

근거리 무선 데이터통신을 위한 다중 액세스 기법

(A Multiple Access Scheme for Wireless Data Communications in Local Area)

鄭 東 根*, 崔 悰 鎬*, 田 華 淑**

(Dong Geun Jeong, Chong Ho Choi, and Wha Sook Jeon)

要 約

본 논문에서는 옥내 또는 근거리 옥외에서의 무선 데이터 통신을 위한 새로운 다중 액세스(multiple access) 기법인 RMAV(reservation-based multiple access with variable frame length) 프로토콜을 제안한다. RMAV는 슬롯 예약 기법을 기초로 하며 가변 길이 프레임 구조를 채택한다. 프레임의 길이 즉 한 프레임내의 슬롯 수는 활성 단말기의 수나 시스템 부하가 증가할수록 길어진다. 이에 따라 RMAV는 트래픽의 변동에 잘 적응하며, 경부하(light load)에서 짧은 지연시간을, 중부하(heavy load)에서 높은 처리량을 보장한다. RMAV의 성능이 시뮬레이션을 통해 평가되며, PRMA(packet reservation multiple access)와 비교된다.

Abstract

This paper proposes reservation-based multiple access with variable frame length (RMAV) which is a new multiple access scheme for indoor and outdoor wireless data communications. RMAV is based on the slot reservation scheme and adopts a frame structure with variable frame length. The frame length increases as the number of active terminals and/or the system load increases. As a result, RMAV is adapted to the changes in the traffic pattern, and it offers short delay in light load conditions and high throughput in heavy load conditions. The performance of RMAV is evaluated by simulations. In addition, it is compared with the performance of PRMA(packet reservation multiple access).

I. 서 론

최근 무선 LAN(wireless local area networks)과

무선 개인통신(wireless personal communications)에 관한 연구가 활발히 진행됨에 따라 무선 데이터통신에 알맞는 MAC 프로토콜에 대한 관심이 커지고 있다.^[1, 2] 데이터통신을 위한 무선 액세스 시스템(wireless access systems)은 음성통신에서의 마찬가지로 지역적으로 근 거리에 위치하는 하나의 기지국(base station)과 다수의 무선 단말기(wireless terminal)로 구성된다. 기지국은 고착 기간망(fixed backbone network)의 일부인데 고착 기간망은 LAN(local area networks), MAN(metropolitan area networks), WAN(wide area

*正會員, 서울대학교 制御計測工學科
(Dept. of Cont. & Inst. Eng., Seoul Nat'l Univ.)

**正會員, 漢城大學校 電算統計學科
(Dept. of Computer Sc. & Stat., Hansung Univ.)
接受日字: 1992年 3月 12日

networks) 또는 그것들의 조합이 될 수 있다. 무선 단말기는 컴퓨터나 컴퓨터화된 장비들이다. 기지국과 각 단말기는 두 개의 분리된 채널을 이용하여 교신한다. 하향채널(downward channel)은 기지국이 제어 데이터 또는 사용자 데이터를 단말기로 방송(broadcast)하는데 이용된다. 한편 상향채널(upward channel)은 모든 단말기들이 공유하게 되므로 이를 위한 다중 액세스 프로토콜이 필요하다. 본 논문은 무선 액세스 시스템에서의 데이터통신을 위한 다중 액세스 프로토콜에 초점을 둔다.

무선 액세스 시스템과 위성 통신 시스템(satellite communications systems)은 둘 다 전송 매체로 전파(radio channel)를 사용하기 때문에 유사한 통신환경을 가진다. 그러나 두 시스템 사이에는 차이점도 있다. 예를 들면 위성통신을 위한 다중 액세스 프로토콜들^[3, 4, 5]에서는 지상국들이 전송한 모든 데이터 패킷이 위성에 의해 방송되므로(즉 반사되므로) 각 지상국은 상향채널의 상태를 명시적으로 알 수 있다는 점을 가정한다. 그러나 무선 액세스 시스템에서는 일부 패킷은 그 패킷이 생성된 무선 액세스 시스템 외부에 있는 컴퓨터를 목적으로 한다. 이 경우 기지국은 단말기들에 의해 전송된 전체 패킷을 반사할 필요가 없고, 하향채널의 효율을 높이기 위해서는 기지국이 전체 데이터가 아닌 플래그 등의 수단을 사용하여 각 패킷 전송 결과를 알리게 된다(예컨대[6]).

많은 다중 액세스 시스템에서 시스템의 성능을 높이기 위해 슬롯(slot)화된 프로토콜이 사용된다. 무선 액세스 시스템을 위한 슬롯화된 프로토콜에서는 상향채널의 비트열이 일정한 크기의 패킷을 전송할 수 있는 슬롯으로 조직된다. 이 경우 기지국은 각 슬롯에 대해 확인(acknowledgement)을 한다. 기지국은 무선 액세스 시스템과 고착 기간망 사이의 관문국(gateway)으로도 간주할 수 있으므로, 프로토콜 변환의 부담을 줄이기 위해서는 무선 액세스 시스템에서의 슬롯 크기가 고착 기간망에서의 슬롯 크기와 일치하는 것이 좋다. 그런데 장래 주요한 고착 기간망이 될 것으로 기대되는 표준 고속망에서의 슬롯 크기는 그리 크지 않다. 예를 들면 광대역 종합 정보통신망(BISDN: broadband integrated services digital networks)의 ATM(asynchronous transfer mode)^[7]과 IEEE 802.6 MAN의 DQDB(distributed queue dual bus)^[8]에서는 53 바이트 크기의 슬롯(또는 셀)이 사용된다. 따라서 보통 하나의 메시지는 다수의 패킷으로 구성되게 된다. 이런 경우 예약(reservation-based) 기법이 임의 액세스(random access) 기법 보다 유리하다. 대다수 예약 프로토콜은 프로토콜이 복잡한 대신, 경부하(light load)에서 ALOHA와 같은 임의 액세스 기법의 짧은 지연시간을, 중부하(heavy load)에서 TDMA와 같은 고정 채널 할당(fixed channel assign-

ment) 기법의 높은 처리량을 목표로 한다. 예약 프로토콜에서는 슬롯들이 프레임(frame)으로 조직되는 프레임 구조가 필요하다. R-ALOHA^[5]의 변형인 PRMA^[9, 10]는 프레임 구조를 갖는 예약 프로토콜의 한 예이다.

PRMA를 포함한 많은 프레임 구조 프로토콜에서 프레임 길이는 고정되어 있다. 그러나 최적 프레임 길이는 시스템 부하나 메시지 길이에 따라 달라진다^[5]. 특히 부하가 자주 변하는 상황에서, 트래픽 형태에 대한 최적 프레임 길이를 결정하기는 매우 어렵다. 더구나 고정 프레임 길이를 갖는 예약 프로토콜은 과부하(overload) 상황에서 활성 단말기들 간의 불공평성 문제를 야기할 수 있다. 데이터 통신에서 한 무선 액세스 시스템 내의 단말기 수가 많지는 않지만, 이 숫자는 빈번히 변하고 거의 예측 불가능하다. 과부하 상황에서는 활성 단말기의 수가 고정 길이 프레임 내의 슬롯 수를 초과할 수도 있다. 이 경우 프레임 내의 모든 슬롯이 예약된 후 활성화된 단말기들은 채널을 전혀 사용할 수 없게 된다. 고정된 프레임 길이에 기인한 이러한 두 가지 어려움은, 한 프레임 내의 슬롯 수가 활성 단말기의 수와 시스템 부하에 따라 변하는 가변 길이 프레임을 사용하여 해결할 수 있다. 가변 프레임 길이 기법은 위성통신을 위한 PODA^[3]와 V-SRUC^[5]에서 연구되었다. 또한 단방향 버스(unidirectional bus)를 위한 FASNET^[11]의 MAC(media access control) 프로토콜에서도 가변 길이 프레임이 사용된다.

본 논문에서는 개인통신이나 무선 LAN에서 옥내 또는 근거리 옥외의 데이터통신에 사용될 수 있는 새로운 다중 액세스 프로토콜을 제안한다. 제안된 프로토콜은 예약 기법을 기초로 하며, 그 프레임 길이는 시스템의 상황에 적응하여 변한다. 따라서 제안된 프로토콜을 RMAV(reservation-based multiple access with variable frame length)라 한다. RMAV는 다음을 목표로 설계되었다.

- (1) 경부하 조건에서는 짧은 지연시간, 중부하 조건에서는 높은 처리량 보장,
- (2) 단말기들 간의 공평성,
- (3) 단말기의 가입 및 탈퇴가 빈번한 환경에 적합.

본 연구에서 기지국은 capture 기능을 갖지 않는다고 가정한다. 즉, 하나 이상의 단말기가 동일 슬롯에서 전송을 시도하면 기지국은 아무 패킷도 수신할 수 없다. 또 근거리 무선 액세스 시스템에서는 슬롯 시간에 비해 전파 지연(propagation delay)이 매우 짧아^[9] 무시할 수 있다(단 preamble, guard time 등에는 반영되어야 하나 이들 overhead는 본 연구에서 취급하지 않는다). 본 논문의 구성은 다음과 같다. RMAV 프로토콜이 II장에서 설명된다. III장에서는 RMAV의 성능을 평가하고 PRMA와 비교한다. 마지막으로 전체적인 결론이 IV장

에서 제시된다.

II. RMAV 프로토콜

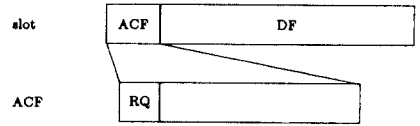
1. 기본 개념

RMAV 프로토콜에서 상향채널의 비트열은 우선 슬롯으로 조직된다. 각 슬롯마다 하나의 패킷이 단말기로부터 기지국으로 전송될 수 있다. 슬롯들은 다시 프레임으로 묶인다. RMAV의 프레임은 여러 개의 예약슬롯(reserved slots)과 하나의 경쟁슬롯(competitive slot)으로 구성된다. 전송해야 할 다수의 패킷을 가진 각 단말기는 필요한 만큼의 슬롯을 예약한다. 따라서 한 프레임 내의 예약슬롯은 시스템 부하가 증가함에 따라 많아진다. 각 예약슬롯은 그 슬롯을 예약한 단말기가 배타적으로 사용한다. 반면 경쟁슬롯은 전송해야 할 패킷을 가진 아무 단말기나 액세스할 수 있다. 경부하 조건 하에서는 소수의 단말기만이 전송할 패킷을 가지므로 프레임의 길이가 짧고(즉 경쟁슬롯이 자주 나타나고), 각 활성 단말기는 완화된 경쟁하에서 경쟁슬롯을 액세스한다. 이러한 효과들로 말미암아 활성 단말기들은 짧은 지연을 겪게 된다. 중부하 조건 하에서는 RMAV는 TDMA 처럼 동작하게 되므로 높은 처리량이 달성된다. 한편, 비록 프레임의 길이가 부하에 따라 변하더라도 각 단말기는 프레임 당 한정된 갯수의 슬롯만을 예약할 수 있다. 이에 따라 일부 단말기가 채널의 전송용량(bandwidth)을 독점하는 상황이 방지된다.

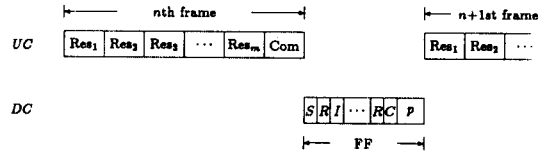
2. 슬롯 및 프레임 포맷

RMAV 프로토콜의 각 슬롯은 액세스제어부(ACF, access control field)와 데이터부(DF, data field)를 포함한다. (그림 1 (a)) ACF는 액세스를 제어하는데 사용되며 DF는 하나의 데이터 패킷을 운반하는데 사용된다. ACF 내의 한 비트는 RQ(reservation request)이며 이 비트는 다음번 프레임의 슬롯 하나를 예약하기 위해 사용된다. 그림 1 (b) 에 나타난 바와 같이 상향채널 프레임은 다수의 예약슬롯에 이어 하나의 경쟁슬롯이 나타나는 형태로 구성된다. 예약슬롯은 직전의 프레임에서 그 슬롯을 성공적으로 예약한 단말기가 사용한다. 예약슬롯의 수(즉 프레임의 길이)는 시스템 부하 및 활성 단말기의 수가 증가할수록 늘어난다. 경쟁슬롯은 예약없이 액세스한다. 전송할 패킷을 가진 각 단말기는 확률 p로 경쟁슬롯을 액세스할 수 있다.

기지국은 각 슬롯에 대한 패킷 전송 결과를 모든 단말기에게 알리기 위해 표시기(indicator)를 사용한다. 직전 상향 프레임의 각 슬롯에 대한 표시기들은 차례로 모



(a)



(b)

UC : upward channel
DC : downward channel
Res : reserved slot
Com : competitive slot

그림 1. RMAV의 슬롯 및 프레임 포맷

- (a) 슬롯 포맷
- (b) 프레임 포맷

Fig. 1. Slot and frame format of RMAV.

- (a) Slot format,
- (b) Frame format.

여 하나의 FF(frame flag)로 합쳐진다.(그림 1 (b)) FF 내의 각 표시기의 값은 R, S, C 및 I 표시 중 하나이다. 이들의 의미는 다음과 같다.

R(eserved) : 패킷 전송과 다음 상향 프레임의 한 슬롯을 예약하는 것이 모두 성공했다.

S(success) : 다음 상향 프레임의 슬롯을 예약하지 않으면서 패킷 전송을 성공했다.

C(ollision) : 충돌이 발생하였다. 만약 예약을 시도했다면 그 또한 실패했다.

I(dle) : 해당 슬롯에서 전송을 시도한 단말기가 없다. 다음 상향 프레임이 시작되기 전에 기지국은 FF를 하향 채널을 통해 모든 단말기로 방송한다. 각 단말기는 FF의 R 표시의 총 갯수를 세어, 이 숫자에 1을 더한(경쟁슬롯도 있으므로) 수를 다음 프레임의 길이로 간주한다.

3. 경쟁슬롯을 이용하는 패킷 전송

전송할 패킷을 가진 각 단말기는 확률 p로 경쟁슬롯을 액세스한다. 경쟁을 기초로 한 슬롯 액세스에서 확률 p를 상수로 하면 시스템의 불안정성을 초래하게 된다.^[4] p를 상수로 했을 때의 또 다른 어려움은 유동(dynamic) 부하 조건에서 최적 p 값을 결정하는 일이다. 이러한 어려움을 피하기 위해 RMAV에서는 다음과 같은 backoff 기법이 사용된다. 시스템 초기화 과정에서 p는 1로 설정된

다. p 가 1을 초과할 수 없음을 당연하다. 기지국은 각 프레임의 끝에서 경쟁슬롯의 상태를 근거로 p 의 값을 갱신한다. 경쟁슬롯에서 충돌이 일어났으면 p 는 2로 나뉜다. 그 슬롯이 idle인 경우에는 2가 곱해진다. 그 밖의 경우에는 p 의 값이 변하지 않는다. 기지국은 갱신된 p 의 값을 FF의 끝에 실어 방송하고, 이 값은 모든 단말기가 다음 프레임에서 경쟁슬롯을 액세스하려 할 때 전송확률로 사용된다.

어떤 단말기가 경쟁슬롯을 액세스할 때 그 단말기가 다음 프레임의 한 슬롯을 예약하려 할 경우 ACF의 RQ 비트를 1로 설정한다.(슬롯예약과정) 그렇지 않을 경우에는 RQ 비트를 0으로 한다. 그 후, 단말기는 뒤따르는 하향채널 FF의 마지막 표시기를 검사한다. 이 마지막 표시기는 경쟁슬롯을 이용한 패킷 전송의 결과를 나타낸다. 그 경쟁슬롯에서 충돌이 일어났을 때 표시기의 값은 C 표시이다. 만약 패킷이 성공적으로 전송되었다면 값은 S(슬롯예약을 하지 않았을 때) 또는 R(슬롯예약을 했을 때)이다. 경쟁슬롯을 액세스한 단말기가 없을 경우 그 값은 I이다.

4. 예약슬롯을 이용하는 패킷 전송

직전 프레임에서 n 번째 슬롯을 RQ 비트를 1로 설정하여 성공적으로 액세스한 단말기는, 대응되는 FF의 첫번째 표시기와 n 번째 표시기 사이에서 R 표시의 갯수를 센다. 이 갯수를 k 라 하면 단말기는 현재 프레임의 k 번째 예약슬롯을 확률 1로 액세스한다.

예약유지: 단말기가 슬롯 예약을 계속하여 유지하려고 할 때는 k 번째 예약슬롯의 RQ 비트를 1로 해야 한다. 이 경우 충돌이 발생할 수 없으므로 대응되는 표시는 R 뿐이다. 단말기가 현재 프레임에 대한 FF를 받으면 다시 첫번째부터 k 번째까지의 표시기를 살펴 R 표시의 수를 세고, 그 수를 다음 프레임에서 자기 소유의 예약슬롯의 위치로 간주한다.

예약해지과정: 더 이상의 예약이 필요 없을 때는 예약슬롯의 RQ 비트는 0으로 설정된다. 예약슬롯이 패킷 전송에 사용되는 경우 이러한 설정에 대한 응답은 S 표시이다. 그러나 단말기가 전송할 패킷이 없어서 데이터부(DF)가 빈 경우에는 기지국으로부터 I 표시를 받는다.

5. 하나의 상향 프레임에 대한 복수 예약

각 단말기는 프레임 당 최대 R_{max} 개의 예약슬롯을 가질 수 있다. 이를 위해 각 단말기는 전송큐를 참조한다. 단말기 i 의 전송큐의 현재 길이를 Q_i , 현재 그 단말기에 의해 예약된 슬롯의 수를 K_i 라 하자. Q_i 는 메시지가 큐에 도착할 때 마다 증가하며, 한 패킷이 전송 완료될 때 1씩 감소한다. K_i 는 단말기 i 가 새로 한 슬롯을 예약할 때(즉

단말기가 경쟁슬롯을 이용한 패킷 전송의 응답으로 R 표시를 받을 때) 1 증가한다. 또 K_i 는 단말기 i 가 예약을 해지하려 할 때(즉 단말기가 RQ 비트를 0으로 설정하여 예약슬롯을 액세스할 때) 1 감소한다. 단말기 i 는 경쟁슬롯을 액세스할 때 조건 $K_i < \min\{R_{max}, Q_i - 1\}$ 이 만족되면 슬롯예약과정을 수행한다. 또 예약슬롯을 액세스할 때 조건 $K_i > \max\{Q_i, 1\}$ 이 만족되면 예약해지과정을 수행한다. 한편, $K_i = R_{max}$ 인 단말기 i 는 경쟁슬롯을 액세스할 수 없다.

III. 성능평가

시스템 전송능력(capacity) C 는 상향채널의 최대 이용율로 정의된다. 당연히 C 는 전부하(full load) 하에서 얻어지며 다음과 같다.

$$C = \frac{N \cdot R_{max}}{N \cdot R_{max} + I + F} \quad (1)$$

여기서 N 은 전체 시스템의 단말기 수이고, F 는 슬롯 단위로 표시한 FF의 길이이다. 식 (1)에서 볼 수 있듯이 C 는 N 과 R_{max} 에 의해 크게 좌우된다. 그림 2는 $F=1$ 일 때 두가지 R_{max} 값 $R_{max}=1, 10$ 에 대해 C 와 N 의 관계를 보인다. 그림에서 C 에 대한 시뮬레이션 결과는 해석과 일치하며, R_{max} 가 증가하면 모든 N 에 대해 C 가 충분히 커지는 것을 볼 수 있다.

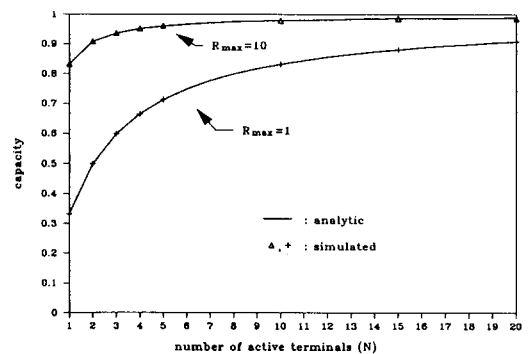


그림 2. RMAV의 전송능력 C
Fig. 2. Capacity of RMAV.

전송능력 C 를 제외한 다양한 측면의 RMAV의 성능을 시뮬레이션을 통해 평가하였다. 시뮬레이션을 위해 event-driven 프로그램을 작성하였으며, 시뮬레이션 모

델은 다음과 같다.

(1) 한 메시지는 다수의 패킷으로 구성되며, 메시지 길이는 평균이 L_m 패킷인 기하(geometric) 분포를 따른다.

(2) 저부하(underload) 상황, 즉 부하가 시스템의 전송능력보다 작은 경우에 대한 시뮬레이션에서는 각 단말기의 메시지 생성 프로세스는 슬롯 당 λ 의 도착율을 가진 Poisson이다.

그러므로 시스템 전체의 부하는 $N \cdot \lambda \cdot L_m$ 이다. 모든 시뮬레이션에서 F는 1 슬롯으로 설정되었다. 시뮬레이션에서 모든 시간단위는 슬롯시간으로 정규화한다. 즉 채널의 전송속도를 B bps, 한 패킷의 길이를 M octet이라 하면 한 슬롯시간은 $M \cdot 8 / B$ 초이다.

RMAV의 프로토콜 파라미터는 R_{max} 뿐이다. 시스템 전송능력 C에 대한 R_{max} 의 영향은 앞에서 이미 보았다. 그림 3은 처리량 대 지연(T-D : throughput-delay) 특성에 미치는 R_{max} 의 영향을 보여준다. R_{max} 가 증가함에 따라 T-D 특성이 조금씩 변하는 것을 볼 수 있다. 그러나 R_{max} 가 어느 정도 커지면 ($R_{max} \geq 5$), R_{max} 는 더 이상 T-D 특성에 영향을 주지 않는다. 즉 T-D 특성은 R_{max} 에 그다지 민감하지 않다. 따라서 시스템의 전송능력을 높일 수 있는 약간 큰 값의 R_{max} 가 바람직하다.

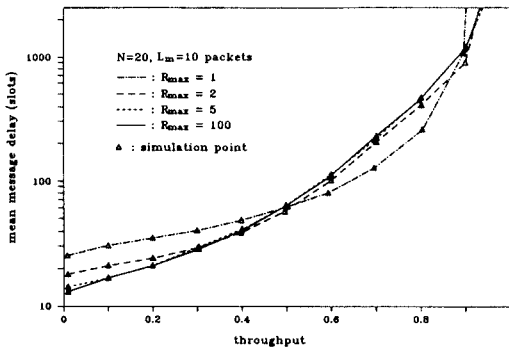


그림 3. RMAV의 T-D 특성에 대한 R_{max} 의 영향
Fig. 3. Effect of R_{max} on T-D characteristic of RMAV.

그림 4는 평균 메시지 길이 L_m 이 RMAV의 T-D 특성에 미치는 영향을 보여준다. ($N=20, R_{max}=10$) 예컨대 처리량이 0.5일 때를 살펴보면, $L_m=100$ 인 경우 평균지연은 약 260 슬롯시간으로 L_m 에 비해 2.6배이다. 반면 시스템 전체 부하가 같을 때 $L_m=10$ 인 경우 평균지연은 약 65 슬롯시간으로 L_m 에 비해 6.5배이다. 즉 RMAV는 평균 메시지 길이 L_m 이 길 때 잘 동작한다. 그 이유는 짧은 L_m 보다 긴 L_m 일 때 패킷이 예약슬롯을 통해 전송될 확

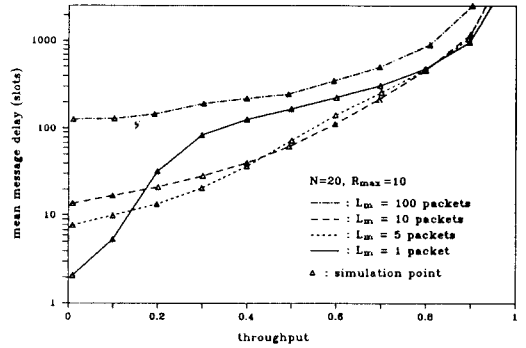


그림 4. 여러가지 값의 L_m 에 대한 RMAV의 T-D 특성
Fig. 4. T-D characteristics of RMAV for various values of L_m .

률이 더 높기 때문이다. 결국 RMAV는 긴 L_m 에 대해 유리한 예약 기법의 장점을 살리고 있다.

RMAV의 잇점 중 하나는 단말기의 수를 예측할 수 없는 환경에 적합하다는 점이다. 그림 5는 단말기 수 N에 따른 RMAV의 T-D 특성의 변화를 보여준다. ($R_{max}=10, L_m=10$) 그림 5를 통해 동일한 시스템 부하에서는 N이 작을수록 잘 동작함을 알 수 있다. 그 까닭은 N이 작을 때는 한 메시지가 새로 슬롯예약과정을 거치지 않고 그전의 메시지를 위해 확보된 예약슬롯을 계속 이용하여 전송되는 경우가 빈번하기 때문이다.

RMAV에서는 채널의 전송용량이 모든 활성 단말기에 공평하게 할당된다. 그림 6은 활성화된 각각의 노드가 전부하를 가하는 경우에 $R_{max}=10$ 인 RMAV의 공평한 전송용량 할당을 보여준다. 총 처리량(즉 시스템 전송능력 C)은 활성 단말기의 수 N이 늘어남에 따라 증가하며,

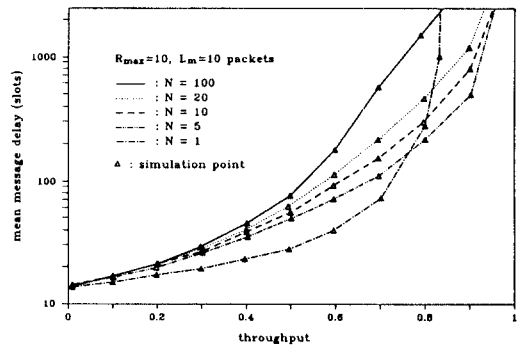


그림 5. 여러가지 값의 N에 대한 RMAN의 T-D 특성
Fig. 5. T-D characteristics of RMAN for Various numbers of Terminal N.

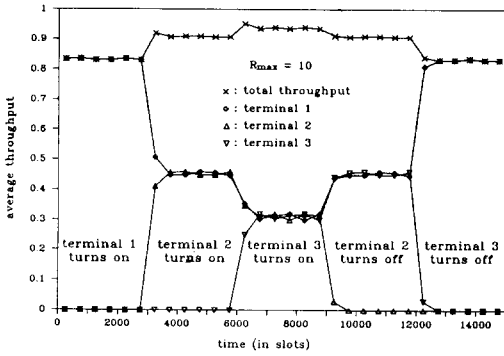


그림 6. RMAV에서 여러 활성 단말기들 간의
공평한 전송용량 분할

Fig. 6. Fair bandwidth sharing among active
terminals in RMAV.

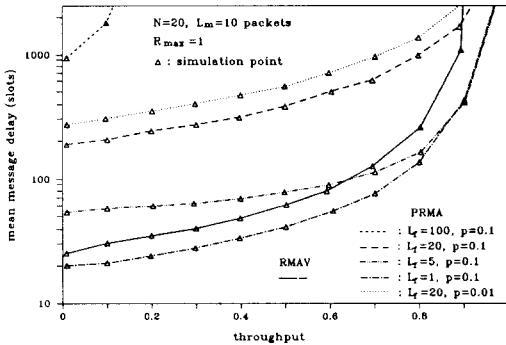


그림 7. RMAV와 PRMA의 성능 비교

Fig. 7. Performance comparison between RMAV
and PRMA.

이 사실은 앞서의 해석과 일치한다. 고정 프레임 길이를 갖는 프로토콜을 사용한다면 N 이 프레임 길이보다 클 경우 그림과 같은 공평한 전송용량 할당을 볼 수 없을 것이다. 또 시뮬레이션 결과를 그래프로 나타내지는 않았으나, 저부하 조건에서는 모든 단말기가 동일한 평균 메시지 지연을 겪었다.

그림 7은 제안된 RMAV와 [9, 10]의 PRMA의 성능을 T-D 특성 측면에서 비교한 것이다. ($N=20, L_m=10, R_{max}=1$) PRMA의 경우 고정된 프레임 길이(L_f)를 사용하므로 이 값이 프로토콜 파라미터가 된다. 또 PRMA는 경쟁슬롯 액세스를 위한 전송확률 p 를 상수로 하기 때문에 이 값 또한 프로토콜 파라미터이다. 그림에서 $L_f=1, p=0.01$ 인 PRMA(일점 쇄선)는 RMAV 보다 좋은 성능을 보인다. 그러나 이 경우 하나의 단말기가 과부하를 겪 경우 그 단말기가 전체 전송용량을 독점하게 되

므로 이러한 파라미터 설정치는 비현실적인 값이다. 그 밖의 파라미터 값에 대해서는 RMAV가 PRMA보다 전반적으로 나은 성능을 보인다. 우리는 이 시뮬레이션을 통해 PRMA의 경우 주어진 트래픽 패턴(즉 $N=20, L_m=10$)에 대해 최적의 파라미터 값을 찾는 일이 쉽지 않음을 알 수 있다. 더구나 실제 상황에서는 트래픽 패턴 자체가 시간에 따라 변하므로 고정된 L_f 와 p 를 갖는 PRMA는 트래픽의 변화에 따라 성능도 달라지게 된다. 반면 RMAV는 이러한 문제점들을 가지지 않는다.

IV. 결 론

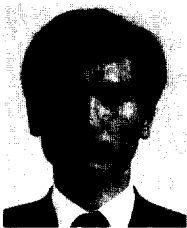
본 연구에서는 RMAV가 제안되고 그 성능이 평가되었다. RMAV의 프로토콜 파라미터는 오로지 R_{max} 인데, R_{max} 값이 큰 경우 R_{max} 는 RMAV의 성능에 영향을 미치지 못한다. 더구나 다수의 패킷으로 구성된 메시지에 대해서는 큰 R_{max} 가 바람직하다. 따라서 R_{max} 를 어느 정도 크게 설정하면 RMAV는 성능에 영향을 주는 프로토콜 파라미터를 가지지 않게 된다. RMAV는 평균 메시지 길이 L_m 이 길 때, 또 단말기 수 N 이 작을 때 더욱 효율적으로 동작한다. 이러한 특성들은 일반적인 예약 기법들에 공통적인 것이다. 그러나 RMAV는 두 가지 적응 메커니즘을 사용함으로써 일반적인 예약 기법들이 취약한 성능을 나타내는 짧은 L_m 이나 큰 N 에서도 잘 동작한다. 그 적응 메커니즘 중 한 가지는 프레임 길이를 위한 것이며, 다른 한 가지는 경쟁슬롯 액세스를 위한 전송확률 p 에 관한 것이다. 결국 RMAV는 민감한 프로토콜 파라미터를 가지지 않으면서 트래픽 패턴에 대한 적응성을 가지기 때문에, 단말기 수와 트래픽 패턴이 예측될 수 없거나 빈번히 변화하는 근거리 무선 데이터통신 시스템에 적합하다.

參 考 文 獻

- [1] V. Hayes, "Standardization efforts for wireless LANs," *IEEE Network*, vol. 5, no. 6, pp. 19-20, Nov. 1991.
- [2] I. M. Ross, "Wireless network directions," *IEEE Commun. Mag.*, vol. 29, no. 2, pp. 40-42, Feb. 1991.
- [3] I. M. Jacobs, R. Binder, and E. V. Hoversten, "General purpose packet satellite networks," *Proc. IEEE*, vol. 66, no. 11, pp. 1448-1467, Nov. 1978.
- [4] D. Bertsekas and R. Gallager, *Data Networks*, Englewood Cliffs, USA : Prentice-Hall, 1987.

- [5] S. Tasaka, *Performance Analysis of Multiple Access Protocols*, Cambridge, USA : MIT Press, 1986.
- [6] A. Murase and K. Imamura, "Idle-signal casting multiple access with data slot reservation (ICMA-DR) for packet radio communications," *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 38, no. 2, pp. 50-54, May 1989.
- [7] F. A. Tobagi, "Fast packet switch architectures for broadband integrated services digital networks," *Proc. IEEE*, vol. 78, no. 1, pp. 133-167, Jan. 1990.
- [8] IEEE, "Distributed queue dual bus (DQDB) subnetwork of a metropolitan area network (MAN)," IEEE Standard 802.6-1990, July 1991.
- [9] D. J. Goodman, R. A. Valenzuela, K. T. Gayliard, and B. Ramamurthi. "Packet reservation multiple access for local wireless communications," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 37, no. 8, pp. 885-890, Aug. 1989.
- [10] D. J. Goodman, "Cellular packet communications," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 38, no. 8, pp. 1272-1280, Aug. 1990.
- [11] J. O. Limb and C. Flores, "Description of Fasnet - A unidirectional local area communications network," in *Advances in Local Area Networks*, IEEE Press, 1987, ch. 12, pp. 190-205.

 著 者 紹 介



鄭東根 (正會員)

1959年 3月 16日生. 1983年 서울대학교 공과대학 제어계측공학과 학사. 1985年 서울대학교 대학원 제어계측공학과 석사. 1986年~1990年 한국데이터통신(주) 정보통신연구소 주임연구원. 1992年~ 서울대학교 대학원 제어계측공학과 박사과정 수료. 주관심분야는 통신망 프로토콜 설계, 통신망 성능평가, LAN / MAN 등임.



田華淑 (正會員)

1960年 8月 5日生. 1983年 서울대학교 공과대학 컴퓨터공학과 학사. 1985年 서울대학교 대학원 컴퓨터공학과 석사. 1989年 서울대학교 대학원 컴퓨터공학과 공학박사. 1989年~현재 한성대학교 전산통계학과 조교수. 주관심분야는 데이터통신망 프로토콜 설계 및 성능평가, LAN / MAN 등임.

●

崔 棕 鎬 (正會員) 第28卷 B編 第8號 參照

현재 서울대학교 제어계측공학과 교수