

보장된 슬롯 예약요구 지연과 동적 파라미터 전송을 위한 무선 ATM망 MAC 프로토콜

정희원 기장근*, 노승환*, 박성균*

MAC protocol with the guaranteed slot reservation and dynamic parameter transmission in wireless ATM network

Jang-Geun Ki*, Soong-Hwa Ro*, Seong-Gyoon Park* *Regular Members*

요 약

본 논문에서는 무선 ATM 환경에서 실시간 멀티미디어 트래픽의 지원을 위해, 상향링크(uplink) 구간에서 예약요구 미니셀 전송시 충돌로 인한 전송지연의 최대값을 트래픽 타입별로 보장할 수 있는 알고리즘을 제시하였다. 또한 1비트 길이의 피기백 플래그(piggyback flag)를 이용하여 충돌없이 동적(dynamic) 파라미터를 전송할 수 있는 미니슬롯을 할당받는 스킴을 제안하였으며, 각 이동단말별로 자신의 트래픽 특성 및 버퍼길이에 따라 피기백 플래그를 설정하는 방법을 제시하였다. 시뮬레이션을 이용한 성능 분석을 통해 제안된 MAC 프로토콜에서 사용된 알고리즘이 적은 오버헤드에도 불구하고 많은 성능향상을 얻을 수 있음을 보였다.

ABSTRACT

Proposed in this paper is an algorithm in which the maximum value of transmission delay due to collision during the reservation request minicell transmission in the uplink period is guaranteed for each traffic type in order to support real time multimedia traffic in wireless ATM environment. Also proposed is a scheme that uses minislots in which dynamic parameters can be transmitted without collision by using only 1-bit piggyback flag of each cell. Setting the piggyback flag is determined according to traffic characteristics and buffer length of each mobile terminal. It is shown that there has been a great improvement in performance of the proposed algorithm through performance analysis using simulation although the algorithm has little overhead.

I. 서 론

최근 무선 통신망을 위한 다양한 MAC(Medium Access Control) 프로토콜들이 제안되었으며^[1-8], 이러한 기존의 MAC 프로토콜들은 크게 경쟁 기반 프로토콜과 비경쟁 기반 프로토콜로 분류할 수 있다.

일반적으로 경쟁기반 스킴은 망의 부하가 낮을 때에 효율적이나, 망의 부하가 클 경우 안정성(stability)을 제공할 수 없는 단점이 있다. 즉, 경쟁기반의 MAC 프로토콜 설계시 실시간 서비스 트래픽을 지원하기 위해 반드시 고려되어야 할 사항으로, 전송해야 할 트래픽 버스트가 발생할 때마다 경쟁을 통해 트래픽 전송 슬롯의 예약을 요구하는 패킷을 송신할 때 발생할 수 있는 랜덤 액세스 지연

* 공주대학교 전기전자정보공학부 (kjg@image.kongju.ac.kr)
논문번호 : 99142-0413, 접수일자 : 1999년 4월 13일
* 본 연구는 정보통신부 지원과제로 수행되었습니다.

이 있다. 따라서 복귀 실시간 멀티미디어 트래픽 환경에서는 각 트래픽 타입별로 이와 같은 랜덤 액세스 지연의 최대값을 보장해 줄 수 있는 방안이 MAC 프로토콜 설계에 반영되어야 한다. 이러한 문제를 해결하기 위해 최근 발표된 논문에서는 주로 실시간 트래픽에 대해서는 예약요구를 위한 전용 슬롯을 사용하고 있으나 이는 매우 비효율적이다. 또한 비경쟁 프로토콜에서 주로 사용되는 폴링(polling) 스킴은 기지국의 적절한 스케줄링 알고리즘에 의해 이와 같은 랜덤 액세스 지연시간을 비교적 용이하게 만족시킬 수 있으나, 망의 부하가 작을 경우 경쟁기반 알고리즘에 비해 효율이 낮은 것으로 알려져 있다^{4,9)}. 따라서 본 논문에서는 경쟁기반 스킴을 기본으로 동작하되 랜덤 액세스 지연에 대한 요구조건을 만족시킬 수 있는 효율적인 알고리즘을 제안하였다.

일단 예약요구가 성공적으로 기지국으로 전송되면, 이동단말은 예약모드로 전환된다. 예약모드에서는 트래픽 셀들이 경쟁없이 전송되며, 이때 전송되는 셀에 이동단말의 트래픽 상태를 나타내는 동적 파라미터가 포함되어 전송될 수 있다. 그러나 동적 파라미터를 전송되는 모든 셀 마다 피기백하여 보내는 이런 방식은 시스템의 효율을 떨어뜨리게 된다. 따라서 본 논문에서 제안하는 알고리즘에서는 동적 파라미터를 전송할 필요가 있음을 기지국에 알리기 위한 1 비트 플래그만을 사용하도록 하였으며, 기지국은 이 플래그의 값에 따라 다음 프레임에서 동적 파라미터를 포함하고 있는 미니셀을 전송할 수 있는 미니슬롯을 할당하도록 하였다. 동적 파라미터 전송을 위한 미니슬롯 요구를 나타내는 플래그의 설정은 트래픽 타입에 따라 현재의 버퍼 길이와 고려하여 각 단말이 결정하도록 함으로써 멀티미디어 트래픽 환경에서도 효율적으로 동작하도록 설계하였다.

II. 제안된 MAC 알고리즘

무선 통신 환경에서 이동단말로부터 기지국으로 향하는 상향링크 트래픽에 대한 MAC 버퍼들은 각 이동단말에 위치하며, 따라서 기지국에 있는 스케줄러는 이동단말들의 MAC 버퍼에 대한 상태 정보를 직접 액세스 할 수 없다. 결국 MAC 버퍼에 대한 상태 정보들은 이동단말로부터 기지국으로 전송되어야 하는데 이때 발생하는 지연이 시스템 성능에 영향을 미치게 된다. 하향링크 트래픽의 경우에는 기

지국에 있는 스케줄러가 하향링크 트래픽 버퍼에 대한 직접 액세스가 가능하기 때문에 지연 자체가 거의 발생하지 않는다. 따라서 본 논문에서는 상향링크 트래픽만을 주요 고려대상으로 하였다. 또한 CBR(Constant Bit Rate) 트래픽의 경우 일단 연결이 설정되면 연결 설정시 기지국에 신고하였던 트래픽 특성 파라미터에 따라 주기적으로 슬롯을 할당받는다¹⁰⁾고 가정하여 본 논문에서는 상세한 언급을 하지 않았다.

그림 1에 다양한 트래픽 클래스를 지원하기 위해 설계된 MAC 프레임 구조를 간단히 나타내었다. MAC 프레임은 TDMA/TDD(time division duplex) 방식¹¹⁾을 사용하며, 따라서 한 프레임은 상향링크 구간과 하향링크 구간으로 나뉘고, 각 구간은 다시 각기 다른 정보 타입을 전송하는 여러 개의 서브구간으로 나뉜다. 각 서브구간들 사이의 경계는 트래픽 변화에 따라 이동이 가능하되, 전체 프레임의 길이는 고정길이로 갖는다.

그림에서 랜덤액세스구간(RAP : random access period)은 연결이 설정된 이동단말에서 트래픽 버스트가 발생했을 때 기지국에 예약요구 미니셀(mini-cell)을 전송하는데 사용하는 구간으로 이 구간내의 미니슬롯들은 경쟁기반 방식으로 사용된다. 비경쟁구간(CFP : contention-free period)은 예약요구 최대 허용지연시간에 도달했다고 예상되는 이동단말들에게 기지국이 사용권을 할당하는 미니슬롯들로 구성되며, 사용권을 획득한 이동단말들은 이 미니슬롯을 통해 경쟁없이 예약요구 미니셀을 전송할 수 있다. 피기백구간(PBP : piggyback period)은 예약상태에 있는 이동단말이 자신의 트래픽 변화 상태를 기지국에 통보하기 위해 사용하는 미니슬롯들로 구성된다.

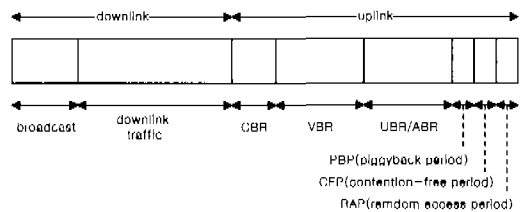


그림 1 MAC 프레임 구조

이와같은 기본 MAC 프레임 구조를 토대로 본 논문에서 설계된 기지국과 이동단말의 상호 동작 기본 원리는 다음과 같다.

- ① 이동단말은 연결설정시 현상을 통해 자신의

트래픽 파라미터들을 기지국에 신고한다.

② 연결이 설정된 이동단말은 초기에 비활성화 상태이다.

③ 비활성화 상태인 이동단말에 전송할 트래픽 버스트가 발생하면 경쟁 상태로 천이된다. 경쟁상태가 된 이동단말은 랜덤액세스구간내의 미니슬롯들중 임의의 미니슬롯을 선택하여 예약요구 미니셀을 전송하며, 예약요구 미니셀은 평균요구대역폭과 버퍼 길이 정보 등을 포함한다.

④ 충돌 등으로 인해 예약이 실패할 경우에는 다음 프레임에서 예약을 재시도한다(예약 재시도는 뒤에서 설명할 기지국의 스케줄러에 의해 최대 예약요구 제한시간 이내에 성공이 보장된다). 예약이 성공하면 이동단말은 예약 상태가 되며, 예약 성공 여부는 기지국이 방송 정보를 통해 이동단말에 알리게 된다. 기지국의 스케줄러는 예약상태가 된 이동단말들의 트래픽 타입을 고려하여 다음 프레임의 해당 구간의 정보 슬롯들을 적절히 할당하게 되고, 이러한 할당 정보는 매 프레임의 하향링크 구간내 첫 부분에 위치한 방송 구간을 통해 이동단말들에게 알려지게 된다. 예약상태가 된 이동단말은 기지국의 방송 정보를 참조하여 자신에게 할당된 셀슬롯들을 통해 정보 셀들을 전송하게 된다. 예약상태의 이동단말이 전송하는 정보 셀은 1비트 길이의 피기백 플래그 필드를 가지고 있으며, 자신의 트래픽 상태 변화를 경쟁없이 기지국에 알릴 필요가 있을 경우 이 플래그를 세트(set)시켜 전송한다.

⑤ 피기백 플래그가 세트되어 있는 정보셀을 기지국이 수신하면 기지국 스케줄러는 다음 프레임의 구조를 결정할 때 피기백구간내의 한 미니셀을 해당 이동단말에 할당할 수 있다. 피기백구간내의 미니셀을 할당받은 이동단말은 다른 이동단말과의 경쟁없이 자신의 트래픽 상태 정보를 기지국에 전송할 수 있게된다.

⑥ 만일 기지국이 이동단말에 할당한 정보 셀 슬롯들을 이동단말이 전부 사용하지 않으면 기지국이 이동단말에게 예약 취소를 통보하게 된다. 예약이 취소된 후 다시 전송할 트래픽 버스트가 발생하면 이동단말은 위의 과정에 따라 예약요구를 다시 시작하게 된다.

기지국 스케줄러의 프레임 구조 결정 알고리즘은 다음과 같다.

① 하향링크 구간 및 상향링크의 CBR 구간 결정

하향링크의 방송(broadcast) 서브구간을 통해 기지국은 현 프레임의 구조에 관한 각종 정보(각 서브구간의 길이, 상향링크의 각 서브구간내 각 슬롯들의 할당 관련 정보 등) 및 이전 프레임에서 수신한 각종 미니셀들에 대한 응답 정보를 전송한다. 하향링크 트래픽(downlink traffic) 구간에서는 기지국으로부터 각 이동단말로 향하는 트래픽이 전송된다. 상향링크의 CBR(constant bit rate) 구간은 CBR 트래픽 서비스를 요구한 이동단말들에게 할당되는 셀 슬롯들로 구성되며, 연결 설정시 이동단말로부터 기지국으로 신고된 트래픽 파라미터를 토대로 주기적인 슬롯이 할당된다.

② 피기백 구간 결정

피기백구간(PBP)내의 미니슬롯 수(N_{pbms})는 직전 프레임에서 피기백 플래그를 이용하여 피기백 미니슬롯을 요구한 단말 수 만큼 할당한다.

예약상태에 있는 이동단말은 필요에 따라 버퍼의 길이가 아래식에 의해 정해진 임계값(T_{buffer}) 보다 클 경우 자신의 트래픽 관련 상태 정보를 기지국에 충돌없이 전송하기 위하여, 먼저 현재 프레임에서 전송되는 셀의 피기백 플래그(1 bit)를 세트시켜 송신하게 되고, 이를 수신한 기지국의 스케줄러는 다음 프레임의 피기백구간 내의 한 미니슬롯을 할당하고, 이를 하향링크의 방송 정보를 이용하여 알리게 된다. 이와 같이 필요할 경우에만 자신의 트래픽 상태 정보를 경쟁없이 기지국에 알림으로써, 매 전송셀 마다 많은 양의 상태정보를 피기백 하는 방안이나 경쟁을 통해 상태 정보를 전송하는 방안에 비해 효율적이 된다.

이동단말이 피기백 플래그를 설정하는 방법을 가상코드(pseudo code) 형태로 나타내면 다음과 같다.

```

CTDmax = max cell transfer delay
λon = mean cell arrival rate in active state
a = 비례상수(0<a<=1)
Tbuffer = CTDmax * λon * a
if (buffer length > Tbuffer)
    flag = 1
else
    flag = 0
    
```

③ 비경쟁구간 결정

비경쟁구간내의 미니슬롯 수($N_{c/ms}$)는 다음과 같은 가상코드에 의해 계산된다.

```

/* counter 초기값은 연결설정시 트래픽 특성음 */
/* 고려하여 이동단말과 기지국간의 현상에 의해 */
/* 결정됨 */
if (collision occurred in random access minislots
of previous frame)
    for (each mobile terminal in idle state)
        if (--counter == 0)
            allocate contention-free minislot and
initialize counter
        else
            initialize all counters
    
```

먼저 기지국의 스케줄러는 연결이 설정된 각 이동단말에 대해 예약요구 최대허용지연시간을 고려한 카운터를 운영한다. 카운터 초기값은 연결 설정시 이동단말이 신고한 셀전송 최대허용지연시간과 프레임 길이 곱을 고려하여 설정된다(예를 들어 카운터 초기값=셀전송 최대허용지연시간*프레임 길이-1). 예약 상태가 아닌 이동단말에 대한 카운터의 값은 매 프레임마다 랜덤액세스구간 내에서 충돌이 발생할 경우 1씩 감소하며, 카운터 값이 0이 된 이동단말은 비경쟁구간 내의 한 미니슬롯을 할당받게 된다. 이와 같이 예약요구 최대허용지연시간을 만족시켜주기 위한 카운터를 운영함으로써 멀티미디어 환경에서 다양한 특성을 갖는 트래픽 소스들의 지원이 가능하게 된다.

④ 랜덤액세스구간 결정

다음 프레임의 랜덤액세스구간 내의 미니슬롯 수 (N_{rams})는 직전 프레임에서 발생한 충돌횟수의 2배 (최소값=1)로 결정하되 셀슬롯 단위로 프레임 경계를 맞추기 위해 아래와 같이 계산한다.

$$R_{cs,ms} = \text{length of cellslot} / \text{length of minislot}$$

$$C = \text{number of collisions in previous frame}$$

$$N_{rams} = \max(1, 2 * C)$$

$$\text{remainder} = \text{MOD}(N_{ubms} + N_{c/ms} + N_{rams}, R_{cs,ms})$$

$$\text{if (remainder != 0)}$$

$$N_{rams} = N_{rams} + (R_{cs,ms} - \text{remainder})$$

⑤ VBR 구간내의 셀슬롯 할당

VBR 트래픽 서비스들 요구하는 이동단말들에게 셀슬롯을 할당하는 방법은 다음과 같다.

$$B_{total} = \text{number of cell slots per a frame}$$

$B_{downlink}$ = number of cell slots allocated for downlink traffic

B_{CBR} = number of cell slots allocated for uplink CBR traffic

$$B_{avai} = B_{total} - B_{downlink} - B_{CBR}$$

$$B_{req} = \sum_i (b_{effective}^i + b_{extra}^i)$$

$$= \sum_i b_{effective}^i + \sum_i b_{extra}^i = B_{effective} + B_{extra}$$

if ($B_{req} <= B_{avai}$)

$$a^i = b_{effective}^i + b_{extra}^i$$

// allocate cell slots as required

else

$$a^i = b_{effective}^i + (B_{avai} - B_{effective}) * b_{extra}^i / B_{extra}$$

0위 식에서 $b_{effective}^i$ 는 이동단말 i 가 요구하는 등가대역폭을 나타내며, 연결설정시 또는 트래픽 재협상시 스케줄러에게 통보된다. 다음 장에서 수행한 시뮬레이션에서는 VBR 트래픽의 등가대역폭을 계산하는 알고리즘을 따로 도입하지 않고 대신 평균 셀발생율을 등가대역폭으로 사용하였으며, 이는 일반적으로 VBR 트래픽의 경우 등가대역폭이 평균 셀발생율과 최대 셀발생율 사이인점을 감안하면 최악의 셀손실율을 야기하는 경우에 해당한다고 볼 수 있다. b_{extra}^i 는 트래픽의 버스트 특성으로 인해 변화되는 머뭇길이를 나타내며, 이동단말의 필요에 따라 피기백 스킴을 이용하여 스케줄러에게 통보된다. 스케줄러는 $b_{effective}^i$ 뿐만 아니라, 통보받은 b_{extra}^i 값도 함께 고려하여 셀슬롯을 할당하고 할당된 셀슬롯들의 사용 여부를 검사하여, 만일 할당된 셀슬롯을 모두 사용할 경우에는 이 값을 계속 고려하여 할당하고, 만일 하나라도 덜 사용하게 되면 b_{extra}^i 값을 재통보 받을 때까지 0으로 취급한다.

VBR 트래픽을 위한 셀슬롯 할당은 가능한 셀슬롯 수가 모든 이동단말이 요구하는 셀슬롯 수보다 클 경우 요구대로 할당한다. 반면에 가능한 셀슬롯 수가 모자랄 경우 등가대역폭 만큼씩 먼저 할당하고 남은 셀슬롯들을 요구량에 비례하여 할당한다. 만일 각 등가대역폭의 합이 가능셀슬롯수보다 클 경우는 적절한 CAC(Connection Admission Control)에 의해 제어되었다고 가정한다.

⑥ ABR/UBR 구간내의 셀슬롯 할당

VBR 트래픽에 대한 셀슬롯들을 할당하고 남은 가

용습률($B_{ABR/UBR}$)들은 ABR/UBR 트래픽을 위해 할당될 수 있다. 따라서 본 논문에서는 ABR/UBR 트래픽 자체에 대한 상세한 습률할당 알고리즘은 다루지 않았으나, VBR 트래픽의 서비스 품질 요구 조건을 만족시키는 범위내에서 $B_{ABR/UBR}$ 값이 클수록 보다 효율적인 시스템으로 판단할 수 있다.

$$B_{ABR/UBR} = B_{avail} - \sum_i a_i'$$

■. 성능분석

본 논문에서 제안한 알고리즘의 성능을 분석하기 위해 먼저 각 트래픽 소스로부터의 셀 발생 프로세스는 on-off 모델^[10,11]로 모델링하였다. 즉, 각 트래픽 소스는 셀을 발생시키는 on 상태와 셀을 발생시키지 않는 off 상태를 순환하되, on 상태와 off 상태질이는 각각 평균이 L_{on} , L_{off} 인 지수분포를 가지며, on 상태에서의 평균셀발생율은 λ_{on} 이라고 가정하였다.

표 1에 성능분석을 위한 시뮬레이션시 사용된 주요 파라미터들의 대표값들을 나타내었다.

예약요구 미니셀 전송시 발생하는 충돌에 대한 성능 분석 결과물 그림 2에 나타내었다. 그림 2에서 x축은 프레임당 발생하는 평균 예약요구 미니셀 수를 나타내며, y축은 예약이 성공할 때까지의 평균 예약요구 미니셀 전송횟수를 나타낸다. 또한 그림에서 점선은 충돌이 발생하면 완전경쟁방식에 의해 계속 재전송을 시도하도록 한 경우이고, 실선은 예약 시도에 대한 최대지연시간을 트래픽 타입별로 만족시킬 수 있도록 본 논문에서 제안한 방법을 적용한 경우이다.

표 1. 입력 파라미터

| |
|--|
| 프레임 길이 $L_{frame} = 2ms$ |
| 프레임당 셀슬롯 수 $B_{slot} = 100$ |
| 프레임내의 상향링크 트래픽을 위해 할당되는 전체 셀슬롯 수 $B_{uplink} = 50$ |
| 셀슬롯 길이와 미니슬롯 길이의 비율 $R_{cell} = 4$ |
| 트래픽 소스의 평균 on, off 구간 길이 $L_{on} = L_{off} = 40ms$ |
| on 구간에서의 평균 셀 발생율 $\lambda_{on} = 500 \text{ cells/sec}$ |

그림 3에는 on-off 트래픽 소스 모델의 on 상태에서 셀 발생 분포가 deterministic distribution을 갖

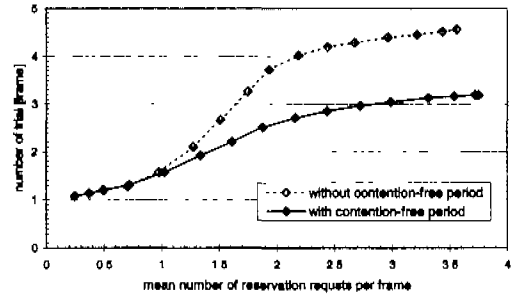


그림 2. 예약요구 부하에 따른 예약요구 미니셀 평균 전송횟수

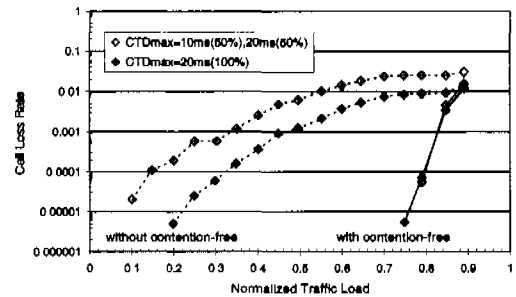


그림 3. 트래픽 부하에 따른 평균 셀 손실율(deterministic cell arrival)

는다고 가정한 경우에, 트래픽 부하의 증가에 따른 셀손실율을 나타내었다. x축은 상향링크에 할당된 대역폭에 대한 정규화된 트래픽 부하량을 나타낸다. 셀손실은 각 이동단말에서 정해진 최대지연시간(CTDmax) 이내에 기지국으로 전송되지 못할 경우 이동단말에서 셀을 폐기함으로써 발생한다. 그림에서 실선은 본 논문에서 제안한 비경쟁구간을 도입한 경우이고 점선은 도입하지 않은 경우이다. 또한 그림에는 모든 트래픽 소스의 최대셀전송허용시간(CTDmax)이 20ms인 경우와 전체 트래픽의 50%는 CTDmax=10ms이고 나머지 50% 트래픽 소스의 CTDmax=20ms일 경우의 시뮬레이션 결과물 나타내었다. 이 결과는 트래픽 소스의 on 상태에서 셀 발생 분포가 deterministic distribution을 갖기 때문에 이동단말이 정확히 자신의 요구 대역폭을 계산할 수 있고 따라서 단지 충돌로 인해 발생하는 예약요구 미니셀 전송지연시간만이 셀손실율에 영향을 미치게 된다. 그림에서 확인할 수 있듯이 비경쟁구간을 도입하는 경우에 트래픽 부하가 약 80%에 이를 때까지 셀 손실이 거의 발생하지 않음을 알 수 있다. 또한 비경쟁구간을 도입하지 않은 경우에는 CTDmax가 엄격해질수록 CLR이 증가함에 비해, 비

경쟁구간을 도입하는 경우에는 각 트래픽 소스별로 예약요구에 걸리는 최대지연시간을 만족시켜줄 수 있어서 셀 손실율에 변화가 거의 없음을 알 수 있다.

그림 4에는 각 트래픽 소스의 셀 발생 분포가 지수분포(exponential distribution)를 갖는다고 가정한 경우에, 트래픽 부하의 증가에 따른 셀손실율을 나타내었다. 그림에서 실선으로 나타낸 4가지 경우는 본 논문에서 제안한 피기백구간과 비경쟁구간의 도입 여부에 따른 각 경우를 나타낸다. 또한 그림 5에는 트래픽 부하의 증가에 따른 프레임내의 각 구간별 평균 비율을 나타내었으며, 실선으로 나타낸 2가지 경우는 피기백구간과 비경쟁구간 모두를 도입한 경우와 모두 도입하지 않은 경우에 해당한다. 또한 "all minislot periods"는 랜덤액세스구간, 비경쟁구간, 피기백구간 모두를 포함한 구간의 크기를 나타낸다. 그림 4와 그림 5로 부터 트래픽 부하가 0.8이 하인 경우 본 논문에서 제안한 방법을 모두 적용하면 적용하지 않는 경우에 비해 작은 오버헤드(즉, all minislot periods의 아주 작은 증가와 UBR/ABR 트래픽을 위한 구간의 아주 작은 감소)에도 불구하고 셀손실율에 대한 성능이 약 10-100배 정도 향상됨을 알 수 있다.

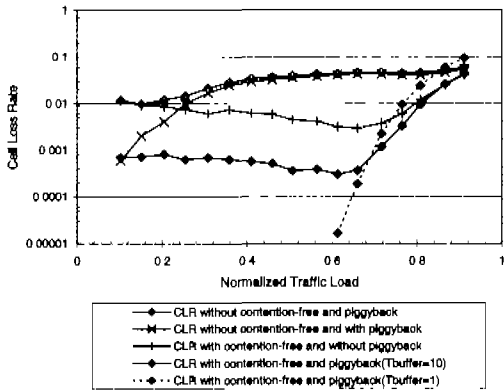


그림 4. 트래픽 부하에 따른 평균 셀손실율(random cell arrival)

그림 4와 그림 5에서 점선은 이동단말의 버퍼길이가 1이상이 되면 무조건 피기백 미니슬롯을 요구하는 경우 ($T_{buffer} = 1$)로, 트래픽 부하가 낮을 경우(약 0.7 이하 경우) 셀손실이 거의 없으나, 트래픽 부하가 클 경우에는 피기백 미니슬롯 할당량 만큼 VBR 트래픽을 위한 할당 슬롯수가 줄어들게 되어(프레임내의 각 구간별 평균 비율을 나타낸 그림 5 참고) 오히려 성능이 저하됨을 볼 수 있다. 또한 그림 4에

서 발생하는 셀 손실의 주된 요인은 각 트래픽 소스가 자신의 평균 셀발생율인 λ_{on} 만큼만 필요 대역폭으로 요구하도록 설정하고 시뮬레이션 하였고 때문이며, 이는 일반적으로 VBR 트래픽 소스의 등가대역폭이 평균 셀발생율과 최대 셀발생율 사이의 값이 됨을 감안해볼 때 최악의 경우에 해당한다. 따라서 보다 효율적인 등가대역폭을 계산하는 알고리즘을 도입하여 이에 따른 대역폭을 기지국에 요구하게 되면 전체적인 셀손실율을 더 줄일 수 있을 것이다.

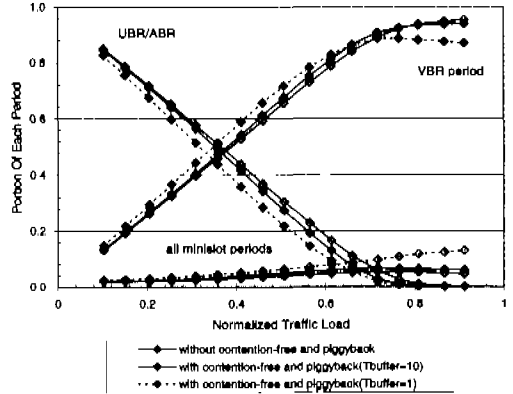


그림 5. 프레임내의 각 구간 길이

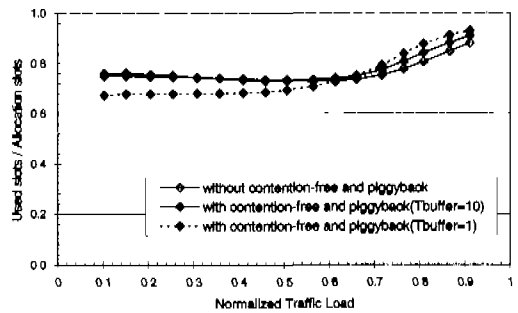


그림 6. 할당 슬롯과 실제 사용 슬롯의 비

그림 6에는 VBR 트래픽을 위해 할당된 슬롯에 대한 실제 사용 슬롯의 비율을 나타내었다. 그림에서 확인할 수 있듯이 트래픽 부하가 0.7 이하일 경우 본 논문에서 제안한 알고리즘은 약 75% 정도의 효율을 가짐을 알 수 있으며, 또한 피기백 스킴을 도입할 경우 트래픽 부하가 증가할 수록 슬롯 사용율이 증가함을 볼 수 있다.

IV. 결론

본 논문에서는 무선 ATM 망에서 실시간 멀티미

디어 트래픽의 지원을 위해, 상향링크 구간에서 예약요구 미니셀 전송시 충돌로 인한 전송지연의 최대값을 트래픽 타입별로 보장할 수 있는 기지국 스케줄러 알고리즘 및 프레임 구조물 제안하였다. 또한 1비트 길이의 피기백 플래그를 이용하여 충돌없이 동적 파라미터를 전송할 수 있는 미니슬롯을 할당받는 스킴을 제안하였으며, 각 이동단말별로 자신의 트래픽 특성 및 버퍼길이에 따라 피기백 플래그를 설정하는 방법을 제시하였다. 시뮬레이션을 이용한 성능 분석 결과로 프레임당 예약요구 부하에 따른 예약요구 지연시간의 변화, 다양한 트래픽 부하의 증가에 따른 셀손실을 및 프레임내의 각 구간의 비율 변화, 할당된 슬롯에 대한 실제 사용 슬롯의 비율 등을 제시하였으며, 제안된 MAC 프로토콜에서 사용된 알고리즘이 적은 오버헤드에도 불구하고 많은 성능향상을 얻을 수 있음을 보였다. 본 논문외 연구결과는 무선 ATM 망에서 실시간 VBR 서비스 트래픽들의 다양한 전송지연 요구 조건들을 비교적 용이하게 만족시킬 수 있는 방안으로 활용될 수 있을 것이다.

참 고 문 헌

[1] Jaime Sánchez, Ralph Martinez, and Michael W. Marcellin, "A Survey of MAC Protocols Proposed for Wireless ATM", *IEEE Network*, pp.52-62, November/December 1997.

[2] Osama Kubbar, Hussein T. Mouftah, "Multiple Access Control Protocols for Wireless ATM: Problems Definition and Design Objectives", *IEEE Communications Magazine*, pp.93-99, Nov., 1997.

[3] S.K.Biswas, D.Reininger and D.Raychaudhuri, "UPC Based Bandwidth allocation for VBR Video in Wireless ATM Links", *IEEE International Conference on Communications (ICC '97)*, pp.1073-1079, May, 1997.

[4] Yong Jin Kim, Min Jae Hwang, Chung Gu Kang, "Extended Dynamic Slot Assignment Protocol for Wireless ATM", *Proceedings of the 4th International Workshop on Mobile Multimedia Communications*, pp.526-529, 1997. 9.

[5] Andreas Kramling, Markus Scheibenbogen, Thorsten Lohmar, "Dynamic Channel Allocation in Wireless ATM Networks", *ICT'98*, pp.286-290, 1998.6.

[6] Truong H. Le, Babak Jafarian, A. H. Aghvami, "Performance Comparison of New Centralized PRMA and TDMA Systems for Wireless ATM Networks, *IEEE Vehicular Technology Conference*, pp.1466-1470, May, 1998.

[7] Zygmunt J. Haas, Deborah A. Dyson, "The Dynamic Packet Reservation Multiple Access Scheme for Multimedia Traffic", *ICC'98*, pp.1640-1644, June, 1998.

[8] Jian-Jou Lai, Yu-Wen Lai, Shie-Jue Lee, "A Medium Access Control Protocol for Wireless Networks", *ICC'98*, pp.146-150, June, 1998.

[9] Andrew S.Tanenbaum, *Computer Networks*, Prentice Hall, pp.246-275, 1996.

[10] Hiroshi Saito, *Teletraffic Technologies in ATM Networks*, Artech House, Inc., pp.47-53, 1994.

[11] Raif O. Onvural, *Asynchronous Transfer Mode Networks: Performance Issues*, Artech House, pp.122-133, 1995.

기 장 근(Jang-Geun Ki)

정회원



1986년 2월 : 고려대학교 전자공학과 졸업
 1988년 2월 : 고려대학교 전자공학과 석사
 1992년 2월 : 고려대학교 전자공학과 박사

1992년~현재 : 공주대학교 부교수

<주관심 분야> 초고속통신망, 무선LAN, 통신프로토콜

노 승 환(Soong-Hwa Ro)

정회원



1987년 8월 : 고려대학교 전자공학과 졸업
 1989년 8월 : 고려대학교 대학원 전자공학과 석사
 1993년 8월 : 고려대학교 대학원 전자공학과 박사

1994년 3월~현재 : 공주대학교 정보통신공학과 조

교수

<주관심 분야> 컴퓨터구조,ATM교환시스템

박 성 균(Seong-Gyoon Park)

정회원



1988년 : 연세대학교 전자공학과

졸업

1992년 : 연세대학교 대학원
전자공학과 석사

1994년 : 연세대학교 대학원
전자공학과 박사

1994년 9월 ~ 현재 : 공주대학교 정보통신공학과 조
교수

<주관심 분야> 마이크로웨이브