

논문 2009-46CI-5-5

QoS 보장을 위한 멀티미디어 데이터 스케줄링 연구

(A Study on Multimedia Data Scheduling for QoS Enhancement)

김 지 원*, 신 광 식*, 윤 완 오*, 최 상 방**

(Ji-Won Kim, Kwang-Sik Shin, Wan-Oh Yoon, and Sang-Bang Choi)

요 약

음성, 영상, 데이터와 같은 다양한 멀티미디어 서비스는 많은 대역폭과 실시간 처리가 필요하기 때문에 데이터의 지연과 손실에 민감한 특성을 가지고 있다. 따라서 네트워크의 혼잡 상황과 무선채널의 에러로 인한 데이터의 손실이 발생하여 사용자에게 QoS를 보장해주지 못하게 된다. 이러한 문제들을 해결하기 위해 멀티미디어 스트리밍 흐름에 속한 데이터 패킷의 중요도에 따른 차등적인 서비스로 멀티미디어의 품질을 개선하는 알고리즘의 연구가 필요하다. 본 논문에서는 무선손실이 발생했을 경우 IWFQ 알고리즘과 같이 동작하다가 멀티미디어 플로의 재생시간이 촉박할 때 우선적으로 채널을 할당하는 WMS-1(Wireless Multimedia Scheduling-1) 알고리즘과, 멀티미디어 플로에 우선권을 부여하고 프레임 유형에 따라 우선순위가 높은 프레임을 갖는 플로를 먼저 서비스하는 WMS-2(Wireless Multimedia Scheduling-2) 알고리즘을 제안한다. 기존의 알고리즘과의 비교를 통해 제안한 알고리즘의 멀티미디어 서비스 품질이 개선되었고 기지국의 큐 사이즈가 클수록 전체 서비스의 품질과 fairness가 향상된 것을 확인할 수 있었다.

Abstract

Multimedia streaming service is susceptible to loss and delay of data as it requires high bandwidth and real time processing. Therefore QoS cannot be guaranteed due to data loss caused by heavy network traffic and error of wireless channel. To solve these problems, studies about algorithms which improve the quality of multimedia by serving differently according to the priority of packets in multimedia stream. Two algorithms are proposed in this paper. The first algorithm proposed is WMS-1(Wireless Multimedia Scheduling-1) algorithm which acts like IWFQ when any wireless loss is occurred but assigns channels first in case of urgent situation like when the running time of multimedia runs out. The second algorithm proposed is WMS-2(Wireless Multimedia Scheduling-2) algorithm that assigns priority to multimedia flow and schedules flow that has higher priority according to type of frame first. The comparison with other existing scheduling algorithms shows that multimedia service quality of the proposed algorithm is improved and the larger the queue size of base station is, the better total quality of service and fairness were gained.

Keywords : multimedia stream, QoS, fairness, multimedia data scheduling

I. 서 론

네트워크를 통하여 전송되는 데이터는 트래픽(traffic)의 특성에 따라서 크게 비실시간 트래픽(non real-time traffic)과 실시간 트래픽(real-time traffic)의 두 가지로 분류되는데 실시간 트래픽은 비실시간 트래픽의 특성에 시간적인 한계가 덧붙여져 많은 제약조건

과 요구 사항들이 뒤따르게 된다. 이들의 예로는 멀티미디어 트래픽, 실시간 게임 트래픽, 실시간 시뮬레이션 트래픽 등 다양한 실시간 트래픽들이 있다. 최근에는 이미지, 비디오/오디오 스트리밍 등 실시간 멀티미디어 서비스의 폭발적인 증가와 수요증가로 실시간 화상회의, VoD(Video-on-Demand), 원격의료등 많은 분야에서 실시간 멀티미디어 트래픽의 전송이 늘어나고 있다. 실시간 멀티미디어 트래픽 전송의 중요성은 더욱더 커지고 있으며 그에 따른 QoS(Quality of Service)보장에 대한 연구가 중요한 분야로 부각되고 있다. 음성, 영상,

* 학생회원, ** 평생회원, 인하대학교 전자공학과
(Dept. of Electronic Engineering Inha University)
접수일자: 2009년6월23일, 수정완료일: 2009년9월4일

데이터와 같은 다양한 멀티미디어 서비스를 이용하는 사용자들의 만족도는 제공되는 서비스 품질에 의해 좌우된다. 멀티미디어 서비스는 서비스 제공자가 보내는 콘텐츠를 사용자가 직접 보고 듣는 것이기 때문에, 사람이 느끼기 어려운 오류는 서비스 품질에 영향을 주지 않는다. 하지만 멀티미디어 콘텐츠는 제한된 시간 내에 데이터가 전달되어야 하기 때문에 데이터 전송 시의 오류에 대해서 비교적 관대한 반면, 전송 지연과 손실에 대해서는 민감한 특성을 가지고 있어 네트워크의 혼잡상황으로 인하여 데이터의 손실로 사용자에게 QoS를 보장해주지 못하게 된다^[1]. 실시간 멀티미디어 트래픽의 효과적인 전송은 멀티미디어 트래픽의 시간적인 특성과 장시간, 지속적인 대역폭을 차지하는 등의 멀티미디어 트래픽의 특성을 만족시키는 전송을 의미한다. 하지만 최선의 전송(best-effort)을 목표로 하는 현재의 인터넷 상황에서 이러한 실시간 멀티미디어 트래픽의 특성을 보장하는 것은 쉽지 않다^[2]. 또한 대부분의 멀티미디어 트래픽은 특성상 TCP를 사용하지 않고 UDP를 사용하여 전송하므로 트래픽의 혼잡(congestion)이나 흐름제어(flow control)는 응용프로그램 자체에 의존한다.

현재 사용되는 대부분의 멀티미디어 서비스는 MPEG(Moving Picture Experts Group) 또는 H.26x 방식과 같은 가변크기의 전송률을 갖는 압축방식을 사용한다^[3]. MPEG의 비디오 데이터는 I, P, B 프레임으로 구성되고 그중에서도 I 프레임이 가장 중요한 데이터에 해당되며 만약 네트워크의 패킷 손실에 의하여 I 프레임이 손실되면 1 GOP(Group Of Pictures)에 해당하는 비디오 데이터가 복원될 수가 없어 전체 영상 품질의 저하를 초래하게 된다. 따라서 전송이 실패한 패킷이 어떤 종류의 패킷이었느냐에 따라 복구가 가능한 프레임에 미치는 영향은 최대 FPS(Frame Per Second)배의 차이가 발생하고 네트워크의 자원 낭비에 미치는 영향도 그 패킷이 속하는 프레임의 종류에 따라 큰 차이가 나타난다^[4].

본 논문에서는 전달하고자 하는 트래픽의 특성에 맞는 서비스 제공으로 최단 시간에 많은 양의 데이터를 손실없이 전달하여 수신율을 높이고 멀티미디어 서비스의 품질을 향상시킬 수 있는 WMS-1과 WMS-2 알고리즘을 제안한다. WMS-1은 무선손실이 발생했을 경우 지연된 플로에게 채널의 우선권을 부여하는 IWFQ^[5] 알고리즘과 동일하게 동작하다가 멀티미디어 플로의 재생 시간이 촉박할 때 우선적으로 채널을 할당하는 것이고,

WMS-2는 멀티미디어 플로에 우선권을 부여하고 프레임 유형에 따라 우선순위가 높은 프레임을 갖는 플로를 먼저 서비스하는 것이다.

제안된 무선 멀티미디어 스케줄링의 성능을 평가하기 위해 NS-2를 이용하였으며, 기지국에 FCFS와 IWFQ 및 제안된 스케줄링 방식을 적용하여 모바일 호스트에서 수신된 비디오의 PSNR과 fairness를 비교하였다. 비교결과 본 논문에서 제안한 WMS-1과 WMS-2 알고리즘의 성능이 다른 알고리즘보다 향상되었고, 기지국의 큐 사이즈가 커질수록 전체 서비스 품질이 개선되고 링크를 좀 더 공평하게 공유한다는 것을 확인할 수 있었다.

본 논문은 다음과 같이 이루어져 있다. II장에서는 멀티미디어의 특징과 기존의 스케줄링 알고리즘을 소개하고 III장에서는 본 논문에서 제안한 알고리즘을 설명한다. IV장에서는 시뮬레이션을 통해 제안된 알고리즘의 성능 분석을 기술하고 V장의 결론으로 본 논문을 마무리한다.

II. 관련 연구

이 장에서는 영상 스트리밍 트래픽의 특징과 멀티미디어 데이터에 대해 소개하고 기존에 연구되어온 스케줄링 기법에 대해 설명한다.

영상 트래픽은 주기적으로 주어진 요청 기회만을 사용할 수 있으며 경쟁을 통한 요청을 할 수 없다. 또한 대역폭 요청 이후, 발생하는 패킷에 대해서는 음성이나 다른 트래픽과 달리 off 시간이 없다는 특징이 있다. 이로 인해 영상 데이터의 각 프레임이 규칙적인 구간 안에 도착하는 것은 초당 프레임(fps)의 수에 의해 결정된다.

그림 1은 유선망으로부터 전송된 영상 스트리밍 트래픽이 기지국에서 단말 방향으로 전달되는 트래픽 모

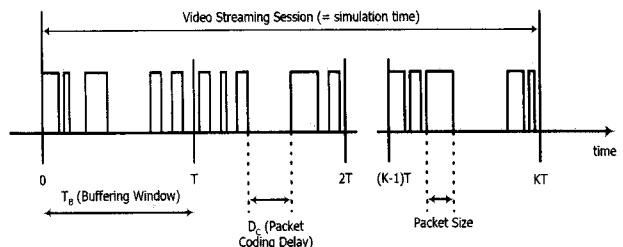


그림 1. 영상 스트리밍 트래픽 모델의 예
Fig. 1. Video Streaming Traffic Model.

델을 나타낸 것이다. 영상 데이터의 각 프레임은 초당 프레임 수(fps)에 의해 결정된 T 주기로 도착한다. 각 프레임은 여러 슬라이스(slice)로 구성되고, 각각 하나의 패킷으로 전달된다. 이러한 패킷/슬라이스의 크기는 파레토(Pareto) 분포를 따르며 한 프레임의 패킷 간의 간격인 인코딩 지연 D_c 는 영상 인코더에서 발생되는 것으로 이러한 시간 간격은 파레토 분포로 모델링된다. 파라미터 T_B 는 이동 단말에서 영상 스트리밍 데이터를 화면에 지속적으로 보여주기 위해 사용되는 버퍼 윈도우의 초 단위 크기를 의미한다^[6].

MPEG은 가장 대표적인 동영상 압축 표준으로서 그 중에서도 MPEG-4는 객체 지향적인 압축 표준이다. MPEG-4는 오류 복구 능력이 있어 전송 오류율이 높은 무선 환경에서의 영상 전송에 적합하여 현재 HD급의 영상압축 뿐만 아니라, 모바일 환경에서의 동영상 전송을 위한 표준으로 사용되고 있다^[4]. 영상 스트리밍을 위해 자주 사용되는 MPEG-4 인코더는 기본 영상을 기준으로 프레임간의 차이영상만을 저장하는 방식으로 GOP단위로 연속적으로 구성되며, 하나의 GOP은 I, P, B 프레임의 집합으로 이루어져 있다. I 프레임은 다른 프레임을 참조하지 않고 해당 프레임 내의 정보를 그대로 가지고 코딩되는 인트라 프레임 코딩(intra frame coding)을 사용하기 때문에 프레임 중에서 가장 많은 정보를 포함하며 중요도가 가장 높고 P 프레임은 이전의 I 프레임과 P 프레임을 기준으로 변화한 부분에 대한 정보를 가지고 코딩되기 때문에 I 프레임보다 적은 정보를 가지며 크기도 더 작다. B 프레임은 I 프레임과 P 프레임 사이의 차이를 보상해주기 위한 정보를 가지고 있어 다른 프레임에 비해 크기가 가장 작고 다른 프레임이 참조하는 대상이 아니기 때문에 중요도가 가장 낮다^[3]. 이처럼 프레임 별로 포함하고 있는 정보의 양과 코딩 방식의 차이로 데이터 유형별로 중요도가 다르기 때문에 이에 따른 차등 대우가 필요하며 MPEG-4 압축 방식을 사용한 동영상 전송에서는 전체 영상에 가장 많은 영향을 끼치는 I 프레임을 보호하는 것이 가장 중요하다.

네트워크상에서 다양한 종류의 통신 응용프로그램을 지원하기 위해서는 각각의 패킷 플로에 적합한 QoS를 제공해줄 수 한다. 유선 네트워크에서 공유 링크 상의 패킷 플로들에게 공평한 서비스 품질을 제공하는 방법으로는 FFQ(Fluid Fair Queueing)^[7] 모델이 가장 보편적이며 이를 기반으로 한 WFQ(Weight Fair Queueing)

^[7], WF2Q(Worst-case Fair Weighted Fair Queueing)

^[8], WF2Q+(Worst-case Fair Weighted Fair Queueing plus)^[9], SCFQ(Self-Clocked Fair Queueing)^[10], STFQ

(Start-Time Fair Queueing)^[11] 알고리즘들이 제안되었다.

하지만 무선 네트워크에서 무선채널은 비트 에러가 빈번하게 발생하고 시간과 지역에 따라 채널의 상태가 변할 수 있는 특성이 있기 때문에 유선 채널을 기반으로 한 알고리즘들을 직접 사용할 수 없다. 이러한 무선 네트워크 환경에서 적합한 서비스 품질을 제공하기 위한 IWFQ(Idealized Wireless Fair Queueing), SBFA(Server Based Fairness Approach)^[12], CIF-Q (Channel-condition Independent Fair Queueing)^[13], WFS(Wireless Fair Server)^[14], CSDPS(Channel State Dependent Packet Scheduling)^[15] 알고리즘들이 제안되었다. 그리고 기존의 데이터 통신 네트워크에서 양질의 멀티미디어 서비스를 제공하기 위한 서비스 모델로는 대표적으로 IntServ^[16], Differentiated Service^[17] 등이 있다. 지금까지 연구된 패킷 스케줄링 알고리즘중에서 성능비교를 하기 위해 사용된 FCFS, WFQ, IWFQ를 간단하게 설명한다.

2.1 FCFS(First-Come, First-Served)

FCFS 알고리즘은 패킷의 클래스나 우선순위에 상관 없이 먼저 입력된 패킷을 우선적으로 서비스하는 것으로 최선형 서비스 모델을 가지고 있는 전통적인 인터넷 망에 사용되는 스케줄링 구조에 해당한다. 이 스케줄링의 장점은 구현이 간단하고 모든 패킷들이 공평하게 처리된다는 것이다. 즉, 패킷들의 순서가 유지되며, 패킷의 최대 지연은 큐의 크기에 의해 결정된다. 하지만 클래스의 구분이 없기 때문에 차등화된 서비스를 제공하지 못하며, 혼잡이 발생하는 경우 TCP보다 UDP트래픽이 유리하다는 단점이 있다. 또한 갑자기 큰 사이즈의 데이터 소스가 전송되기 시작하면 모든 대역폭을 점유하여, 시간에 민감한 특성을 가진 중요한 트래픽을 지연시킬 수 있고 중요도가 낮은 트래픽이 큐를 채워 중요한 트래픽이 버려지는 상황이 발생할 수 있다. 이 스케줄링은 지연이 적고 데이터의 소통 양이 적은 대규모의 네트워크 환경에서 보다 효과적이라고 할 수 있다.

2.2 WFQ(Weight Fair Queueing)

WFQ 알고리즘은 모든 네트워크 트래픽에 대한 가중치를 고려하여 대역폭을 공평하게 할당해주는 스케줄링

기법이다. 이 알고리즘은 트래픽을 분류하기 위해 정의된 트래픽에 우선순위나 가중치를 적용하고 분류된 트래픽들에 대해 대역폭을 어느 정도 할당할지 결정하는 것이다. WFQ 알고리즘은 시작시간은 시작태그로, 완료시간은 종료태그로 사용하고 각 플로의 시작태그($S_{i,n}$)와 종료태그($f_{i,n}$)를 계산하는 방법은 식 (1)과 같다.

$$\begin{aligned} S_{i,n} &= \max(v(A(t)), f_{i,n-1}) \\ f_{i,n} &= S_{i,n} + \frac{L_{i,n}}{r_i} \end{aligned} \quad (1)$$

위 식에서 i 는 플로 i 를 나타내며 n 은 n 번째 패킷을 의미한다. 그리고 $A(t)$ 는 패킷이 실제로 들어온 시간이고, $v(A(t))$ 는 패킷이 시스템으로 들어올 때 패킷의 서비스 순서를 결정하기 위해서 사용되는 가상시간이다. $S_{i,n}$ 와 $f_{i,n}$ 는 각각 플로 i 의 n 번째 패킷의 전송 시작시간과 전송 완료시간을 나타내고, L 은 패킷의 길이로써 계산을 간단하게 하기 위해 1로 가정하였다. r 은 해당 플로에 할당된 전송률로써 50% 대역폭을 할당 받았을 경우 0.5가 된다. 위와 같은 계산 방법에 의해서 패킷의 전송 시작시간과 완료시간이 계산되면 스케줄러는 가장 작은 완료 시간을 가지는 패킷을 전송한다. 즉, 각 패킷의 완료시간은 스케줄 순서를 결정하는 서비스 태그로 사용된다.

2.3 IWFQ(Idealized Wireless Fair Queueing)

IWFQ 알고리즘은 무선 네트워크에서 채널 에러로 인해 패킷을 전송하지 못한 자원을 채널 상태가 좋아지면 스케줄러에 의해 채널을 우선적으로 할당받게 하여 다른 플로보다 먼저 서비스를 받게 하는 것이다. 큐에 들어오는 패킷의 시작태그와 종료태그는 식 (1)과 같이 계산된다. IWFQ와 WFQ 알고리즘의 가장 큰 차이점은 알고리즘 상에서 패킷이 제거되는 방법으로 WFQ 알고리즘은 큐에 저장된 패킷 크기의 합이 범퍼의 크기를 초과할 경우 제거되고, IWFQ 알고리즘은 플로 i 의 지체된 패킷의 합이 최대 보상 전송용량보다 클 경우에만 제거된다.

III. 제안된 스케줄링 알고리즘

이번 장에서는 멀티미디어 서비스의 품질을 향상시키기 위해 본 논문에서 제안한 WMS-1과 WMS-2 알고리즘을 설명한다.

3.1 WMS-1 알고리즘

WMS-1 알고리즘은 패킷이 지체된 시간에 따라 정상모드(normal mode)와 긴급모드(urgent mode)로 나뉘어 동작한다. 정상모드는 지연된 플로에 채널의 우선권을 부여하는 IWFQ 알고리즘과 동일하게 동작하는 것이고, 긴급모드는 지정된 시간 내에 전송이 불가능한 멀티미디어 플로에 대해 우선권을 부여하여 우선순위가 높은 프레임을 갖는 플로를 먼저 서비스함으로써 멀티미디어 서비스의 품질을 높여주는 것이다. 표 1은 제안된 알고리즘에 사용된 용어를 보여준다.

본 논문에서 제안한 알고리즘은 정상모드와 긴급모드에서 스케줄링 순서를 결정하기 위한 서비스 태그를 사용한다. 서비스 태그란 전송할 플로를 선택하기 위한 기준이 되는 시간으로써 해당 패킷의 시작시간, 종료시간, 재생시간 및 지체 시간을 함께 고려한다. 즉, 지체된 패킷을 우선적으로 스케줄링할 때 기준값으로써 지체된 패킷의 크기와 지체된 시간(해당 패킷이 재생될 때까지 남아있는 시간)을 고려하여 스케줄링하는 것이다. 멀티미디어 스트림에서 패킷 전송의 지체는 QoS에 직접적인 영향을 주는 중요한 요소이므로 제안된 알고리즘에

표 1. 무선 멀티미디어 스케줄링 알고리즘에 사용된 용어의 의미

Table 1. Notations for wireless multimedia scheduling algorithm.

Notation	Definitions
p_i^k	The k^{th} packet in flow i
$S(p_i^k)$	Start tag of the k^{th} packet in flow i
$v(A(p_i^k))$	Virtual arrival time of k^{th} packet in flow i
$L(f_i^k)$	Length of a frame including the k^{th} packet in flow i
$L(p_i^k)$	Length of the k^{th} packet in flow i
r_i	Weight of i flow
w_i	Available bandwidth for flow i ($= C \cdot r_i$)
$(T(p_i^k))$	Type of the k^{th} packet in flow i
B_i^k	Bounded delay time of the k^{th} packet in flow i
d_i	Delayed time of i flow
C	Channel capacity
T_s	Service tag
$R(T(p_i^k))$	Redundancy for type of the k^{th} packet in flow i
	$R(0) \gg R(B) \gg R(P) \gg R(I)$
α	Weight factor for urgent mode selection

서는 기준의 지체된 패킷의 크기를 고려하는 무선 스케줄링 알고리즘과 달리 시간 개념의 지체시간과 보상 가능한 최대 시간을 사용한다. 서비스 태그를 사용하기 위해서는 우선 패킷이 전송하는 시점을 나타내는 시작태그를 알아야 한다. 시작태그는 식 (2)를 사용하여 얻을 수 있고 $v(A(p_i^k))$ 와 $S(p_i^{k-1}) + L(p_i^{k-1})/w_i$ 값 중에서 큰 값을 취하게 된다. $v(A(p_i^k))$ 는 i 플로의 k 번째 패킷이 큐에 도달하는 시간을 의미하고 $S(p_i^{k-1})$ 는 i 플로의 이전 패킷 ($k-1$)의 시작태그를 나타내며, $L(p_i^{k-1})/w_i$ 는 i 플로에 할당된 가중치에 해당되는 대역으로 k 번째 패킷을 전송했을 때 걸리는 시간을 의미한다. 따라서 $S(p_i^k)$ 는 해당 패킷(k)이 큐에 도달한 시간과 이전 패킷($k-1$)의 전송완료 시간 중에서 큰 값을 갖는 시간을 갖는다.

$$S(p_i^k) = \max \{v(A(p_i^k)), S(p_i^{k-1}) + L(p_i^{k-1})/w_i\} \quad (2)$$

서비스 태그를 계산하는 방법은 식 (3)의 $(T(p_i^k))$ 과 $(B_i^k - d_i) \cdot \alpha < S(P_i^k) + L(f_i^k)/w_i$ 에 따라 달라지게 되고 이 조건에 따라 긴급모드와 정상모드로 구분되어 동작한다. 식 (3)의 $(T(p_i^k))$ 는 데이터의 종류를 나타내기 위한 것으로 멀티미디어 데이터는 0 이상의 값을 갖게 하고, 비멀티미디어 데이터는 0의 값을 갖도록 하여 비멀티미디어 데이터가 항상 정상모드의 수식을 사용하도록 한다. B_i^k 는 i 플로의 패킷에 허용 가능한 지체시간이고, d_i 는 멀티미디어 데이터의 경우에는 재생시간 기준으로 i 플로의 패킷이 지체된 시간을 나타내며, 비멀티미디어 데이터는 재생시간이 없으므로 패킷이 큐에서 머무른 시간으로 정한다. 따라서 $B_i^k - d_i$ 는 i 플로의 패킷에 남아 있는 지체 허용 시간을 의미하고, α 값은 임계값을 조절할 수 있는 파라미터로써 멀티미디어 데이터와 비멀티미디어 데이터간의 경쟁에 영향을 준다. $L(f_i^k)/w_i$ 는 i 플로에 할당된 가중치에 해당되는 대역으로 k 번째 패킷을 포함하는 프레임을 전송했을 때 걸리는 시간이다. 그러므로 $(T(p_i^k))$ 값이 0보다 크고 $(B_i^k - d_i) \cdot \alpha$ 의 값이 i 플로의 프레임 전송시간보다 작으면 멀티미디어 데이터에 지체가 발생한 것이므로 긴급모드로 들어가게 된다. 긴급모드에서의 멀티미디어 데이터는 동일한 프레임에 속하는 패킷의 $L(f_i^k)$ 과 B_i^k 가 같은 값을 갖도록 하여, 프레임 단위로 스케줄링한다.

$$T(p_i^k) > 0 \text{ AND } ((B_i^k - d_i) \cdot \alpha < S(p_i^k) + L(f_i^k)/w_i) \quad (3)$$

긴급모드로 들어온 데이터는 식 (4)에 의해 전송가능 여부가 고려되게 된다. $S(p_i^k) + L(p_i^k)/C$ 은 플로 i 의 k 번째 패킷이 사용할 수 있는 채널 용량이므로, 지정된 시간 내에 채널의 용량을 모두 사용하여도 전송이 불가능한 경우 해당 패킷은 큐에서 제거된다. 큐에서 제거되지 않은 패킷은 지정된 시간 내에 전송이 가능한 것이므로 식 (5)를 사용하여 서비스태그를 구한 후 작은 서비스 태그 값을 갖는 패킷부터 서비스한다. 식 (5)에서 $R(T(P_i^k))$ 는 데이터의 유형에 따른 우선순위를 반영하기 위한 상수값으로써 이 값은 $R(0) \gg R(B) \gg R(P) \gg R(I)$ 의 관계를 갖는다. 따라서 I 프레임의 서비스 태그가 P, B 프레임보다 항상 작은 값을 갖게 되어 가장 먼저 서비스된다.

$$(B_i^k - d_i) < S(p_i^k) + L(p_i^k)/C \quad (4)$$

$$T_s = S(p_i^k) + L(p_i^k)/w_i + B_i^k - d_i + R(T(P_i^k)) \quad (5)$$

한편, 정상모드에서는 각 플로에 대한 버퍼를 무한하게 할당할 수 없기 때문에 해당 버퍼에 최대로 머무를 수 있는 시간을 B_i^k 로 정의하여 버퍼오버플로가 발생했을 경우 패킷을 제거하고 다음 패킷의 서비스태그를 계산하도록 하였다. 정상모드에 대한 서비스태그는 식 (6)을 사용하여 계산한다. 정상모드에서는 IWFQ 알고리즘과 같이 지체 시간만을 고려하여 지체시간이 긴 패킷이 작은 값의 서비스 태그를 갖도록 하여 먼저 서비스되도록 한다. 패킷의 우선순위는 고려하지 않으므로 $R(T(P_i^k))$ 값은 $R(0)$ 로 설정한다.

$$T_s = S(p_i^k) + L(p_i^k)/w_i - d_i + R(0) \quad (6)$$

그림 2는 WMS-1 알고리즘의 의사코드이다. 그림 3은 S1에서 S6까지 각 세션에 들어오는 패킷의 크기가 모두 같고 세션마다 하나의 큐를 갖는다고 가정했을 때, 각 세션이 갖는 패킷의 종류와 그에 따른 지체시간을 보여준다. S1과 S6세션은 비멀티미디어 데이터인 CBR(Constant Bit Rate) 패킷만을 갖고, S2에서 S5까지는 멀티미디어 데이터인 I, P, B 프레임 패킷을 갖는다. 그림 3의 지체허용시간은 멀티미디어 데이터를 갖는 플로에서 패킷의 지체허용시간을 의미하고 지체허용 시간을 넘는 패킷은 지정된 시간 내에 전송이 불가능한

```

//start tag calculation
1  $S(p_i^k) = \max\{v(A(p_i^k)), S(p_i^{k-1}) + L(p_i^{k-1})/w_i\}$ 
// urgent mode
2 if( $(T(p_i^k)) > 0$  AND( $(B_i^k - d_i) \cdot \alpha < S(p_i^k) + L(f_i^k)/w_i$ )
   //when the trasmission is impossible in against time
3 if( $(B_i^k - d_i) < S(p_i^k) + L(p_i^k)/C$ )
4 remove  $p_i^k$ 
5 next packet recalculation in flow i
6 else
   //service tag calculation for urgent mode
7  $T_s = S(p_i^k) + L(p_i^k)/w_i + B_i^k - d_i + R(T(P_i^k))$ 
8 endif
9 else           //normal mode
10 if ( $B_i^k < d_i$ ) //buffer overflow
11 remove  $p_i^k$ 
12 next packet recalculation in flow i
13 else
   //service tag calculation for normal mode
14  $T_s = S(p_i^k) + L(p_i^k)/w_i - d_i + R(0)$ 
15 endif
16 endif
17 return  $T_s$ 

```

그림 2. WMS-1 알고리즘의 의사코드

Fig. 2. Pseudo code for WMS-1 algorithm.

경우이므로 큐에서 제거된다. 그리고 비멀티미디어 데이터를 갖는 플로에서의 지체허용시간은 할당된 큐의 오버플로(overflow)가 발생하기 전까지의 시간을 의미한다. 따라서 지체허용시간을 넘는 S5의 B 프레임 패킷과 S6의 CBR패킷은 지정된 시간 내에 전송이 불가능하고 큐에 오버플로가 발생하였으므로 제거된다. 그림 4는 그림 3과 같은 패킷이 플로의 입력으로 들어온다고 가정했을 때의 IWFQ 알고리즘에 대한 패킷 종류에 따른 스케줄링 순서를 보여주고 각 세션의 패킷은 들어오는 순서대로 처리된다. 그림 3에서 S4의 P 프레임 패킷과 S6의 CBR패킷은 지체시간이 같지만 S6이 이전에 CBR패킷을 전송하기 위해 채널을 사용하였으므로 S4의 P 프레임 패킷을 먼저 서비스한 후, S6의 CBR패킷을 전송한다. 그 다음 S3의 I 프레임 패킷을 전송한다. S6의 CBR패킷은 S1의 CBR패킷, S5의 I 프레임 패킷과 지체시간이 같지만 이전에 CBR패킷을 전송하기 위해 채널을 사용하였으므로 가장 나중에 전송되고, S1의 CBR패킷과 S5의 I 프레임 패킷은 지체시간이 동일하고

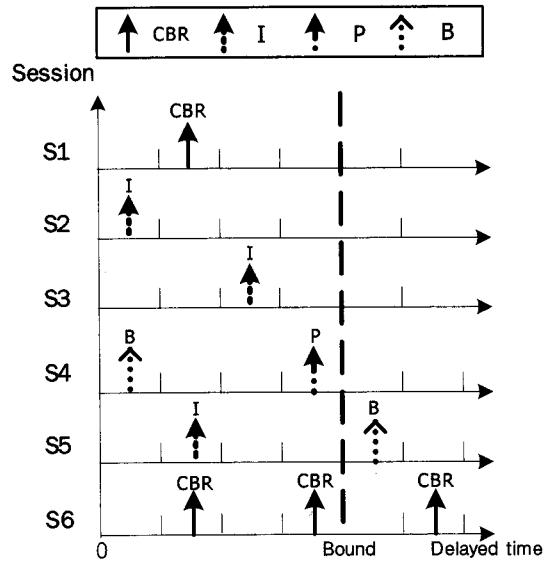
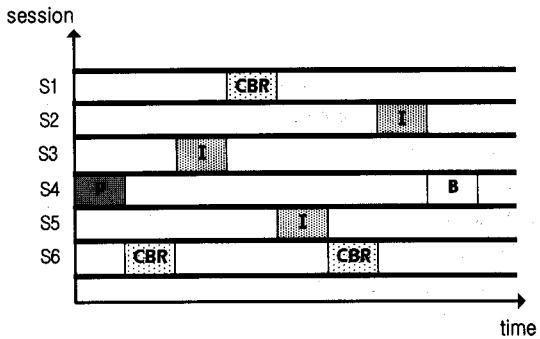


그림 3. 각 플로별 패킷 종류와 지체시간

Fig. 3. Packet type and delayed time per each flow.

그림 4. IWFQ 알고리즘에서의 패킷 스케줄링 순서
Fig. 4. Packet scheduling order at IWFQ algorithm.

둘 다 이전에 채널을 사용한 적이 없으므로 어느 것을 선택해도 상관없다. S2의 I 프레임 패킷과 S4의 B 프레임 패킷은 지체 시간이 동일하므로 이전에 P 프레임 패킷을 전송하기 위해 채널을 사용했던 S4보다 S2의 패킷을 먼저 서비스한다.

그림 5는 WMS-1을 사용하기 위해 각 플로별 패킷을 식 (3)에 의해 정상모드와 긴급모드로 구분한 것을 보여준다. 정상모드는 패킷의 지체시간이 임계값 (Threshold)보다 작은 경우에 동작하고 긴급모드는 임계값보다 크고 지체허용시간을 초과하지 않는 경우 동작한다. 긴급모드는 지체시간에 상관없이 패킷이 우선순위만을 고려하여 서비스되므로 $R(T(P_i^k))$ 값이 가장 작은 I 프레임 패킷이 가장 먼저 전송된 후 P 프레임 패킷, CBR패킷의 순서로 서비스된다. 긴급모드에 들어온 패킷이 모두 전송된 후에는 정상모드로 전환하고 식

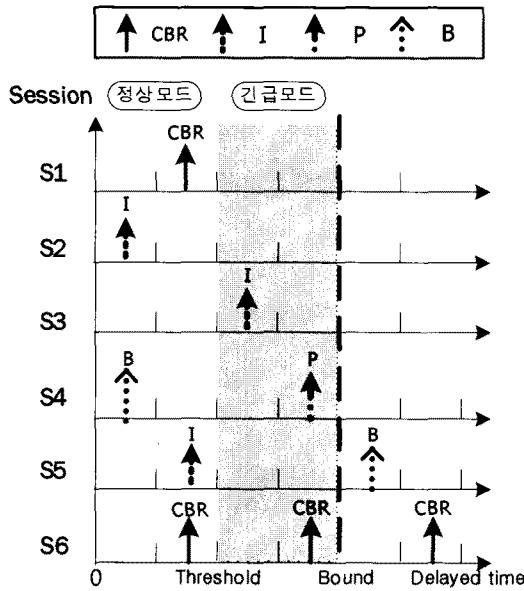


그림 5. 각 플로벌 패킷 종류와 지체시간

Fig. 5. Packet type and delayed time per each flow.

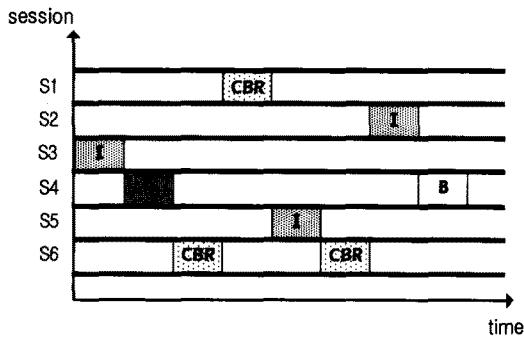


그림 6. WMS-1 알고리즘에서의 패킷 스케줄링 순서

Fig. 6. Packet scheduling order at WMS-1 algorithm.

(6)을 사용하여 IWFQ 알고리즘과 같이 지체시간이 가장 긴 순서대로 스케줄링한다. 패킷의 크기가 모두 동일하여 $S(p_i^k) + L(p_i^k)/w_i$ 의 값이 모두 같으므로 플로 i 의 지체시간인 d_i 에 의해 계산된 서비스 태그값으로 스케줄링 순서가 결정된다. 이와 같이 각 플로벌 패킷을 정상모드와 긴급모드로 구분하여 WMS-1 알고리즘을 사용하면 그림 6과 같은 패킷 스케줄링 순서를 얻을 수 있다.

그림 6은 그림 5와 같이 각 플로벌 패킷을 정상모드와 긴급모드로 구분하여 WMS-1 알고리즘을 사용하였을 때의 패킷 종류에 따른 스케줄링 순서를 보여준다. WMS-1 알고리즘의 긴급모드로 들어온 패킷은 우선순위가 높은 순서로 전송하므로 S3의 I 프레임 패킷, S4의 P 프레임 패킷, S6의 CBR패킷의 순서로 전송된다.

이에 반해 그림 4의 IWFQ 알고리즘에서는 S4의 P 프레임 패킷, S3의 I 프레임 패킷, S6의 CBR패킷의 순서로 전송된다. 정상모드에서 S1의 CBR패킷은 S2의 I 프레임 패킷보다 지체시간이 크므로 S1의 패킷이 먼저 서비스되고 이것은 그림 4의 IWFQ 알고리즘의 패킷 스케줄링 순서와 동일하다. 따라서 패킷이 플로에 동일한 순서로 들어오지만 프레임의 중요도를 고려한 WMS-1 알고리즘이 IWFQ 알고리즘보다 높은 우선순위를 갖는 프레임의 수신률을 높이는 것을 알 수 있다.

3.2 WMS-2 알고리즘

WMS-2 알고리즘은 멀티미디어 데이터의 프레임 유형에 따라 중요도가 다르다는 특징을 고려하여 제안한 방법으로 항상 긴급모드로 동작하며, 각 데이터의 중요도에 따라 우선권을 부여한다.

그림 7은 WMS-2 알고리즘에서 스케줄링 순서를 결정하기 위한 서비스태그를 계산하는 방법을 보여준다. WMS-2 알고리즘은 식 (4)를 사용하여 패킷의 전송가능 여부를 판단하고 지정된 시간 내에 채널의 용량을 모두 사용하여도 전송이 불가능한 경우, 해당 패킷은 큐에서 제거된다. 큐에서 제거되지 않은 패킷은 지정된 시간 내에 전송이 가능한 것으로 식 (5)를 사용하여 서비스태그를 구한 후 가장 작은 서비스 값을 갖는 패킷부터 서비스한다. 그러므로 $R(T(P_i^k))$ 값이 가장 작은 I 프레임이 P, B 프레임보다 항상 작은 서비스 태그 값을 갖게 되어 가장 먼저 서비스된다.

그림 8은 그림 3과 같은 패킷이 각 플로의 입력으로 들어올 때 WMS-2 알고리즘에 대한 패킷 종류에 따른 스케줄링 순서이다. WMS-2 알고리즘은 WMS-1 알고리즘이 임계값을 통해 정상모드와 긴급모드로 구분되어 동작하는 것과 달리 긴급모드만을 사용하여 전체 서비

```
//when the trasmission is impossible in against time
1 if (( $B_i^k - d_i$ ) <  $S(p_i^k) + L(p_i^k)/C$ )
2 remove  $p_i^k$ 
3 next packet recalculatoin in flow i
4 else
    //service tag calculation
    5  $T_s = S(p_i^k) + L(p_i^k)/w_i + B_i^k - d_i + R(T(P_i^k))$ 
6 return  $T_s$ 
```

그림 7. WMS-2 알고리즘의 의사코드

Fig. 7. Pseudo code for WMS-2 algorithm.

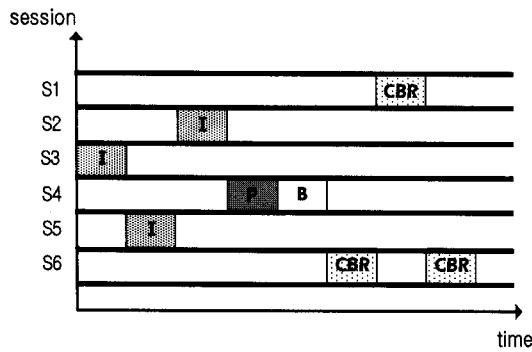


그림 8. WMS-2 알고리즘에서의 패킷 스케줄링 순서
Fig. 8. Packet scheduling order at WMS-2 algorithm.

스 순서를 결정한다. 즉, 패킷의 지체시간과 관계없이 패킷이 속한 프레임의 유형에 따라 우선순위가 결정되어 서비스되는 것이다. 따라서 S2, S3, S5의 I 프레임 패킷은 우선순위가 가장 높으므로 가장 작은 $R(T(P_i^k))$ 값을 갖게 되어 우선적으로 서비스된다. 패킷의 종류가 동일한 경우에는 식 (5)의 $B_i^k - d_i$ 에 따라 패킷의 우선순위가 결정되는데 이는 패킷의 남아있는 지체허용시간이 작은 플로를 선택하기 위한 것이다. 그러므로 지체시간이 긴 S3의 I 프레임이 작은 지체허용시간을 갖게 되어 먼저 서비스된 후 S5의 I프레임, S2의 I 프레임 순서로 전송된다. 그 다음으로 S4의 P 프레임 패킷과 B 프레임 패킷은 일반데이터인 S6의 CBR 패킷보다 작은 $R(T(P_i^k))$ 값을 가지므로 P 프레임 패킷, B 프레임 패킷의 순서로 서비스된다. 멀티미디어 데이터가 모두 전송된 후 남아있는 비멀티미디어 패킷들은 지체시간이 긴 순서대로 스케줄링된다. 따라서 S1과 S6의 CBR패킷은 지체시간이 같지만 S6이 이전에 CBR패킷을 전송하기 위해 채널을 사용하였으므로 S1의 패킷을 먼저 서비스한다.

IV. 성능 분석 및 평가

제안된 무선 멀티미디어 스케줄링의 성능을 평가하기 위한 시뮬레이션 환경을 NS-2를 이용하여 구성하였다. 총 4대의 서버 중 2대의 서버는 멀티미디어 데이터를 보내고, 나머지 두 서버는 CBR 트래픽과 버스트(burst) 트래픽을 전송한다. 실제 인터넷과 유사한 환경에서 시뮬레이션을 하기 위해 버스트 트래픽 서버와 CBR 서버, Foreman video 서버, Akiyo video 서버의 sending rate을 1: 0.1: 0.6: 0.3의 비율로 하였다. 여기서

CBR 트래픽은 데이터율이 변하지 않고 고정된 것으로 평균 데이터율이 최대 데이터율과 동일하게 나타나고, 버스트 트래픽은 데이터율이 아주 짧은 시간동안 급변하게 되는 것을 말한다. 긴급모드를 결정하는 파라미터 α 값은 조절을 통해 최적의 결과를 얻을 수 있는 2로 설정하여 시뮬레이션 하였다. 각 서버에서 보낸 영상은 FCFS, IWFQ, WMS-1 및 WMS-2 알고리즘이 적용된 기지국을 통해 각 모바일 노드로 전송된다. 각 수신단에서 복원한 영상의 PSNR값과 실제 비디오 영상을 비교하여 각 스케줄링에 대한 멀티미디어 서비스의 QoS를 평가하고, 각 서버에서 보낸 양과 모바일 노드에게 전송된 패킷양의 비율로 fairness를 측정하였다. 또한 기지국의 큐 사이즈에 따른 PSNR을 측정하였다. 다중 플로간의 스케줄링을 시뮬레이션하기 위해 기지국 단의 큐에 플로 개수만큼의 큐를 할당하고 시뮬레이션에서 멀티미디어 데이터는 Foreman과 Akiyo video를 이용하였다.

4.1 수신단에서의 PSNR비교

멀티미디어 서비스에 대한 QoS를 일반적으로 이미지 복원의 품질 측정을 위해 사용되는 PSNR값을 비교하여 평가한다. PSNR은 식 (7)과 같이 MSE(mean squared error)에 의해 정의되며, MSE는 식 (8)에 의해 정의된다.

$$PSNR = 10 \cdot \log_{10} \left(\frac{MAX_I^2}{MSE} \right) = 20 \cdot \log_{10} \left(\frac{MAX_I}{\sqrt{MSE}} \right) \quad (7)$$

$$MSE = \frac{1}{mn} \sum_{i=0}^{m-1} \sum_{j=0}^{n-1} \| I(i,j) - K(i,j) \|^2 \quad (8)$$

본 논문에서는 멀티미디어 서버에서 전송한 원본 비디오 이미지와 모바일 노드에서 수신한 영상을 복원했을 때의 이미지 사이의 PSNR을 측정하여 FCFS, IWFQ 알고리즘과 비교하고 기지국의 큐 사이즈에 따른 PSNR을 측정하였다. 표 2는 시뮬레이션 결과 각각의 스케줄링 기법에 대한 평균 PSNR값을 보여준다. PSNR은 값이 클수록 원본에 가까운 것으로 FCFS와 IWFQ 알고리즘보다 WMS-1과 WMS-2 알고리즘을 적용했을 때 PSNR값이 큰 것으로 보아 QoS가 확연히 개선되었음을 확인할 수 있다. WMS-1 알고리즘은 IWFQ 알고리즘과 비교했을 때 Foreman video와 Akiyo video의 PSNR이 각각 최대 36%까지 향상되었

표 2. 큐 사이즈와 스케줄링 알고리즘방식을 고려한 평균 PSNR값

Table 2. Average PSNR of considered Q size and scheduling algorithm.

Video type	Q size	FCFS	IWFQ	WMS-1	WMS-2
Fore man	20	12.55	22.66	30.82	34.36
	30	20.70	25.90	31.67	39.59
	40	23.82	26.21	33.35	39.59
Akiyo	20	33.90	39.90	41.85	44.35
	30	35.56	34.56	43.80	44.40
	40	36.10	34.43	43.80	44.40

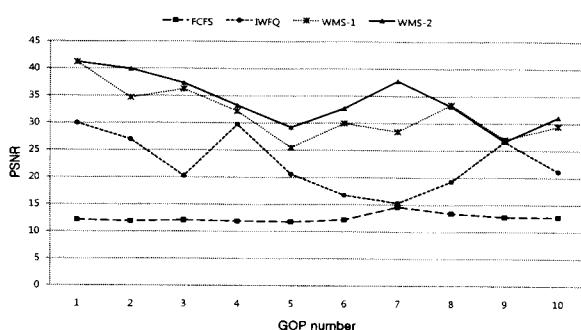


그림 9. Foreman의 각 GOP별 평균 PSNR (큐 사이즈:20)

Fig. 9. Average PSNR versus GOP number of Foreman (Q size:20).

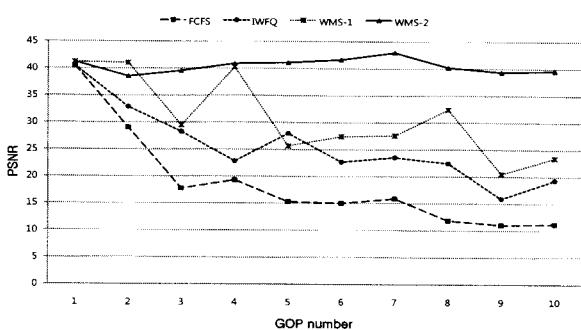


그림 10. Foreman의 각 GOP별 평균 PSNR (큐 사이즈:30)

Fig. 10. Average PSNR versus GOP number of Foreman (Q size:30).

으며 평균 28%와 19% 개선되었다. WMS-2 알고리즘은 WMS-1 알고리즘에 비해 Foreman video와 Akiyo video의 PSNR이 각각 최대 25%와 5%까지 향상되었으며 평균 18%와 2% 개선되었다. 또한 기지국의 큐 사이즈가 커질수록 PSNR값이 커지는 것으로 보아 큐 사이즈가 수신영상의 품질에 영향을 주고, 크기가 클수록 네트워크의 혼잡이 원활해져 멀티미디어 서비스의 품질이 향상되는 것을 확인할 수 있다. 따라서 멀티미디어 데이터의 프레임 특성과 서비스 시간을 고려한

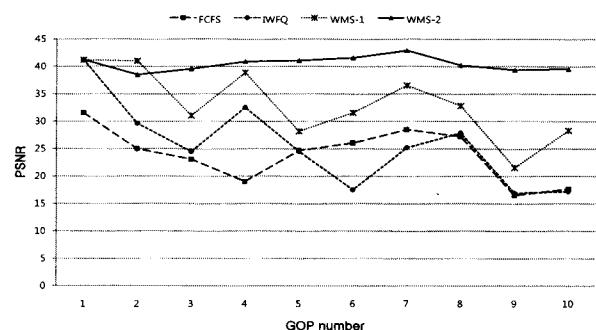


그림 11. Foreman의 각 GOP별 평균 PSNR (큐 사이즈:40)

Fig. 11. Average PSNR versus GOP number of Foreman (Q size:40).

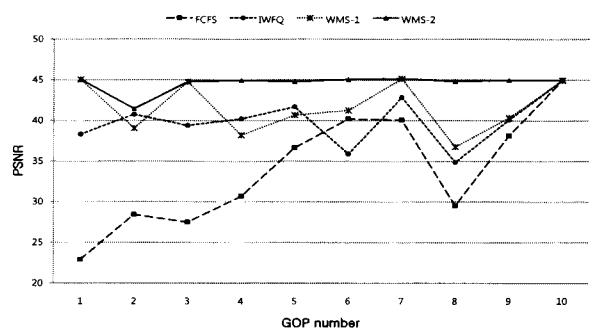


그림 12. Akiyo video의 각 GOP별 평균PSNR (큐 사이즈:20)

Fig. 12. Average PSNR versus GOP number of Akiyo video(Q size:20).

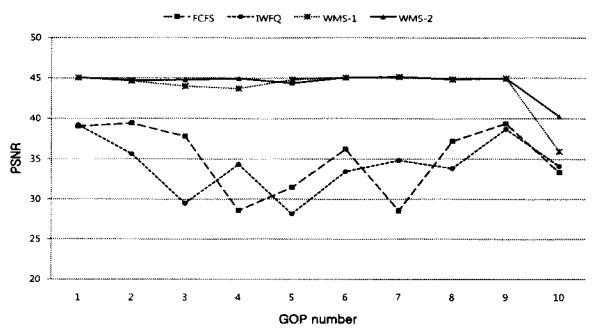


그림 13. Akiyo video의 각 GOP별 평균 PSNR (큐 사이즈:30)

Fig. 13. Average PSNR versus GOP number of Akiyo video(Q size:30).

WMS-1과 WMS-2 알고리즘의 PSNR이 상당히 개선되는 것을 확인할 수 있다.

그림 9, 10, 11은 기지국에 FCFS, IWFQ, WMS-1, WMS-2 알고리즘을 적용하여 전송한 Foreman Video를 수신단에서 복원하였을 때 PSNR값의 차이를 보여

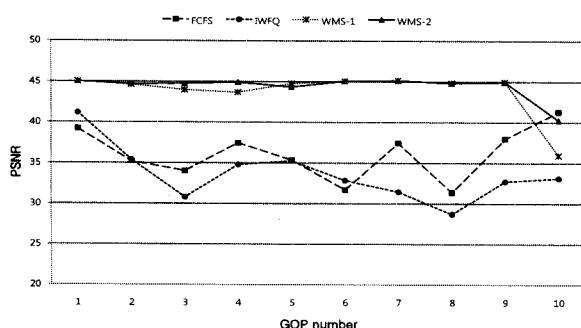


그림 14. Akiyo video의 각 GOP별 평균PSNR
(큐 사이즈:40)

Fig. 14. Average PSNR versus GOP number of Akiyo video(Q size:40).

준다. 하나의 GOP는 30개의 프레임으로 구성되며 큐 사이즈가 작을수록 네트워크의 혼잡이 발생하므로 PSNR값이 작은 것을 알 수 있고 기지국의 큐 사이즈가 커질수록 네트워크의 혼잡이 원활해지므로 전체적인 PSNR값이 증가하는 것을 그래프를 통해 확인할 수 있다.

그림 12, 13, 14는 기지국에 FCFS, IWFQ, WMS-1, WMS-2 알고리즘을 적용하여 전송한 Akiyo video에 대한 PSNR을 보여준다.

Foreman video보다 움직임이 적어 파일크기가 작은 Akiyo video는 Foreman보다 전체적인 패킷 손실량이 적어 PSNR값은 상대적으로 높게 나타난다. 또한 큐 사이즈가 20일 때, 네트워크 혼잡으로 인하여 PSNR값이 낮지만 큐 사이즈가 커질수록 PSNR값이 커지고 고른 분포의 그래프를 보여주는 것을 알 수 있다. 따라서 멀티미디어 데이터의 프레임 특성과 서비스 시간에 민감한 특성을 고려한 WMS-1과 WMS-2는 QoS를 높여주었으며, WMS-2는 WMS-1보다 멀티미디어 서비스의 품질을 확연히 높여주었다.

4.2 실제 비디오 샘플을 통한 예

재생된 비디오 영상의 육안 인지정도의 관점에서 Foreman의 원본 비디오를 이용하여 큐 사이즈가 30일 때 FCFS, IWFQ, WMS-1 및 WMS-2 알고리즘을 비교한다. 그림 15는 Foreman 비디오의 원본 영상의 표본 이미지이다. FCFS와 IWFQ 알고리즘을 적용한 그림 16의 (a), (b)는 집중적인 패킷 손실로 화질이 원본에 가깝게 복원되었다. 일반적으로 PSNR값이 30dB 이상인 경우 육안으로 영상의 차이가 잘 구분되지 않기 때문에 WMS-1과 WMS-2 알고리즘의 영상 이미지는 거의 같게 보인다. 하지만 실제 동영상 파일에서는 WMS-1 알고리즘이 WMS-2 알고리즘에 비해 부분적으로 끊김 현상이 나타난 것을 확인할 수 있었



그림 15. Foreman 비디오의 원본 영상 표본
Fig. 15. Original picture samples of Foreman video sequence.



(a) FCFS 알고리즘
(a) FCFS algorithm



(b) IWFQ 알고리즘
(b) IWFQ algorithm



(c) WMS-1 알고리즘
(c) WMS-1 algorithm



(d) WMS-2 알고리즘
(d) WMS-2 algorithm

그림 16. 수신단에서 재생된 Foreman video (큐 사이즈:30)
Fig. 16. Foreman video played by receiver (Q size:30).

그림 16의 (c), (d)는 비교적 적은 패킷 손실로 화질이 원본에 가깝게 복원되었다. 일반적으로 PSNR값이 30dB 이상인 경우 육안으로 영상의 차이가 잘 구분되지 않기 때문에 WMS-1과 WMS-2 알고리즘의 영상 이미지는 거의 같게 보인다. 하지만 실제 동영상 파일에서는 WMS-1 알고리즘이 WMS-2 알고리즘에 비해 부분적으로 끊김 현상이 나타난 것을 확인할 수 있었

다. 따라서 WMS-2 알고리즘이 WMS-1 알고리즘보다 양질의 멀티미디어 서비스를 제공하고, 제안된 알고리즘 방식이 네트워크를 통한 멀티미디어 데이터 전송 시 발생하는 패킷 손실을 줄여 전체 서비스 품질을 향상시킨다는 것을 알 수 있다.

4.3 수신단에서의 fairness비교

그림 17, 18, 19는 데이터의 송신량과 수신량으로 패킷의 손실률을 얻어 채널 사용의 fairness를 비교한 것이다.

그래프에서 각 서버의 트래픽이 1에 가까울수록 데이터의 손실이 적게 발생한 것이고, 그래프의 분포가 고를수록 fairness의 성능이 높다고 할 수 있다. 들어오는 순서대로 서비스하는 FCFS 알고리즘의 경우 다른 알고리즘보다 고른 분포를 나타내므로 가장 공평하게 서비스하고 WMS-1과 WMS-2 알고리즘은 IWFQ 알고리즘보다 fairness의 성능이 떨어지고 WMS-2 알고리즘은 WMS-1 알고리즘보다 불공평하게 링크를 사용한다는 것을 알 수 있다. 또한 기지국의 큐 사이즈가 작을수록 손실되는 데이터의 양이 많아지고 기지국의 큐 사이즈가 커질수록 손실되는 데이터의 양이 줄어들어 각 스케줄링 알고리즘의 fairness가 향상되어 보다 공평하게 링크를 공유하는 것을 확인할 수 있었다.

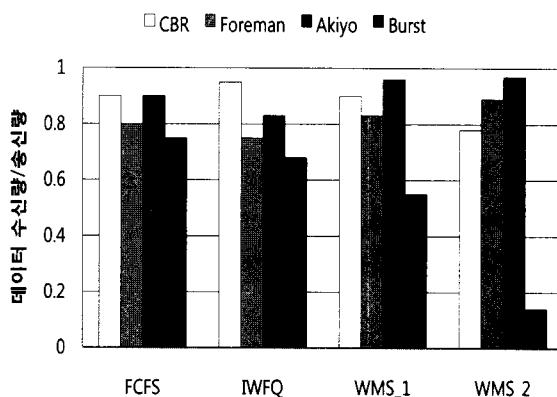


그림 17. 큐 사이즈가 20일 때 평균 fairness
Fig. 17. Average fairness when Q size is 20.

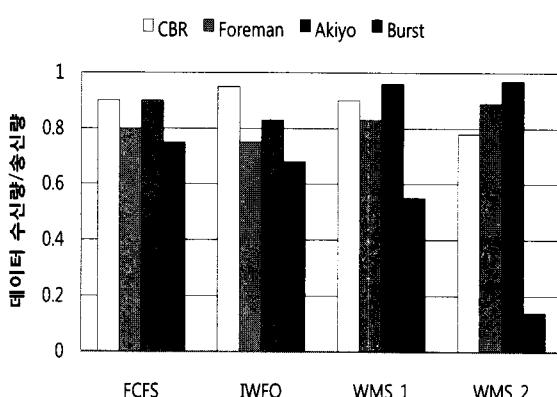


그림 18. 큐 사이즈가 30일 때 평균 fairness
Fig. 18. Average fairness when Q size is 30.

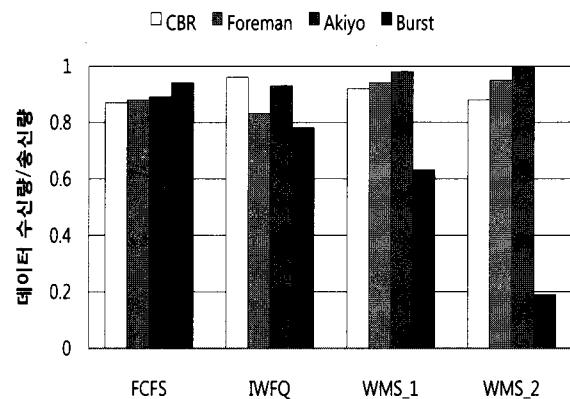


그림 19. 큐 사이즈가 40일 때 평균 fairness
Fig. 19. Average fairness when Q size is 40.

고리즘보다 fairness의 성능이 떨어지고 WMS-2 알고리즘은 WMS-1 알고리즘보다 불공평하게 링크를 사용한다는 것을 알 수 있다. 또한 기지국의 큐 사이즈가 작을수록 손실되는 데이터의 양이 많아지고 기지국의 큐 사이즈가 커질수록 손실되는 데이터의 양이 줄어들어 각 스케줄링 알고리즘의 fairness가 향상되어 보다 공평하게 링크를 공유하는 것을 확인할 수 있었다.

IV. 결 론

본 논문에서는 각 프레임별로 우선순위가 다른 멀티미디어 데이터의 자연특성을 이용하여 패킷의 중요도에 따라 패킷을 저장 또는 제거하고, 재생시간이 경과한 패킷은 사전에 폐기하여 멀티미디어 서비스의 품질을 향상시키기 위한 WMS-1과 WMS-2 알고리즘을 제안하였다. WMS-1 알고리즘은 자연된 플로에게 채널의 우선권을 부여하는 IWFQ 알고리즘과 같이 동작하다가 멀티미디어 플로의 재생시간이 촉박할 때 우선적으로 채널을 할당하는 것이고, WMS-2 알고리즘은 멀티미디어 플로에 우선권을 부여하고 프레임 유형에 따라 우선순위가 높은 프레임을 갖는 플로를 먼저 서비스하는 것이다. 성능평가를 위한 네트워크 모델로써 총 4대의 서버 중 1대의 서버는 멀티미디어 데이터를 보내고, 나머지 3대의 서버는 CBR 트래픽과 버스트 트래픽을 전송한다. 각 서버에서 보낸 데이터는 FCFS, IWFQ, WMS-1 및 WMS-2 알고리즘이 적용된 기지국을 통해 각 모바일 노드로 전송된다. 수신단에서 복원한 영상의 PSNR 값과 실제 비디오 영상을 비교하여 각 스케줄링에 대한 멀티미디어 서비스의 QoS를 평가하고, 각 서버에서 보

낸 양과 모바일 노드에게 전송된 패킷양의 비율로 fairness를 측정하였다. WMS-1 알고리즘은 IWFQ 알고리즘과 비교했을 때 Foreman video와 Akiyo video의 PSNR이 각각 최대 36%까지 떨향상되고, 평균 28%와 19% 개선되었고, WMS-2 알고리즘은 WMS-1 알고리즘보다 Foreman video와 Akiyo video가 각각 최대 25%와 5%까지 떨향상되었으며 평균 18%와 2% 개선되었다. 또한 기지국의 큐 사이즈가 클수록 PSNR값이 커지는 것으로 네트워크의 혼잡이 원활해져 멀티미디어 서비스의 품질이 개선된다는 것을 알 수 있고, fairness 측면에서는 링크를 좀 더 공평하게 공유한다는 것을 확인할 수 있었다.

본 논문에서 제안하는 알고리즘은 무선 사용자에게 양질의 멀티미디어 서비스를 제공하기 위하여, I 프레임을 보존함으로써 실질적인 재생률 관점에서의 패킷 손실을 줄여 QoS를 높여주었다.

참 고 문 헌

- [1] Kwang-Sik Shin, Wan Oh Yoon, Jin Ha Jung, and Sangbang Choi, "VOD Multicast Using CIWP and P2P Partial Stream Transfer," *13th International Multimedia Modeling Conference, MMM2007*, Singapore, LNCS 4352, Part II, pp. 104-114, Jan. 2007.
- [2] S. Uno, H. Tode, and K. Murakami, "A Design for Video on Demand System with Multicasting and Burst Data Transmission." in *Proc SCS Euromedia, '99 APTEC IV*, pp.227-231, April, 1999.
- [3] I. E. G. Richardson, H.264 and MPEG-4 video compression, Wiley, 2003.
- [4] F. Pereira and T. Ebrahimi, The MPEG-4 Book, Prentice Hall PTR, 2002.
- [5] S. Lu, V. Bharghavan, and R. Srinivasan, "Fair Scheduling in wireless Packet Networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 7, issue 4, pp.473-489, Aug. 1999.
- [6] 3GPP2, "cdma2000 Evaluation Methodology Revision 0," Dec. 2004.
- [7] A. Demers, S. Keshav, and S. Shenker, "Analysis and simulation of a fair queueing algorithm," *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol.19 issue 4, pp. 1-12, Sep. 1989.
- [8] J. C. R. Bennett and H. Zhang, "WF2Q Worst-case Fair Weighted Fair Queueing," in *Proc. IEEE INFOCOM*, pp 120-128, Apr. 1996.
- [9] J.C.R. Bennett, H. Zhang, "WF2Q+: Worst-case fair weighted fair queueing," In *Proceedings of IEEE INFOCOM'96*, pp 120-128, San Francisco, CA, March 1996.
- [10] S. Jamaloddin Golestani, "A Self-Clocked Fair Queueing Scheme for Broadband Applications", In *Proceeding of IEEE INFOCOM'94*, pp 636-646, Toronto, CA, June 1994.
- [11] S. I. Colestami "Self-clocked Fair Queueing Scheme for broadband applications" *Proceedings of IEEE InfoCom 1994*.
- [12] P. Ramanathan, P. Agrwal, "Adapting Packet Fair Queueing Algorithms to Wireless Networks", *ACM MOBICOM'98*, October 1998.
- [13] T.S. Ng, I. Stoica and H. Zhang, "Packet Fair Queueing Algorithms for Wireless Networks with Location-dependent errors" *IEEE INFOCOM'98*, March 1998.
- [14] S. Lu, T. Nandagopal and V. Bharghavan, "Fair Scheduling in Wireless Packet Networks", *ACM MOBICOM'98*, October 1997.
- [15] P. Bhagwat, P. Bhattacharya, A. Krishna and S. Tripathi, "Enhancing throughput over wireless LANs using channel state dependent packet scheduling", *IEEE INFOCOM'97*, April 1997.
- [16] R. Braden, Ed., L. Zhang, S. Berson, S. Herzog, S. Jamin, "esourceReSerVation Protocol (RSVP) Version 1 Functional Specification" September 1997, RFC 2205.
- [17] L. Berger, "SVP Extensions for IPSEC Data Flows" September 1997, RFC 2207.

저자 소개



김 지 원(학생회원)
2007년 건양대학교 전자정보
공학과 학사 졸업.
2009년 인하대학교 전자공학과
석사 졸업.



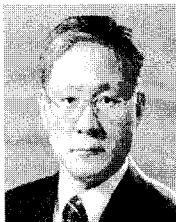
신 광 식(학생회원)
2001년 인하대학교 전자공학과
학사 졸업.
2003년 인하대학교 전자공학과
석사 졸업.
2008년 인하대학교 전자공학과
박사 졸업.

<주관심분야 : 멀티미디어 통신, 무선 통신, 센서 네트워크, 컴퓨터 네트워크>



윤 완 오(학생회원)
2000년 경기대학교 전자공학과
학사 졸업.
2002년 인하대학교 전자공학과
석사 졸업.
2002년 ~ 현재 인하대학교
전자공학과 박사과정.

<주관심분야 : 분산 처리 시스템, 병렬프로그램 링, 컴퓨터 구조, 무선 통신, 컴퓨터 네트워크>



최 상 방(평생회원)
1981년 한양대학교 전자공학과
학사 졸업.
1981년 ~ 1986년 LG 정보통신(주).
1988년 University of washinton
석사 졸업.
1990년 University of washinton
박사 졸업.
1991년 ~ 현재 인하대학교 전자공학과 교수

<주관심분야 : 컴퓨터 구조, 컴퓨터 네트워크, 무선 통신, 병렬 및 분산 처리 시스템>