

論文94-31A-1-1

무선 근거리 통신망에서의 BRAM (The Broadcast Recognizing Access Method) 프로토콜 성능분석

(Performance Analysis of a BRAM (The Broadcast Recognizing Access Method) Protocol in a Wireless LAN)

金宰顯*, 李廷圭*

(Jae Hyun Kim and Jong Kyu Lee)

要約

본 논문에서는 무선 근거리 통신망 (Wireless LAN) 에서 많이 사용되는 CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance) 방식중 BRAM (The Broadcast Recognizing Access Method) 프로토콜의 성능을 분석하였다. 채널사용의 공정성 및 프로토콜의 간결성 등을 고려하여, CSMA/CA 프로토콜중 Fair BRAM 방식을 선택하였다. 무선 LAN에서의 BRAM 프로토콜의 특성을 살펴보기 위하여, CSMA/CD 프로토콜과 성능을 비교하였다. Fair BRAM 프로토콜의 성능을 분석하기 위하여 imbedded Markov chain을 설정하여 각 상태에서의 상태 전이 확률을 구하였으며, 이를 이용하여 각 상태에서의 안정 상태 확률을 구한 후, 처리율을 유도하였다. 수학적 분석의 타당성을 입증하기 위하여 실제 모델에 대한 시뮬레이션을 해 본 결과, 수학적 분석의 결과는 시뮬레이션의 결과와 상당히 근접하는 것을 알 수 있었다. 본 BRAM 프로토콜의 성능분석은 향후 무선 근거리 통신망에서의 매체 접근 제어 (Media Access Control) 프로토콜의 성능분석 및 설계에 많은 도움이 될 것으로 기대된다.

Abstract

In this paper, we have analyzed the performance of a BRAM (The Broadcasting Recognizing Access Method) protocol, as a CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance) scheme, which is widely used in wireless LAN systems. We have selected a Fair BRAM protocol among CSMA/CA schemes, considering the fairness of channel usage and the simplicity of the protocol. We have compared the performance of BRAM protocol to that of CSMA/CD, to research the characteristics of BRAM in wireless LAN system. In order to analyze the performance of this system, we have set up an imbedded Markov chain and calculated state transition probabilities. Then, we have calculated steady state probabilities and finally derived the throughput of a Fair BRAM model. To verify our analysis, we have simulated practical models. Then, we have found that analytic results are very close to simulation ones. Our analysis of the BRAM protocol will be expected to be very helpful to design and evaluate a MAC (Media Access Control) protocol in wireless LAN systems.

*正會員, 漢陽大學校 電子計算學科
(Dept. of Com. Sci. Eng., Hanyang Univ.)

* 본 연구는 1990년도 국방과학연구소

(과제번호 : ADD-90-2-007)의 지원에 의하여
연구되었음.

接受日字 : 1992年 10月 15日

I. 서론

개인용 컴퓨터 사용의 급증으로 각 개인간의 정보 교환이 늘고 공동자원을 공유할 수 있게 되면서, 근거리 통신망의 사용 또한 급증하게 되었다. 이러한 근거리 통신망에 대한 수요의 급증으로 인하여 근거리 통신망의 설치 및 재배포에 드는 비용도 따라서 큰 규모로 증가하고 있다. 그 한 예로 NCR 사의 조사에 의하면 매년 개인용 컴퓨터 한 대당 재배포에 사용되는 비용만 해도 750 달러 이상으로 추산되고 있다.¹⁾ 따라서 설치 및 재배포가 용이한 무선 근거리 통신망의 개발은 경제적 및 효율적인 측면에서 많은 장점을 가지고 있으며, 일부 선진국에서는 NCR 사의 WaveLAN, Motorola 사의 ALTAIR, BICC 사의 InfraLAN, Telesystem 의 Arlan 600, O'Neil 사의 LAWN 등과 같은 상용 제품들도 선보이고 있다.^{2) 3)} 무선 근거리 통신망의 큰 장점으로는, 단말기 이동의 용이성, 설치의 편리성, 보수 및 유지의 간편성 등이 있다. 유선 근거리 통신망에서의 케이블에 의한 여러 단점들 즉, 설치의 어려움, 시스템 재구성시 소요되는 시간과 비용, 케이블 손상에 의한 근거리 통신망의 단절 등이 무선 근거리 통신망에서는 전혀 고려의 대상이 되지 않는다. 단, 무선의 경우 무선 통신 기술상의 문제로 인한 전송속도의 저하 및 전송 상의 에러 등의 단점이 있다. 이러한 무선 근거리 통신망 연구에 있어서 중요한 것 중의 하나가 시스템에 사용되어질 매체 접근 제어 프로토콜을 선택하는 것이다. 무선 근거리 통신망에서 구현 가능한 매체접근제어 프로토콜로는 IEEE 및 CCITT에서 표준으로 채택된 IEEE 802.3의 CSMA/CD (Carrier Sense Multiple Access / Collision Detection), 802.4의 토큰 버스, 802.5의 토큰링 및 802.11로 채택 예정인 CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access / Collision Avoidance) 등이 있다.⁴⁾ 이중 토큰 전달 방식은 토큰 전달로 인한 채널 사용상의 낭비가 심하며, 프로토콜의 복잡하다는 단점이 있다. CSMA/CD 방식은 프로토콜이 매우 간단하고, 브로드캐스팅 방식으로서 단일의 고속 채널을 이용한다. 트래픽 양이 적을 때는 패킷지연 특성이 상대적으로 좋으나, 일정 레벨 이상으로 증가되면 패킷지연이 급속히 증가하며, 우선 순위 기능(priority function) 또한 구현하기가 쉽지 않다는 단점이 있다.⁵⁾ CSMA/CA 프로토콜은 채널의 사용 이전에 채널을 예약함으로써, 패킷간의 충돌을 미연에 방지하는 프로토콜이다. 물론, 채널 예약에 따르는 스케줄링 시간이 필요하지만, 패킷간의 충돌을 방지할 수

있으므로, 패킷 충돌에 의한 지연이 없고, 패킷 충돌에 따른 재전송 관리가 필요없다. CSMA/CD 프로토콜과 CSMA/CA 방식인 BRAM (The Broadcast Recognizing Access Method) 프로토콜의 성능 평가에 의하면, 처리율 및 패킷지연의 양 측면에서 BRAM 프로토콜이 우수한 것으로 나타나 있다.⁶⁾

본 논문에서는 CSMA/CA 프로토콜중 스테이션간의 채널 사용이 공정하고 처리율(throughput) 특성이 좋은 BRAM 프로토콜의 성능을 수학적으로 분석하였으며, 시뮬레이션으로 수학적 분석을 검증하였다. II 장에서는 BRAM 프로토콜의 특성에 관하여 설명하였으며, III 장에서는 무선 LAN에서의 BRAM 프로토콜의 우수성을 알아보기 위하여 CSMA/CD 프로토콜과 성능을 비교하였으며, IV 장에서는 Fair BRAM 프로토콜의 성능을 수학적으로 분석하였다. V 장에서는 수학적 분석의 결과를 검증하기 위하여 시뮬레이션을 하였으며, VI 장에서는 본 논문의 결론을 맺었다.

II. BRAM (The Broadcast Recognizing Access Method)의 특성

BRAM 프로토콜은 1979년 I. Chlamtac 과 W. R. Franta에 의해 고안되어진 방법으로서, 지속적으로 많이 연구되어지고 있다.^{7) 8)} 이 방식에서는 CSMA/CD 방식과 마찬가지로 전송 매체를 계속 감지하지만, 채널 사용 이전에 채널을 예약함으로써 패킷간의 충돌을 방지한다. 따라서 패킷 충돌로 인한 패킷지연이 줄어들게 된다. BRAM 프로토콜은 분산 제어에 의해 각 스테이션들에게 채널을 할당하는 방식으로, 각 채널을 할당하는 알고리즘에 따라 Fair BRAM (FB), Prioritized BRAM (PB), Parametric Fair BRAM (PFB), Parametric Prioritized BRAM (PPB) 등으로 나뉜다.

FB와 PB 방식은 패킷간의 충돌을 완전히 방지하는 프로토콜이고, PFB 와 PPB는 패킷 충돌의 확률을 줄이는 프로토콜이다.

Fair BRAM의 경우 전송을 원하는 스테이션은 패킷전송 이전에 스케줄링 시간을 갖는다. 이 기간 동안 각 스테이션들의 전송 순서가 결정되며 전송 순서는 함수 H에 의해 정해진다. Fair BRAM에서의 스케줄링 함수 H(n_1, n_2)는 다음의 식 (1)과 같다.

$$H(n_1, n_2) = \begin{cases} (n_1 - n_2 + N) \text{ modular } N & ; n_1 \neq n_2 \\ N & ; n_1 = n_2 \end{cases}$$

- n_i : 현재 패킷전송을 원하는 스테이션의 인덱스

- n_2 : 마지막 전송을 행한 스테이션의 인덱스
- N : 통신망 내의 스테이션의 수

여기서, H 값은 1과 N 사이의 정수의 값을 갖는다. 임의의 스테이션 i 는 패킷전송 이전에 $H(i, n_2) \times a$ (end-to-end propagation delay)의 지연을 갖고, 전송을 시도한다. 만약, 자신의 전송시간에 채널 상에 다른 스테이션의 전송이 감지되면, 자신의 지연보다 짧은 지연을 가진 스테이션이 패킷을 전송한 것이므로, 전송이 지연되고 채널의 상태를 감지한다. 다른 전송이 끝나면 다시 $H(i, n_2) \times a$ 의 지연을 갖고, 재전송을 시도하게 된다. 이때, 다시 채널이 사용 중이면, 계속 지연한 후 같은 동작을 반복한다. 패킷전송은 $H(i, n_2) a$ 값이 가장 짧은 스테이션부터 이루어진다. 한번 전송에 성공한 스테이션은 가장 긴 지연을 가지므로, 한 스테이션이 채널을 독점하여 사용하는 것을 방지하므로 모든 스테이션이 공정하게 채널을 사용할 수 있다. 따라서, 모든 스테이션에서의 패킷지연 또한 공정하게 된다.

PB 방식은 FB 방식과 전송 방식은 비슷하나, n_1 과 n_2 가 같을 경우, FB에서와 같이 $H(n_1, n_2) = N$ 가 되는 것이 아니고, $H(n_1, n_2) = 0$ 가 된다. 즉, 마지막 전송에 성공한 스테이션이 다시 전송을 시도하면, 지연없이 바로 전송을 계속할 수 있다. 이 방식은 한번 전송한 스테이션에게 우선 순위가 주어지는 방식으로서, 각 스테이션에 대한 채널 분배가 공정하지 못하다.

PFB 방식은 FB에서 변형된 방식으로 스케줄링 시간을 줄이기 위해 전체 스테이션을 몇 개의 그룹으로 나누어 같은 그룹에 속한 스테이션은 같은 스케줄링 슬롯에 패킷전송을 시도한다. PFB의 스케줄링 함수 $R(n_1, n_2)$ 는 다음의 식 (2)와 같다.

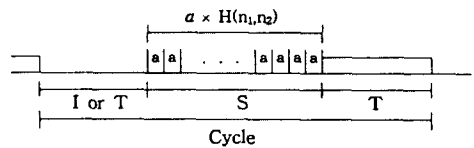
$$R(n_1, n_2) = \begin{cases} (n_1 - n_2 + G) \text{ modular } G; & n_1 \neq n_2 \\ G & ; n_1 = n_2 \end{cases}$$

- n_1 : 현재 패킷전송을 원하는 스테이션의 인덱스
- n_2 : 마지막 전송을 행한 스테이션의 인덱스
- G : 전체 그룹의 수

N 개의 스테이션들은 G 개의 그룹으로 나누어지고, N/G 개의 스테이션들은 (같은 그룹의 스테이션들) 같은 스케줄링 시간을 갖으므로, 패킷간의 충돌이 발생할 수 있다. 스테이션을 나누는 그룹의 수(G)에 따라 시스템의 성능에 큰 영향을 미치게 된다. G 값이 작아지면 스케줄링 시간이 줄어들어, 각 그룹 내의 충돌이 증가하게 되며, 반대로 G 값이 증가함에 따라 같은

그룹 내의 스테이션의 수가 줄어 스테이션간의 패킷 충돌은 줄어들지만, 스케줄링 시간이 길어지게 된다. PPB 방식은 PB와 PFB의 복합적인 방식으로 마지막 전송에 성공한 그룹에게 우선 순위가 주어지는 방식이다.

통신망 내의 스테이션의 수가 적고, 전파지연이 짧은 경우, FB와 PFB 프로토콜은 각 스테이션의 최대 패킷지연이 결정되며, 채널 분배가 공정한 특성을 보이고 있다. 통신망 내의 스테이션의 수가 많아지고, 채널의 처리율이 작을 때 상대적으로 PFB 프로토콜의 성능이 우수하며, 스테이션의 수, 처리율, 패킷지연 등의 수치와 관계없이 PPB 프로토콜은 좋은 성능을 보인다. 그러나 PFB나 PPB 방식에서는 패킷간의 충돌이 생길 수 있으며 프로토콜이 복잡하다는 단점이 있다. 따라서 본 논문에서는 채널 사용의 공정성과 프로토콜의 간결성을 고려하여 CSMA/CA 프로토콜로서 Fair BRAM 방식을 선택하였다. Fair BRAM에서의 채널의 상태는 유희기간 (idle period), 스케줄링 기간 (scheduling period), 전송기간 (transmission period) 중 하나에 있게 된다. 유희기간은 채널 상의 패킷전송이 없거나, 모든 스테이션에 전송할 패킷이 없는 경우이며, 스케줄링 기간은 하나 또는 그 이상의 스테이션이 패킷의 전송을 하기 위해 채널을 액세스하는 경우이고, 전송기간은 전송을 원하는 여러 스테이션중, 하나의 스테이션이 패킷을 전송하는 경우이다. 최대 스케줄링 기간은 전파 지연 시간과 스테이션의 수에 따라 변하게 되며, 마지막 전송했던 스테이션의 인덱스와 자신의 인덱스에 의해 스케줄링 기간의 길이가 결정되어진다. 시간축 상에서의 각 기간에 대한 한 사이클은 그림 1과 같다.



- I : 유희기간 (idle period)
- S : 스케줄링 기간 (scheduling period)
- T : 전송기간 (transmission period)
- a : 스케줄링 슬롯 (전파지연, end-to-end propagation delay)
- $H(n_1, n_2)$: 스케줄링 함수

그림 1. BRAM에서의 채널의 상태
Fig. 1. BRAM channel state.

Ⅲ. BRAM vs. CSMA/CD

무선 LAN에서 BRAM 프로토콜의 특성을 살펴보기 위하여 CSMA/CD 프로토콜과 성능을 비교하였다. 성능 비교에 사용된 무선 LAN 시스템은 128개의 스테이션으로 구성되어 있다고 가정하였다. 각 스테이션에서 발생하는 패킷의 길이는 1500 바이트로 고정하였으며, 각 스테이션에서 발생하는 패킷간의 시간 간격은 지수 분포(exponential distribution)를 따르며, 모든 스테이션은 통계적으로 동일하고, 독립적으로 동작한다고 가정하였다. 이 때, 전체 근거리 통신망의 부하는 패킷도착률 대 패킷 전송속도의 비(G)로 하여, 0.1에서 100까지 변화시키면서 성능을 평가하였다. 또한, 현재 상용화되고 있는 NCR사의 WaveLAN, Motorola사의 ALTAIR 등의 무선 LAN 시스템을 참조하여, 전송속도는 1 Mbps와 2 Mbps의 두가지의 경우에 대하여 시뮬레이션 하였다.

CSMA/CD 모델의 경우, 시뮬레이션에 사용되는 파라미터는 CSMA/CD IEEE 표준안을 참고하여, 전파지연은 $5\mu\text{sec}$ 으로, jamming signal은 32 비트로 설정하였으며, 전송되는 패킷간의 최소 간격을 유지하기 위한 inter-frame spacing은 $9.6\mu\text{sec}$ 으로 설정하였다. BRAM 모델의 경우는 패킷간의 충돌이 방지되므로 jamming signal이 없으며, 나머지 파라미터는 CSMA/CD의 경우와 동일하게 설정하였다.¹² 시뮬레이션 언어로는 사건 유도(event driven)와 프로세스 기본 접근 방식(process oriented approach)이 제공되어지는 SIMSCRIPT II.5를 사용하였다.¹³

그림 2는 통신망 내의 스테이션의 수가 128개이고

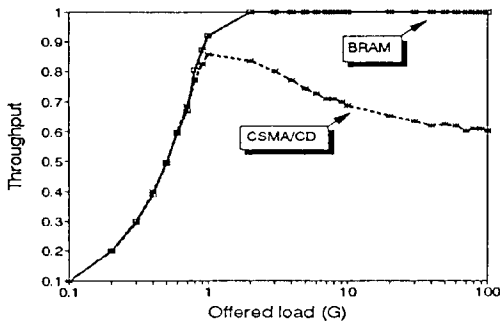


그림 2. 전송율이 2 Mbps일 때의 처리율 특성 비교
Fig. 2 Comparison of throughput characteristics when the transmission rate is 2 Mbps.

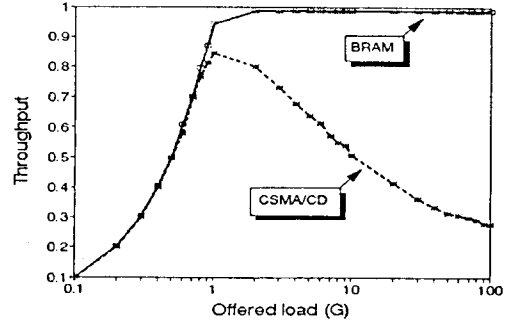


그림 3. 전송율이 1 Mbps일 때의 처리율 특성 비교
Fig. 3 Comparison of throughput characteristics when the transmission rate is 1 Mbps.

패킷전송 속도가 2 Mbps일 때의 경우로 시스템 내의 트래픽이 증가하면 CSMA/CD의 경우 처리율이 감소하는 것을 볼 수 있다. 그러나 BRAM의 경우는 패킷간의 충돌이 발생하지 않으므로, 트래픽이 증가하여도 일정량 이상의 처리율이 유지되는 것을 볼 수 있다. 그림 3은 그림 2의 경우에서 패킷 전송속도가 1 Mbps로 감소한 경우로, 그래프에서 볼 수 있듯이 CSMA/CD의 처리율이 더욱 감소되는 것을 알 수 있다. 결국, 무선 LAN 시스템에서의 적용에 있어서 패킷 충돌이 방지되는 BRAM 프로토콜의 성능이 CSMA/CD의 성능에 비해 우수하다는 것을 알 수 있다.

Ⅳ. 성능 분석

본 논문에서는 Fair BRAM 프로토콜의 성능분석을 위하여 다음과 같은 가정을 하였다. 전체 시스템은 상당히 큰 수인 N 개의 스테이션으로 구성되어 있으며, 시스템 내의 패킷 발생은 평균 g (packets/sec)인 Poisson 분포를 따른다. 또한, 각 스테이션에서의 패킷 발생은 이미 준비되어진 패킷의 처리가 끝난 후 발생하는 것으로 가정하였다. 채널은 전파지연의 크기인 슬롯(τ)으로 나뉘어 있으며, 각 스테이션의 패킷전송은 이 슬롯의 시작점에서만 가능하도록 동기화되어 있고, 모든 스테이션들은 통계적으로 동일하고, 독립적으로 동작한다고 가정하였다. 성능분석을 간단하게 하기 위하여, 한 패킷의 전송에 소요되는 시간은 $T+1$ 슬롯으로 고정되어 있다고 가정하였다. 여기서, T 는 실제 전송에 소요되는 시간이며, 1은 전파 지연 시간을 고려한 것이다.

전체 시스템은 다음의 상태 중의 하나에 속하게 되

며, 각 상태 전이점(state transition point) 에서의 Imbedded Markov Chain 으로 분석하였다. [14, 15]

(I, S₀, S₁, S₂, ..., S_N, T₁, T₂, T₃, ..., T_N)

I는 채널 상에 준비되어진 패킷이 하나도 없는 상태이며, S_i (0 ≤ i ≤ N)는 스케줄링 상태이며, 이때 준비되어진 패킷의 수는 i개이고, T_i (1 ≤ i ≤ N)는 전송 상태이며, 이때 준비되어진 패킷의 수는 i 개인 상태이다. 단, 이 경우 현재 전송 중인 패킷도 i에 포함된다. N은 시스템 상의 스테이션의 수를 의미한다.

위의 모든 상태들에 대한 상태 전이도는 다음과 같다.

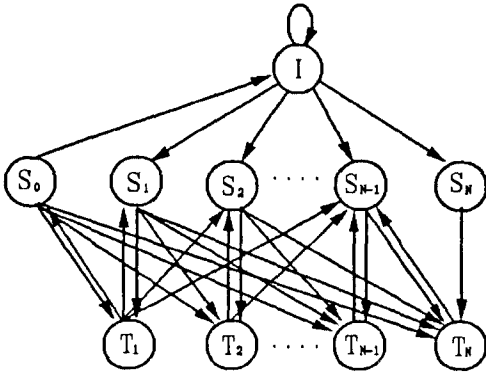


그림 4. BRAM 모델 상태 전이도

Fig. 4. State transition diagram for BRAM model.

각 상태에서의 상태 전이 확률(state transition probability)은 다음과 같이 구할 수 있다. 우선, Pr(i, j)를 i 상태에서 j 상태로의 상태 전이 확률이라고 정의하며, P(τ)를 한 슬롯 동안 한 스테이션에 패킷이 도착하는 확률이라고 정의하면, P(τ) 및 각각의 상태 전이 확률들은 다음과 같다.

$$P(\tau) = (\tau g) \cdot e^{-\tau g} \quad (3)$$

Pr(I, D) = Pr [한 슬롯동안 패킷이 하나도 도착하지 않는 사건]

$$= \binom{N}{0} \cdot [P(\tau)]^0 \cdot [1 - P(\tau)]^N$$

$$= [1 - P(\tau)]^N$$

Pr(I, S) = Pr [한 슬롯동안 패킷 i개가 도착하는 사건]

$$= \binom{N}{i} \cdot [P(\tau)]^i \cdot [1 - P(\tau)]^{N-i}; 1 \leq i \leq N$$

실제 패킷 전송기간은 F 개의 슬롯으로 고정되어 있다고 가정하였기 때문에, 이때 전송에 이어 한 슬롯의 전파지연을 고려하면, 패킷전송에 소요되는 기간은 (F+1) 슬롯이 된다. 따라서, Pr(T_i, S_j)를 구하면 다음의 식 (6)과 같다.

$$\Pr(T_i, S_j) = \Pr [F+1 \text{ 슬롯동안 } (j-i+1) \text{ 개의 패킷이 도착하는 사건}]$$

$$= \binom{N-i}{j-i+1} \cdot [1 - \{1 - P(\tau)\}^{F+1}]^{j-i+1} \cdot [1 - P(\tau)]^{N-j}$$

$$; 0 \leq i-1 \leq j \leq N-1 \quad (6)$$

상태 전이 확률 Pr(S_i, T_j)는 스케줄링 기간이 고정적이지 않기 때문에 신중히 고려하여야 한다. 우선, n₂를 마지막 전송에 성공한 스테이션의 인덱스라 하고, (n₂ + k) modular N은 (n₂ + k)번째 스테이션의 인덱스로 정의한다. 또한, D는 S_i 상태에서 이미 도착되어진 패킷들의 집합이며, L(S_i)는 S_i 상태에서의 스케줄링 기간의 길이(즉 스케줄링 슬롯의 수)라고 정의하면, Pr(S_i, T_j)는 다음의 식 (7)과 같다.

$$\Pr(S_i, T_j) = \Pr [S_i \text{ 상태동안 } j \text{ 개의 패킷이 도착하는 사건}]$$

$$\left\{ \begin{aligned} & \sum_{k=1}^{N-i} (\Pr(j-i, k) \cdot \Pr[L(S_i) = k, \{(n_2+k) \bmod N\} \in D]) \quad (7) \\ & + \Pr(j-i, k) \cdot \Pr[L(S_i) = k, \{(n_2+k) \bmod N\} \in D] \\ & ; 0 \leq i \leq j \leq N, 0 < j \\ & 1 \quad ; i = N, j = N \end{aligned} \right.$$

Pr(S_i, T_j)를 구하기 위해서는 우선, S_i 상태에서의 스케줄링 기간의 길이를 알아야 한다. S_i 상태에서의 스케줄링 기간의 길이는 한 슬롯부터 N-i개의 슬롯으로 가변적이다. 따라서, 스케줄링 기간의 길이 즉, L(S_i)는 1 부터 N-i 까지 고려하여야 한다. 또한, L(S_i)가 k 인 경우, (n₂ + k) modular N)번째 스테이션이 S_i 상태 이전에 패킷이 도착한 것인지 (Pr(j-i, k) · Prob [L(S_i) = k, {(n₂ + k) modular N} ∈ D] 부분), 또는 k개의 스케줄링 슬롯 동안에 준비되어진 것인지를 (Pr(j-i-1, k) · Prob [L(S_i) = k, {(n₂ + k) modular N} ∈ D] 부분) 구분하여야 한다. 각 부분별 수식의 유도도는 다음의 식 (8)~(12)와 같다.

$$\Pr(j-i, k) = \Pr [D에 포함되지 않은 j-i 스테이션들에 슬롯동안 k 패킷이 도착하는 사건]$$

$$= \binom{N-i}{j-i} \cdot [1 - \{1 - P(\tau)\}^k]^{j-i} \cdot [1 - P(\tau)]^{N-j-i} \quad (8)$$

$$\Pr(I=i-1, k) = \Pr[\text{D에 포함되지 않은 } j-i-1 \text{ 스테이션들에 } k \text{ 슬롯동안 패킷이 도착하는 사건}]$$

$$= \begin{cases} \binom{N-i}{j-i-1} \cdot [1 - \{1 - P(\tau)\}^k]^{j-i-1} \cdot [1 - P(\tau)]^k & ; i \neq j \\ 0 & ; i = j \\ 1 & ; i = 0 \end{cases} \quad (9)$$

Prob $[L(S_i) = k, \{(n_2 + k) \bmod N\} \in D]$ 는 스케줄링 슬롯이 k 개이고, 전송을 시작하는 스테이션 $\{(n_2 + k) \bmod N\}$ 에 이미 스케줄링 기간 이전에 패킷이 도착하여, 전송이 준비되어 있는 경우로 식 (10)과 같다.

Prob $[L(S_i) = k, \{(n_2 + k) \bmod N\} \notin D]$ 는 스케줄링 슬롯이 k 개이고, 전송을 시작하는 스테이션 $\{(n_2 + k) \bmod N\}$ 이 스케줄링 기간 동안에 패킷이 도착하여 전송 준비가 되어지는 경우로 식 (11)과 같다.

$$\Pr[L(S_i) = k, \{(n_2 + k) \bmod N\} \in D]$$

$$= \left[\prod_{m=1}^{k-1} \{1 - P_x(m)\} \right] \cdot \frac{{}^{(n-k-1)}C_{(i-1)}}{{}^{(n-k)}C_i} \quad (10)$$

$$= \left[\prod_{m=1}^{k-1} \{1 - P_x(m)\} \right] \cdot \frac{i}{N-k}$$

$$\Pr[L(S_i) = k, \{(n_2 + k) \bmod N\} \notin D] \quad (11)$$

$$= \left[\prod_{m=1}^{k-1} \{1 - P_x(m)\} \right] \cdot \left[1 - \frac{i}{N-k} \right] \cdot [1 - \{1 - P(\tau)\}^k]$$

식 (10) 과 식 (11) 에서의 확률 $P_x(m)$ 은 $(n_2+m \bmod N)$ 번째 스테이션에 있어, 계획된 전송 시간 내에 패킷이 도착하는 사건으로 식 (12)와 같이 구할 수 있다.

$$P_x(m) = \Pr[\text{한 슬롯동안 패킷이 하나도 발생하지 않는 사건}]$$

$$= 1 - \left[1 - \frac{i}{N-m} \right] \quad (12)$$

마지막으로, $\Pr(S_0, I)$ 는 한 슬롯 동안 N 개의 스테이션에 패킷이 하나도 도착하지 않는 사건으로, 식 (13)과 같다.

$$\Pr(S_0, I) = \Pr[\text{한 슬롯동안 패킷이 하나도 발생하지 않는 사건}]$$

$$= \binom{N}{0} \cdot [P(\tau)^0] \cdot [1 - P(\tau)]^N \quad (13)$$

$$= [1 - P(\tau)]^N$$

다음으로 각 상태에서 소요되는 시간을 구한다. I 상태에서 소요되는 시간은 한 슬롯이고, T_1 상태에서 소요되는 시간은 $T+1$ 슬롯으로 고정되어 있으며, S_i 상태에서의 평균 슬롯의 수 즉, $T(S_i)$ 는 가변하는 $L(S_i)$ 를 고려하여, $\Pr(S_i, T_i)$ 에서와 비슷한 방법으로 구하면 다음의 식 (14) 와 같다.

$$T(S_i) = \sum_{k=1}^{N-i} k \cdot \Pr[L(S_i) = k] \quad (14)$$

$$= \begin{cases} \sum_{k=1}^{N-i} k \cdot (\Pr[L(S_i) = k, \{(n_2 + k) \bmod N\} \in D]) & ; k \neq N \\ N & ; k = N \end{cases}$$

$\Pi = [\Pi(I), \Pi(S_0), \dots]$ 를 steady state probability vector 라하고, P 를 sttransition probability matrix 라 하면, $\Pi = \Pi P$ 를 이용하여, steady state probability 를 구할 수 있다. 여기서, 전체시간 중 실제 전송에 사용된 부분 즉, 처리율 S 를 구하면 다음의 식 (15) 와 같다.¹²

$$S = \frac{\sum_{i=1}^N \Pi(T_i) \cdot F}{\Pi(I) \sum_{i=1}^N \Pi(T_i) \cdot (F+1) + \sum_{i=1}^N \Pi(S_i) \cdot T(S_i)} \quad (15)$$

$-\Pi(i)$: steady state probability for state i
 $-S$: throughput

V. 시뮬레이션

본 논문에서는 Fair BRAM 프로토콜의 수학적 분석을 검증하기 위한 방법으로 컴퓨터 시뮬레이션을 이용하였다. 시뮬레이션 모델에 사용된 무선 LAN 시스템 스테이션 수는 30개 또는 40개로 변화시켰으며, 각 스테이션에서 발생하는 패킷의 크기도 1024, 2048 바이트로 변화시키면서 시뮬레이션 하였다. 또한, 전체 근거리 통신망에 대한 트래픽은 패킷도착률 대 전송율의 비 (Offered Load : g) 가 0.1 에서 10 까지의 범위를 가질 경우에 대하여 시뮬레이션 하였다. 통상 무선 근거리 통신망의 경우 유선 근거리 통신망에 비해 전송 속도가 떨어지므로 본 논문에서의 데이터 전송율은 2Mbps 일 때에 대하여 고려하였다. 이때 전파지연 대 전송속도의 비는 0.05로 가정하였다.¹³

그림 5는 무선 LAN의 스테이션의 수가 30개이고 패킷의 길이는 1024 또는 2048 바이트로 변화하며, 패킷 전송율이 2 Mbps일 때의 경우로, 그래프에서 볼

수 있듯이 처리율이 지속적으로 증가하는 것을 볼 수 있다. 또한, 패킷 길이의 변화는 처리율에 큰 변화를 주지 않는 것을 알 수 있으며, 수학적 분석의 결과와 시물레이션의 결과의 오차율이 매우 적은 것을 볼 수 있다. 좀 더 다양한 비교를 위하여, 그림 6은 스테이션의 수가 40개이고 패킷의 길이가 1024 또는 2048 바이트로 변하며, 패킷 전송속도가 2 Mbps일 때의 시물레이션 및 수학적 분석의 결과이다. 그림 5와 비교하여 보면, 스테이션의 수가 40개로 증가하였을 때 시물레이션의 결과와 수학적 분석의 결과가 상당히 유사하며, BRAM의 처리율은 일정량 이상 유지되는 것을 볼 수 있다. 또한, BRAM 프로토콜의 경우 패킷간의 충돌이 방지되므로, 패킷 길이의 변화는 처리율에는 큰 변화를 주지 않는 것을 알 수 있다. 그림 5와 그림 6에서 볼 수 있듯이 BRAM 프로토콜의 수학적 분석의 결과는 시물레이션 결과와 상당히 근접하다는 것을 알 수 있다. 따라서, 본 논문에서의 BRAM 프로토콜의 수학적 분석에 의한 결과가 믿을 만하다는 것을 알 수 있다.

Ⅶ. 결론

본 논문에서는 무선 근거리 통신망에서 구현 가능한 MAC 프로토콜중 CSMA/CA 방식의 Fair BRAM 프로토콜의 성능을 분석해 보았다. Fair BRAM 방식은 CSMA/CD 방식과 마찬가지로 전송 매체를 계속 감지하지만, 채널 사용 이전에 채널을 예약함으로써 패킷간의 충돌을 방지한다. 따라서 패킷충돌로 인한 패킷지연이 줄어들며, 처리율 또한 좋은 특성을 보이고 있다. 이러한 BRAM 프로토콜의 성능을 CSMA/CD와 비교하기 위하여, 스테이션의 수가 128개이고 패킷 전송율이 2 Mbps일 때와 1 Mbps일 때의 두 경우에 대하여 시물레이션 하였다. 시물레이션의 결과에 의하여, 무선 LAN에서의 MAC 프로토콜로는 BRAM 프로토콜이 CSMA/CD 프로토콜에 비해 우수한 성능을 보인다는 것을 알 수 있었다. 본 논문에서는 이러한 Fair BRAM 프로토콜의 처리율을 imbedded Markov chain을 사용하여 수학적으로 분석하였으며, 수학적 분석의 신뢰성을 검증하기 위하여 시물레이션을 해보았다. 시물레이션의 결과 수학적 분석과 시물레이션의 결과가 상당히 근접한 것을 볼 수 있었다. 따라서, 본 논문에서의 Fair BRAM 프로토콜의 수학적 분석의 결과는 믿을 만하다는 것을 증명하였다.

마지막으로, 본 Fair BRAM 프로토콜의 성능분석은 무선 근거리 통신망에서의 MAC 프로토콜의 성능 분석 및 설계에 많은 도움이 될 것으로 예상된다.

參考文獻

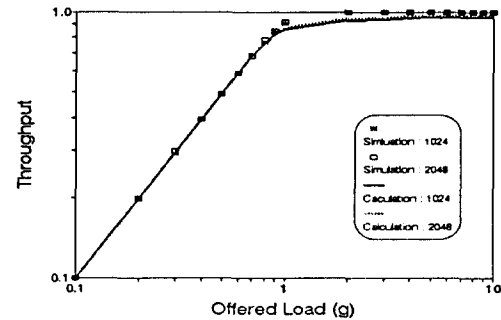


그림 5. 스테이션의 수가 30 개일 때의 처리율 특성
Fig. 5. Characteristics of throughput when the number of stations is 30.

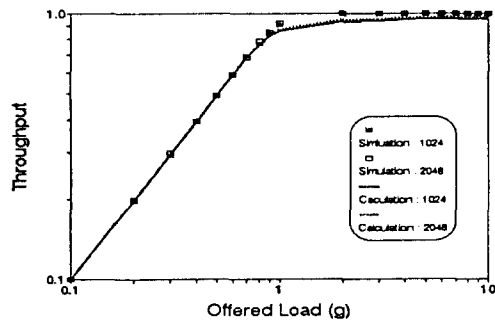


그림 6. 스테이션의 수가 40 개일 때의 처리율 특성
Fig. 6. Characteristics of throughput when the number of stations is 40.

- [1] "NCR WaveLAN Release 1.0 Technical Reference." NCR Inc., 1990
- [2] D. Buchholz, P.Odlyzko, M. Taylor and R. White " Wireless In-Building Network Architecture and Protocols." , *IEEE Network Magazine*, vol.5, no.6, pp.31-38, NOV. 1991.
- [3] C. O'malley, " Connectivity made simple ", *Personal Computing*, pp. 93-98, MAR., 1990.
- [4] M. J. Marcus " Regulatory Policy Consideration for Radio Local Area Networks", *Proc. IEEE Workshop on Wireless Local Area Networks*, Worcester Polytechnic Institute, pp.42-48, MAY. 9-10, 1991.

- [5] F. A. Tobagi, "Multiple Protocol in Packet Communication system," *IEEE Trans. on Commun.*, vol.COM-28, no.4, pp.468-488, APR. 1980.
- [6] Jae Hyun Kim, Jong Kyu Lee, "Performance Evaluation of MAC Protocols in Wireless LAN", *JTC-CSCC '92*, KyungJu, Korea, pp. 580-583, JUL. 1992.
- [7] I.Chlamtac, W.R.Franta, and K.D. Levin, "BRAM: The Broadcast recognizing access method," *IEEE Trans. on Commun.*, vol. Com-27, no.8, pp.1183-1189, AUG. 1979.
- [8] Otto Spaniol, "Analysis and Performance Evaluation of HYPER channel access protocols," *Performance Evaluation*, vol.1, pp.170-179, 1980.
- [9] I. Rubin, J. Baker, "Performance Analysis for a Terminal-Priority Contentionless Access Algorithm for Multiple-Access Communication", *IEEE Trans. on Commun.*, vol. Com-34, no. 6, pp. 569-575.
- [10] I. Chlamtac and W.Franta, "A Multiaccess Protocol for Multihop Radio Networks" *IEEE Trans. on Commun.*, vol. Com-33, no. 10, Oct. 1985.
- [11] J. S. J. Chen and Victor O. K. Li, "Reservation CSMA/CD: A Multiple Access Protocol for LANs," *IEEE J. on Select. Areas in Commun.*, vol.7, no.2, FEB. 1989.
- [12] M. A. Marsan, F. Neri "A Simulation Study of Delay in Multichannel CSMA/CD Protocols," *IEEE Trans. on Commun.*, vol.39, no.11, pp.1590-1602, NOV. 1991.
- [13] E. C. Russell, "SIMSCRIPT II.5 programming language", CACI, 1987.
- [14] L. Kleinrock, "Queueing Systems vol.1: Theory", Wiley & Sons, Inc. 1975.
- [15] E. Cinlar, "introduction to stochastic process", Prentice-Hall, Inc. 1975.

 著者紹介



金宰顯(正會員)

1969年 7月 21日生. 1991年 2月 한양대학교 전자계산학과 졸업. 1993年 2月 한양대학교 대학원 전자계산학과 석사학위취득. 1993年 3月 ~ 현재 한양대학교 대학원 전자계산학과 박사과정. 주관심 분야는 무선 LAN, 통신망 성능분석, Queueing Theory 등임.

분야는 무선 LAN, 통신망 성능분석, Queueing Theory 등임.



李廷圭(正會員)

1955年 9月24日生. 1979年 2月 한양대학교 전자공학과 졸업. 1986年 UCLA 전기공학과 석사학위 취득. 1989年 2月 UCLA 전기공학과 박사학위 취득(컴퓨터 네트워크 전공). 1979年 3月 ~

1984年 5月 국방과학 연구소 연구원. 1989年 3月 ~ 1990年 2月 삼성전자 정보통신 부문 중앙연구소 책임연구원. 1990年 3月 ~ 현재 한양대학교 전자계산학과 조교수. 주관심 분야는 무선 LAN, ISDN, Stochastic Process 등임.