.
- [16] V. Sivaraman, F. Chiussi and M. Gerla, "End-to-end Statistical Delay Service under GPS and EDF Scheduling: A Comparison Study", in *Proceedings of IEEE INFOCOM*, pp. 1113-1122, 2001.
- [17] M. R. Garey and D. S. Johnson, *Computing and Intractability, A Guide to the Theory of NP-Completeness*, W. H. Freeman Co., New York, 1979.
- [18] E. W. Knightly, D. E. Wrege, J. Liebeherr and H. Zhang, "Fundamental Limits and Tradeoffs of Providing Deterministic Guarantees to VBR Video Traffic", in *Measurement and Modelling of Computer Systems*, pp. 98-107, 1995.
- [19] F. Chiussi and V. Sivaraman, "Achieving High Utilization in Guaranteed Services Networks Using Early-Deadline-First Scheduling", in *IEEE/IFIP International Workshop on Quality of Service*, 1998.



류 연 승

1990년 2월 서울대학교 계산통계학과 졸업(학사)
1992년 2월 서울대학교 전산과학과 졸업(석사)
1996년 8월 서울대학교 전산과학과 졸업(박사)
1996년 9월~2000년 8월 삼성전

자 연구원

2000년 9월~2003년 2월 한림대학교 정보통신공학부 조교수

2003년 3월~현재 명지대학교 컴퓨터소프트웨어학과 조교수

2004년~현재 한국멀티미디어학회 이사

관심분야: 운영체제, 컴퓨터네트워크, 멀티미디어



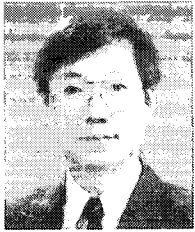
원 유 집

1990년 2월 서울대학교 계산통계학과 졸업(학사)
1992년 2월 서울대학교 전산과학과 졸업(석사)
1997년 8월 University of Minnesota 졸업(박사)
1997년 9월~1999년 2월 Intel 연

구원

1999년 3월~현재 한양대학교 전기전자컴퓨터공학부 조교수

관심분야: 운영체제, 컴퓨터네트워크, 성능평가



조 세 형

1981년 서울대학교 공과대학(학사)
1983년 서울대학교 계산통계학과 졸업(석사)
1992년 펜실베니아 주립대학 Computer Science(박사)
1984년~2000년 한국전자통신연구원 책임연구원 TDX개발 및 지

능망 시스템 연구 참여

2000년~현재 명지대학교 컴퓨터소프트웨어학과 부교수
관심분야: 임베디드시스템, 자연어 처리