

무선 ATM에서 동적채널할당기법을 이용한 MAC 프로토콜의 설계

正會員 임 재 환*, 강 상 욱*, 최 승 철**

The Design of a MAC Protocol in the Wireless ATM Using Dynamic Channel Allocation Scheme

Jaehwan Lim*, Sangwook Kang*, Seungchol Choi** *Regular Members*

요 약

본 논문에서는 WATM에서 멀티미디어트래픽을 지원하기 위해 동적채널할당기법을 이용한 MAC 프로토콜 P/S-DCA를 제안하고, 하향트래픽의 변화에 따른 상/하향링크의 throughput과 지연을 해석적으로 분석한다.

동적채널할당기법을 평가하기 위해 시뮬레이션을 수행하였다. 그 결과 시스템용량이 PRMA와 C-PRMA보다 향상되는 것을 알 수 있었다. $M_{0.01}$ 로 표시되는 시스템용량은 패킷폐기율이 1%를 넘지 않는 범위에서 지원가능한 음성단말의 수로 정의된다. 시뮬레이션 결과 $M_{0.01}$ 의 값이 $\lambda_d=0.5$, $\lambda_d=0.2$, $\lambda_d=0.1$, $\lambda_d=0.001$ 에 대해 각각 43, 69, 77, 83으로 증가하는 것을 알 수 있었다. 이 결과는 P/S-DCA 프로토콜이 PRMA나 C-PRMA에 비해 시스템용량을 증가시키는 것을 보여준다.

ABSTRACT

In this paper, we proposed a MAC protocol called P/S-DCA that using dynamic channel allocation scheme for supports the multimedia traffic in wireless ATM, and analysis theoretically the throughput and delay of up/down link according to varying the down traffic load.

To evaluate and the dynamic channel allocation scheme, simulations are executed with varying down traffic load. The results are proved that system capacity is improved better than PRMA and C-PRMA. The system capacity, denoting by $M_{0.01}$, is defined as the maximum number of conversations which can be supported under constraint of packet dropping probability no more than 1%. It is shown that the values of $M_{0.01}$ for $\lambda_d=0.5$, $\lambda_d=0.2$, $\lambda_d=0.1$, and $\lambda_d=0.001$ are about 43, 69, 77 and 83, respectively. This indicates that P/S-DCA protocol achieves a significant improvement in system capacity relative to PRMA and C-PRMA protocol.

*숭실대학교 전자공학과 박사과정

**숭실대학교 전자공학과 명예교수

論文番號: 97237-0712

接受日字: 1997年 7月 12日

I. 서 론

B-ISDN(Broadband Integrated Service Digital Network)은 기본적으로 모든 통신을 하나의 단일시스템으로 통합하고자 하는 발상이며, 무선통신이 오늘날 통신에 차지하고 있는 비중과 미래에서의 역할을 고려할 때 B-ISDN과 무선통신의 결합은 필연적이다. 따라서 무선통신에서도 B-ISDN에서 서비스하는 멀티미디어의 지원과 요구 QoS의 보장이 필요하고, 이것은 WATM(Wireless ATM)의 개발을 요구하게 되었다.

일반적으로 WATM단말 사용자는 유선단말 사용자와 같은 기능과 QoS를 요구하므로 WATM의 프로토콜스택은 일반적인 ATM다중화기와 같은 동작을 해야 한다. 따라서 WATM의 가상 ATM다중화기의 내부에서 물리계층과 ATM계층 부분이 W-PHY(Wireless Physical Layer)뿐 아니라 W-LLC(Wireless Logical Link Control)와 W-MAC(Wireless Medium Access Control) 부계층으로 구성된 부가적인 데이터 링크계층으로 대치된다. WATM의 가상 ATM다중화기는 각각의 VCC(Virtual Channel Connection)에 대해 모든 ATM 서비스등급의 QoS를 보장할 수 있는 방법으로 무선자원을 공유하는 액세스와 통합되어야 한다. 또한 WATM의 MAC 프로토콜은 협상된 QoS에 따른 공정한 통계적 다중화를 구현해야 한다.^[1]

본 논문에서는 WATM에서 동적채널할당기법을 이용한 MAC 프로토콜을 제안하고 그 성능을 평가한다. 본 논문에서 제안하는 P/S-DCA(Dynamic Channel Allocation using Poll/Select scheme) 프로토콜은 동적채널할당을 통해 다양한 QoS를 갖는 멀티미디어 트래픽을 원활히 서비스하도록 하고, TDD 방식을 사용함으로써 상/하향 트래픽이 비대칭인 환경에서도 전체 시스템의 효율을 높일 수 있도록 한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 WATM의 MAC 프로토콜의 설계기준을 살펴보고, 지금까지 연구된 MAC 프로토콜을 간단히 요약한다. 3장에서는 제안하는 프로토콜인 P/S-DCA를 소개하고, 4장에서는 그 성능을 수학적 해석과 시뮬레이션을 통해서 평가한다. 5장에서는 본 논문의 결론과 향후의 연구방향에 대해서 논의하도록 한다.

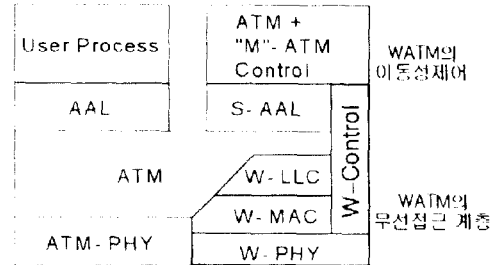


그림 1. WATM 프로토콜 구조

II. WATM의 MAC 프로토콜

1. MAC 프로토콜의 설계 기준

WATM의 성능에 가장 영향을 미치는 것은 MAC 프로토콜이다. 기존의 무선 MAC의 연구분야에서는 채널의 이용률을 증대시키거나 충돌의 확률을 감소시키는 방향의 연구가 중심이 되어왔다. WATM에서는 ATM의 다양한 서비스들(즉 ABR, CBR, VBR, UBR)의 각기 다른 QoS를 만족시켜야 할 것이다. 이를 위해서 WATM의 MAC 프로토콜을 설계할 때 다음과 같은 점이 고려되어야 한다.^[1]

(1)다중화방식(Multiplexing Method):TDMA, FDMA, CDMA 또는 이들 방식의 조합이 가능하다.

(2)이중화기법(Duplexing Scheme):WATM에 대해 TDD(Time Division Duplexing)와 FDD(Frequency Division Duplexing)의 두 가지 이중화기법이 고려된다.

(3)대역할당기법(Bandwidth allocation scheme):채널의 대역을 무선단말에 할당하는 것은 정적 또는 동적기법 또는 이 두 기법의 조합으로 수행될 수 있다. 정적할당기법은 기지국의 제어가 단순하다는 장점이 있으나, 다양한 트래픽을 서비스해야 하는 WATM에는 적합하지 않다고 볼 수 있다. 이에 비해 동적할당기법은 기지국의 제어는 복잡하지만 WATM에서 다양한 트래픽에 훨씬 적합해 보인다.

(4)슬롯할당의 시그널링(Signalling of slot assignment):무선 단말로의 대역(슬롯)할당이 기지국에서 대역할당기법 또는 ATM 셀스케줄러에 의해서 결정되면, 이 대역할당은 무선단말로 통지되어야 한다. 특정한 시간간격(예를 들면 한 프레임 또는 시그널링

표 1. WATM MAC 프로토콜의 비교

설계 조건		TDMA/TDD ^[4]	MDR-TDMA ^[2]	DQRUMA ^[3]	DSA ^[5, 6]	C-PRMA ^[8]
대역할당기법		동적	동적	동적	동적	동적
대역할당의 시그널링		프레임 단위	프레임 단위	시그널링구간	시그널링구간	스케줄링에 의한 폴링
대역할 당요구	버스트의 첫번째 패킷	경쟁기반	경쟁기반	경쟁기반	경쟁기반	경쟁기반
	버스트의 나머지 패킷	버스트예약	버스트예약	piggybacking	piggybacking	piggybacking
다중화 기술		TDMA	TDMA	TDMA	TDMA	TDMA
이중통신 기술		TDD	TDD	FDD	FDD	FDD

기간)에 대한 예약 메시지를 시스날링 burst로 묶어 하향링크를 통해 방송하는 방식과, 특정한 시간간격 없이 기지국에서 동적으로 전송하는 방식이 있다.

(5)대역요구의 전송(Transmission of capacity request):MAC 프로토콜의 효율적인 동작을 위해 기지국은 무선단말의 상태를 알고 있어야 한다. 이것은 단말의 대역요구메시지 전송에 의해 수행된다. 대역요구의 전송시점에 따라 다음과 같이 두 가지로 구분할 수 있다.

- ① burst의 첫 번째 패킷에 대한 대역요구방식:경쟁 방식/Polling 방식/고정할당 방식
- ② burst의 나머지 패킷에 대한 대역요구방식:burst 예약/piggybacking

위에서 서술된 요구사항과 기준을 토대로, WATM MAC으로 사용할 목적으로 연구되고 있는 몇 가지 프로토콜을 표 1에 정리하였다.

2. 지금까지 연구된 MAC 프로토콜의 문제점

지금까지 연구된 무선 ATM용 MAC 프로토콜들은 다음과 같은 문제들을 가지고 있다.

- (1)고정된 프레임구조나 고정된 시그널링기간을 갖는 문제

이 경우 예약슬롯의 위치가 고정 되므로 새로운 트래픽이 발생하여 예약을 시도할 때까지 평균 반 프레임의 시간을 기다려야 하고, 또한 한번 예약시도에 실패하면 다시 한 프레임의 시간을 기다려야하는 문제가 발생하게 된다.

(2)FDD 방식의 문제

무선통신시스템에서는 비대칭트래픽을 생성하는 컴퓨터통신서비스(즉, E-mail, 파일전송, 데이터베이스 검색 등)가 중요한 서비스가 될 것이다. E-mail 전송의 경우 송신자로부터 단지 단방향 트래픽만이 목적지로 전송된다. 데이터베이스 검색의 경우에는 검색자로부터 데이터베이스로의 트래픽은 데이터베이스로부터 검색자료의 트래픽보다 훨씬 작다.

FDD 방식에서는 상/하향링크에 서로 다른 주파수를 사용하므로, 각 링크의 대역폭은 고정 된다. 따라서 비대칭트래픽 환경에서는 시스템 전체적으로 볼 때 대역의 낭비를 초래할 문제가 있다. 이러한 문제점을 해결하기 위해서는 상/하향링크의 대역을 통합적으로 관리, 할당하는 프로토콜이 요구된다. 이것은 상/하향링크 모두에 단일 주파수를 사용하고, 시간적으로 상/하향링크를 나누어 사용하는 TDD방식으로 쉽게 구현할 수 있다.

Ⅲ. 제안하는 MAC 프로토콜

2장에서 고려한 문제들을 해결하는 프로토콜로 TDD 방식을 사용하여 상/하향 대역폭을 통합하여 동적으로 할당하고, 프레임구조를 갖지 않는 P/S-DCA를 제안한다.

1. 슬롯의 구조

(1)예약용 슬롯

① 예약채널: 예약채널은 예약을 위해서만 사용되며 m개의 미니채널로 나뉘어 예약용 미니패킷의 전송에

사용된다. 이 미니패킷에는 동적파라메타와 단말의 ID, 요구 QoS, CRC 등이 포함된다. 이 미니패킷의 전송방식은 S-ALOHA기법을 사용한다. 그림 3에서는 $m=4$ 인 경우이고, 경쟁중인 단말은 4개 이상이므로 4번째 미니채널은 충돌되어 예약에 성공한 i, j, k 단말만이 응답채널에 포함되어있는 경우를 보인다.

(2) 응답채널: 예약채널을 통한 예약의 성공 여부를 방송하는데 사용된다.

(2) 데이터용 슬롯

데이터용 슬롯 내의 두 개의 채널은 기지국으로부터의 명령에 따라 상/하향채널로 구분된다.

① 상향데이터채널: 기지국에 의해 폴링명령을 받은 단말은 같은 지정된 채널을 통해서 데이터를 전송함으로써 응답을 하게된다. 이때 폴링명령에는 단말의 ID뿐만 아니라 CRC와 0 또는 1을 갖는 명령순서가 포함된다. 단말로부터 기지국으로 전송되는 데이터 패킷에는 단말의 ID, 동적파라메타, CRC 등을 헤더에 가지고 있다. 동적파라메타의 전송은 패킷발생률이 일정한 CBR에서는 다음에 보낼 패킷이 있다는 것을 알리는 의미로 사용되지만, VBR과 같이 패킷발생률이 가변적인 경우에는 다음 패킷의 상태에 대한 매우 중요한 정보가 된다. 또한 ABR의 경우에서도 여유 슬롯을 단말에 동적으로 할당하기 위한 자료로 사용하게 된다. 만일 동적파라메타 중에서 HOL 패킷의 수명이 0으로 통지된다면 더 이상의 전송을 요하는 패킷은 없는 것을 의미한다.

② 하향데이터채널: 기지국은 fast selecting 방식을 이용하여 유선망이나 셀 내의 다른 단말로부터의 하향데이터를 전송한다. 하향채널의 데이터패킷헤더에는 목적지단말의 ID와 CRC만을 포함하고 있다.

③ 응답채널: 기지국으로부터 하향데이터를 받은 목적지단말은 같은 슬롯 내의 응답채널을 통해 즉시 응답을 한다.

(a) 예약용 슬롯



(b) 데이터용 슬롯



그림 2. 각종 슬롯의 구조

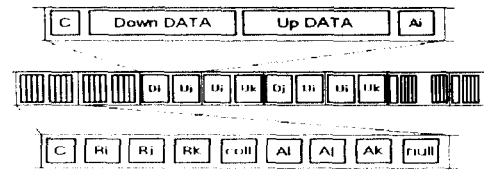


그림 3. 채널의 동적 할당 방식

2. P/S-DCA 스케줄링 알고리즘

P/S-DCA 스케줄링 알고리즘에서는 다양한 QoS를 갖는 멀티미디어 트래픽을 쉽게 수용하고, 상/하향채널의 대역폭을 통합적으로 동적할당하여 전체 채널의 이용률을 극대화시키기 위해서 동적파라메타를 사용한다. 이 동적파라메타는 단말 i 로부터 얻게되는 파라메타로서 단말의 선두패킷의 잔여수명 l_i , 단말의 대기 패킷 수 n_i . 또한, 기지국에서 생성하는 파라메타로서 단말 i 의 재전송횟수 r_i , 경쟁 Flag F_c , 지난번 예약슬롯 이후에 발생된 데이터슬롯의 수 CRS , CRS 의 임계치 C_T , r_i 의 임계치 r_T 등이다.

스케줄링 알고리즘은 각 단말의 연결상태를 관리하기 위한 상향트래픽 큐(UTQ: Up Traffic Queue)를 관리한다. UTQ에는 예약에 성공하여 폴링되기를 기다리는 단말의 식별자와 위에서 언급된 파라메타들이 기록된다. 스케줄링 알고리즘은 패킷이 올바르게 수신되면 헤더에 기록된 파라메타를 이용하여 UTQ를 갱신한다. UTQ는 매 슬롯의 끝에서 잔여수명 순으로 재정렬되고, 이때 잔여수명은 이전의 잔여수명보다 한 슬롯의 시간만큼 감소된다. 하나의 단말에 대해서는 항상 하나의 패킷에 대한 예약만이 UTQ에 있게 된다.

스케줄링 알고리즘은 또한 하향데이터의 전송을 위해 하향트래픽 큐(DTQ: Downlink Traffic Queue)를 관리한다. 유선망이나 셀 내의 단말로부터 동일 셀 내의 다른 단말로의 패킷이 도착하면 DTQ에 저장된다. DTQ는 FIFO(First In First Out)방식으로 관리된다. 이 DTQ와 UTQ를 이용하여 스케줄링 알고리즘은 다음 슬롯의 상태를 결정한다.

(1) 예약슬롯의 발행기준

예약슬롯의 발행기준은 다음의 세 가지가 있다.

① CRS가 C_T 초과하는 경우에 예약슬롯을 발행한다. 이것은 새로운 단말이 예약을 시도하기까지 기다

려야하는 최대지연시간이 된다.

② 단말들이 경쟁중임을 알리는 F_c flag를 검사하여, 체크가 되어 있을 때에는 예약슬롯을 발행한다. 이것으로 빠른 충돌해결을 할 수 있다.

③ UTQ의 선두의 잔여수명이 r_T 보다 크고 DTQ가 비어 있을 때, 즉 상/하향 트래픽 부하가 비교적 적을 때 예약슬롯을 발행한다. 이것을 통해 프레임구조를 가질 때 발생하는 문제를 감소시킬 수 있다.

(2) 데이터슬롯의 발행기준

DTQ가 비어있지 않으면 DC-1(Data Channel 1)은 하향채널로 선언된다. 만일 DTQ가 비어 있고, UTQ 선두의 잔여수명이 r_T 보다 크지 않다면 DC-1은 UTQ 선두 단말에 상향채널로 할당된다.

UTQ 선두의 잔여수명이 r_T 보다 크지 않다면 DC-2(Data Channel 2)은 해당 단말에 상향채널로 할당된다. 만일 UTQ 선두의 잔여수명이 r_T 보다 크고, DTQ가 비어있지 않다면 DC-2는 하향채널로 선언된다.

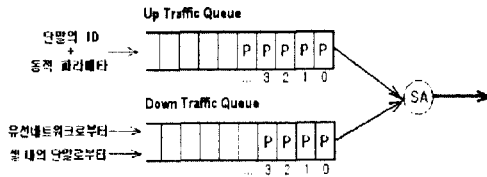


그림 4. 상향/하향트래픽 큐

```

if ( CRS >= CT OR Fc = Set )
    예약슬롯발행();
else if ( DTQ not empty AND UTQ busy ) {
    DC-1 = 하향채널(DTQ(0));
    DC-2 = 상향채널(UTQ(0));
    데이터슬롯발행();
}
else if ( DTQ empty AND UTQ busy ) {
    DC-1 = 상향채널(UTQ(0));
    DC-2 = 상향채널(UTQ(1));
    데이터슬롯발행();
}
else if ( DTQ not empty AND UTQ not busy ) {
    DC-1 = 하향채널(DTQ(0));
    DC-2 = 하향채널(DTQ(1));
    데이터슬롯발행();
}
else 예약채널발행();
    
```

그림 5. 기지국의 스케줄링 알고리즘

IV. 성능평가

1. 수학적 해석

P/S-DCA 프로토콜의 평가를 위해 다음과 같은 가정을 한다.

(1) 유/무선망으로부터 기지국에 도착하는 하향채널트래픽은 포아송과정에 따른다. 하향채널패킷의 도착율을 λ_d (패킷/초)라고 한다.

(2) 상향패킷들은 전송을 위해 K_u 개의 단말로부터 독립적인 포아송과정으로 발생한다. λ_u/K_u 를 각 단말로부터의 패킷발생률이라고 하고, 따라서 λ_u 는 전체 상향패킷발생률이 된다.

(3) 다중화 성능향상에만 주목하기 위해서 무선환경에서의 오류는 고려하지 않는다.

(4) 하나의 패킷만이 단말에서 전송을 기다린다고 가정한다.

(5) 다중화 성능향상에만 주목하기 위해서 예약을 위한 경쟁은 고려하지 않는다.

(6) 상향채널의 성능향상에 주목하기 위하여 상향트래픽에는 전체 대역의 1/2 이상이 할당되는 것을 보장한다. 즉, DC-1은 상/하향채널로 사용할 수 있으나, DC-2는 상향채널만으로 사용하는 것으로 한다.

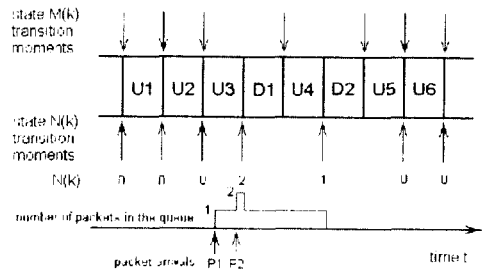


그림 6. DCA 방식을 이용한 통신의 예

1.1 마코프체인 모델링

하향채널패킷이 포아송과정에 따른다고 가정하였으므로, k 번째 슬롯의 끝에서 하향채널패킷의 대기수 $N(k)$ 는 마코프체인에 의해 모델링 할 수 있다. k 번째와 $k+1$ 번째 슬롯 사이의 시간간격 $T(n)$ 은 k 번째 상태 $N(k) = n$ 에 의존한다. 데이터채널의 시간을 T_c 라고 하면

$$T(n) = T_c \quad \text{for } n=0$$

$$= 2T_c \quad \text{for } n \geq 1 \quad (4.1)$$

상태 n 에서 $n+i$ 로의 상태전이 확률은

$$P_{n, n+1}^d = q_a^0(i) \quad \text{for } n=0$$

$$= q_a^n(i+1) \quad \text{for } n \geq 1 \quad (4.2)$$

여기서 $q_a^n(i)$ 는 $T(n)$ 동안 i 개의 패킷의 도착할 확률이다.

$$q_a^n(i) = e^{-\lambda_d T(n)} \frac{(\lambda_d T(n))^i}{i!} \quad (4.3)$$

$N(k)$ 는 한번의 상태천이에 하나밖에 감소할 수 없다. (한 슬롯에 한 패킷을 전송) 그림 6은 상태 ($N(k)$)의 천이시간과 $N(k)$ 의 표본순간에서의 $N(k)$ 의 값을 보여 준다. 식 (4.2)의 상태천이 확률에서 안정상태 확률을 구할 수 있다.

$$\pi_n^d = \lim_{k \rightarrow \infty} P_r \{N(k) = n\} \quad (4.4)$$

$M(k)$ 를 k 번째 슬롯의 시작에서 backlogged 단말의 수라고 하면, ($M(k), N(k-1)$)는 2차원 마코프체인으로 모델링된다. ($N(k-1)$ 은 $k-1$ 번째 슬롯의 끝에서 하향채널패킷의 대기수이다.) 상태 ($M(k)$)의 천이는 그림 6에서와 같이 각 슬롯의 시작부분에서 일어난다.

상태 m 에서 $m+i$ 로의 상태천이 확률은

$$P_{m, m+i}^u = q_k^0(i) \quad \text{for } m=0$$

$$= q_k^1(i+1) \quad \text{for } m=1$$

$$= q_k^n(i+T(n)/T_c) \quad \text{for } m \geq 2 \quad (4.5)$$

여기서 $q_k^n(i)$ 는 $T(n)$ 동안 i 개의 패킷의 도착할 확률이다.

$$q_k^n(i) = e^{-\lambda_u T(n)} \frac{(\lambda_u T(n))^i}{i!} \quad (4.6)$$

마코프체인 ($M(k), N(k-1)$)이 (m, n)에서 ($m+i, n+j$)로의 상태천이 확률은

$$P_{(m, n)(m+i, n+j)} = P_{m, m+i}^u + P_{n, n+j}^d \quad (4.7)$$

이것으로부터 안정상태 확률을 구할 수 있다.

$$\pi_{m, n} = \lim_{k \rightarrow \infty} P_r \{M(k) = m, N(k-1) = n\} \quad (4.8)$$

1.2 상향채널 Throughput 분석

상태 (m, n)에서 패킷이 전송되었다면, 이 패킷의 전송에 사용된 시간은 $T(n)$ 중에서 T_c 이다. throughput의 정의에 따라서 순간 throughput은

$$S'_{m, n} = T_c/T(n) \quad (4.9)$$

전체 시간에 대한 평균 throughput을 구하면

$$S_u^{DC/A} = \sum_m \sum_n S'_{(m, n)} \pi_{m, n} \quad (4.10)$$

모든 단말이 통계적으로 동일하므로, 각 단말의 throughput은 $S_u^{DC/A}$ 를 K_u 로 나누는 것에 의해 얻을 수 있다.

1.3 상향채널 지연 분석

평균지연을 계산하기 위해서, 안정상태에서 $M(k)$ 값을 구하면,

$$E(M) = \sum_m \sum_n m \pi_{m, n} \quad (4.11)$$

패킷이 포아송분포에 따라 발생하므로, 임의의 k 에 대하여 $[B_k, B_{k+1})$ 에 생성된 패킷의 생성시간은 만일 $N(k) = n$ 이면, $[B_k, B_k + T(n))$ 에 uniform하게 분포한다^[8]. 여기서 B_k 는 k 번째 슬롯의 시작시간이다. 패킷이 $[B_k, B_{k+1})$ 에서 생성되고 $N(k) = n$ 일 확률은 $\sum_n \pi_{m, n}$ 이다. 그러므로 패킷이 생성되어서부터 다음 슬롯의 시작까지의 평균시간은 다음과 같다.

$$V = \sum_m \sum_n \frac{T(n)}{2} \pi_{m, n} \quad (4.12)$$

이제 G_{new} 와 G_b 를 새로운 패킷생성의 평균율과 패킷을 갖는 단말이 backlog에 join되는 평균율이라고 정의한다.(패킷/초) 그러면 little의 정리에 의해서 backlog에서 소비하는 평균시간은 backlogged 단말의 평균과 평균 join율의 비율 $E(M)/G_b$ 이다. G_b 는 backlog에 연결되는 비율이고, G_{new} 는 새로운 패킷의 생성율

이므로 $(G_{new}-G_b)/G_{new}$ 는 backlog되지 않는다. 이들 패킷은 T_c+V 의 지연을 겪게된다. 여기서 첫 번째 식은 패킷전송시간이고, 두 번째 식은 (6.12)에서 주어진 다음 전송슬롯까지의 대기시간이다. 이외의 모든 패킷 G_b/G_{new} 는 위에서 언급한 T_c+V 외에 backlog 지연을 겪게된다. 따라서 평균지연은

$$D_u^{DCA} = \frac{G_{new}-G_b}{G_{new}} (T_c+V) + \frac{G_b}{G_{new}} (T_c+V + \frac{E(M)}{G_b})$$

$$= T_c+V + \frac{E(M)}{G_{new}} \quad (초) \quad (4.13)$$

모든 시스템이 안정하기 위해서, 새로운 패킷의 평균 생성율은 패킷의 평균 전송율과 같아야 한다. (패킷/채널)로 평균 패킷 전송률은 throughput과 같으므로 다음의 관계를 얻을 수 있다.

$$G_{new} = S_u/T_c \quad (4.14)$$

마지막으로 안정조건에서 원하는 throughput-지연 관계를 얻는다.

$$D_u^{DCA} = T_c+V + \frac{E(M)}{S_u} T_c \quad (초) \quad (4.15)$$

1.4 하향채널 Throughput, 지연 분석

하향채널에서의 throughput은 하향채널패킷의 전송에 사용되는 시간과 전체시간의 비율로 얻어진다. 앞에서 정의된 마코프체인 $N(k)$ 로부터 주어진 상태 n 에 대한 조건부 throughput은

$$S(n) = 0 \quad \text{for } n = 0$$

$$= \frac{T_c}{2T_c} \quad \text{for } n \geq 1 \quad (4.16)$$

전체 시간에 대한 평균 throughput을 구하면

$$S_d^{DCA} = \frac{T_c}{2T_c} (1 - \hat{\pi}_0^d) \quad (4.17)$$

여기서 $\hat{\pi}_0^d = \sum_m \pi_m$ 이거나, $\hat{\pi}_0^d = \pi_0^d T(0)/(\pi_0^d T(0) + (1 - \pi_0^d T(1)))$ 이다. 최대 throughput은 $T_c/2T_c$ 이다. 하향채널의 전송이 안정하기 위해서는 $\lambda_d \leq 1/2T_c$ 이어야 하고, 이 경우 다음 식을 만족한다.

$$S_d^{DCA} = \lambda_d T_c \quad (4.18)$$

하향채널패킷 전송은 참고문헌[9]에서 하나의 사용자를 갖는 limited service partially gated 예약시스템을 사용하여 분석 될 수 있다. 여기서 각 슬롯은 고정 크기의 예약기간으로 고려된다. 평균지연은 다음 식으로 주어진다.

$$D_d^{DCA} = T_c + \frac{\lambda_d T_c^2 + (1 + \lambda_d T_c) T_c}{2(1 - \lambda_d 2T_c)} \quad (4.19)$$

1.5 FDD 방식의 상/하향채널 분석

throughput S_u^{FDD} 는 1이 될 수 있다. 상향채널의 전송이 안정하게 되기 위해서는 다음 식을 만족해야 한다.

$$S_u^{FDD} = \lambda_u T_c^{FDD} \quad (4.20)$$

여기서 $\lambda_u \leq 1/T_c^{FDD}$ 이다. 상향채널패킷의 평균지연은 고정된 크기의 패킷이 포아송과정에 따라 도착하므로 M/D/1 큐잉시스템을 이용하여 쉽게 얻을 수 있다.^[10]

$$D_u^{FDD} = T_c^{FDD} + \frac{\lambda_u (T_c^{FDD})^2}{2(1 - \lambda_u T_c^{FDD})} \quad (4.21)$$

하향채널도 동일한 식을 얻게된다.

1.6 수학적 해석 결과

여기서는 앞에서의 P/S-DCA와 FDD의 수학적 분석의 결과를 비교한다. 이제부터는 T_c 를 기본적인 단위시간으로 사용할 것이다. 따라서, 발생/도착 율의 단위는 패킷/초가 아니고 패킷/채널로 삼는다. 처리율의 공정한 비교를 위하여 정규화된 처리율 W 는 S/T 로하며, 단위는 패킷/채널이다. 여기서 S 와 T 는 처리율과 시스템에서 정의된 한 채널(슬롯)의 시간길이이다. 그러므로, 다음과 같은 관계를 얻을 수 있다.

$$W_u^{DCA} = S_u^{DCA}/T_c$$

$$W_d^{DCA} = S_d^{DCA}/T_c = \lambda_d$$

$$W_u^{FDD} = S_u^{FDD}/T_c^{FDD}$$

$$W_d^{FDD} = S_d^{FDD}/T_c^{FDD} = \lambda_d \quad (4.22)$$

이제 다음과 같이 표현되는 상/하향채널 모두에 대

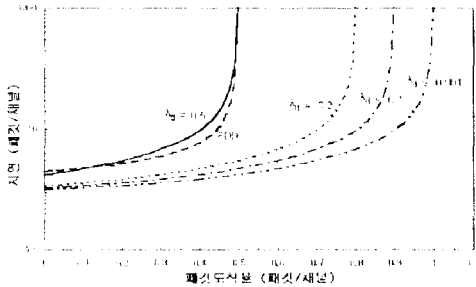
한 전체 처리율을 도입한다.

$$W_{total} = (S_u + S_d) / T_c = S_u / T_c + \lambda_d \quad (4.23)$$

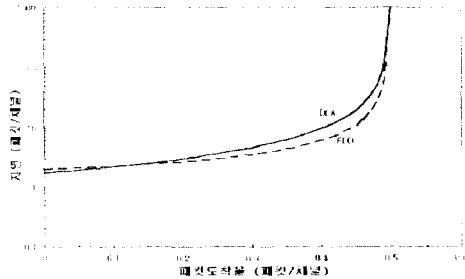
그림 7는 λ_d 의 값의 변화에 대한 FDD와 DCA의 상향채널 지연을 나타낸다. 그림에서 볼 수 있는 것과 같이 거의 모든 조건하에서 $D_u^{DCA} < D_u^{FDD}$ 이고, λ_d 가 작을수록 DCA의 지연은 작아진다.

그림 8(a)에서 도착률 λ_u 와 λ_d 가 변화함에 따른 정규화된 상향채널 처리율 W_u 를 보인다. DCA가 FDD에 비해 큰 처리율을 갖는 것을 알 수 있다. $\lambda_d = 0.5$ 에서 FDD와 DCA의 정규화된 처리율은 거의 같다. 그림 8(b)에서는 전체 정규화된 처리율을 보인다. λ_d 가 증가하면, W_{total}^{FDD} 의 변화는 W_u^{FDD} 와 λ_d 가 독립적이므로 λ_d 에만 따르게 된다. FDD에서는 λ_d 이 감소하면 W_{total}^{FDD} 이 감소한다. 그러나, DCA는 λ_d 와 관계없이 W_{total}^{DCA} 가 거의 1에 근접하는 것을 알 수가 있다.

위의 관찰로부터 DCA가 패킷지연과 정규화된 처리율에서 언제나 FDD이상의 성능을 보인다는 결론을 내릴 수 있다.

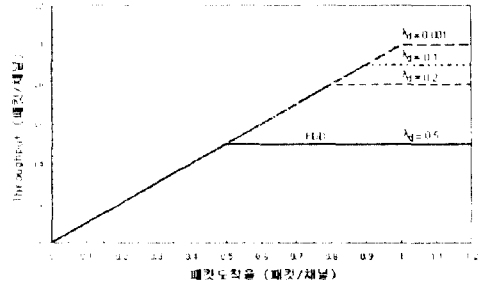


(a) 상향채널 지연-도착율

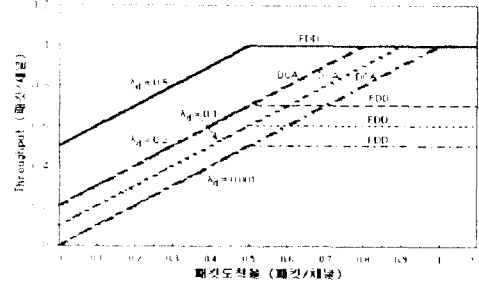


(b) 하향채널 지연-도착율

그림 7. λ_d 의 값의 변화에 대한 FDD와 DCA의 상향/하향 채널 지연-도착율



(a) 상향채널 처리율-도착율



(b) 전체 처리율-하향도착율

그림 8. 상향채널과 시스템전체 정규화 처리율-도착율

2. 음성트래픽에 대한 시뮬레이션

2.1 트래픽모델

시뮬레이션에 사용한 트래픽모델은 PRMA에서 사용한 것과 동일한 음성트래픽모델이다. 표 2에 음성 트래픽모델과 PRMA의 파라미터를 정리해 둔다. P/S-DCA의 채널속도는 PRMA의 상/하향대역을 더한 것과 같은 속도로 한다.

표 2. 시뮬레이션 파라미터

Talkspurt	1 sec
Silent	1.35 sec
Mini talkspurt	275 ms
Mini Silent	50 ms
Source Rate	32 kbps
Packet Size	512 bits
Packet Generation Interval (I)	16 ms
Overhead per Packet	64 bits
Total Bits per Packet	576 bits
Speech Delay Constraint	32 ms
Channel Rate (PRMA)	720 kbps
Channel Rate (P/S-DCA)	1.44 Mbps

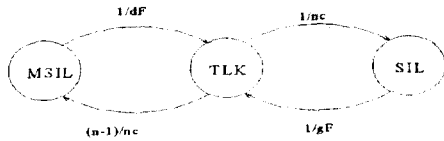


그림 9. 음성 트래픽 모델

2.2 시뮬레이션 결과

PRMA의 슬롯의 크기와 P/S-DCA의 슬롯의 크기는 같다고 가정한다. PRMA에서는 한 슬롯당 하나의 음성패킷을 전송할 수 있고, P/S-DCA에서는 한 슬롯이 두 개의 데이터채널로 구성되어 채널당 하나의 음성패킷을 전송하는 것으로 한다. 비교를 쉽게 하기 위하여 명령에 의한 오버헤드는 무시하기로 한다. 이를 토대로 동적채널할당과 예약기법으로 인한 성능 개선을 쉽게 평가할 수 있다.

그림 10에 패킷손실확률과 슬롯당 지원되는 음성 단말의 수를 나타낸다. 그림에서 알 수 있는 것과 같이 상향채널만을 고려하고 있는 PRMA나 C-PRMA 보다 상/하향채널을 동적으로 할당하는 P/S-DCA 방식이 훨씬 큰 다중화효과를 갖는 것을 볼 수 있다.

그림 11에서는 음성단말 수의 증가에 따른 패킷폐기율의 변화를 보인다. λ_d 의 변화에 따라 10^{-2} 의 패킷 폐기율을 만족하는 서비스단말의 수가 변화하는 것을 볼 수 있다. $\lambda_d=0.5$ 인 경우는 C-PRMA와 비슷한 결과를 보이지만, λ_d 가 작아질수록 서비스단말의 수가 증가하는 것을 볼 수 있다. $\lambda_d=0.001$ 인 경우에는 P/S-DCA 프로토콜이 다른 프로토콜에 비해 두 배 이상의 단말을 서비스하는 것으로 나타난다.

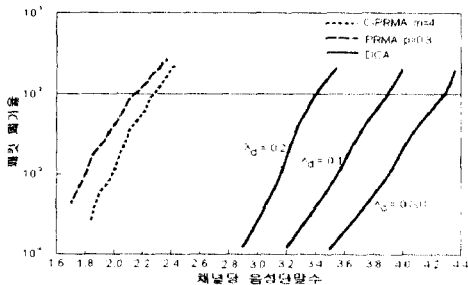


그림 10. 채널당 음성 단말 서비스 수

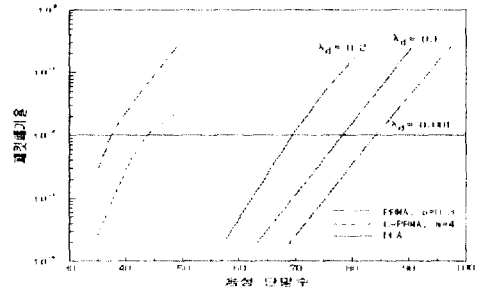


그림 11. 패킷 폐기율 대 음성 단말 서비스 수

V. 결론

본 논문에서는 WATM을 위한 동적채널할당기법을 이용한 MAC 프로토콜 P/S-DCA를 제안하고, 하향트래픽의 변화에 따른 상/하향링크의 throughput과 지연을 해석적으로 분석했다.

또한, 동적채널할당기법을 평가하기 위해 시뮬레이션을 수행하였다. 그 결과 시스템용량이 PRMA나 C-PRMA보다 향상되는 것을 알 수 있었다. $M_{0.01}$ 로 표시되는 시스템용량은 패킷폐기율이 1%를 넘지 않는 범위에서 지원가능한 음성단말의 수로 정의된다. 시뮬레이션 결과 $M_{0.01}$ 의 값이 $\lambda_d=0.5$, $\lambda_d=0.2$, $\lambda_d=0.1$, $\lambda_d=0.001$ 에 대해 각각 43, 69, 77, 83으로 증가하는 것을 알 수 있었다. 이 결과는 P/S-DCA 프로토콜이 PRMA나 C-PRMA에 비해 시스템용량을 증가시키는 것을 보여준다.

앞으로 P/S-DCA 프로토콜에 대한 시뮬레이션과 수치해석을 통해 WATM의 멀티미디어트래픽의 처리 능력, 그리고 무선환경의 높은 BER을 고려한 재전송구조의 효과 등에 대한 연구가 필요하다.

참고 문헌

1. D. Petras, A. Kramling, A. Hettich, "Design Principles for a MAC Protocol of an ATM Air Interface", available at <http://www.comnet.rwth-aachen.de/~petras>
2. D. Raychaudhuri, "Wireless ATM: An enabling technology for multimedia personal communications",

- In Proc. Mobile Multimedia Communications Workshop, Bristol, UK, April 1995.
3. M. Karol, Z. Haas, C. Woodworth, "Distributed-Queueing Request Update Multiple Access (DQRUMA) for Wireless Packet(ATM) Networks", In ICC'95, pp. 1224-1231, Seattle, USA, June 1995.
 4. M. Inoue, et al, "ABR Message Transfer Scheme in Wireless ATM Networks", PIMRC '96, pp. 608-612, 1996.
 5. D. Petras, A. Kramling, "MAC protocol with polling and fast collision resolution for an ATM air interface", In IEEE ATM Workshop, San Francisco, CA, August 1996.
 6. D. Petras, A. Kramling, A. Hettich, "MAC protocol for Wireless ATM: contention free versus contention based transmission of reservation requests", In PIMRC'96, Taipei, Taiwan, October 1996.
 7. G. Bianchi, et al, "C-PRMA: A Centralized Packet Reservation Multiple Access for Local Wireless Communications", IEEE, Trans. VT, Vol. 46, No. 02, pp422-435, May, 1997.
 8. S. M. Ross, Stochastic Process, Wiley, New York, NY, 1983.
 9. D. Bertsekas and R. Gallager, Data Networks, 2nd ed., Prentice-Hall, Englewood Cliffs, New Jersey, 1992.
 10. L. Kleinrock, Queueing Systems Vol. I; Theory, John Wiley & Sons, Inc., 1975.



임 재 환(Jaehwan Lim) 정회원
 1991년: 숭실대학교 전자공학과 학사
 1993년: 숭실대학교 전자공학과 석사
 1993년~현재: 숭실대학교 전자공학과 박사과정



강 상 옥(Sangwook Kang) 정회원
 1991년: 숭실대학교 전자공학과 학사
 1994년: 숭실대학교 전자공학과 석사
 1995년~현재: 숭실대학교 전자공학과 박사과정



최 승 철(Seungchol Choi) 정회원
 1954년: 공군사관학교
 1961년: 한양대학교 전기공학과 학사
 1963년: 미국 텍사스 A&M대학 전기공학과 석사
 1963년~1973년: 공군사관학교 전자공학과 교관
 1973년~1996년: 숭실대학교 전자공학과 교수
 1996년~현재: 숭실대학교 전자공학과 명예교수