

# 연속적 멀티미디어 트래픽의 서비스 질 보장을 위한 스케줄링

## (Scheduling for Guaranteeing QoS of Continuous Multimedia Traffic)

길 아 라 <sup>†</sup>  
(Ara Khil)

**요 약** 분산 환경의 많은 멀티미디어 응용들은 연속적 음성/화상 자료들을 위한 실시간 특성을 가지는 패킷들을 생성하고, 실시간 태스크 스케줄링 이론에 따라 이들을 전송한다.

본 논문에서는 광대역폭 통신망을 기반으로 하는 분산 멀티미디어 응용의 연속 미디어를 위한 트래픽의 특성을 모델링하고, 보다 사용자의 요구에 따른 서비스 질의 보장을 위하여 비선점적 경성 실시간 태스크 스케줄링 이론인 PDMA 알고리즘을 도입한다. 또한, 응용 시스템의 고 품질 서비스를 유지하기 위하여 새로운 트래픽 발생 요청이 현재 진행 중인 서비스 내용에 영향을 주지 않도록 제어하는 사용권 제어 기법을 제안한다. 제안하는 사용권 제어 기법은 PDMA 알고리즘을 위한 충분조건식이기 때문에 이를 만족하는 메시지 집합에 대하여 PDMA 알고리즘은 항상 실행가능한 스케줄을 찾을 수 있다. 따라서, 새로운 요청을 포함하는 전체 메시지 집합이 제안하는 사용권 제어 기법의 조건들을 만족하면, 새로운 요청에 의한 트래픽의 발생을 허용한다. 그렇지 않은 경우 새로운 요청을 거절한다.

끝으로 본 논문에서 제안하는 사용권 제어 기법을 이용하는 스케줄링의 실용성을 입증하기 위한 모의실험 결과를 보인다.

**키워드** : 연속적 멀티미디어 트래픽, 비선점적 경성 실시간 태스크 스케줄링, 서비스 품질, 스케줄링 가능성, 사용권 제어 기법

**Abstract** Many of multimedia applications in distributed environments generate the packets which have the real-time characteristics for continuous audio/video data and transmit them according to the real-time task scheduling theories.

In this paper, we model the traffic for continuous media in the distributed multimedia applications based on the high-bandwidth networks and introduce the PDMA algorithm which is the hard real-time task scheduling theory for guaranteeing QoS requested by the clients. Furthermore, we propose the admission control to control the new request not to interfere the current services for maintaining the high quality of services of the applications. Since the proposed admission control is sufficient for the PDMA algorithm, the PDMA algorithm is always able to find the feasible schedule for the set of messages which satisfies it. Therefore, if the set of messages including the new request satisfies the conditions of the proposed admission control, it admits the new request to generate the new traffic. Otherwise, it rejects the new request.

In final, we present the simulation results for showing that the scheduling with the proposed admission control is of practical use.

**Key words** : continuous multimedia traffic, non-preemptive hard real-time task scheduling, quality-of-service, schedulability, admission control

· 본 연구는 한국과학재단 '98 산학협력연구(98-2-11-03-01-2) 지원 과제에 의하여 수행되었음.

† 종신회원 : 송실대학교 컴퓨터학부 교수  
ara@comp.ssu.ac.kr

논문접수 : 2001년 11월 2일  
심사완료 : 2003년 1월 7일

### 1. 서론

통신망을 기반으로 하는 분산 멀티미디어 응용 시스템은 멀티미디어 트래픽 (multimedia traffic)을 현존 컴퓨

터 통신망 상에서 기존의 자료-지향적(data-oriented), 비실시간 통신 응용(non-real-time communication applications) 자료들과 결합, 전송하기 위한 실시간 통신(real-time communication) 기법을 요구한다[1, 2, 3, 4, 5, 6, 12, 13, 14, 15, 16]. 특히, 연속 디지털 음성 및 동화상 정보(continuous audio/video information)들을 포함하는 멀티미디어 트래픽의 특성들은 보다 큰 대역폭(bandwidth)의 통신망을 요구할 뿐만 아니라 사용자가 요구하는 높은 수준의 서비스의 질(quality-of-service: QoS) 보장을 위한 통신 기법을 요구한다[1, 2, 3, 4, 12, 13, 15, 16].

멀티미디어 트래픽을 지원하는 실시간 통신 응용은 평균 메시지/패킷 지연시간(delay) 및 처리량으로 성능을 평가하는 비실시간 통신 응용과는 달리 메시지들이 원하는 목적지까지 성공적으로 전달되는 시간의 정확성에 따라 서비스의 가치를 평가한다[1, 2, 12, 13, 15, 16]. 임의의 메시지가 마감시간이 지난 후 목적지에 도착한다면 그 메시지는 더 이상 쓸모없는 정보일 뿐만 아니라 현재 제공되고 있는 멀티미디어 응용 시스템의 서비스의 질은 각감한다. 따라서, 멀티미디어 트래픽을 발생하는 실시간 통신 응용의 보다 높은 QoS 보장을 위해서는 발생하는 모든 메시지들을 마감시간 이전에 목적지까지 전달하도록 스케줄링 할 수 있는 실시간 스케줄링 기법이 요구되며, 대부분의 경우 실시간 태스크 스케줄링 이론을 도입한다[1, 2, 12, 13, 14, 16, 17].

Jeffay [17, 18]는 비선점적 메시지 스케줄링을 위하여 최소 마감시간 우선(Earliest Deadline First: EDF) 이론 [9, 10]을 기반으로 하는 정적 스케줄링(static scheduling) 이론을 제안한다. 이 방법에 의하면 스케줄링 결과를 예측 가능할 뿐만 아니라 메시지들의 최소 생성 간 시간(minimum inter-arrival time), 또는 주기(period)라는 제한과 무관하게 독립적으로 스케줄링 할 수 있다. 그러나, 동적 환경에서 메시지 생성 시점에 대한 예측이 불가능하므로 실제 시스템의 상황에 적용하기 어려우며 특히, 동적으로 생성되는 메시지들의 마감시간 이전 전송을 보장할 수 없다는 문제가 있다.

Buttazzo [16]는 경성적 실시간(hard realtime) 메시지와 연속적 멀티미디어 데이터들의 연성적 실시간(soft realtime) 메시지가 혼합된 시스템에서 프로세서 효율성(processor utilization)의 극대화하기 위하여 경성적 실시간 메시지에 대하여 비선점적 EDF 정책을 사용하고, 연성적 실시간 메시지에 대해서는 프로세서 대역폭(processor bandwidth)의 일부분을 예비하는 휴리스틱 알고리즘을 제안한다. 이들의 방법은 시스템의 과

부하(overload) 발생 시 효율적으로 적용하여 프로세서 효율성을 높일 수 있다는 장점이 있다. 그러나, 모든 메시지가 높은 수준의 서비스 질 보장을 요구하는 경우의 메시지 집합에 대한 스케줄링 가능성은 비선점적 EDF 정책을 사용하는 경우와 동일하다.

Zeng [2]의 연구와 Ferrari [7]의 연구에서는 EDF 정책을 기반으로 하는 메시지 스케줄링 이론과 이를 실제 시스템에 보다 효율적으로 적용하기 위하여 통신 링크에 대한 사용권 제어(admission control) 기법을 제안한다. 즉, 실시간 통신을 요구하는 새로운 메시지가 발생하면 전송이 시작되기 전, 사용권 제어 기법을 적용함으로써 EDF 정책에 의해 새로운 메시지를 포함하는 실시간 메시지 집합에 대한 실행가능한 스케줄을 찾을 수 있는가를 결정한다. 사용권 제어 기법의 적용 결과가 실행가능한 스케줄을 찾을 수 있는 경우, 새로운 메시지를 포함하는 모든 메시지들을 EDF 정책에 따라 스케줄링하여 전송한다. 이때의 멀티미디어 데이터 패킷들은 일정한 전송 지연시간을 소요한 후 사용자에게 전달된다. 사용권 제어 기법의 적용 결과가 실행가능한 스케줄 찾기에 실패한 경우, 이 때의 새로운 메시지에 대한 통신 링크 사용 요청을 거절한다.

이와 같이 많은 경우의 멀티미디어 트래픽을 위한 메시지 스케줄링 연구에서는 비선점적 EDF 스케줄링 정책을 기반으로 하는 실시간 메시지 스케줄링 기법을 제안한다[1, 2, 6, 7, 8, 12, 14, 15, 16, 17]. 비선점적 EDF 정책은 선점적으로 스케줄링할 경우, 통신 링크의 효율성을 최대화 할 수 있으며, 최적의 스케줄링을 할 수 있다는 것이 증명되어 있으나[10], 멀티미디어 응용 데이터의 연속성을 유지하기 위하여 비선점적으로 스케줄링할 경우에는 스케줄링 가능성(schedulability)이 매우 낮다는 문제점이 있다[6, 10, 12, 14, 15, 16]. 특히, 메시지들의 최초 패킷 생성시간을 사용자가 임의의 시간으로 지정하는 메시지 집합에 대하여 비선점적으로 실행가능한 스케줄(feasible schedule)을 찾을 수 있는가를 결정하는 문제 자체가 NP-hard 문제로 알려져 있다[10]. 결국, 비선점적 EDF 정책을 사용하는 경우, 많은 경우의 메시지 집합에 대하여 스케줄링이 가능함에도 불구하고 실행가능한 스케줄을 찾을 수 없다.

예상된 마감시간 초과 회피(Precalculated Deadline Missing Avoidance: PDMA) 알고리즘 [12, 13]은 시스템 내에서 발생하는 모든 멀티미디어 메시지들의 높은 서비스 질 보장을 지원함과 동시에 비선점적 EDF 알고리즘의 스케줄링 가능성을 원천적으로 높이기 위한 비선점적 EDF 정책 기반의 휴리스틱 알고리즘이다.

PDMA 알고리즘은 사용자의 요청에 의하여 지정된 일정 시간 이후부터 최소 패킷 도착 간 시간의 주기로 생성되며, 각각의 전송 마감시간이 각 주기의 크기와 동일한 조건을 가지는 연속 디지털 음성/동화상 정보를 포함하는 메시지들을 비선점적으로 스케줄한다. PDMA 알고리즘은 EDF 정책에 따라 패킷을 선택하고, 선택한 패킷의 비선점적 전송으로 인하여 다른 패킷들의 마감시간 초과 발생이 예측되면 현재 선택한 패킷의 즉각적으로 스케줄링을 지연함으로써 메시지 집합 내 다른 메시지들의 마감시간 초과를 미리 방지함으로써 높은 스케줄링 가능성을 나타내 보인다. 한편, PDMA 알고리즘은 발생한 메시지 집합에 대하여 최악의 경우 비선점적 EDF 정책의 경우와 동일한 방법으로 스케줄링하지만 이의 정형적 증명이 이루어지지 않고 있다. 또한, PDMA 알고리즘을 실제 동적인 멀티미디어 응용 시스템에 적용할 경우, 스케줄링 지연 결정 자체를 위하여 많은 시간이 소모되기 때문에 효율적인 적용이 어렵다는 문제점이 있다.

본 논문에서는 패킷교환망 상에서 발생하는 멀티미디어 트래픽의 높은 QoS 보장을 지원하고 스케줄링 가능성을 보다 높이기 위한 PDMA 알고리즘을 정형적으로 분석하고, 이 알고리즘의 효율적인 적용을 목적으로 새로운 사용권 제어 기법을 제안한다. 본 논문에서 제안하는 사용권 제어 기법은 PDMA 알고리즘을 사용하여 실행 가능한 스케줄을 찾기 위한 충분조건식이다. 새로운 트래픽 발생에 대한 사용자의 요청이 도착하는 경우, 새로운 메시지와 현재 전송 중인 메시지 집합 전체에 포함되는 모든 메시지에 대하여 사용권 제어 기법의 조건식을 적용함으로써 PDMA 알고리즘을 적용하는 경우 실행 가능한 스케줄을 찾을 수 있는 가를 결정할 수 있다. 새로 발생한 메시지와 기존의 메시지 집합의 모든 메시지들에 대하여 조건식이 만족하는 경우, 새로운 멀티미디어 트래픽을 발생하는 메시지를 전송하여야 하는 메시지 집합에 포함하여 전송 서비스를 재 시작한다. 그렇지 않은 경우, 새로이 발생한 트래픽 요청에 대한 전송 서비스를 거절한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 제 2장에서는 본 논문에서 다루는 멀티미디어 트래픽을 모델링 하고, PDMA 알고리즘에 대하여 간략하게 설명하며 수학적 방법으로 분석한다. 제 3장에서는 PDMA 알고리즘을 위한 사용권 제어 기법을 제안한다. 제 4장에서는 본 논문에서 제안하는 PDMA 알고리즘의 사용권 제어 기법의 효율성을 비선점적 EDF 스케줄링 이론의 적용 결과와 비교하기 위한 모의실험 결과를 나타내 보인다. 끝으로 제 5

장에서는 결론 및 앞으로 진행될 연구의 내용에 대하여 논한다.

## 2. 멀티미디어 트래픽 모델 및 PDMA 알고리즘

예상된 마감시간 초과 회피 (Precalculated Deadline-Missing Avoidance: PDMA) 알고리즘[12]은 프로세서 사용시간에 대한 태스크 스케줄링 알고리즘으로 제안되었기 때문에, 단일 통신 링크 사용시간에 대한 메시지 전송을 위한 패킷 스케줄링에 이용하는 경우 메시지 및 시스템 모델에 대한 재 정의가 필요하다.

패킷 교환망을 기반 통신망으로 사용하는 실시간 멀티미디어 응용 시스템의 사용자들은 통신망을 통하여 제공되는 서비스의 질을 지정, 요구할 수 있다. 사용자가 요구하는 서비스의 질을 보장하기 위하여 전송 서버는 연속 매체 정보를 포함하는 멀티미디어 메시지들에 대한 사전 정보를 가지고 있어야 한다[13].

멀티미디어 트래픽을 발생시키는 메시지는 여러 사용자의 멀티미디어 응용 서비스 요청에 의하여 발생하며, 단방향 (uni-direction) 실시간 통신망의 연결을 형성하고, 사용자의 요청에 따른 일정 시간 이후부터 MPEG[11]등을 이용하여 연속 미디어 정보들을 압축함으로써 다양한 크기의 실시간 패킷들을 주기적으로 생성한다. 동시에 하나 이상의 메시지가 하나의 통신 링크 사용권을 요청할 수 있으므로 통신 링크 사용을 위한 스케줄링의 대상은 메시지들의 집합이며 전송 작업의 기본 단위는 각 메시지를 위한 패킷들이다.

**[정의 1]**  $C_i, P_i, R_i$ 가 각각 다음과 같이 정의될 때, 하나의 통신 링크에 대한 스케줄링 대상 메시지 집합  $M=\{m_1, m_2, \dots, m_N\}$ 의  $i$ 번째 메시지  $m_i = (C_i, P_i, R_i)$ 는,  $1 \leq i \leq N$ 의 특성을 가진다.

- $C_i$ : 메시지  $m_i$ 의 최대 패킷 전송 시간(maximum transmission time of packets),
- $P_i$ : 메시지  $m_i$ 의 최소 패킷 생성 간 시간(minimum inter-arrival time of packets), 또는 최소 패킷 도착 간 시간(minimum inter-arrival time of packets). 즉, 메시지  $m_i$ 의 패킷 생성 주기,
- $R_i$ : 메시지  $m_i$ 의 최초 패킷 생성 시간(time to start the generation of packets).

임의의 메시지 집합  $M$ 내의 메시지  $m_i$ 들은  $P_i$ 에 대하여 올림차순으로 정렬되어 있다. 메시지  $m_i$ 로부터 발생하는 패킷들의 최대 크기는  $C_i$ 의 크기로서 제한한다. 각각의 메시지를 위한 패킷들은 주기적으로 생성되므로 메시지  $m_i$ 의  $k$ 번째 패킷인  $m_{i,k}$ ,  $k$ 는  $(R_i + (k-1) \times P_i)$  시간 이후부터 전송을 시작할 수 있으며, 마감시간인  $(R_i$

$+ k \times P_i$ ) 시간 이전까지  $C_i$ 만큼의 시간동안 통신 링크를 비선점적으로 사용함으로써 전송을 완료한다. 일단 사용권을 허가받은 메시지는 회로교환망 (circuit switched network)의 경우와 동일하게 독점적으로 통신망을 사용한다고 가정하며, 메시지 전송 시의 통신 링크 사용에 대한 선점은 새로운 패킷을 전송하는 시점에서만 발생한다. 또한, 본 논문에서는 시간 및 시스템 시계 값은 0보다 큰 양의 정수 값으로 가정하며, 모든  $C_i$ 와  $P_i$ ,  $R_i$  값들은 시스템 시계 값의 양의 정수배로 나타낸다.

**[정의 2]** 메시지 집합  $M$ 에 대한 임의의 메시지 스케줄이 발생하는 모든 패킷들을 마감시간 이전까지 전송 완료할 수 있도록 단일 통신 링크의 사용 시간을 스케줄하였다면, 이때의 메시지 스케줄을 메시지 집합  $M$ 에 대한 실행가능한 스케줄(feasible schedule)이라 정의한다.

**[정의 3]** 단일 통신 링크에 대하여 메시지 집합  $M$ 를 위한 적어도 하나 이상의 실행가능한 스케줄이 존재한다면, 이때의 메시지 집합  $M$ 은 스케줄링 가능한 메시지 집합 (schedulable message set)이라 정의한다.

**[정의 4]** 스케줄링 가능한 메시지 집합  $M$ 에 대하여 임의의 스케줄링 알고리즘이 존재하여 항상 실행가능한 스케줄을 찾을 수 있다면, 이때의 스케줄링 알고리즘은 최적 알고리즘(optimal algorithm)이라 정의한다.

PDMA 알고리즘은 스케줄링을 위한 메시지 선택 시 기준의 비선점적 EDF 스케줄링 정책 [10]을 사용한다. 즉, 기준의 비선점적 EDF 스케줄링 알고리즘에 따라 현재 생성되어 있는 패킷들 중에서 가장 이른 마감시간을 가지는 패킷을 선택한다. 단일 두 개 이상의 패킷이 동일한 마감시간을 가진다면 그 중 어느 패킷을 선택하여도 무관하다. 일단 임의의 메시지를 위한 한 패킷을 선택하면 선택한 그 패킷을 즉각 목적지로 비선점적 전송한다. 해당 통신 링크가 유휴 (idle) 상태에 있지 않다면, 현재 전송하고 있는 패킷을 전송 완료한 경우에만 스케줄러가 새로운 패킷을 선택한다. 해당 통신 링크가 유휴 상태에 있다면, 가장 먼저 생성되어 대기상태에 있는 패킷을 선택한다. 이 때, 여러 개의 패킷이 동시에 생성되어 대기상태에 있다면 가장 이른 마감시간을 가지는 패킷을 선택한다.

**[정의 5]**  $S(M)_{time_{(a)}, time_{(b)}}$ 는 시간구간  $[time_{(a)}, time_{(b)}]$ 내에서 메시지 집합  $M$ 에 대하여 임의의 스케줄링 알고리즘을 적용하여 찾을 수 있는 실행가능한 부스케줄(feasible sub-schedule)이다.

**[정의 6]**  $S(m_{i,k})_{time_{(a)}}$ 는 임의의 스케줄링 알고리즘을

적용하여 메시지  $m_i$ 의  $k$ 번째 패킷  $m_{i,k}$ 를 시점  $time_{(a)}$ 으로부터 스케줄하였을 때 생성되는 임의의 실행가능한 부스케줄이다.

[정의 5]와 [정의 6]에 따라  $S(M)_0^{time_{(a)} + C_i} = S(M)_0^{time_{(a)}} \cup S(m_{i,k})_{time_{(a)}}$ 이다.

**[정의 7]**  $S_P(M)_{time_{(a)}, time_{(b)}}$ 는 알고리즘  $P$ 를 적용하여 시간 구간  $[time_{(a)}, time_{(b)}]$ 내에서 찾을 수 있는 메시지 집합  $M$ 에 대한 임의의 실행가능한 스케줄이다.

비선점적 EDF 알고리즘을 사용하였을 때, 현재 생성되어 대기 큐(ready-queue)에 있으나 시점  $time_{(a)}$ 에서 스케줄되지 않은 패킷들 중 가장 이른 마감시간을 가지는 패킷  $m_{i,k}$ 을 시점  $time_{(a)}$ 에 스케줄하는 경우,

$S_{EDF}(M)_0^{time_{(a)} + C_i} = S_{EDF}(M)_0^{time_{(a)}} \cup S(m_{i,k})_{time_{(a)}}$ 이 성립한다.

**[정의 8]**  $N_i, time_{(a)}$ 은 시점  $time_{(a)}$ 에서의 메시지  $m_i$ 를 위한 다음 패킷, 즉 시점  $time_{(a)}$  이후 스케줄할 메시지  $m_i$ 를 위한 첫 번째 패킷이다.

**[정의 9]**  $PS(m_{i,k})_{time_{(a)}}$ 는 시점  $time_{(a)}$ 에서의 패킷  $m_{i,k}$ 를 위한 예상 부스케줄(pre-calculated sub-schedule)로서 시점  $time_{(a)}$ 에서 패킷  $m_{i,k}$ 를 비선점적으로 스케줄한 후, 모든  $N_{j,time_{(a)}}$  ( $1 \leq j < i$ )들을 시점  $(time_{(a)} + C_i)$  이후부터 비선점적 EDF 알고리즘을 사용한 부스케줄이다.

[정의 8]의  $N_{j,time_{(a)}}$ 은 시점  $time_{(a)}$ 에 이미 생성되어 있으나 아직 스케줄되지 않았거나 시점  $time_{(a)}$  직후에 생성될 메시지  $m_j$ 를 위한 패킷이다. 따라서, 모든  $j$  ( $1 \leq j < i$ )에 대하여  $PS(m_{i,k})_{time_{(a)}} \equiv S(m_{i,k})_{time_{(a)}} \cup S_{EDF}(N_{j,time_{(a)}})_{time_{(a)}, C_i}$ 이다.

그림 1은 C언어 형태의 의사 코드 (pseudo code)로 표현한 PDMA 알고리즘 [12, 13]이다.

PDMA 알고리즘은 현재 선택하였으나 다른 패킷들의 마감시간 초과를 유발할 가능성이 있으므로 스케줄링을 보류한 패킷에 대하여 재 선택 및 재 스케줄링 기회를 부여함으로써 결국 성공적으로 스케줄링할 수 있는 특성을 가지므로 보다 높은 스케줄링 가능성을 나타내 보일 수 있다.

**[정리 1]** 주어진 메시지 집합  $M = \{m_1, m_2, \dots, m_N\}$ 에 대하여 스케줄링 종료시간까지 생성되는 총 패킷의 개수를  $n$ 이라 하면, PDMA 알고리즘의 시간 복잡도는  $O(n \cdot N^2 \log N)$ 이다.

**증명** 그림 1의 PDMA 알고리즘은 ready-queue로

```

입력: 메시지 집합 M, 스케줄링 종료시간(end time)
출력: 메시지 집합 M을 위한 실행가능한 스케줄 또는 스케줄링 실패

(1) while (0 ≤ ctime ≤ end-time) do {
(2)   select  $m_{i,k}$  from ready-queue by the EDF policy ;
(3)   for j ← 1, i-1 do {
(4)     next-queue ← next queue  $\cup \{N_{j,ctime}\}$ ; /* generate the next packets of  $m_i$  */
(5)   }
/* generate the precalculated sub-schedule for  $m_{i,k}$  */
(6)    $PS(m_{i,k})_{ctime} \leftarrow S(m_{i,k})_{ctime} \cup S_{EDF}(next-queue)_{ctime+C_i}$ ;
(7)   if(  $PS(m_{i,k})_{ctime}$  is feasible) {
(8)      $S_{PDMA}(M)_0^{ctime+C_i} \leftarrow S_{PDMA}(M)_0^{ctime} \cup S(m_{i,k})_{ctime}$ ; /* schedule  $m_{i,k}$  */
(9)     ctime ← ctime +  $C_i$ ; /* update ctime */
(10)    ready-queue ← ready-queue  $\cup$  deferred-queue; /* clear deferred-queue */
(11)  }
(12)  else {
(13)    deferred-queue ← deferred-queue  $\cup \{m_{i,k}\}$ ; /* defer scheduling */
(14)  }
(15)  while (ready-queue is empty) do {
(16)    ctime ← ctime + 1; /* insert an idle-time */
(17)    ready-queue ← ready-queue  $\cup$  deferred-queue; /* clear deferred-queue */
(18)  }
(19) }

```

그림 1 예상된 최소 마감시간 회피 (Precalculated Deadline-Missing Avoidance) 알고리즘

부터 가장 이른 마감시간을 가지는 패킷을 선택한다((2)번 줄). 이때, ready-queue의 최대 크기(포함되는 패킷의 최대 개수)는  $N$ 이며 이들 패킷들을 마감시간에 대하여 올림차순으로 정렬, 유지하기 위하여 소요되는 시간적 부담(overhead)는  $O(N \log N)$ 이다.

그림 1의 (3)번 - (5)번 줄 및 (7)번 - (14)번 줄, (15)번 줄 - (18)번 줄의 작업을 수행하기 위하여 필요한 시간적 부담은 각각  $O(N)$ 이다.

PDMA 알고리즘의 가장 큰 시간적 부담은 선택한 패킷에 대한 예상 부스케줄 계산을 위하여 필요하다 ((6)번 줄). 최악의 경우, ready-queue 내에  $N$ 개의 패킷이 생성되어 대기 중이고, 이들  $N$ 개의 패킷들 각각에 대하여 예상 부스케줄을 계산하여야 한다. 임의의 패킷을 위한 예상 부스케줄 계산은 최대  $(N-1)$ 개의 패킷들을 마감시간에 따라 올림차순으로 정렬하는 것이므로, 그림 1의 (6)번 줄의 작업을 위한 시간적 부담은  $O(N \cdot (N-1) \log(N-1)) \approx O(N^2 \log N)$ 이다.

생성된  $n$ 개의 모든 패킷에 대하여 그림 1의 (2)번 - (18)번 줄 작업을 실행하여야 하므로 결국, PDMA 알고리즘의 최대 시간적 부담은  $O(n \cdot N \log N) + O(n \cdot N^2 \log N) + O(n \cdot N) \approx O(n \cdot N^2 \log N)$ 이다. □

**[정리 2]** 주어진 메시지 집합에 대하여 비선점적

EDF 알고리즘을 적용하여 실행가능한 스케줄을 찾을 수 있다면, 같은 메시지 집합에 대하여 PDMA 알고리즘은 항상 실행가능한 스케줄을 찾을 수 있다.

**증명** 모순에 의한 증명. 즉, 임의의 메시지 집합  $M$ 에 대하여 비선점적 EDF 알고리즘을 사용하여 실행가능한 스케줄을 구하였으나, PDMA 알고리즘을 적용하였을 때 임의의 메시지의 임의의 패킷의 마감시간 초과가 발생하였다고 가정하고 이러한 가정이 모순됨을 보인다.

마감시간 초과가 발생한 최초의 시점을  $time_{(d)}$ 라고 하자. PDMA 알고리즘을 적용하여 시간구간  $[0, time_{(d)}]$  동안 형성된 스케줄  $S_{PDMA}(M)_0^{time_{(d)}}$ 는 다음의 두가지 경우로 구분하여 생각할 수 있다.

**경우 1:**  $S_{PDMA}(M)_0^{time_{(d)}} \equiv S_{EDF}(M)_0^{time_{(d)}}$  인 경우 (즉, 시간구간  $[0, time_{(d)}]$  동안 선택한 패킷의 스케줄링 보류를 한번도 발생하지 않은 경우)

PDMA 알고리즘을 적용하였을 때 시간구간  $[0, time_{(d)}]$  동안 선택한 패킷에 대하여 한번도 스케줄링 보류가 발생하지 않았다면, EDF 정책을 기반으로 선택한 패킷을 그 시점으로부터 무조건적으로 스케줄링하였음을 의미한다. 이것은 기존의 비선점적 EDF 알고리즘을 적용한 것과 동일한 결과를 나타내므로  $S_{PDMA}(M)_0^{time_{(d)}} \equiv S_{EDF}(M)_0^{time_{(d)}}$

이다.  $S_{PDMA}(M)_0^{time_{(a)}}$  내의 임의의 패킷이 시점  $time_{(a)}$ 에서 마감시간을 초과하므로  $S_{EDF}(M)_0^{time_{(a)}}$  내에서도 동일한 패킷이 시점  $time_{(a)}$ 에서 마감시간을 초과한다. 이것은 비선점적 EDF 알고리즘에 의하여 실행가능한 스케줄을 찾을 수 있다는 가정에 모순이다.

**경우 2:**  $S_{PDMA}(M)_0^{time_{(a)}} \neq S_{EDF}(M)_0^{time_{(a)}}$  인 경우 (즉, 시간구간  $[0, time_{(a)}]$  동안 적어도 한번 이상 선택한 패킷의 스케줄링 보류가 발생한 경우)

시간구간  $[0, time_{(a)}]$  내에서 PDMA 알고리즘을 적용하였을 때 EDF 정책에 따라 선택한 패킷의 스케줄링 보류가 발생한 최초의 시점을  $time_{(i)}$  ( $0 \leq time_{(i)} < time_{(a)}$ ) 라 하자. 시점  $time_{(i)}$ 에서 스케줄링 보류가 발생하였다는 사실은 시점  $time_{(i)}$ 에서 선택한 패킷을 그대로 비선점적으로 스케줄링할 경우 (즉, 비선점적 EDF 알고리즘과 동일한 방법으로 스케줄링할 경우), 임의의 시점  $time_{(i)}$  ( $time_{(i)} < time_{(a)} \leq time_{(a)}$ )에서 다른 패킷의 마감시간 초과가 발생한다는 것을 의미한다. 따라서, PDMA 알고리즘을 적용하여 한번 이상의 스케줄링 보류가 발생한 후 시점  $time_{(a)}$ 에서 임의의 패킷이 마감시간을 초과하였다면, 비선점적 EDF 알고리즘을 적용하는 경우 반드시 시점  $time_{(i)}$  ( $time_{(i)} \leq time_{(a)}$ )에서 임의의 패킷이 마감시간을 초과한다. 이러한 사실은 가정에 모순이다.

경우 1과 경우 2의 결과에 의하여 정리 2가 성립한다.□

일반적인 경우, [정리 1]에서  $N \ll n$ 이다. 정리 1과 정리 2에 의하여 PDMA 알고리즘은 기존의 비선점적 EDF 알고리즘에 비하여 비교적 적은 시간적 부담에 의하여 항상 같거나 높은 스케줄링 성공률을 얻을 수 있다.

### 3. 단일 통신 링크에 대한 사용권 제어 기법

본 논문에서는 사용자들의 다양한 요구에 따라 형성된 메시지 집합을 단일 통신 링크를 사용하여 전송하고자 할 때, 메시지들에 대한 서비스 질을 보장하기 위하여 PDMA 알고리즘을 사용하여 실행가능한 스케줄을 찾는다. 이러한 상황에서 새로운 사용자 요청이 발생하고 이를 처리하기 위한 새로운 메시지가 생성된다면, 기존의 메시지들과 새로운 메시지를 포함하는 새로운 메시지 집합 내의 모든 메시지들에 대한 서비스 질을 보장할 수 있는 가를 PDMA 알고리즘을 사용하기 이전에 미리 판단할 수 있는 통신 링크에 대한 사용권 제어 기법이 반드시 필요하다. 본 논문에서 제안하는 단일 통신 링크에 대한 사용권 제어는 PDMA 알고리즘의 충분조건식으로서 다음의 정리 3과 같다.

**[정리 3]** 주어진 메시지 집합  $M = \{ m_1, m_2, \dots, m_N \}$ ,  $m_i = (C_i, P_i, P_i)$ ,  $1 \leq i \leq N$  이 다음의 조건식 (1)과 (2)를 만족하면 PDMA 알고리즘은 메시지 집합  $M$ 을 위한 실행가능한 스케줄을 구할 수 있다.

$$(1) \sum_{i=1}^N \frac{C_i}{P_i} \leq 1,$$

$$(2) \forall i, 1 < i \leq N, \forall L, \min(2 \cdot P_i, P_{i-1}) < L < P_i,$$

$$L \geq C_i + \sum_{j=1}^{i-1} \lfloor \frac{L-1}{P_j} \rfloor \cdot C_j + \sum_{k=2, k \neq i}^N \alpha \cdot C_k,$$

$$\text{where } \alpha = \begin{cases} 1 & \text{if } C_i + C_k \leq \min(P_i, L) \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$$

**증명** 모순에 의한 증명. 즉, 임의의 메시지 집합  $M$ 을 PDMA 알고리즘으로 스케줄링하는 경우, 조건식 (1)과 (2)를 만족하지만 메시지 집합  $M$ 내의 임의의 메시지를 위한 임의의 패킷의 마감시간 초과가 발생하였다고 가정하고 이러한 가정이 모순됨을 나타내 보인다. 증명은 패킷 전송에 필요한 통신 링크의 활용도를 기반으로 한다.

마감시간 초과가 발생한 최초의 시간을  $time_{(a)}$ 이라고 하자. 임의의 시간  $time_{(i)}$  ( $< time_{(a)}$ )를 시간구간  $[time_{(i)}, time_{(a)}]$  내에서  $time_{(a)}$ 보다 이른 마감시간을 가지는 패킷들을 전송하기 위하여 통신 링크가 BUSY 상태에 있을 최초의 시간이라고 하면, 시점  $time = time_{(a)}$ 에서 다음과 같이 세가지 경우가 발생한다.

**경우 1:** 통신 링크가 유휴 상태이고, 시점  $time = time_{(a)}$  이전에 발생되어 전송 대기 중인 패킷이 하나도 없는 경우.

이 경우, 시점  $time_{(a)}$ 에서 마감시간을 초과한 패킷은 시점  $time_{(i)}$  이후에 생성되었다. 따라서,  $time_{(a)} - time_{(i)} \geq P_i$ 이다. 또한, 시간구간  $[time_{(i)}, time_{(a)}]$  동안에 통신 링크를 사용하여 전송되고 있는 패킷들은 시간구간  $[time_{(i)}, time_{(a)}]$  내에서 생성되고  $time_{(a)}$  보다 같거나 이른 시점의 마감시간을 가진다. 따라서, 이러한 특성의 패킷들을 전송하기 위하여 필요한 최대시간  $T_{total}$ 은

$$T_{total} = \sum_{j=1}^N \lfloor (time_{(a)} - time_{(i)}) / P_j \rfloor \cdot C_j \text{ 이다. 그러나, 시점 } time_{(a)} \text{ 에서 하나의 패킷이 마감시간을 초과하였기 때문에 } T_{total} \text{ 는 } time_{(a)} - time_{(i)} \text{ 값보다 큰 값을 가지게 된다. 즉,}$$

$$time_{(a)} - time_{(i)} < \sum_{j=1}^N \lfloor \frac{time_{(a)} - time_{(i)}}{P_j} \rfloor \cdot C_j \leq \sum_{j=1}^N \frac{time_{(a)} - time_{(i)}}{P_j} \cdot C_j \text{ 이다. 따라서,}$$

$$1 < \sum_{j=1}^N \frac{C_j}{P_j}$$

이다. 이것은 조건식 (1)에 대하여 모순이다. 따라서

경우 1에 대하여 [정리 3]이 성립한다.

**경우 2:** 통신 링크가 유휴상태이고, 시점  $time = time_{(i)}$  이전에 하나 이상의 패킷이 발생되어 대기 중인 경우.

시간구간  $[time_{(i)}, time_{(d)}]$  내에서 전송된 메시지들을 크게  $group(A)$ 와  $group(B)$ 로 나눈다.  $group(A)$ 는 시간구간  $[time_{(i)}, time_{(d)}]$  내에서 생성하여 전송한 메시지들을 포함한다.  $group(B)$ 는 패킷들이 시점  $time = time_{(i)}$  이전에 생성하여 시간구간  $[time_{(i)}, time_{(d)}]$  내에서 전송한 메시지들을 포함한다.

시간구간  $[time_{(i)}, time_{(d)}]$  내에서 전송되는 메시지  $m_i$ 의 시점  $time_{(i)}$  직후에 전송된 패킷의 마감시간을  $\lfloor (time_{(d)} - R_i) / P_j \rfloor \cdot P_j + R_i$ 라 하면,  $group(A)$ 에 속하는 모든 메시지들을 전송하기 위하여 필요한 최대시간  $T_{group(A)}$ 은 다음의 식과 같다.

$$T_{group(A)} = \sum_{j=1}^N \left( \lfloor \frac{time_{(d)} - (\lfloor \frac{time_{(d)} - R_i}{P_j} \rfloor \cdot P_j + R_i)}{P_j} \rfloor \right) \cdot C_j$$

이때  $0 \leq r < P_j$ 라 하면,

$$\begin{aligned} T_{group(A)} &= \sum_{j=1}^N \left( \lfloor \frac{time_{(d)} - ((\frac{time_{(d)} - R_i}{P_j} + r) \cdot P_j + R_i)}{P_j} \rfloor \right) \cdot C_j \\ &= \sum_{j=1}^N \left( \lfloor \frac{time_{(d)} - time_{(i)} - r}{P_j} \rfloor \right) \cdot C_j \quad \text{①} \end{aligned}$$

마찬가지로  $group(B)$ 에 포함되는 메시지들을 전송하기 위한 최대시간  $T_{group(B)}$ 는  $0 \leq r < P_j$ 일 때, 다음의 식으로 나타낼 수 있다.

$$\begin{aligned} T_{group(A)} &= \sum_{j=1}^N \left( \lfloor \frac{time_{(d)} - (\lfloor \frac{time_{(i)} - R_i}{P_j} \rfloor \cdot P_j + R_i)}{P_j} \rfloor + 1 \right) \cdot C_j \\ &= \sum_{j=1}^N \left( \lfloor \frac{time_{(d)} - time_{(i)} - r}{P_j} \rfloor + 1 \right) \cdot C_j \quad \text{②} \end{aligned}$$

다시 말하면, 시간구간  $[time_{(i)}, time_{(d)}]$  동안 통신 링크는  $group(A)$ 와  $group(B)$ 에 속하며  $time_{(d)}$  보다 같거나 이른 마감시간을 가지는 패킷들을 전송하기 위하여 사용중(busy) 상태에 있다. 따라서 경우 2의 메시지들을 전송하기 위하여 필요한 최대시간  $T_{total}$ 의 값은 ①과 ②의 식으로부터 다음과 같이 구할 수 있다.

$$T_{total} = \sum_{j=1}^N \left( \lfloor \frac{time_{(d)} - time_{(i)} - r}{P_j} \rfloor + a \right) \cdot C_j \quad \text{③}$$

이때,  $0 \leq r < P_j$ 이고  $a$ 는  $C_i \leq r$ 인 경우 1, 아닌

경우 0의 값을 가진다.  $r = 0$ 일 때 ③의 식은 조건식 (1)을 만족하지 않으며 따라서 경우 2에 대하여 [정리 3]이 성립한다.

**경우 3:** 마감시간이  $time_{(d)}$  보다 늦은 패킷들을 전송하기 위하여 통신 링크가 사용중 상태인 경우.

통신 링크가 시점  $time = time_{(i)}$ 에서 메시지  $m_i$ 의  $k$  번째 패킷  $m_{i,k}$ 를 전송하고 있다고 가정하자. 시점  $time_{(i)}$ 의 정의에 의하여  $m_{i,k}$ 는 시점  $time_{(i)} - C_i$ 에 생성되었으며 시점  $time_{(d)}$ 보다 늦은 마감시간을 가진다. 그러므로,  $time_{(d)} - time_{(i)} + C_i < P_j$ 이다.

시간구간  $[time_{(i)}, time_{(d)}]$  동안 전송되는 모든 패킷들은  $time_{(d)}$  보다 같거나 이른 마감시간을 가진다. 또한 이들 패킷들은 서로 소인  $group(A')$ 와  $group(B')$ 으로 나뉘어 진다.  $group(A')$ 는 시간구간  $[time_{(i)} - C_i + 1, time_{(d)}]$  동안 생성되는 패킷들을 포함한다.  $group(B')$ 는 시점  $time_{(i)} - C_i$ 에서 이미 생성되어 있었으나 PDMA 알고리즘에 의하여 스케줄링이 보류된 적이 있는 패킷들을 포함한다.

$group(A')$ 에 속하는 패킷들의 주기는 반드시  $P_j$ 보다 짧은 주기를 갖기 때문에 시간구간  $[time_{(i)}, time_{(d)}]$  동안  $group(A')$ 의 패킷들을 전송하기 위하여 필요한 최대시간  $T_{group(A')}$ 은

$$T_{group(A')} = \sum_{j=1}^N \left( \lfloor \frac{time_{(d)} - time_{(i)} + C_i - 1}{P_j} \rfloor \right) \cdot C_j \quad \text{④}$$

이다.

메시지  $m_i$ 의 임의의 패킷이  $group(B')$ 에 속한다고 가정하자. 이 패킷은 시점  $time_{(i)} - C_i$ 에 생성되어 있었으며 시간구간  $[time_{(i)}, time_{(d)}]$ 내에서 성공적으로 전송되었기 때문에, 마감시간이 시점  $time_{(i)} + C_k$ 보다 같거나 늦고 시점  $time_{(d)}$ 보다 같거나 이른 시점이며,  $C_i + C_k \leq P_k$ 이다. 또한, 메시지  $m_i$ 의 어떠한 패킷이라도 PDMA 알고리즘에 의하여 스케줄링 보류되지 않기 때문에 시간구간  $[time_{(i)}, time_{(d)}]$  동안  $group(B')$ 에 속하는 패킷을 전송하기 위하여 필요한 최대시간  $T_{group(B')}$ 은 식 ⑤와 같다.

$$T_{group(B')} = \sum_{k=2, k \neq i}^N a \cdot C_k \quad \text{⑤}$$

단,  $a$ 는  $C_i + C_k \leq P_k$ 이고 동시에  $time_{(i)} + C_k \leq time_{(d)}$ 인 경우 1, 그렇지 않은 경우 0의 값을 가진다.

다시 말하면, 시간구간  $[time_{(i)}, time_{(d)}]$  동안 통신 링

크는  $group(A')$  또는  $group(B')$ 에 속하고 마감시간이  $time_{(d)}$ 보다 같거나 작은 패킷들을 전송하기 위하여 사용 중 상태에 있다. 따라서, 시간구간  $[time_{(i)} - C_i, time_{(d)}]$  내에서 패킷들을 전송하기 위하여 필요한 최대시간  $T_{total} = C_i + ④ + ⑤$  이다. 시점  $time_{(d)}$ 에서 임의의 패킷이 마감시간을 지키지 못하였으므로  $T_{total}$  값은  $time_{(d)} - time_{(i)} + C_i$ 보다 큰 값이어야 한다. 즉,  $\alpha$ 의 값이  $C_i + C_k \leq P_k$ 이고 동시에  $time_{(i)} + C_k \leq time_{(d)}$ 인 경우 1, 그렇지 않은 경우 0일 때,

$$time_{(d)} - time_{(i)} + C_i < C_i + \sum_{j=1}^{i-1} \lfloor \frac{time_{(d)} - time_{(i)} + C_i - 1}{P_j} \rfloor \cdot C_j + \sum_{k=2, k \neq i}^N \alpha \cdot C_k \quad ⑥$$

이다.  $L = time_{(d)} - time_{(i)} + C_i$ 이라 하면, 식 ⑥은  $\alpha$ 의 값이  $C_i + C_k \leq \min(P_k, L)$ 인 경우 1, 그렇지 않은 경우 0일 때,

$$L < C_i + \sum_{j=1}^{i-1} \lfloor \frac{L-1}{P_j} \rfloor \cdot C_j + \sum_{k=2, k \neq i}^N \alpha \cdot C_k \quad ⑦$$

와 같이 변형된다.

PDMA 알고리즘을 사용하여 메시지들을 스케줄하고 시점  $time_{(i)} - C_i$ 에서  $m_{i,k}$ 를 전송한다는 사실로부터, 시점  $time_{(i)} - C_i$ 에서 메시지  $m_i$ 의 다음 패킷들은 그들의 마감시간 이전에 전송이 완료된다는 것을 보장할 수 있다. 즉,  $q < i$ 일 때, 메시지  $m_q$ 가 시점  $time_{(d)}$ 에서 마감시간을 초과하였고 메시지  $m_q$ 를 위한 모든 패킷들이  $group(A')$ 에 속한다면, PDMA 알고리즘은  $1 \leq q \leq i-1$ 인 모든  $q$ 에 대하여  $time_{(i)} - C_i + P_q < time_{(d)}$ 을 보장한다. 따라서,  $P_1 \leq P_q \leq P_{i-1}$ 이므로  $P_{i-1} < L$ 이 성립한다. 반면, 메시지  $m_q$ 를 위한 패킷들 중 임의의 한 패킷이  $group(B')$ 에 속한다면, PDMA 알고리즘은  $time_{(i)} + C_q + P_q < time_{(d)}$ 를 보장한다. 이 때,  $P_2 \leq P_q \leq P_{i-1}$ 이므로  $time_{(i)} + C_2 + P_2 < time_{(d)}$ 임을 알 수 있다. 또한,  $i > 2$ 일 때  $C_i + C_2 + P_2 < L$ 이다. 그러므로 시간구간  $[time_{(i)} - C_i, time_{(d)}]$ 에 대한 하한값은  $i > 2$ 인 경우,  $P_{i-1} < L$  또는  $\min(P_{i-1}, C_i + C_2 + P_2) < L$  이다.

한편,  $q > i$ 일 때 메시지  $m_q$ 를 위한 임의의 패킷이 시점  $time_{(d)}$ 에서 마감시간을 초과하였다면, 메시지  $m_q$ 를 위한 그 문제의 패킷이  $group(B')$ 에 속한다는 것은 명백하다. 이것은  $time_{(i)} - C_i + P_q > time_{(d)}$  임을 의미한다. 다시 말하면,  $P_q \leq P_{i+1} \leq P_i$ 이기 때문에 시간구간

$[time_{(i)} - C_i, time_{(d)}]$ 에 대한 상한값은  $P_i > L$  임을 알 수 있다. 따라서, 식 ⑦은 조건식 (2)에 모순을 일으키며 경우 3에 대하여 [정리 3]이 성립함을 알 수 있다.

이상의 세 가지 경우에 대한 결과에 의하여, PDMA 알고리즘으로 스케줄링하는 경우 메시지 집합  $M$ 내 임의의 메시지의 임의의 패킷이 마감시간을 초과한다면, 메시지 집합  $M$ 은 정리 3의 조건식 (1) 또는 (2)을 만족하지 않음을 알 수 있다. 결국, 메시지 집합  $M$ 이 정리 3의 조건식 (1)과 (2)를 만족한다면, 메시지 집합  $M$ 은 PDMA 알고리즘에 의하여 스케줄링 가능하다. □

새로 형성된 메시지 집합이 정리 2의 조건식 중 하나라도 만족하지 않는다면 서버는 새로 발생한 메시지의 전송 요청을 거절한다. 따라서 [정리 2]의 조건식들은 PDMA 알고리즘을 위한 충분조건으로서 서버에 연결된 단일 통신 링크에 대한 사용권 제어로서 사용한다.

#### 4. 모의실험 및 성능 분석

PDMA 알고리즘은 2장에서 나타내 보인 것과 같이 EDF 알고리즘에 비하여 최악의 경우 같거나 높은 스케줄링 가능성을 나타낸다는 것은 모의실험 결과로써 알 수 있다[12, 13]. 한편, 임의의 메시지 집합  $M$ 에 대하여 정리 2에 따라  $S_{EDF}(M)_0^\infty \Rightarrow S_{PDMA}(M)_0^\infty$  인 관계가 성립한다. 또한, 본 논문에서 제안하는 사용권 제어기법은 PDMA 알고리즘의 충분조건식이기 때문에 (즉, 정리 3에 의하여 임의의 메시지 집합  $M$ 이 정리 3의 수식 (1)과 (2)를 만족하면 항상  $S_{PDMA}(M)_0^\infty$ 을 구할 수 있으므로), 정리 3의 수식 (1)과 (2)를 만족하는 메시지 집합의 수는 PDMA 알고리즘을 적용하여 실행가능한 스케줄을 찾을 수 있는 메시지 집합의 수보다 같거나 낮은 수치를 나타낸다. 그러나, 본 논문에서 제안하는 사용권 제어기법을 만족하는 메시지 집합의 수가 EDF 알고리즘을 적용하여 실행가능한 스케줄을 찾을 수 있는 메시지 집합의 수보다 적은 경우 제안하는 사용권 제어기법의 실용성에 대한 문제가 발생한다. 따라서 본 장에서는 3장에서 제안하는 PDMA 알고리즘을 위한 사용권 제어기법을 만족하는 경우의 메시지 집합의 수와 실제 EDF 알고리즘을 적용한 경우의 메시지 집합의 수를 모의실험을 통하여 비교함으로써 두 가지 스케줄링 기법 각각을 사용할 경우의 스케줄링 가능성을 비교한다.

모의실험은 링크에 대한 가능한 부하를 최대로 하였을 때, 3개 이상의 메시지가 포함되어 있는 200개의 메시지 집합  $M = \{m_1, m_2, \dots, m_N\}$ 에 대하여 진행한다. 새로운 메시지를 포함하는 메시지 집합  $M = \{m_1, m_2, \dots, m_N\}$ 에



대하여 PDMA 알고리즘의 사용권 제어기법을 적용하여 모든 메시지들이 조건식을 만족하면 PDMA 알고리즘을 통하여 항상 실행가능한 스케줄을 찾을 수 있으므로 스케줄링 가능하다고 판단한다. 동일한 메시지 집합  $M = \{m_1, m_2, \dots, m_N\}$ 에 대하여 EDF 알고리즘을 적용하였을 경우 실행가능한 스케줄을 찾을 수 있다면 메시지 집합  $M$ 은 EDF 알고리즘에 의하여 역시 스케줄링 가능하다고 한다. 모의실험은 멀티미디어 메시지를 스케줄링 및 전송하는 서버에서 진행된다고 가정하며 전송 경로에서 소요되는 통신 지연시간은 없다고 가정한다.

그림 2와 그림 3은 각각 통신 링크에 걸리는 부하가 최대치 ( $\sum_{i=1}^N \frac{C_i}{P_i} \geq 90(\%)$ )로 하였을 때 전송할 메시지의 최대 패킷의 주기대비 크기가 변함에 따라 나타나는 스케줄링 가능성을 나타내 보인다.

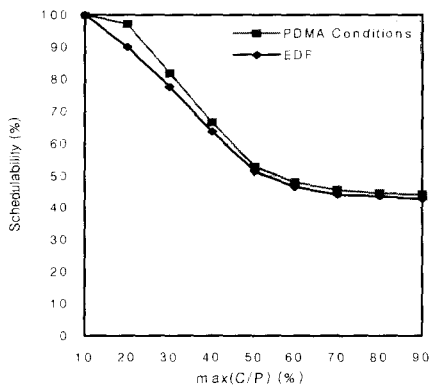


그림 2 최초 패킷 생성 시간이 모두 같은 경우

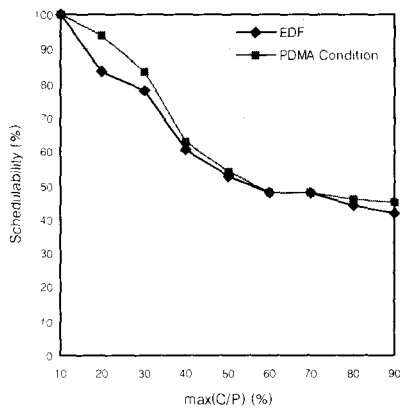


그림 3 각 메시지들의 최초 패킷 생성 시간을 각각 임의의 시간으로 지정할 경우

그림 2는 메시지 집합  $M = \{m_1, m_2, \dots, m_N\}$ 의 모든  $m_i$ 가 동시에 패킷을 생성하기 시작하고, 각 멀티미디어 데이터에 대하여 허용하는 최대 패킷의 크기가 주기에 대비하여 크기가 변화하는 경우에 대한 모의실험 결과이다. 그림 3은 메시지 집합 내의 모든 메시지들의 최초 패킷 생성 시간을 미리 임의의 시간 값으로 지정한 경우에 대한 모의실험 결과로서 시스템 동작 도중, 동적으로 발생하는 메시지를 포함하는 메시지 집합에 대하여 실행가능한 스케줄을 찾을 수 있는가에 대한 보다 실제적인 응용 시스템 경우에 대한 모의실험 결과이다.

그림 2와 그림 3에서 알 수 있듯이 본 논문에서 제안하는 PDMA 알고리즘을 위한 사용권 제한기법의 두 가지 조건식은 EDF 알고리즘을 실제 적용한 경우에 비하여 높은 스케줄링 가능성을 나타내 보인다. 따라서 실제 PDMA 알고리즘을 적용할 경우 더 높은 스케줄링 가능성을 기대할 수 있다. 특히, 두 가지 모의실험 결과 모두에서 메시지 집합 내 최대 프레임의 크기가 30% 이하인 경우 보다 더 높은 성능을 나타내 보이는데 이는 실제 멀티미디어 응용 시스템에서 사용하는 MPEG[19]과 같은 압축 기술을 적용한 경우의 멀티미디어 데이터의 프레임 크기와 주기 간의 관계가 이와 유사함을 고려한다면 PDMA 알고리즘을 사용하여 실제 응용 시스템을 구축할 경우, 매우 좋은 결과를 기대할 수 있음을 알 수 있다.

한편, 모의실험 결과에 따르면 메시지 집합 내 메시지의 수에 의한 링크의 부하보다 각 메시지에서부터 생성되는 프레임, 또는 패킷들의 주기대비 크기가 집합 전체의 스케줄링 가능성에 영향을 미친다는 것을 알 수 있다. 즉, 임의의 한 패킷의 크기가 주기대비 60% 이상이라면 이 메시지를 전송하기 위하여 할당하여야 하는 전송 링크의 부하 또한 60% 이상을 차지하게 되며 이 경우, 집합 내에 포함되는 메시지의 수가 급감한다. 이러한 경우, 전체 메시지 집합에 대한 스케줄링 가능성은 더 이상 감소되지 않는다.

## 5. 결론

연속 디지털 음성 및 동화상 정보들을 포함하는 멀티미디어 트래픽의 특성들은 보다 큰 대역폭의 통신망을 요구하고, 사용자가 요구하는 높은 수준의 서비스의 질을 보장하기 위하여 예측 가능한 새로운 통신 기법을 요구한다.

본 논문에서는 광대역폭 통신망을 기반으로 하는 분산 멀티미디어 응용 시스템의 연속 미디어 트래픽의 특

성을 분석 및 모델링하고, 이들을 보다 효율적이고 사용자의 요구에 만족할 수 있도록 서비스하기 위하여 경성 실시간 태스크의 비선점적 스케줄링 이론을 도입, 적용하였다. 도입한 경성 실시간 태스크 스케줄링 이론의 효율성 및 타당성은 수학적 검증 방법을 이용하여 나타내 보였으며 특히, 기존의 실제 시스템에서 가장 많이 사용하고 있는 비선점적 EDF 알고리즘과의 관계를 나타내 보였다. 또한, 전체 응용 시스템의 고 품질 서비스를 만족시키기 위하여 새로운 트래픽 발생이 기존의 트래픽 전송 및 서비스 품질에 영향을 주지 않도록 하는 통신 링크 사용권 제어 기법을 설계, 제안하여 동적인 환경에서 보다 안정적이고 높은 스케줄링 가능성을 나타내 보임으로써 보다 실용적인 구현이 가능하도록 하였다.

본 논문에서 설계, 제안하는 메시지 스케줄링 기법들은 수학적인 방법 뿐만 아니라 기존의 비선점적 EDF 스케줄링 이론의 성능과 비교하는 모의실험 결과를 통하여 높은 스케줄링 가능성 및 높은 실용 가능성을 나타내 보였다.

현재 모의실험을 위하여 구축한 멀티미디어 서비스 시스템 환경을 LINUX 기반의 실제 분산 환경으로 확장, 적용하는 작업이 이루어지고 있으며, 앞으로의 연구는 실용 가능성에 중점을 두어 MPEG 등과 같은 멀티미디어 데이터 압축 기술을 포함한 실제 멀티미디어 서비스 환경을 설계 및 구축을 목표로 진행될 것이다.

참 고 문 헌

[1] Caglan M. Aras, Janes F. Kurose, Douglas S. Reeves, and Henning Schulzrinne. "Real time Communication in packet-switched networks". In *Proceedings of the IEEE*, 82(1):122-139, 1994.

[2] Qin Zheng. "Real-Time Fault-Tolerant Communication in Computer Networks", PhD thesis, University of Michigan, 1993.

[3] Deepak R. Kenchammana-Josekote and Jaideep Srivasstava. "Scheduling continuous media in a video-on-demand server". In *Proceedings of IEEE International Conference on Multimedia Computing and System*, pages 19-28, 1994.

[4] Bohdan O. Szuprowicz. "Multimedia Networking and Communications". Computer Technology Research Corp., 1994.

[5] Harrick M. Vin, Alok Goyal, Anshuman Goyal, and Pawan Goyal. "An observation-based admission control algorithm for multimedia servers". In *Proceedings of IEEE International Conference on Multimedia Computing and*

*System*, pages 234-243, 1994.

[6] S. Eun, J. Kim, B. Kim, H. Yoon, and S.R. Maeng. "Nonpreemptive scheduling algorithms for multimedia communication in local area networks". In *Proceedings of International Conference on Network Protocols*, pages 356-364, 1995.

[7] D. Ferrari and D. C. Verman. "Scheme for real-time channel establishment in wide area networks". *IEEE Journal of Selected Areas Communications*, 8(3):368-379, 1990.

[8] D.D. Kandlur, K.G. Shin, and D. Ferrari. "Real-time Communication in multi hop networks". In *11th Conference on Distributed Computing Systems*, pages 300-307, 1991.

[9] C.L. Liu and J.W. Layland. "Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard real-time environment". *Journal of the Association for Computing Machinery*, 20(1):46-61, 1973.

[10] K. Jeffay, D.F. Stanat, and C.U. Martel. "On non-preemptive scheduling of periodic and sporadic tasks". In *Proceedings of Real Time Systems Symposium*, pages 129-139, 1991.

[11] D.L. Gall. "Mpeg: A video compression standard for multimedia applications". *Communications of the ACM*, 34(4):46-58, 1991.

[12] 김아라, 맹승렬 "초기 시작 시간이 주어질 주기적 실시간 태스크의 비선점 스케줄링에 관한 연구", 한국정보과학회논문지, 제 24권, 제 4호, pp. 321-331, April 1997.

[13] Ara Khil and Seungryoul Maeng. "Scheduling of Multimedia Traffic for Continuous Media in Packet-Switched Networks", in *Proceedings of Multimedia Computing and Networks*, SPIE, Feb, 1997.

[14] Qin Zheng and Kang G. Shin. "Fault-Tolerant Real-Time Communication in Distributed Computing Systems", *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, Vol. 9, No. 5, May 1998.

[15] Giorgio Buttazo, *Hard Real Time Computing Systems : Predictable Scheduling Algorithms and Applications*, Kluwer Academic Publishers, 1997.

[16] Luca Abeni and Giorgio Buttazo, "Integrating Multimedia Applications in Hard Real-Time Systems", in *Proceedings of Real-Time Systems Symposium*, pages 4-13, 1998.

[17] Kevin Jeffay, David Bennett, "A Rate Based Execution Abstraction For Multimedia Computing", in *Network and Operating System Support for Digital Audio and Video*, 1995.

[18] Kevin Jeffay, Steve Goddard, "Rate-Based Resource Allocation Models for Embedded

Systems", in *Embedded Software, Proceedings of the First International workshop on Embedded Software(EMSOFT 2001)*, Tahoe City, CA, October 2001, Lecture Notes in Computer Science, Volume 2211, T. Henzinger, C. Kirsch, editors, Springer Verlag, Berlin, 2001, pages 204-222.

- [19] MPEG-2, International Standard ISO/IEC 13818, ISO/IEC, Switzerland, 1996.



길 아 라

1987년 2월 이화여자대학교 전산학과 이  
학사. 1990년 2월 한국과학기술원 전산학  
과 석사. 1997.2한국과학기술원 전산학과  
박사. 1995.3~1997.1(주)새롬 기술 선임연  
구원. 1997~현재 숭실대학교 컴퓨터학부  
교수. 관심분야는 Real-time Operating

System, Real-time Communication, Multimedia Networking,  
Computer-Telephony Integration 등