

논문 2008-4-5

동적 경쟁윈도우를 이용한 Ad Hoc 망에서의 Medium Access Control 프로토콜

Medium Access Control Protocol for Ad Hoc Networks Using Dynamic Contention Window

안홍영*

Hong-Young Ahn*

요 약 DCF 성능 분석 모델에 사용되는 Bianchi의 2차원 Markov Chain 모델은 오류가 없는 이상적 채널에서 충돌 문제만을 다루므로 페이딩, 간섭, 잡음 등 실제 채널의 특성을 반영하지 못한다. 802.11 DCF는 전송실패가 충돌에 의한 것이든, 채널 전송오류에 의한 것이든 경쟁윈도우(CW) 크기를 두 배로 증가시키는 2진 지수후퇴 알고리즘을 작동시킨다. 이상적으로 경쟁윈도우 증가는 혼잡에 의한 충돌방지 때에만 사용되어야 한다. 통신오류에 의한 경쟁윈도우 증가는 데이터 처리율을 떨어뜨리고 전송지연의 증가를 야기시킨다. 오류 채널에서는 전송실패 증가가 과도한 이진 지수후퇴를 야기하므로 초기 경쟁윈도우(CW) 크기를 줄여줄 필요가 있다. 본 논문에서는 경쟁윈도우(CW), 타임슬롯에서 전송 확률(\mathcal{J}), 전송 실패 확률(p_f) 등이 시스템 성능에 미치는 영향을 정량적, 정성적으로 분석을 하고 등가적으로 CW 값을 얼마큼 줄여야 할지를 제시한다.

Abstract Since Bianchi's 2-D Markov Chain Model considers collision problem only in ideal channel condition, it does not reflect real channel impaired by fading, interference, and noise. Distributed Coordination Function(DCF) doubles its contention window(CW) when transmission fails regardless of collision or transmission error. Increase of CW caused by transmission error degrade throughput and increase the delay. In this paper, we present quantitative analysis of the impact of the parameters such as contention window size(CW), transmission probability for a given time slot(\mathcal{J}), transmission failure probability(p_f), on the system performance and provide a method how to decrease the initial CW to achieve equivalent performance.

Keywords : 802.11 DCF, 경쟁윈도우, 이진 지수후퇴, 처리율.

1. 서 론

지난 십여년간의 무선통신의 급격한 기술 발전은 비교적 저렴한 가격으로 언제 어디서나 다양한 단말기를 통해 쉽게 인터넷에 접속할 수 있게 하였다. 이에 따라 Ad-hoc 무선망이나 센서망에 대한 수요가 점점증하고 있다. Ad-hoc망은 통신 하부구조 없이 재난 지역이나 환경이 열악한 지역에서 쉽게 망을 구축할 수 있어 군사적 용

도 뿐만 아니라 상용으로도 응용을 넓혀가고 있다. 802.11시리즈의 WLAN은 지난 몇 년간 폭발적으로 성장하여 Ad-hoc망이나 4세대 통신기술의 주요한 경쟁기술이 될 것으로 보인다. WLAN의 매체 접근제어(MAC) 프로토콜은 무선이라는 공유된 전송매체 자원을 서로 경쟁하는 다수개의 스테이션들에게 어떻게 효율적으로 공정하게 배분할 것인가를 다룬다.

802.11의 주 매체 접근제어 기술은 CAMA/CA 기법을 응용한 분산조정합수(DCF)이며 이의 성능평가에 대한 많은 연구가 진행되어 오고 있다.

*정회원, 홍익대학교 컴퓨터정보통신공학과
접수일자: 2008.7.15, 수정완료일자: 2008.8.2

Bianchi[2]는 DCF를 2차원 마르코프 체인으로 모델하여 포화상태 처리율이 네트워크 사이즈에 비례해서 악화됨을 보였다.

Cali등[4]은 동적 알고리즘을 이용하여 경쟁하는 스테이션 수를 추정하고 경쟁 윈도우 크기를 실시간으로 최적의 값으로 설정하여 이론적 성능한계치에 근접한 결과를 얻었다.

Kwon등[5]은 빠른 충돌해결 알고리즘(FCR)을 이용한 성능향상을 보였다. FCR은 최근에 성공한 노드는 작은 경쟁윈도우를 사용하고 휴지 타임 슬롯 조건을 만족하는 노드는 후퇴카운터를 1씩 줄이는 것이 아니라 지수적으로 줄임으로서 충돌 해결시간을 줄였다.

충돌이 일어났다는 것은 경쟁하는 스테이션들이 증가하였다는 간접적 의미이며 경쟁윈도우 크기를 늘림으로서 충돌 확률을 줄일 수 있다. 802.11 표준에 의하면 몇 번의 충돌 후라도 성공적 전송 후에는 경쟁윈도우를 CW_{min} 으로 재설정하는데, 혼잡이 발생했을 경우 이는 충돌확률을 더욱 높인다. 충돌이 발생했을 경우 경쟁윈도우 크기를 이전 크기에서 점진적으로 줄여나가는 방법들이 Qiang Ni[8], Wang등에 의해 제안되었다.

지금까지의 대부분의 DCF 성능분석 연구들이 Bianchi 모델에 기반 하는데 Bianchi 모델은 오류가 없는 이상적 채널을 가정하였으므로 WLAN이 동작하게 되는 페이딩 채널에는 적용하기가 어렵다.

Qiang Ni[8] 등은 오류가 있는 채널에서 Bianchi의 마르코프 체인 모델을 적용하였으며, 본 논문에서는 Qiang Ni의 접근법을 따랐다.

II. Distributed Coordination Function

1. IEEE 802.11

IEEE 802.11 프로토콜은 매체 접근을 조정하기 위한 두 개의 조정함수를 정의하고 있는데 분산 조정함수(DCF)와 점 조정함수(PCF)가 그것이다[1].

분산 조정함수는 대등한 관계로 매체사용 경쟁을 하는 스테이션들로 구성되는 애드혹 네트워크 등에 유용하고 시간에 민감하거나 QoS를 보장해야 하는 높은 우선순위의 트래픽을 가진 스테이션들이 있을 경우에는 점 조정함수를 통해 무경쟁서비스를 제공한다. AP만이 PCF기능을 추가로 가질 수 있으며 DCF 상위의 부계층

으로 존재하며 DCF는 CSMA/CA 알고리즘을 사용한다. 기본적으로 스테이션은 MAC프레임을 전송하기 전 반송파를 감지한 다음 매체가 비어 있으면 전송하고 매체가 사용중이면 현재 진행중인 전송이 끝날 때까지 기다린 후 전송한다. 매끄럽고 공정하게 동작하기 위해서 DCF는 전송전 지연시간을 두는데(IFS: Inter Frame Space), 이 지연시간을 이용하여 프레임의 우선순위를 조정한다. 세 개의 IFS가 있으며 용도는 다음과 같다.

SIFS (Short IFS) : 가장 짧은 IFS, ACK 등 긴급 응답에 사용

PIFS (PCF IFS) : 중간길이 IFS로 PCF가 폴링 등을 통해 경쟁

DIFS (PCF IFS) : 가장 긴 IFS로 DCF가 경쟁 트래픽 처리

DCF 동작 모드에서 스테이션은 매체가 DIFS 시간동안 매체가 비어 있으면 전송을 시작한다. 매체가 사용중이면 다음번 DIFS 시간동안 매체가 빌 때까지 기다린다. 다음번 DIFS후 후퇴타이머를 가동시킨다. 후퇴타이머는 슬롯타임동안 매체가 비어있으면 하나씩 줄어들고 매체가 사용중이면 정지하고 DIFS 이상동안 매체가 다시 비어있으면 이를 재개한다.

후퇴타이머가 0에 도달하면 스테이션은 전송을 시작한다.

후퇴타이머 값은 $[0, CW-1]$ 사이에서 균일하게 선택한다. CW는 경쟁윈도우로서 그값은 IEEE802.11 표준의) 물리층 특성에 따라 CW_{min} 과 CW_{max} 사이의 값을 가진다. 전송이 실패하면 이진지수후퇴에 따라 CW를 2배씩 늘려가며 최대 $CW_{max}=2m(CW_{min}+1)-1$ 까지 늘릴 수 있다, 여기서 m은 후퇴단계다. 전송이 성공하면 CW는 최소값 CW_{min} 으로 초기화된다.

DSSS 물체채널의 802.11 DCF는 $CW_{min}=32$, $CW_{max}=102$, $m=5$ 이다.

802.11 DCF는 두 개의 채널접근모드 기본접근과 RTS/CTS 접근모드를 가지고 있다. 우선 물리계층과 MAC 계층을 사용하는 802.11은 잡음, 간섭, 다른 전파 효과로 인하여 통신의 신뢰성이 상당히 낮다. 오류율이 큰 환경에서는 TCP와 같은 상위층에서 오류제어를 다룰 수 있지만 MAC 계층에서 다루는 것이 훨씬 효과적이다. 이러한 목적으로 802.11은 간단한 재전송 프로토콜을 사

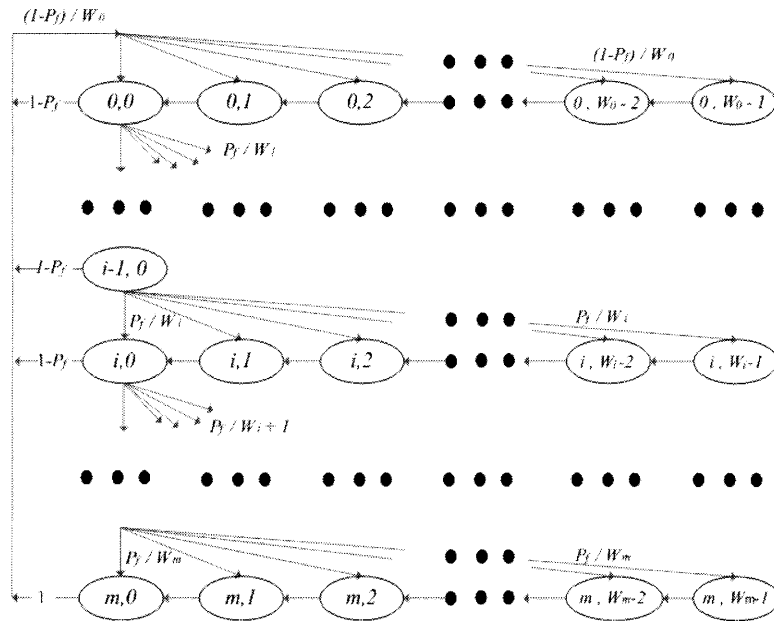


그림 1. 오류 채널에서의 Markov Chain Model
Fig. 1. Markov Chain Model for Error-prone Channel

용한다.

기본 접근모드에서는 데이터 프레임과 ACK 프레임의 교환이 이루어진다. 데이터 프레임을 오류없이 받은 목적지 스테이션은 SIFS 만큼 기다린 후 ACK 프레임을 전송한다.

SIFS는 가장짧은 IFS이므로 ACK프레임은 우선순위가 가장 높게 된다. 이것은 802.11이 데이터와 ACK 프레임교환을 하나의 연산으로 취급하는 것과 같다. 소스 스테이션이 주어진 시간 내에 ACK를 받지 못하면 손실로 간주하고 후퇴타이머의 윈도우 크기를 2배로 늘인 후 재전송을 시도한다.

셀 안에 많은 스테이션들이 많은 데이터를 주고받아야 할 경우 기본접근모드는 숨은 터미널 문제를 해결하지 못한다. 데이터를 전송할 때 이를 감지하지 못한 다른 스테이션이 데이터를 전송할 수 있으며 이는 충돌을 일으킨다. 충돌을 감지할 수 없으므로 소스 스테이션은 전송을 계속하고 ACK를 기다리게 되는데 이 기간동안 채널은 낭비되게 될 것이다. 유선 인터넷 환경과 달리 무선 LAN에서의 충돌은 대단히 값 비싼 사건이며 성능 저하의 큰 원인 중 하나이다.

숨은 터미널 문제를 해결하기 위해 802.11은 RTS/

CTS 접근모드를 사용한다. 실제 데이터-ACK프레임을 교환하기 전 짧은 RTS/CTS제어 프레임교환을 통해 이웃한 스테이션들에게 데이터 교환이 임박했음을 알려게 된다.

데이터를 전송하고자 하는 스테이션은 짧은 RTS프레임을 먼저 보내고 되고 목적지 스테이션은 SIFS만큼 기다린 후 CTS로 응답한다. 소스 스테이션은 CTS를 받아야만 데이터 프레임을 전송할 수 있다. 소스 스테이션의 전파반경 내의 모든 스테이션들은 가상 센싱 NAV를 갱신하며 마찬가지로 목적지 스테이션의 전파반경내의 모든 스테이션들도 NAV를 갱신하여 데이터-ACK가 교환되는 동안 모든 프레임 전송을 자제함으로써 숨은 터미널 문제를 완하시킨다.

III. Discrete Time Markov Chain

1. 이산시간 마르코프체인 모델

Qiang등[8]이 제시한대로, Bianchi 모델에 근거하여 DCF를 그림 1.과 같이 모델한다. Bianchi모델이 오류가 없는 이상적 채널하에서 충돌문제만을 다룬 것에 비해

본 모델은 잡음 환경 하에서 오류가 발생하는 상황을 고려한다. 이를 위하여 프레임 전송 실패 확률 p_f 를 도입한다. 802.11에서 충돌을 감지할 수 없으므로 충돌과 전송 오류는 동일하게 전송실패로 간주하고 재전송을 위한 CW 크기를 증가시킨다.

DCF의 한 단계 확률전이 매트릭스는 다음과 같이 주어진다.

$$\begin{aligned} P(i, k)|(i, k+1) &= 1 & 0 \leq i \leq m, 0 \leq k \leq w_i - 2 \\ P(0, k)|(i, 0) &= (1-p_f)/w_0 & 0 \leq i \leq m-1, 0 \leq k \leq w_0 - 1 \\ P(i, k)|(i-1, 0) &= p_f/w_i & 1 \leq i \leq m, 0 \leq k \leq w_i - 1 \\ P(0, k)|(m, 0) &= 1/w_0 & 0 \leq k \leq w_0 - 1 \end{aligned} \quad (1)$$

$P_f(i, k) = b_{i,k}$ 라 하면 정상상태에서 상태들의 확률 합은 1이므로

$$1 = \sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{w_i-1} b_{i,k} = \sum p_f^i b_{0,0} \frac{w_i + 1}{2} \quad (2)$$

$$b_{0,0} = \begin{cases} \frac{2(1-2p_f)(1-p_f)}{(1-p_f)W(1-(2p_f)^{m'+1}) + (1-2p_f)(1-p_f^{m'+1})}, & m \leq m' \\ \frac{2(1-2p_f)(1-p_f)}{Z}, & m > m' \end{cases} \quad (3)$$

여기서 Z 는

$$\begin{aligned} Z &= (1-p_f)W(1-(2p_f)^{m'+1}) + (1-2p_f)(1-p_f^{m'+1}) \\ &\quad + W2^{m'} p_f^{m'+1} (1-2p_f)(1-p_f^{m-m'}) \end{aligned}$$

카운터가 0에 도달하면 전송하므로 전송확률 \mathcal{J} 는

$$\begin{aligned} \mathcal{J} &= \sum_{i=0}^m b_{i,0} \\ &= \frac{2(1-2p_f)(1-p_f^{m'+1})}{(1-p_f)W(1-(2p_f)^{m'+1}) + (1-2p_f)(1-p_f^{m'+1})} \\ &= \begin{cases} \frac{2(1-2p_f^{m'+1})}{((1-p_f)W \sum_{i=0}^m (2p_f^i) + (1-p_f^{m'+1}))}, & m \leq m' \\ \frac{2(1-2p_f)(1-p_f^{m'+1})}{Z}, & m > m' \end{cases} \quad (4) \end{aligned}$$

주어진 스테이션의 전송 실패확률 p_f 는 다음과 같다.

$$p_f = 1 - (1-p_c)(1-p_e) = p_c + p_e - p_e p_c \quad (5)$$

여기서 p_c 는 충돌 확률이고, p_e 는 MAC 데이터 프레임이나 ACK 프레임의 프레임 오류확률이며, 서로 독립

이면 다음과 같다.

$$p_e = p_e^{data} + p_e^{ack} - p_e^{data} p_e^{ack}$$

비트오류확률 P_b 가 프레임에 균일하게 분포하면

$$p_e^{data} = 1 - (1-p_b)^{L_{data}} \simeq L_{data} p_b \quad (6)$$

$$p_e^{ack} = 1 - (1-p_b)^{L_{ack}} \simeq L_{ack} p_b \quad (7)$$

충돌확률 p_c 는 나머지 $(n-1)$ 개의 스테이션 중 적어도 하나가 전송하면 발생하므로

$$p_c = 1 - (1-\mathcal{J})^{n-1} \quad (8)$$

(8)을 (5)에 대입하면

$$p_f = 1 - (1-p_c)(1-\mathcal{J})^{n-1} \quad (9)$$

2. 포화상태 처리율

처리율 S 는 성공적으로 전송된 프레임의 부하와 임의의 슬롯타임 길이의 비로 주어진다.

$$S = \frac{E[L_{pta}]}{E[T]}$$

임의의 타임슬롯은 다음 다섯 개의 형태가 있다.

$$T_I = \sigma$$

$$T_S = 2T_{PHYhdr} + T_{data} + 2\delta + T_{SIFS} + T_{ack} + T_{DIFS}$$

$$T_C = T_{PHYhdr} + T_{data} + \delta + T_{EIFS}$$

$$T_E^{data} = T_{PHYhdr} + T_{data} + \delta + T_{EIFS}$$

$$T_E^{ack} = T_S$$

T_I 는 idle 슬롯이며, T_S 는 성공적인 전송때 채널이 사용중으로 감지되는 기간, T_C 는 충돌때 채널이 사용중으로 감지되는 시간, T_E^{data} 는 오류발생 데이터 프레임이 사용중으로 감지되는 시간, T_E^{ack} 는 오류발생 ack 프레임이 사용중으로 감지되는 시간, T_{data} 와 T_{ack} 는 데이터 프레임과 ACK프레임 전송시간이다. 주어진 타임 슬롯에 어떤 스테이션도 전송하지 않을 확률 P_I 는

$$P_I = (1-\mathcal{J})^n \quad (11)$$

주어진 타임 슬롯에 성공적인 전송이 이루어질 확률은 한 개의 스테이션만 전송하고 데이터나 ACK 프레임에 오류가 없어야 하므로

$$P_s = n\mathcal{J}(1-\mathcal{J})^{n-1}(1-P_e^{data})(1-P_e^{ack}) \quad (12)$$

충돌이 일어날 확률은

$$P_c = 1 - (1-\mathcal{J})^n - n\mathcal{J}(1-\mathcal{J})^{n-1} \quad (13)$$

주어진 타임슬롯에 데이터 프레임이나 ACK 프레임 오류가 일어날 확률은

$$P_E^{data} = n\mathcal{J}(1-\mathcal{J})^{n-1}P_c^{data} \quad (14)$$

$$P_E^{ack} = n\mathcal{J}(1-\mathcal{J})^{n-1}(1-P_c^{data})P_c^{ack} \quad (15)$$

시스템 처리율 S는

$$S = \frac{E[L_{pld}]}{E[T]} \quad (16)$$

$$= \frac{P_s L_{pld}}{T_P + T_S P_s + T_C P_c + T_E^{data} P_E^{data} + T_E^{ack} P_E^{ack}}$$

(16)식 분모의 앞의 3항은 이상적 채널의 경우 충돌에 의해서만 오류가 발생하는 항들이고 Bianchi 등이 사용하였다. 뒤의 두 항은 데이터 프레임이나 ACK프레임 오류를 고려한 항이다.

분모가 커졌으므로 이상적 채널일 때 보다 최대 처리율은 작을 수 밖에 없다.

(11) ~ (15)식을 (16)에 대입하고 분모 분자를 $n\mathcal{J}(1-\mathcal{J})^{n-1}$ 로 나누어 정리하면,

$$S = \frac{(1-p_e^{data})(1-p_e^{ack})L_{pld}}{T_s(1-p_e^{data})(1-p_e^{ack}) - T_c + T_E^{data}p_e^{data} + T_E^{ack}(1-p_e^{data})p_e^{ack} + A} \quad (17)$$

여기서 A는

$$A = \frac{\sigma(1-\mathcal{J})^n + T_c(1-(1-\mathcal{J})^n)}{n\mathcal{J}(1-\mathcal{J})^{n-1}} \quad (18)$$

$$= \frac{\sigma[(1-\mathcal{J})^n + T_c^*(1-(1-\mathcal{J})^n)]}{n\mathcal{J}(1-\mathcal{J})^{n-1}}$$

T_c^* 는 충돌기간을 σ 단위로 나타낸 값이다.

A를 제외한 S의 모든 항들은 시스템에 의해 결정되는 상수들이다. 처리율 S가 최대가 되기 위해서는 A가 최소가 되어야 하므로 (18)식을 \mathcal{J} 에 대해 미분하여 $\frac{dA}{d\mathcal{J}} = 0$ 을 정리하면

$$(1-\mathcal{J})^n(T_c^*-1) + (n\mathcal{J}-1)T_c^* = 0 \quad (19)$$

$$\mathcal{J} \ll 1 \text{ 이면 } (1-\mathcal{J})^n \approx 1 - n\mathcal{J} + \frac{n(n-1)}{2}\mathcal{J}^2 \text{ 이므로}$$

로 (19)에 대입하여 \mathcal{J} 에 대해 풀면

$$\mathcal{J} = \frac{\sqrt{1+2(1-\frac{1}{n})(T_c^*-1)} - 1}{(n-1)(T_c^*-1)} \approx \frac{1}{n\sqrt{T_c^*/2}} \quad (20)$$

식 (19), (20)은 주어진 네트워크 시나리오 상에서(n

개 스테이션, 포화상태 트래픽, T_c^* 등) 최대의 처리율을 얻기 위해서 각 스테이션들이 취해야 하는 전송 확률을 나타내는 중요한 식이다. (20)의 근사식에서 보듯이 이 전송확률은 대략 네트워크 사이즈에 반비례한다. 또한, \mathcal{J} 는 (4)에 의하여 W와 m의 함수임을 알 수 있다.

n은 스테이션들이 직접 통제할 수 없는 parameter이므로 최적의 처리율을 얻기 위해 추정된 n값으로부터 m과 W를 적응적으로 변화시켜서 \mathcal{J} 값을 얻어야 한다.

(4)식과 (20)으로부터

$$\mathcal{J} = \frac{2(1-2p_f)(1-p_f^{m-1})}{(1-p_f)W(1-(2p_f)^{m+1}) + (1-2p_f)(1-p_f^{m+1})} \quad (21)$$

$$\approx \frac{1}{n\sqrt{T_c^*/2}}$$

$$W_{opt} = \frac{(1-2p_f)(1-p_f^{m+1})(2n\sqrt{T_c^*/2}-1)}{(1-p_f)(1-(2p_f)^{m+1})}$$

(21)식으로부터 p_f 가 고정되었다면 W_{opt} 는 네트워크 사이즈 n에 직접 비례함을 알 수 있다.

IV. 실험 및 결과

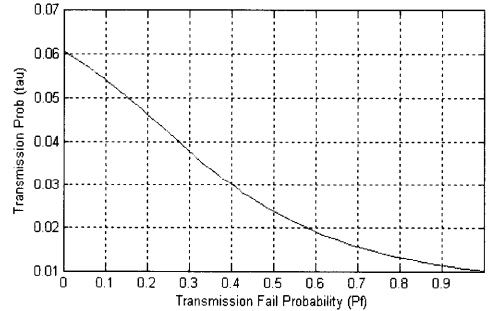


그림 2. p_f 와 \mathcal{J} 의 관계 (식(21)의 위식)

Fig. 2. Tau as a Function Pf

그림 2는 \mathcal{J} 를 전송실패확률 p_f 의 함수로 나타낸 것이다. $W = 32$ 의 경우 \mathcal{J} 는 $p_f = [0, 1]$ 구간에서 0.06 ~ 0.01까지의 값을 가지는 단조감소함수이다.

p_c, p_f, \mathcal{J} 를 다시 쓰면

$$p_c = 1 - (1-\mathcal{J})^{n-1} \quad (21)$$

$$p_f = 1 - (1-p_e)(1-\mathcal{J})^{n-1} \quad (22)$$

$$\mathcal{J} = \frac{2(1-2p_f)(1-p_f^{m+1})}{(1-p_f)W(1-(2p_f)^{m+1})+(1-2p_f)(1-p_f^{m+1})} \quad (23)$$

p_f 는 오류채널의 경우 p_c 에 비해 $(1-\mathcal{J})^{n-1}$ 에 $(1-p_e)$ 항이 곱해지고 1에서 빠져지므로 p_f 는 충돌만의 확률 p_c 보다 커지게 된다.

식(22)와 (23)은 비선형 2원 방정식을 이루며, p_f 가 커지면 전송확률 \mathcal{J} 는 감소하게 되고 \mathcal{J} 가 감소하면 식 (22)에 의해 p_f 는 감소하고, 서로 상호작용을 미쳐 네트워크 사이즈 N 에 따라 정상상태 값을 취하게 된다. Table 1.은 BER과 N 에 따른 \mathcal{J} 와 p_f 의 정상상태 값들이다.

표 1. BER과 N 에 따른 \mathcal{J} 와 p_f

Table 1. \mathcal{J} and p_f according to BER and N

$N \setminus W$	P_b	5×10^{-5}		10^{-5}		5×10^{-6}	
		16	32	16	32	16	32
5	\mathcal{J}	0.0431	0.0243	0.0694	0.0429	0.0749	0.0458
	p_f	0.5331	0.4935	0.3154	0.2341	0.2974	0.2052
10	\mathcal{J}	0.0376	0.0218	0.0504	0.0349	0.0558	0.0367
	p_f	0.6044	0.5416	0.4270	0.3371	0.4280	0.3150
20	\mathcal{J}	0.0314	0.0188	0.0355	0.0249	0.0450	0.0277
	p_f	0.6955	0.6102	0.4635	0.4348	0.5395	0.4374

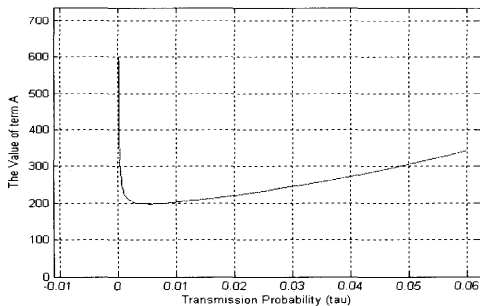


그림 3. \mathcal{J} 에 따른 처리율 식(17)의 A항
Fig. 3. Value of A as a function of \mathcal{J}

그림 3.은 구간 $[0, 0.06]$ 의 \mathcal{J} 값에 따른 A 값을 보여준다. A 는 식 (17)에서 상수항들을 제외한 처리율 식의 분모항이고 처리율이 커지기 위해서는 A 가 작아져야 한다. $N=10$ 일때 A 는 $\mathcal{J} = 0.010848$ 에서 최소값을 가지며(처리율 최대) $\mathcal{J} = 0 \sim 0.010848$ 사이에서는 감소하고(처리율 증가) $\mathcal{J} = 0.010848 \sim 0.06$ 사

이에서는 증가하게 된다.(처리율 감소)

802.11 DCF는 전송실패가 충돌에 의한 것이든, 채널 전송오류에 의한 것이든 CW 크기를 두배로 증가시키는 2진 지수후퇴 알고리즘을 작동시킨다. 이상적으로 경쟁 윈도우 증가는 혼잡에 의한 충돌방지 때에만 사용되어야 한다. 통신오류에 의한 경쟁윈도우 증가는 데이터 처리율을 떨어뜨리고 전송지연의 증가를 야기시킬 수 있다.

오류채널에서는 p_f 증가 때문에 과도한 이진 지수후퇴를 야기하므로 초기 CW 크기를 줄여줄 필요가 있다. 본 논문에서는 Table 1.의 CW, \mathcal{J} , p_f 값들을 사용하여 최소 자승오류 기법을 적용하여 추정한 결과 등가적인 성능을 내기 위해서는 CW 크기를 43% 감소시켜야 하는 것으로 나타났다.

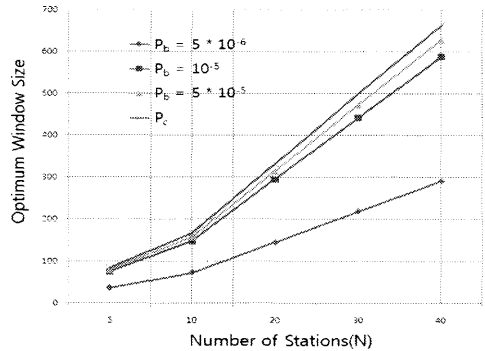


그림 4. 최대 처리율을 위한 최적 CW 크기
Fig. 4. Optimum CW for maximum Throughput

그림 4.는 최대 처리율을 내기위한 최적 CW 크기를 네트워크 사이즈 N , BER에 따라 나타내었다.

V. 결 론

802.11 WLAN은 단순한 LAN 확장용 무선 터미널 기능을 넘어 Ad Hoc망의 주요 경쟁기술이 될 전망이다. 802.11의 주 매체접근제어 기술은 CSMA/CA에 기반한 분산조정합수(DCF)이며 그 성능평가에 많은 연구가 진행되어 오고 있다. 대부분의 성능 분석 모델에 사용되는 Bianchi의 2차원 Markov Chain 모델은 오류가 없는 이상적 채널에서 충돌 문제만을 다루므로 페이딩, 간섭, 잠음등 실제 채널의 특성을 반영하지 못한다. 802.11 DCF는 전송실패가 충돌에 의한 것이든, 채널 전송오류에 의

한 것이든 CW 크기를 두배로 증가시키는 2진 지수후퇴 알고리즘을 작동시킨다. 이상적으로 경쟁윈도우 증가는 혼잡에 의한 충돌방지 때에만 사용되어야한다. 통신오류에 의한 경쟁윈도우 증가는 데이터 처리율을 떨어뜨리고 전송지연의 증가를 야기 시킬 수 있다. 오류채널에서 p_f 증가 때문에 과도한 이진 지수후퇴를 야기하므로 초기 경쟁윈도우(CW) 크기를 줄여줄 필요가 있다. 본 논문에서는 CW, \mathcal{J} , p_f 등이 시스템 성능에 미치는 정량적, 정성적 분석을 하고 등가적으로 CW값들을 얼마큼 줄여야 할지를 제시하였다.

참 고 문 헌

- [1] *IEEE Standard for Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*, ISO/IEC 8802-11:1999(E), Aug.
- [2] G. Bianchi, "Analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 18, pp. 535-547, Mar. 2000.
- [3] G. Bianchi and I. Tinnirello, "Kalman filter estimation of the number of competing terminals in an IEEE 802.11 network," in *Proc. IEEE/INFOCOM*, 2003, vol. 2, pp. 844-852.
- [4] F. Cali, M. Conti, and E. Gregori, "Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit," *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 8, no. 6, pp. 785-799, Dec. 2000.
- [5] Y. Kwon, Y. Fang, and H. Latchman, "A novel MAC protocol with fast collision resolution for wireless LANs," in *IEEE INFOCOM'03*, Apr. 2003.
- [6] Qiang Ni, Tianji Li, Thierry Turletti, and Yang Xiao. "Saturation Throughput Analysis of Error-Prone 802.11 Wireless Networks". Wiley Journal of Wireless Communications and Mobile Computing (JWCMC), Vol. 5, Issue 8, Dec. 2005, pp. 945-956.
- [7] H. Wu, Y. Peng, K. Long, S. Cheng, and J. Ma, "Performance of reliable transport protocol over IEEE 802.11 wireless LAN: Analysis and enhancement," in *Proc IEEE INFOCOM'02*, vol. 2, June 2002, pp.599-607.
- [8] Qiang Ni, Imad Aad, Chadi Barakat, and Thierry Turletti. "Modelling and Analysis of Slow CW Decrease for IEEE 802.11 WLAN". Proceedings of IEEE International Symposium on Personnel, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC 2003), Beijing, China, September
- [9] P. Yong, H. Wu, S. Cheng, and K. Long, "A new self-adapt DCF algorithm," in *Proc IEEE GLOBECOM'02*, vol. 1, Nov. 2002, pp. 87-91.

저자 소개

안 홍 영(정회원)



- 1975년 : 서울대학교 전자공학과 (BS)
- 1986년 : (미) University of Florida (MS), Department of Electrical and Computer Engineering
- 1991년 : (미) University of Florida (Ph.D.), Department of Electrical and Computer Engineering

- 1975년 ~ 1984년 : 국방과학연구소(ADD) 선임연구원
 - 1984년 ~ 1991년 : Research Assistant, University of Florida, USA
 - 1991년 ~ 현재 : 홍익대학교 전자전기컴퓨터공학부 교수
- <주관심분야 : Wireless Networks, Ad-hoc Networks, Sensor Networks, Wireless Internet, VoIP, 4세대 이동통신>