

무선 ATM망에서 rt_VBR 및 ABR 서비스를 위한 채널 접속 제어 알고리즘과 동적 대역 할당 알고리즘

정희원 양 성 룡*, 임 인 태**, 허 정 석***

A Channel Access Control algorithm and a Dynamic Slot Allocation algorithm for rt_VBR services and ABR services in Wireless ATM Networks

Seong-Ryoung Yang*, In-Taek Lim**, Jeong-Seok Heo*** Regular Members

요 약

본 논문에서는 무선 ATM망에서 rt_VBR 서비스와 ABR 서비스를 위한 채널 접속제어 알고리즘과 동적 슬롯 할당 알고리즘을 제안한다. 제안된 방식에서 실시간 서비스를 요구하는 rt_VBR 단말기는 RAS 미니슬롯을 통하여 예약요청을 하고, 예약에 성공한 단말기는 DPS 미니슬롯을 통하여 경쟁 없이 동적 매개변수를 전송한다. 반면, 비실시간성의 버스트 트래픽을 위한 ABR 단말기는 트래픽 버스트가 발생할 때마다 RAS 미니슬롯을 통하여 경쟁 기반으로 슬롯을 요청한다. 기지국의 스케줄러는 예약에 성공한 rt_VBR 단말기에게 예약요청 시 전송한 요청 슬롯 수와 잔여수명을 기반으로 상황 데이터 슬롯을 할당함과 동시에 DPS 미니슬롯도 할당한다.

ABSTRACT

In this paper, a channel access control algorithm and a dynamic slot allocation algorithm are proposed for rt_VBR services and ABR services in the wireless ATM networks. In the proposed algorithm, rt_VBR terminals that require real-time services transmit a reservation request packet by a RAS minislot. An rt_VBR terminal, which transmitted the reservation request packet, transmits the dynamic parameters by DPS minislot without contention. On the other hand, ABR terminals that have a non-real-time traffic burst transfer a reservation request packet with contention basis. Based on the received dynamic parameters, the base station scheduler allocates uplink data slots as well as DPS minislot into rt_VBR terminals.

I. 서 론

멀티미디어 서비스를 무선 ATM망에서 제공하기 위해서는 무선채널의 다양한 환경에 의한 비트오율과 멀티미디어 서비스 시 매 순간마다 변화되는 단말기의 요구사항의 전달이 문제점으로 발생하여 기존의 ATM 기술을 무선 ATM에 그대로 적용하기에

는 곤란한 점이 있다. 이는 무선 ATM에서 기존의 기술로 멀티미디어 서비스를 제공하는 경우, 단말기들이 독립적으로 분산되어 있어 트래픽 변화에 대한 예측이 어려워 매 순간마다 변화되는 정보의 즉시적 전송이 불가능하여 원활한 서비스가 어렵기 때문이다. 따라서 무선 환경에서 트래픽 변화정보의 즉시적 전송에 적합한 매체 접근 제어 프로토콜의 연구가

* 거재대학 컴퓨터 정보계열(sryang@mail.koje.ac.kr), ** 부산외국어대학교 컴퓨터·전자공학부

*** 울산대학교 컴퓨터정보통신공학부

논문번호 : #020170-0418, 접수일자 : 2002년 4월 18일

핵심기술로 대두되고 있다^{1,2)}.

한편 멀티미디어 서비스 시 각각의 서비스에 따른 트래픽 특성이 서로 상이하므로 각 서비스의 개별적 특성을 분석한 후, 해당 서비스에 적합한 방법이 제시되어야 한다. 따라서 단말기들은 다양한 매개변수들 중에서 어떤 매개변수를, 어떻게 전달하고, 기지국에서는 수신한 매개변수에 따라 어느 정도의 대역을, 언제 할당하는가를 종합적으로 분석하여 구현되어야 하는 복잡한 요소를 가지고 있다. 이러한 이유로 단말기의 상태 정보를 효율적으로 기지국에 전달하기 위한 채널의 접근 제어 방식과, 매번 변화되는 요청 대역을 효율적으로 할당하기 위한 동적 대역 할당 기법이 핵심요소이며 이에 대한 연구가 활발히 진행되고 있다^{3,4)}.

매체 접근 제어 방식으로는 경쟁 방식과 비경쟁 방식으로 구분할 수 있다. ABR 과 같이 대역 요구가 간헐적인 서비스에는 비경쟁 방식이 적합한 것으로 알려져 있으며, rt_VBR과 같이 대역 요구의 변화가 빈번한 서비스에는 임의의 슬롯에 경쟁하는 방식과 셀 헤더에 압축하여 전송하거나 일정슬롯을 할당하는 비경쟁 방식 모두가 제안되어 있다^{6,7)}.

셀 헤더에 압축하여 전송하는 방식은 전송 가능한 비트수가 제한되어 있어 간단한 정보만 전달 가능하므로 단말기의 상세한 상태를 전달하기가 어렵다. 일정슬롯을 지속적으로 할당받게 하는 방식은 대역이 낭비되는 현상을 초래한다. 그러나 각 방식에 대한 효율성은 제공 서비스 종류와 전달되는 매개변수의 선정 방법, 상향 프레임의 구조 그리고 여기에 따른 매체 접근 방식 등이 동시에 고려되어야 하는 복잡성으로 인하여 단순히 유사한 매체 접근 방식이나 매개변수 전달방식을 비교 분석하기에는 어려운 점이 있다. 하지만 무선 ATM에서는 제공되는 서비스의 종류에 따라 매체 접근 방식이 다르게 적용되어야 할 필요성이 있으며, 특히 rt-VBR 서비스와 ABR 서비스가 동시에 제공되어야 하는 경우, 임의의 한 방식만으로는 원활한 서비스의 제공이 어려울 것으로 예측된다^{5,6)}.

따라서 본 논문에서는 다양한 트래픽 특성을 갖는 멀티미디어 서비스 중에서 트래픽 특성이 복잡하고 실시간을 요구하는 rt-VBR 서비스와 트래픽 특성은 비교적 단순하나 간헐적으로 발생하는 ABR 서비스를 동시에 고려한 채널 접속제어 알고리즘과 동적 대역할당 알고리즘을 제안한다.

제안하는 채널 접속제어 알고리즘은 간단한 구조와 구현이 용이한 특성을 갖는 경쟁 방식과 실시간 서비스에 효과적인 예약방식을 동시에 도입하였다. ABR 서비스에는 트래픽이 발생 할 때마다 매번 경쟁을 통하여 대역을 요구하는 경쟁방식을, rt_VBR 서비스에는 트래픽이 발생한 후 첫 번째 대역 요청은 경쟁하여 요구하고 나머지는 트래픽 발생 동안 DPS 미니 슬롯이 할당되어 지속적으로 대역 요청이 가능한 방식을 사용한다. rt_VBR 서비스에서는 대역 요청 시 사용되는 매개 변수로는 다음 전송에 필요한 슬롯 수와 잔여수명이며, ABR 서비스에서는 필요한 슬롯 수이다. 동적 대역 할당 알고리즘에서는 수신한 매개변수를 토대로 잔여 수명이 적은 단말기에 우선적으로 대역을 할당하되, 최소한의 대역을 설정하여 ABR 서비스에 할당하도록 한다. 이를 위해 상향의 데이터 슬롯 구간은 rt_VBR 용과 ABR 용으로 구분되고 경계는 트래픽 부하에 따라 가변되며 이 정보는 프레임의 헤더 구간을 통하여 모든 단말기에게 방송된다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. II 장에서는 본 논문에 제안된 채널 접속제어 알고리즘과 동적 슬롯할당 알고리즘을 설명하고, III장에서는 제안된 방식의 알고리즘을 시뮬레이션으로 성능을 분석하고, 마지막으로 결론을 기술한다.

II. 시스템 구성

1. 프레임 구조

멀티미디어 트래픽을 지원하기 위해 본 논문에서 제안하는 매체 접근제어 프로토콜은 TDD에 의해 상하향 링크를 구성하고, TDMA를 기본 접속 방식으로 한다. 제안하는 프로토콜을 위한 프레임의 구조는 그림 1과 같다. MP (Modem Preamble) 구간은 프레임 동기를 위해 사용되며, FH(Frame Header) 구간은 단말기들의 예약 결과, RAS 구간의 전송 확률, 프레임 구조 그리고 상향 데이터 슬롯 구간에 rt_VBR 및 ABR 단말기들에 할당된 슬롯 할당 정보 등을 방송하는데 사용된다. 상향 및 하향 데이터 슬롯 구간은 요구에 의해 예약된 트래픽들에 대한 슬롯할당을 위해 사용된다. RAS(Random Access Slots) 구간은 각 단말기에서 트래픽이 발생했을 때 예약요청 패킷을 전송하기 위한 미니슬롯들로 구성되며, 이 구간에서의 미니슬롯들은 경쟁 기반 방식으로 사용된다.

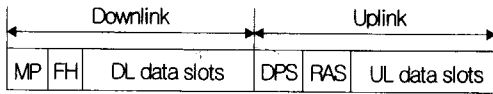


그림 1. MAC 프레임 구조

DPS(Dynamic Parameter Slot) 구간은 rt_VBR 단말기들이 동적 매개변수를 기지국으로 통보하기 위한 미니슬롯들로 구성되며, 이 구간에서의 미니슬롯들은 비경쟁 기반 방식으로 사용된다.

2. 채널 접속제어 알고리즘

멀티미디어 트래픽 전송을 위해 제안하는 채널 접속제어 알고리즘은 각 트래픽이 갖는 특성에 따라 달리 적용된다. rt_VBR 트래픽의 경우, 단말기는 프레임 단위로 발생한 셀과 발생시간을 근거로 한 잔여수명을 매개 정보로 하여 RAS 미니슬롯 중 임의로 한 미니슬롯에 예약을 시도한다. 만일 충돌로 인하여 예약에 실패하면 재 전송을 위한 경쟁을 계속하고, 최대 허용 지연 시간동안 계속 실패하게 되면 해당 셀들을 폐기한다. ABR 트래픽의 경우, 하나의 트래픽 버스트가 발생되면 경쟁방식으로 슬롯할당을 요청한다. 각 트래픽이 발생한 단말기에 대한 접속제어 알고리즘의 기본 원리는 다음과 같다.

① 휴지상태에서 하나의 트래픽 버스트가 발생한 단말기는 경쟁상태로 천이하고, 슬롯 예약을 위하여 다음 프레임에서 임의의 RAS 미니슬롯을 선택한다.

② 경쟁상태에 있는 단말기는 선택한 미니슬롯을 통하여 기지국에서 방송한 전송허용 확률로 요구하는 슬롯 수를 포함하는 예약요청 패킷을 전송한 후, 다음 프레임의 FH 구간에 있는 슬롯할당에 대한 응답을 기다린다.

③ 충돌 또는 전송오류로 인하여 예약요청 패킷에 대한 응답이 없으면, 경쟁 상태를 유지하고 이를 반복한다. rt_VBR 트래픽의 경우에는 일정기간동안(Max_CTD) 계속하여 예약이 실패되면 해당 패킷은 폐기하고 다음에 발생한 패킷으로 ②과정을 반복한다.

④ FH 구간을 통하여 기지국이 할당한 슬롯 번호를 통보 받으면 예약상태로 천이하고, 할당받은 슬롯을 통하여 트래픽 버스트의 패킷들을 전송한다. 한편, rt_VBR 트래픽의 경우, 기지국의 스케줄러는 예약된 rt_VBR 단말기에게 데이터 슬롯 할당 시 DPS 미니슬롯을 동시에 할당하여 해당 단말기의 예약을 계속 유지시킨다. ABR 트래픽의 경우는 현재 프레

임에서 트래픽 버스트의 모든 패킷을 전송하지 못하면 기지국으로부터 슬롯할당이 완료될 때까지 ABR 단말기는 예약상태를 유지한다.

⑤ 비록 기지국이 예약요청 패킷은 성공적으로 수신했지만 슬롯할당 알고리즘에 의하여 해당 단말기에게 할당할 슬롯이 없으면, 기지국에서는 FH 구간을 통하여 대기 신호를 보낸다. 한편, 대기 신호를 받은 단말기는 예약상태를 유지하면서 FH를 통한 할당 신호를 받을 때까지 기다린다.

⑥ 예약상태에서 트래픽 버스트의 모든 패킷을 전송 완료한 단말기는 휴지상태로 천이한다.

각 단말기에서 예약을 위한 경쟁방식에서 적용한 전송허용 확률은 예약요청 패킷들의 충돌 횟수를 줄이고, 재전송되는 예약요청 패킷과 새로운 예약요청 패킷의 접속시도 공평성을 유지하기 위하여 프레임(t+1)에서 새로운 예약요청 패킷과 재전송되는 예약요청 패킷의 전송허용 확률 $P_n(t+1)$, $P_r(t+1)$ 은 다음과 같이 정의되고 매 프레임마다 기지국이 계산하여 방송한다.

$$P_n(t+1) = \begin{cases} 1, & N_r(t+1) \leq K \\ 0, & otherwise \end{cases} \quad (1)$$

$$P_r(t+1) = \begin{cases} 1, & N_r(t+1) \leq K \\ \frac{K}{N_r(t+1)}, & otherwise \end{cases} \quad (2)$$

여기서 K는 RAS 미니슬롯의 수를 나타내고, $N_r(t+1)$ 은 프레임 (t+1)에서 재전송되는 예약요청 패킷의 수를 나타낸다. 프레임 (t+1)에서 재전송되는 예약요청 패킷의 수는 프레임 t에서 재전송되는 예약요청 패킷의 수($N_r(t)$)와 성공한 예약요청 패킷의 수($N_s(t)$), 및 새로운 예약요청 패킷의 수($N_n(t)$)로써 계산되며, 이는 다음과 같이 정의된다.

$$N_r(t+1) = N_n(t) + N_r(t) - N_s(t) \quad (3)$$

여기서,

$$\begin{cases} 0 \leq N_r(t) \leq N_d, \\ N_n(t) = (N_d - N_r(t)) \cdot \lambda, \\ \begin{cases} 0 \leq N_s(t) \leq \text{Min}\{K, N_n(t) + N_r(t)\}, & \text{if } P_n(t) = 1 \\ 0 \leq N_s(t) \leq \text{Min}\{K, N_r(t)\}, & \text{if } P_n(t) = 0 \end{cases} \end{cases} \quad (4)$$

위의 식(4)에서 N은 단말기의 수이고, λ 는 프레임당 각 단말기들이 발생시키는 새로운 버스트 트래픽의 발생률을 나타낸다. 기지국 스케줄러가 $N_n(t)$ 를 계산할 때, 각 단말기의 새로운 트래픽 버스트 발생률인 λ 를 직접 알 수 있는 방법은 없다. 따라서 기지

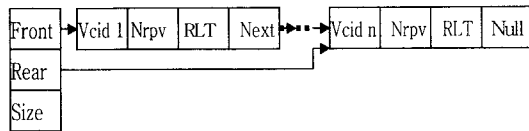
국에서는 새로운 예약요청 패킷의 수를 추적하기 위하여 일정한 시간을 윈도우로 설정하고, 이 기간 동안 도착한 새로운 예약요청 패킷의 수를 추적하여 이에 대한 평균값을 추정치 λ 로 사용한다.

제안한 방법에서는 재전송되는 예약요청 패킷의 수가 RAS 미니슬롯의 수보다 적으면, 재전송되는 예약요청 패킷뿐만 아니라 새로운 예약요청 패킷을 전송하게 한다. 반면, 충돌 등으로 인하여 재전송되는 예약요청 패킷의 수가 RAS 미니슬롯보다 많으면, 기지국에서는 재전송되는 단말기의 슬롯할당 지연을 줄이기 위하여 새로운 예약요청 패킷의 전송은 중단시키고, 재전송되는 패킷만 균등한 확률로 전송하게 한다.

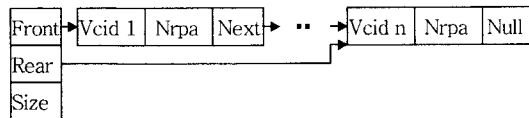
3. 슬롯할당 알고리즘

기지국의 스케줄러는 예약 요청된 단말기에게 슬롯을 할당하기 위하여 그림 2와 같이 AVCL(Active VC List)를 유지·관리한다. 이는 각 단말기들이 예약요청 시 전송한 매개변수의 정보를 저장하기 위하여 사용되며, rt_VBR 단말기를 위한 AVCL_V(AVCL for rt_VBR)와 ABR 단말기를 위한 AVCL_A(AVCL for ABR)로 구성된다.

그림 2(a)에 나타난 AVCL_V에 있는 하나의 노드는 슬롯할당을 요청한 rt_VBR 단말기에서 전송한 동적 매개변수 정보를 기반으로 만들어지며, 하나의 노드는 $\langle VCid, Nrpv, RLT \rangle$ 정보를 갖는다. 여기서 VCid는 슬롯을 요청한 rt_VBR 단말기의 가상 채널 번호를 나타내며, Nrpv는 VCid i에게 할당해야 될 슬롯의 수를 나타내며, RLT는 VCid i에게 슬롯이 할당되기까지 남은 잔여수명을 나타낸다.



(a) rt_VBR 트래픽을 위한 AVCL_V



(b) ABR 트래픽을 위한 AVCL_A

그림 2. 기지국의 AVCL

그림 2(b)에서 나타난 AVCL_A에 있는 하나의

노드는 ABR 트래픽 버스트의 예약 요청이 성공될 때 만들어지며, 그림에서 나타난 바와 같이 하나의 노드는 $\langle VCid, Nrpa \rangle$ 정보를 갖는다. VCid는 예약 요청한 단말기의 가상 채널 번호를 나타내며, Nrpa는 VCid i가 요청한 트래픽의 총 슬롯 수를 나타낸다. ABR 단말기는 하나의 트래픽 버스트에 대한 모든 패킷을 전송하기 전에 동일한 단말기에서 새로운 트래픽 버스트의 예약요청을 하지 않는 것으로 가정한다. 따라서, AVCL_A의 VCid는 모든 단말기에 대하여 유일하다. 모든 AVCL은 예약요청 패킷의 도착 순서대로 저장되며, 슬롯할당은 AVCL에 저장된 정보를 기반으로 이루어진다.

본 논문에서 제안하는 rt_VBR 과 ABR 트래픽을 위한 동적 슬롯할당 알고리즘은 매 프레임마다 다음과 같이 동작한다.

① 필요한 매개변수

- NI : 프레임당 상황 데이터 전체 슬롯 수
- $maxNL_V$: rt_VBR 단말기를 위한 최대 데이터 슬롯 수
- $minNLA$: ABR 단말기를 위한 최소 데이터 슬롯 수
- LV : AVCL_V의 총 노드 수
- LA : AVCL_A의 총 노드 수
- V_i : rt_VBR 단말기 i에게 할당한 슬롯 수
- A_i : ABR 단말기 i에게 할당한 슬롯 수
- LVRLT : AVCL_V의 RLT 집합 ($=\{R_1, R_2, \dots, R_k\}$, $R_1 < R_2 < \dots < R_k, k \leq max_CTD - 1$)
- NR_i : RLT가 R_i 인 AVCL_V의 노드 수
- TP_V : AVCL_V의 총 요청 슬롯의 수

$$= \sum_{i=1}^{LV} Nrpv_i$$
- TP_A : AVCL_A의 총 요청 슬롯의 수

$$= \sum_{i=1}^{LA} Nrpa_i$$
- $RP_V(R_i)$: rt_VBR 에서 RLT가 R_i 인 요청 슬롯들의 총 수

$$= \sum_{V_k, RLT} Nrpv_i$$
- R : 프레임에서 rt_VBR 과 ABR 단말기에 슬롯을 할당하고 남은 슬롯 수 (초기 값=NI)

②//총 요청 슬롯의 수가 상황 데이터 슬롯 수보다 적으면, AVCL_V와 AVCL_A의 모든 단말기에게 요청한 슬롯을 할당한다.

```

if ((TP_V + TP_A) <= NI) then
{
  for i = 1 to LV
     $V_i = Nrpv_i$  ;
  for i = 1 to LA
  
```

$A_i = Nrpai ; \}$ goto ⑥

$$A_i = \lfloor \frac{Nrpai}{RP_A} \times R \rfloor ;$$

③//rt_VBR 단말기에게 슬롯을 할당한다.

가) // rt_VBR 단말기가 요청한 총 슬롯의 수가 maxNL_V 보다 적으면, AVCL_V의 모든 단말기에게 요구한 슬롯 수만큼 슬롯을 할당한다.
 if (RP_V <= maxNL_V) then
 { for i = 1 to LV
 Vi = Nrpvi ;
 R -= Vi ; }

나) // 아니면, AVCL_V의 RLT 집합에서 최소 잔여수명을 갖는 단말기만을 선택한다.

if (RP_V > maxNL_V) then
 { Rmin = $\frac{Min}{R_i \in LV_{RLT}} \{ R_i \} ;$
 LVRLT = LVRLT - {Rmin} ; }

(1) // 최소 잔여 수명을 갖는 단말기에서 요청한 총 슬롯의 수가 maxNL_V보다 적으면 최소 잔여수명을 갖는 모든 단말기에게 요구한 슬롯을 모두 할당한다.

if (RP_V(Rmin) <= maxNL_V) then
 for i = 1 to NRmin
 { Vi = Nrpvi ;
 R -= Vi ; }

(2) // 아니면, 최소 잔여수명을 갖는 단말기에게 Nrpv에 비례하여 maxNL_V개의 슬롯을 할당한다.

if (RP_V(Rmin) > maxNL_V) then
 for i = 1 to NRmin
 { $V_i = \lfloor \frac{Nrpv_i}{RP_V(R_{min})} \times \max NL_V \rfloor ;$
 R -= Vi ; }

④// ABR 단말기에게 슬롯을 할당한다.

가) // rt_VBR에 할당하고 남은 슬롯의 수가 요청 슬롯보다 크면, 요청된 슬롯의 수 만큼 할당
 if (RP_A <= R) then
 for i = 1 to LA
 { Ai = Nrpai ;
 R -= Ai ; }

나) // 아니면, AVCL_A의 Nrp에 비례하여 ABR 단말기들에게 R개의 슬롯을 할당한다.

if (RP_A > R) then
 for i = 1 to LA

⑤// R>0이면, 즉 최소 잔여수명을 갖는 rt_VBR과 ABR 단말기에게 슬롯을 할당 한 후, 남은 슬롯이 있으면 다음의 최소 잔여수명을 갖는 rt_VBR 단말기에게 남은 슬롯을 할당한다.

if (R > 0) then
 { Rmin = $\frac{Min}{R_i \in LV_{RLT}} \{ R_i \} ;$

LVRLT = LVRLT - {Rmin};
 for i = 1 to NRmin

{ $V_i = \lfloor \frac{Nrpv_i}{RP_V(R_{min})} \times \max NL_V \rfloor ;$
 R -= Vi ; }

⑥// AVCL_V와 AVCL_A를 갱신한다.

본 논문에서 제안한 슬롯할당 알고리즘은 각 트래픽에서 필요로 하는 총 슬롯 수에 비례하여 슬롯을 할당한다. 전송하고자하는 트래픽의 크기가 큰 단말기, 즉 요청한 슬롯의 수가 많은 단말기에게 우선순위를 높게 하여 더 많은 슬롯을 할당하고, 요청한 슬롯의 수가 적은 단말기에게는 상대적으로 적은 수의 슬롯을 할당한다.

III. 성능 평가

본 논문에서 제안한 알고리즘의 성능 분석은 SMPL C언어 라이브러리^[8]를 이용한 시뮬레이션으로 이루어졌다. 시뮬레이션을 위한 트래픽 발생은 트래픽 버스트의 셀을 발생시키는 on 상태와 셀을 발생시키지 않는 off 상태를 반복하는 on-off 모델로 가정하였다. 하나의 프레임의 길이는 2ms이고 채널용량은 25Mbps로 가정하였다. rt-VBR 트래픽에서 on 구간 길이(T_on)와 off 구간 길이(T_off)를 평균이 각각 40ms와 136ms로 가정하였으며, on 구간동안 매 프레임마다 평균 13개의 셀이 발생된다고 가정하였다. 또한 rt_VBR 트래픽의 최대 전송지연 허용시간(Max_CTD)는 40ms로 가정하였다. ABR 트래픽에서 트래픽 버스트의 도착간 평균시간은 100ms이고, 트래픽 버스트의 평균 길이는 5셀로 가정하였다. 상향 데이터 슬롯의 총 수는 50 이고, ABR 트래픽을 위한 최소한 슬롯 수는 10 으로 설정하였다.

접속제어와 슬롯할당 알고리즘의 성능에 중점을 두기 위하여 프레임 전송에 대한 오류는 없는 것으로

로 가정하였다. 또한 하향링크는 기지국으로부터 방송되는 채널이므로 시뮬레이션에서는 상향링크만을 고려하였다. 표 1은 시뮬레이션에 사용된 주요 시스템 변수들의 값을 나타낸 것이다.

표 1. 시뮬레이션 시스템 변수

Channel bit rate		25Mbps
Frame duration		2ms
Data slot size		54 byte
minislot size		9 byte
Number of UL data slots (NI)		50
Minimum No. of UL data slots for ABR (minNI_A)		10
Number of RAS minislots (K)		10
A B R	Mean interarrival time between data bursts(T_{burst})	100ms
	Mean burst length (b)	5cells
V	Mean length of T_{on}	40ms
	Mean length of T_{off}	135ms
B R	Mean number of cells per frame during on period	13cell
	Max_CTD	40ms
Simulation time		1,200 sec
Moving-time window for λ		2,000 ms

제안된 방식의 성능 분석을 위하여 rt-VBR 서비스 및 ABR 서비스에 대한 슬롯 활용도, 평균 전송 지연, 및 셀 손실률을 성능평가 매개변수로 사용하였다. 슬롯 활용도는 상향 데이터 슬롯의 이용률로서, 시뮬레이션 기간 동안의 총 상향 데이터 슬롯 수에 대한 할당된 슬롯 수의 비율을 나타낸다. 평균 전송 지연은 트래픽 버스트가 발생된 시점부터 전송이 완료될 때까지의 평균 시간을 나타낸다. 또한 셀 손실률은 시뮬레이션 기간 동안에 발생한 총 셀 수에 대하여 전송하지 못한 총 셀 수의 비율을 나타낸다.

본 논문에서는 rt_VBR 트래픽과 ABR 트래픽을 동시에 전송할 때, DPS 미니슬롯을 사용하여 rt_VBR 트래픽의 동적 매개변수를 전송하는 방식과 매 번 경쟁을 통하여 매개변수를 전달하는 방식의 성능을 비교하고, 각 방식이 트래픽 부하의 변화에 미치는 영향을 분석하였다. 그림 3부터 5까지는 ABR 단말기의 수를 50으로 하여 rt_VBR 단말기 수의 변화에 따른 셀 손실률, 평균 전송지연, 및 슬롯 활용도를 각각 나타낸 것이다. 그림 3에서 나타난 바와 같이 본 논문에서 제안한 DPS 미니슬롯을 사용하는 경우, 매 프레임마다 단말기는 슬롯 요청정보를 DPS 미니슬롯을 사용하여

지속적으로 전송 할 수 있어 충돌에 의한 손실은 발생되지 않아 셀 손실률이 DPS 미니슬롯을 사용하지 않는 방식보다 낮게 나타난다. DPS를 사용하지 않는 방식에서는 단말기의 슬롯 요청 정보를 매 프레임마다 경쟁하여 전송해야 하므로 충돌에 의한 영향으로 셀 손실률이 높게 나타난다.

rt-VBR 단말기 수가 적은 경우, 즉 부하가 낮은 경우에는 DPS 미니슬롯을 사용하는 방식이 단말기 버퍼상태를 지연 없이 기지국에 전송 할 수 있으므로 기지국은 단말기의 트래픽 변화 상태를 즉시 파악 할 수 있어 요청되는 슬롯 수의 변화에 즉시 대응 할 수 있다. 따라서 그림 4에서 나타난 바와 같이 DPS 미니슬롯을 사용하지 않는 방식에 비하여 평균 전송 지연 성능이 우수함을 알 수 있다. 부하가 높은 경우, DPS 미니슬롯을 사용하는 방식에서 평균 전송 지연이 다소 높게 나타난다. 이는 DPS 미니슬롯을 사용하지 않는 경우, 충돌에 의한 전송지연으로 인하여 폐기되는 셀이 증가하기 때문에 상대적으로 DPS 미니슬롯을 사용하지 않는 경우에는 전송지연이 다소 낮게 나타난다. 따라서 부하가 높은 경우, DPS 미니슬롯을 사용하는 경우의 전송지연 증가는 손실률이 상대적으로 낮아 요구되는 슬롯 수가 많아져 할당에 필요한 시간이 증가되기 때문이다. 그러나 최대 셀 전송 지연 시간(maxCTD)보다는 평균 전송 지연이 낮게 나타나므로 본 논문이 제안한 방식에서도 rt_VBR 트래픽의 품질은 만족시킴을 알 수 있다.

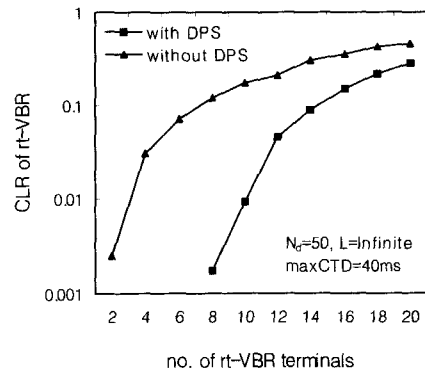


그림 3. rt_VBR 단말기 수에 따른 rt_VBR 단말기의 셀 손실률

그림 5는 rt_VBR 단말기 수에 따른 슬롯 활용도를 비교한 것이다. DPS 미니슬롯을 사용하지 않는 방식에서는 매 프레임마다 단말기의 상태 정보를 기지국에 알리기 위하여 다른 단말기와 경쟁을 해야 한다.

이때 경쟁 실패로 인하여 단말기의 상태가 기지국에 즉각적으로 알려지지 못하여 비록 단말기에서 많은 트래픽이 발생하더라도 이를 기지국에서는 알지 못하므로 많은 슬롯이 낭비되고 있음을 알 수 있다.

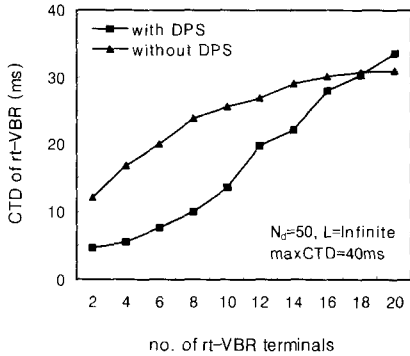


그림 4. rt_VBR 단말기 수에 따른 rt_VBR 단말기의 평균 전송 지연

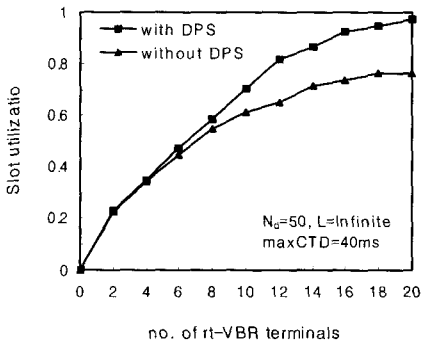


그림 5. rt_VBR 단말기 수에 따른 슬롯 활용도

그림 6은 rt_VBR 단말기 수의 증가에 따른 ABR 단말기의 평균 전송지연을 나타낸 것이다. rt_VBR 단말기에서 매번 경쟁에 의해 매개변수 정보를 전송해야 하는 방식의 경우, rt_VBR 단말기 수가 증가하면 예약 요청 패킷의 충돌률이 높아지게 되어 전송 지연이 증가됨을 알 수 있다. 그러나 DPS 미니슬롯을 사용하는 방식에서는 rt_VBR 단말기의 수가 증가되어도 한번 예약된 단말기는 DPS 미니슬롯을 통하여 매개변수 정보를 전송하기 때문에 매번 ABR 트래픽의 예약 요청 패킷과 경쟁하지 않는다. 따라서 rt_VBR 단말기의 수의 변화는 ABR 트래픽의 전송 지연에 큰 영향을 미치지 않음을 알 수 있다.

그림 7은 rt_VBR 단말기의 수 20일 때, ABR 단말기 수의 변화에 따른 ABR 단말기의 평균 전송 지연을 보여 주고 있다. 그림에서 나타낸 바와 같이

rt_VBR 단말기에 DPS 미니슬롯을 할당하는 방식이 DPS 미니슬롯을 사용하지 않는 방식에 비하여 평균 셀 전송 지연 성능이 우수함을 알 수 있다. 이는 DPS 미니슬롯을 사용하지 않는 방식에서는 rt_VBR 단말기가 매번 경쟁하여 예약 요청하므로 예약 요청하는 전체 패킷의 수가 증가되어 충돌 가능성이 더 높아지기 때문이다.

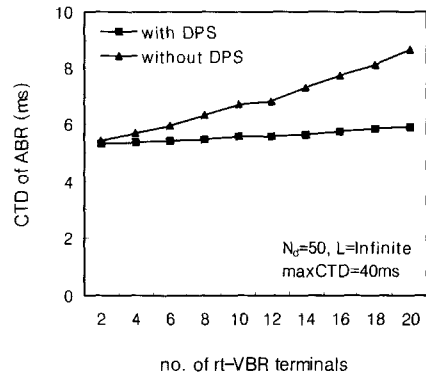


그림 6. rt_VBR 단말기 수에 따른 ABR 단말기의 평균 전송 지연

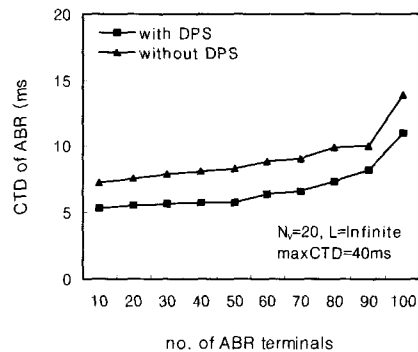


그림 7. ABR 단말기 수에 따른 ABR 단말기의 평균 전송 지연

그림 8에서는 rt_VBR 단말기의 수가 20일 때, ABR 단말기 수의 변화에 따른 슬롯 활용도에 미치는 영향을 나타냈다. 그림에서 나타낸 바와 같이 DPS 미니슬롯을 사용하지 않는 방식의 경우에는 ABR 단말기 수가 증가하면 슬롯 활용도가 저하됨을 알 수 있다. 이는 매번 경쟁을 통한 매개변수 정보의 전달 방식이 ABR 단말기의 수의 증가에 따른 예약 요청 패킷들의 빈번한 충돌로 인하여 기지국이 단말기의 순시적인 버퍼의 상태를 알 수 없어 단말기가 필요로 하는 슬롯의 할당이 이루어지지 않기 때문이다.

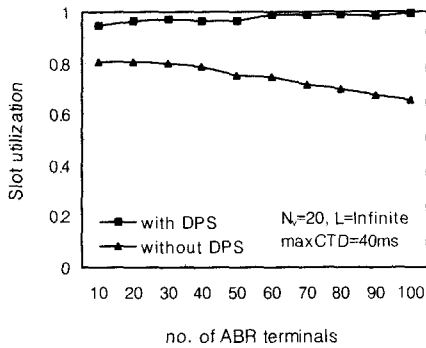


그림 8. ABR 단말기 수에 따른 슬롯 활용도

rt_VBR 트래픽과 ABR 트래픽을 동시에 전송해야 하는 경우에는 실시간 트래픽 특성을 갖는 rt_VBR 트래픽에 슬롯을 우선 할당하게 된다. 이는 rt_VBR 트래픽의 증가 시 ABR 트래픽의 급격한 지연증가로 이어진다. 이로 인하여 ABR 트래픽이 요구하는 최소한 트래픽 전송 요구를 만족시키지 못하는 원인이 되어 왔으며, 본 논문에서는 이를 해결하기 위하여 ABR 트래픽을 위한 최소한의 슬롯 수를 설정하였다. rt_VBR 트래픽의 증가가 ABR 트래픽에 미치는 영향을 살펴보면 그림 9 에서와 같이 rt_VBR 단말기의 수(N_v)가 증가되어도 AVR 단말기의 수가 80 일 때 까지는 10ms 이내의 평균 지연을 보임으로 안정적으로 ABR 트래픽을 처리하고 있음을 알 수 있다.

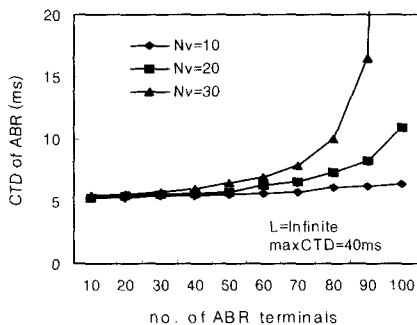


그림 9 rt_VBR 단말기 수의 변화와 ABR 단말기의 동시 변화에 따른 ABR 단말기의 평균 전송 지연

ABR 단말기의 수가 90 이상에서 급격한 지연이 나타나는 것은 RAS 구간에서의 경쟁으로 인한 충돌이 급속히 증가되기 때문에 나타나는 현상이다.

IV. 결론

본 논문에서는 TDMA/TDD 기반 무선 ATM망에서 실시간 트래픽(rt_VBR)과 비실시간성의 버스트 트래픽(ABR)을 위한 매체 접근제어 프로토콜로 채널 접속제어 알고리즘과 동적 슬롯 할당 알고리즘을 제안하였고, 시뮬레이션을 통하여 이에 대한 성능을 분석하였다. 제안한 접속제어 알고리즘에서는 기지국이 RAS 미니슬롯의 수와 예약요청 부하를 기반으로 단말기의 전송허용 확률을 계산하여 방송하고, 단말기에서는 수신한 전송허용 확률을 기반으로 예약요청 패킷을 전송하여 단말기의 전송을 부하에 따라 제어될 수 있도록 하였다. 슬롯 할당 알고리즘에서는 수신한 예약요청 패킷에 있는 단말기의 버퍼 상태를 기반으로, 기지국 스케줄러는 각 단말기들이 요청한 총 슬롯 수에 비례하여 상향링크의 슬롯을 할당한다.

성능 분석의 결과 본 논문에서 제안한 알고리즘은 rt_VBR 트래픽과 ABR 트래픽을 경쟁에 의해서만 전송하는 방식에 비하여 슬롯 활용도와 평균 전송 지연이 우수하게 나타남을 알 수 있었다. 이는 rt_VBR 단말기에서 DPS 미니 슬롯을 사용하지 않는 경우, 매 번 경쟁에 의한 충돌로 인하여 단말기의 상태를 즉시 알릴 수 없어 효율적인 대역 할당이 어렵기 때문이다. DPS 미니 슬롯을 이용하는 경우에는 단말기의 상태를 지연 없이 알릴 수 있어 전송 지연과 슬롯 활용도가 크게 개선됨을 알 수 있다. 또한 상향 데이터 슬롯 구간에서 ABR 트래픽을 위한 최소한의 슬롯을 확보하는 방식이 rt_VBR 트래픽을 우선적으로 처리하면서도 ABR 서비스가 요구하는 최소 전송 요구를 수용 할 수 있음을 알 수 있다.

따라서 제안된 방식은 경쟁 방식이 갖는 알고리즘의 간편성을 유지하면서, 트래픽 부하의 증가 시 발생하는 전송 효율의 저하를 예약방식의 도입으로 방지하고 ABR 트래픽이 요구하는 최소한의 전송 요구를 만족함으로써 멀티미디어 트래픽에 효율적으로 동작되고 있음을 알 수 있다. 다음 연구에서는 실시간 서비스와 비실시간 서비스에서 할당되는 데이터 슬롯의 비율에 따라 단말기의 수와 트래픽의 변화에 미치는 영향에 대한 분석이 필요할 것으로 보인다.

참고문헌

(1) S. K. Biswas, D. Reininger, and

- D. Raychaudhuri, "UPC Based Bandwidth Allocation for VBR Video in Wireless ATM Links," Proc. of ICC97, pp.1073-1079, 1997.
- (2) D. Raychaudhuri, and N. D. Wilson, "ATM-based Transport Architecture for Multi-Services Wireless Personal Communication Networks," IEEE Journal on Selected Areas in Commun., vol.12, pp.1401-1414, Oct. 1994.
- (3) J. Sanchez, R. Martinez, and M. W. Marcellin, "A survey of MAC protocols proposed for wireless ATM," IEEE Network, vol.11, no.6, pp.52-62, Nov./Dec. 1997.
- (4) J. Sanchez, R. Martinez, and M. W. Marcellin, "A Survey of MAC Protocols Proposed for Wireless ATM," IEEE Network, vol.11, no.6, pp.52-62, Nov./Dec. 1997.
- (5) C. G. Kang, C. W. Ahn, K. H. Jang, and W. S. Kang, "Contention-Free Distributed Dynamic Reservation MAC Protocol with Deterministic Scheduling(C-FD³R MAC) for Wireless ATM Networks," IEEE Journal on Selected Areas in Commun., vol.18, no.9, pp.1623-1635, Sept. 2000.
- (6) S. Choi, and Kang G. Shin, "A unified architecture of wireless networks for real-time and non-real-time communication services," IEEE/ACM Trans. on Networking, vol.8, no.1, pp.44-59, Feb. 2000.
- (7) L. Fratta, P. Giacomazzi, and L. Musumeci, "PRAS: A MAC Protocol for Wireless ATM Networks," Proc. of Globecom'99, pp.2743-2751, 1999.
- (8) M. H. MacDougall, Simulating Computer Systems Techniques and Tools, MIT Press, 1987.

양 성 룡(Seong-Ryoung Yang) 정회원



1989년 2월 : 울산대학교
전자공학과 (공학사)
1992년 2월 : 울산대학교
대학원전자공학과(공학석사)
2002년 8월 : 울산대학교
대학원전자공학과(공학박사)
1996년 3월~현재 : 거재대

학 컴퓨터 정보계열 부교수

〈주관심분야〉 무선 ATM망, 멀티미디어 통신

임 인 택(In-Taek Lim) 정회원

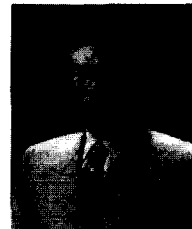


1984년 2월 : 울산대학교
전자계산학과 (공학사)
1986년 2월 : 서울대학교
대학원계산통계학과(이학석사)
1998년 2월 : 울산대학교
대학원컴퓨터공학과(공학박사)
1986년 1월~1993년 2월

: 삼성전자(주) 특수연구소 선임연구원
1993년 3월~1998년 2월 : 동부산대학 전자계산과 조교수
1998년 3월~현재 : 부산외국어대학교 컴퓨터·전자공학부 조교수

〈주관심분야〉 무선 ATM망, Mobile IP, MAC 프로토콜

허 정 석(Jeong-Seok Heo) 정회원



1976년 2월 : 서울대학교
전자공학과(공학사)
1986년 2월 : 서울대학교
대학원컴퓨터공학과(공학석사)
1995년 2월 : 부산대학교
대학원컴퓨터공학과(공학박사)
1980년~1983년 : 한국전

자통신연구소 선임연구원
1983년~1986년: 한국통신 선임연구원
1986년~현재: 울산대학교 컴퓨터정보통신공학부교수

〈주관심 분야〉 B-ISDN/ATM, 무선 ATM망, 멀티미디어 통신