

대역확산 Unslotted ALOHA 시스템의 성능 분석

소재우 · 한 일 · 조동호 · 신병철 · 김영일 · 문순주

본 논문은 대역확산 unslotted ALOHA 시스템의 성능을 수학적으로 분석하고 시뮬레이션 결과와 비교한다. 메시지 발생은 포아송 분포로 가정하였고, 발생된 메시지는 패킷 단위로 분할되어 전송된다고 가정하였다. 메시지의 길이는 평균 B 개의 패킷을 가지는 기하분포로 가정하였으며 각 패킷 길이는 고정 L 비트를 갖는다고 가정하여 마코프 체인으로 시스템을 모델링하였다. 메시지가 전송되는 동안 다른 사용자에 의한 간섭량의 변화를 매 비트 시간 단위로 고려하여 패킷 성공 확률을 계산하고 시스템 수율을 구하였다. 또한 CLSP(Channel Load Sensing Protocol)와 시스템 수율과의 관계를 고찰하였으며, 적은 수의 오류 정정 코드를 사용함으로써 상당한 수율 향상이 있음을 보였다.

I. 서론

최근 들어 언제, 어디서나, 누구와도 음성, 데이터, 정지 및 동영상 등 모든 종류의 데이터를 통신할 수 있는 방안으로 다양한 형태에 유연히 대처할 수 있는 패킷 무선통신망에 대한 관심이 높아 가고 있다. 이러한 통신망을 실현하기 위한 다중 접속 방식으로 FDMA, TDMA 및 CDMA 기법 등이 검토되어 왔으며 최근에는 TDMA나 CDMA 기법을 중심으로 연구 및 표준화가 진행중이다. 특히 CDMA의 높은 주파수 효율, 소프트 핸드오버, 간섭에 대한 높은 저항성 및 시스템 성능 개선 가능성 등의 장점으로 인하여 CDMA 기술을 이용한 무선 통신 시스템이 3세대 이동통신 시스템으로 주목받고 있다[1].

대역확산 ALOHA 시스템은 이동국의 효율적 전력 이용 및 무선 채널에서의 보안성이 보장되는 CDMA의 장점과 프로토콜의 간략성 및 확장 가능성의 장점을 갖는 ALOHA 방식이 결합된 시스템이다. 대역확산 ALOHA 시스템은 채널 액세스 방식에 따라서 대역확산 slotted ALOHA 시스템과 대역확산 unslotted ALOHA 시스템으로 구분된다. 대역확산 slotted ALOHA 시스템은 시간축이 슬롯으로 구분되고, 각 슬롯 시작점에 모든 이동국이 동기된다. 패킷의 전송은 슬롯의 시작점에서만 이루어지므로 다른 사용자에 의한 간섭량은 슬롯 구간 동안 일정하다. 반면에 대역확산 unslotted ALOHA 시스템은 기지국(이하 Hub)과 이동국간에 동기 필요없다. 대역확산 unslotted ALOHA 시스템은 pure-

ALOHA와 같이 패킷이 발생하는 시점에 패킷을 전송하며 패킷이 전송되는 동안 다른 사용자에 의해서 임의의 간섭을 겪게된다. 따라서 unslotted ALOHA 시스템은 slotted ALOHA 시스템보다 구현이 용이한 반면 분석이 어렵다.

현재 국내외에서는 대역확산 ALOHA 시스템의 성능 분석 및 효율을 향상시키기 위한 연구가 진행중이다. Yin[2]은 L -채널 CDMA 네트워크의 시스템 수율을 구하는데 고정길이의 패킷이 전송되는 동안 신호대 잡음비의 변화되는 양을 관측하여 ballot 이론을 근거로 시스템을 분석하였다. Tosh[3]는 대역확산 slotted ALOHA 시스템에서 패킷 길이보다 슬롯의 길이를 작게 설정함으로써 unslotted 방식에 적용되는 CLSP(Channel Load Sensing Protocol)를 대역확산 slotted ALOHA 시스템에 적용시켜 시스템 효율을 향상 시켰다. Sato[4]는 고정길이의 패킷을 갖는 대역확산 unslotted ALOHA 시스템을 마코프 모델을 이용하여 분석하였는데 패킷이 전송되는 동안 다른 사용자의 간섭량과 간섭 시간을 고려하여 패킷 성공확률을 계산하였다. 또한 CLSP를 적용하였을때 대역확산 unslotted ALOHA 시스템의 수율을 구하였다. Joseph[5]는 가변길이의 패킷이 발생하는 환경에서 Block FEC 코딩을 고려하여 대역확산 unslotted ALOHA 시스템을 분석하였다.

지금까지 대역확산 unslotted ALOHA 시스템에 관한 연구는 고정길이 또는 가변길이의 입력 트래픽 환경하에서 진행되었다. 앞으로 이동국의 주요 데이터 서비스는 전자우편(e-mail), 파일전송(ftp) 또는 웹 서비스가 될 것이며, 이러한 데이터 서비스는 가변길이를 가지는 입력 트래픽으로 모델

링 되어진다[7],[8]. 기존의 가변길이 데이터를 처리하는 대역확산 unslotted ALOHA 시스템의 연구는 하나의 메시지가 한꺼번에 전송되는 환경을 가정하였는데, 일반적으로 에러율이 높은 무선 구간에서의 데이터 전송은 하나의 메시지로 전송되는 것보다 패킷 단위로 분할되어 전송되는 점을 고려할 때[9],[10] 가변길기로 발생하는 데이터 메시지를 패킷 단위로 보내는 상황에서 대역확산 unslotted ALOHA 시스템의 분석이 필요하다. 본 논문에서는 이러한 환경하에서 대역확산 unslotted ALOHA 시스템의 성능을 분석한다. II장에서 시스템 모델을 설명하고, III장에서 시스템을 마코프 체인으로 모델링하여 대역확산 unslotted ALOHA 시스템을 분석하고 패킷을 성공적으로 전송할 확률과 시스템 수율을 구한다. IV장에서는 CLSP를 고려한 환경에서 대역확산 unslotted ALOHA 시스템을 분석하고, V장에서 시뮬레이션 결과를 통해 분석의 타당성을 밝히고 결과를 고찰한다. 그리고 VI장에서 결론을 맺는다.

II. 시스템 모델

대역확산 unslotted ALOHA 시스템의 성능 분석을 위해 다음과 같은 시스템 모델을 고려한다.

- (1) 무한대의 이동국과 하나의 Hub로 구성된 무선통신망을 가정한다. 서로 다른 확산 코드를 가지는 이동국들은 전송되는 모든 패킷에 대하여 동일한 확산코드를 사용하여 데이터가 발생하면 매 비트 시작점에서 바로 데이터 메시지를 전송하고, Hub는 충돌(collision)이 일어나지 않는 임의의 시간 지연을 갖는 모든 패킷 신호들을 차별화하여 수신할 수 있다[6].
- (2) 이동국이 발생시키는 데이터는 λ 의 입력율을 가지는 포아송 분포로 시스템에 들어오고, 발생한 메시지는 패킷 단위로 분할되어 전송된다. 메시지는 평균 B 개의 패킷을 가지는 기하분포로 가정하며, 각 패킷의 길이는 L 비트로 고정된다. 실제적으로 데이터 메시지가 이러한 특성을 갖는 경우는 전자우편(e-mail), 파일전송(ftp)[7] 또는 웹 트래픽[8] 등이다.
- (3) 이동국은 하나의 패킷 블록에 Reed-Solomon(RS) 코드를 사용하여 t 비트의 에러를 정정할 수 있다. (n, k) RS 코드는 $t = \frac{n-k}{2}$ 개의 오류를 정정할 수 있다[11]. 여기서 n 은 블록의 크기이고 k 는 실제 데이터의 크기이다. 2^m 개의 심벌을 가지고 t 비트의 오류를 정정하는 RS 코드의 경우, $n = 2^m - 1$ 이며 $k = 2^m - 1 - 2t$ 이다($m = 2, 3, \dots$). 따라서 L 비트의 패킷에서 코딩율은 k/L 이다.
- (4) 이동국이 전송한 모든 데이터 메시지는 Hub에서 동일한 전력크기로 수신된다.
- (5) 비트 에러는 다른 사용자에 의한 간섭량과 백색 가우시안

잡음(AWGN)에 의해서만 발생하는데 대역확산 unslotted ALOHA 시스템의 비트 에러는 식 (1)과 같다[12].

$$P_b(k) = \frac{2}{3} Q\left[\left(\frac{k}{3N} + \frac{N_0}{2E_b}\right)^{-0.5}\right] + \frac{1}{6} Q\left[\left(\frac{k(N/3) + \sqrt{3}\sigma}{N^2} + \frac{N_0}{2E_b}\right)^{-0.5}\right] + \frac{1}{6} Q\left[\left(\frac{k(N/3) - \sqrt{3}\sigma}{N^2} + \frac{N_0}{2E_b}\right)^{-0.5}\right] \quad (1)$$

여기서 k 는 다른 사용자의 수이며, N 은 확산 계수 즉 비트당 칩의 수이고 N_0 는 가우시안 잡음이다. σ^2 과 에러함수 $Q(x)$ 는 각각 식 (2), 식 (3)과 같다.

$$\sigma^2 = k\left[N^2 \frac{23}{360} + N\left(\frac{1}{20} + \frac{k-1}{36}\right) - \frac{1}{20} - \frac{k-1}{36}\right] \quad (2)$$

$$Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^{\infty} e^{-u^2/2} du \quad (3)$$

III. 대역확산 unslotted ALOHA 시스템의 분석

1. 시스템 부하량

시스템 부하량 G 를 식 (4)와 같이 패킷 전송시간 T_p 동안 모든 채널에 들어오는 평균 패킷 개수로 정의한다.

$$G = \lambda \cdot T_p \cdot \bar{B} \quad (4)$$

여기서 패킷 전송시간 $T_p = L/R$ 이며, L 은 한 개의 패킷 길이이고 R 은 데이터 전송 속도이다. 그리고 \bar{B} 는 이동국이 한번에 전송할 수 있는 평균 패킷의 수이다. 확산 계수 N 을 고려하여 부하량 G 를 식 (5)와 같이 정규화한다.

$$G_{\text{norm}} = \frac{G}{N} \cdot \frac{L}{T_p} \quad [\text{bits/Hz/sec}] \quad (5)$$

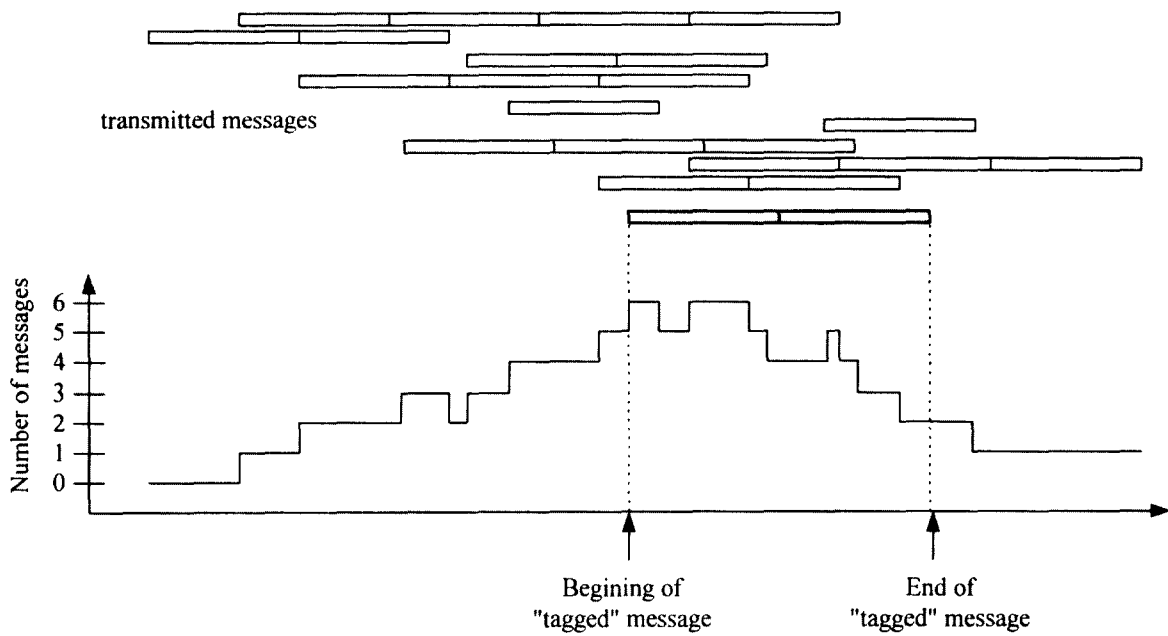


그림 1. 메시지가 전송될 때 간섭량의 변화

또한 데이터 메시지가 x 개의 패킷으로 분할되어질 확률은 식 (6)과 같은 기하 분포를 따른다.

$$P(B=x) = p \cdot (1-p)^{x-1}, p = 1/\bar{B} \tag{6}$$

여기서 B 는 메시지 길이, 즉 이동국이 전송하는 패킷의 수이다.

2. 시스템 전이율

이동국이 메시지를 전송할 때, 메시지 전송도중 다른 사용자의 간섭량의 변화가 그림 1에 나타나 있다. 이동국은 메시지가 발생하는 순간 때 비트 시작점에서 메시지를 전송할 수 있으므로 메시지 전송도중 다른 사용자의 간섭량의 변화는 때 비트 단위로 변화한다.

그림 2는 태그 패킷이 전송되는 동안 다른 사용자에 의한 간섭량의 변화를 메시지 발생 순서에 따라서 그린 것이다.

패킷을 성공적으로 전송할 확률을 구하기 위해서 그림 2의 태그 패킷을 고려한다. 이동국의 데이터 메시지 발생은 입력률 λ 를 가지는 포아송 분포로 가정하였으므로 T_p 동안 k 개의 메시지가 발생할 확률은 식 (7)과 같은 포아송 분포를 따른다.

$$P_p(k) = \frac{(\lambda T_p)^k}{k!} e^{-\lambda T_p} \tag{7}$$

그림 2에서 t_m 시점에 m 개의 메시지가 있을 확률 $P_i(m)$ 을 구한다. m 개의 메시지는 이전 구간 $[t_{m-i}, t_{m-i+1})$ 에서 발생한 메시지가 t_m 시점까지 채널에 남아 있는 메시지들의 합이다($i=1,2,3,\dots$). 먼저 $[t_{m-i}, t_{m-i+1})$ 구간을 i 구간이라 하고 i 구간에서 발생하여 t_m 시점 이후에 서비스가 종료되는 메시지의 개수를 a_i 개라 할 때, i 구간에서 a_i 개의 메시지가 발생할 확률 $P_i(a_i)$ 를 구한다. 먼저 $i=0$ 일 때에는 태그 패킷이 전송되는 구간이다. 이 구간에서 발생하는 메시지의 개수는 태그 패킷이 전송되기 시작하는 시점 t_m 에서의 메시지 개수와는 무관하며 일어날 수 없는 경우이다. 따라서 0구간에서 a_0 의 메시지가 발생할 확률 $P_0(a_0)=8$ 이다. i 가 0보다 큰 경우 는 식 (8)과 같이 구해진다.

$$\begin{aligned} P_i(a_i) &= \sum_{k=a_i}^{\infty} P(a_i | k) P_p(k) \\ &= \sum_{k=a_i}^{\infty} P_p(k) \cdot \binom{k}{a_i} \cdot P(B \geq i)^{a_i} \\ &\quad \cdot (1 - P(B \geq i)^{k-a_i}), \text{ for } i=1,2,3,\dots \end{aligned} \tag{8}$$

여기서 $P(B \geq i)$ 은 식 (9)와 같다.

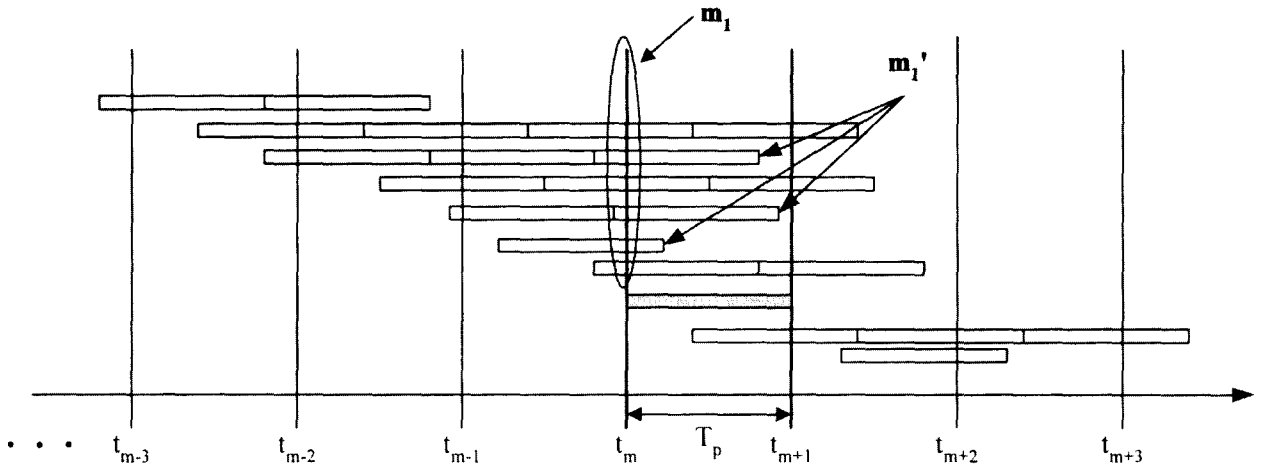


그림 2. 태그 패킷이 전송되는 동안 간섭량의 변화

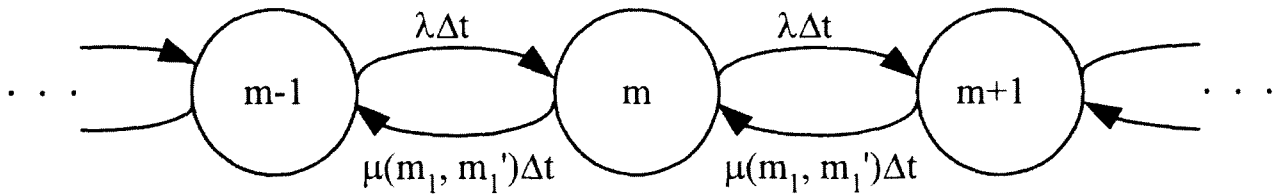


그림 3. 다른 사용자에 의한 간섭량의 상태천이도

$$P(B \geq i) = \sum_{x=i}^{\infty} x \cdot p(1-p)^{x-1} = (1-p)^{i-1}, \text{ for } i=1,2,3,\dots \tag{9}$$

$$P_j(m) = \sum_{a_1} \sum_{a_2} \dots \sum_{a_M} P_{1,2,\dots,M}(a_1, a_2, \dots, a_M), \tag{11}$$

$$a_1 + a_2 + \dots + a_M = m$$

(구간 1, 구간 2, ..., 구간 M)에서 발생하고 t_m 이후에 서비스 종료되는 메시지 수가 각각 (a_1, a_2, \dots, a_M) 이 될 확률 $P_{1,2,\dots,M}(a_1, a_2, \dots, a_M)$ 은 $P_i(a_i)$ 가 서로 독립이므로 식 (10)과 같이 각각의 확률의 곱으로 구해진다.

$$P_{1,2,\dots,M}(a_1, a_2, \dots, a_M) = P_1(a_1)P_2(a_2)\dots P_M(a_M) \tag{10}$$

따라서 t_m 시점에 m 개의 메시지가 있을 확률 $P_j(m)$ 은 식 (11)과 같이 구해진다.

여기서 M 은 메시지의 최대 패킷 개수, 즉 이동국이 한번에 최대로 보낼 수 있는 최대 패킷의 개수이다.

태그 패킷이 전송되는 동안 다른 사용자의 간섭량은 매 비트 단위로 변화한다. 즉 j 비트에서의 간섭량이 m_j 개일 때, $j+1$ 비트에서는 m_j+1 개로 한 개의 메시지가 증가하거나 m_j-1 개로 감소하거나 또는 변하지 않을 수 있다. 하나의 비트구간을 Δt 로 생각한다면 시스템을 그림 3과 같은 마코프 체인으로 모델링 할 수 있다.

그림 2에서 태그 패킷의 시작점 t_m 에 m_1 개의 메시지가 있고, m_1 개의 메시지 중 m_1' 개의 메시지가 T_p 시간 안에 서비스 종료된다고 가정하면, m_1' 개의 평균 메시지 서비스 시

간이 T_p/m_1' 이므로 사멸률은 식 (12)와 같다.

$$\mu(m_1, m_1') = \frac{m_1'}{T_p} \quad (12)$$

한편, 출생률 λ 는 식 (4)로부터 식 (13)에 의해서 구해진다.

$$\lambda = \frac{G}{T_p \cdot \bar{B}} \quad (13)$$

따라서 시스템 전이 확률은 다음과 같다.

$$q(m_j | m_{j-1}) = \begin{cases} 1 - \lambda \Delta t - \mu(m_1, m_1') \Delta t & , \text{ if } m_j = m_{j-1} \\ \mu(m_1, m_1') \Delta t & , \text{ if } m_j = m_{j-1} - 1 \\ \lambda \Delta t & , \text{ if } m_j = m_{j-1} + 1 \\ 0 & , \text{ otherwise} \end{cases} \quad (14)$$

3. 패킷을 성공적으로 전송할 확률

태그 패킷을 성공적으로 전송할 확률을 구하기 위해 확률 $f_j(e, m_j, m_1, m_1')$ 를 다음과 같이 정의한다. $f_j(e, m_j, m_1, m_1')$ 는 태그 패킷의 첫번째 비트에서 $j-1$ 번째 비트까지 전송되는 동안 e 개의 비트 에러가 발생하였고, j 번째 비트에서의 간섭량이 m_j 개일 확률이다. 여기서 m_1 은 태그 패킷의 첫번째 비트에서의 간섭량의 수이며, m_1' 은 m_1 개의 메시지 중에서 태그 패킷이 전송되는 동안 서비스 종료되는 메시지의 수이다.

$f_j(e, m_j = m_1, m_1')$ 를 j 가 첫번째 비트인 경우와 나머지 비트인 경우로 구분하여 구한다. 먼저 $j=1$ 인 경우에는 이전 비트가 존재하지 않으므로 $e=0$ 이다. 따라서 $f_1(e=0, m_1, m_1, m_1')$ 는 태그 패킷의 첫번째 비트에서 간섭량이 m_1 개이고 그 중 m_1' 개가 태그 패킷이 전송되는 동안 서비스 종료될 확률이 된다. 이 확률을 $P(m_1, m_1')$ 이라 하자.

$$f_1(e=0, m_j = m_1, m_1, m_1') = P(m_1, m_1'), \text{ for } j=1 \quad (15)$$

구간 $[t_{m-i}, t_{m-i+1})$ 에서 발생한 메시지, 즉 i 구간에서 발생한 메시지가 t_m 이후에 서비스가 종료될 확률과 $[t_m, t_{m+1})$ 구간에서 서비스가 종료될 확률의 비 ρ 는 모든 구간에서 p 로 동일하다.

$$\begin{aligned} \rho &= \frac{\overbrace{[t_{m-i}, t_{m-i+1}) \text{에서 발생한 메시지가}}^{\text{[}t_m, t_{m+1}\text{) 에 서비스가 종료될 확률}}}{\overbrace{[t_{m-i}, t_{m-i+1}) \text{에서 발생한 메시지가}}^{\text{t}_m \text{ 이후에 서비스가 종료될 확률}}} \\ &= \frac{P(B=i)}{P(B \geq i)}, \quad i=1,2,3,\dots,M \\ &= P \end{aligned} \quad (16)$$

따라서 $j=1$ 인 경우는 $f_1(e, m_j, m_1, m_1')$ 는 식 (17)과 같이 구해진다.

$$\begin{aligned} f_1(e=0, m_j = m_1, m_1, m_1') &= P(m_1, m_1') \\ &= P_r(m_1) \cdot P(m_1' | m_1) \\ &= P_r(m_1) \cdot \left(\frac{m_1}{m_1'}\right) \cdot \left(\frac{P(B=i)}{P(B \geq i)}\right)^{m_1'} \cdot \left(1 - \frac{P(B=i)}{P(B \geq i)}\right)^{m_1 - m_1'} \\ &= P_r(m_1) \cdot \left(\frac{m_1}{m_1'}\right) \cdot p^{m_1'} \cdot (1-p)^{m_1 - m_1'}, \text{ for } j=1 \end{aligned} \quad (17)$$

여기서 $P_r(m_1)$ 은 식 (10)에서 구해진다. j 가 첫번째 비트가 아닌 경우에는 식 (1)의 비트 에러 확률 $P_b(k)$ 를 고려하여 $f_j(e, m_j, m_1, m_1')$ 를 구하면 식 (18)과 같다.

$$\begin{aligned} f_j(e, m_j, m_1, m_1') &= \sum_{m_{j-1}=m_j-1}^{m_j+1} f_{j-1}(e-1, m_{j-1}, m_1, m_1') \\ &\quad \cdot q(m_j | m_{j-1}) P_b(m_{j-1}) \\ &\quad + \sum_{m_{j-1}=m_j-1}^{m_j+1} f_{j-1}(e, m_{j-1}, m_1, m_1') \\ &\quad \cdot q(m_j | m_{j-1})(1 - P_b(m_{j-1})), \text{ for } j > 1 \end{aligned} \quad (18)$$

태그 패킷이 j 번째 비트까지 전송되는 동안 e 개의 비트 에러가 발생하는 경우는 $j-1$ 번째 비트까지 e 개의 에러가 발생하고, 다음 비트에서 에러가 발생하지 않거나, 또는 $j-1$ 번

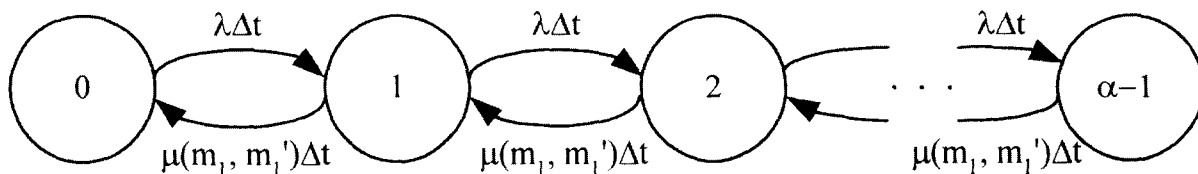


그림 4. CSMA를 적용한 경우 다른 사용자에 의한 간섭량의 상태전이도

제 비트까지 $e-1$ 개의 에러가 발생하고 다음 비트에 에러가 발생하는 경우이다.

$f_1(e, m_j, m_1, m_1')$ 를 이용하여 패킷이 성공적으로 전송될 확률 Q_s 를 구한다. 패킷이 성공적으로 전송되는 경우는 L 비트가 전송되는 동안 비트 에러가 t 비트 이하로 발생하는 경우이다. 따라서 $L-1$ 비트까지 $t-1$ 개의 에러가 발생한 경우에는 마지막 비트의 에러 여부에 관계없이 성공이고, $L-1$ 비트까지 t 비트의 에러가 발생한 경우는 마지막 L 비트에서 에러가 발생하지 않아야 한다. 따라서 Q_s 는 식 (19)와 같이 계산된다.

$$Q_s = \sum_{m_j=0}^{\infty} \sum_{m_1=0}^{\infty} \sum_{m_1'=0}^{m_1} \left\{ \sum_{e=0}^{t-1} f_1(e, m_L, m_1, m_1') \right\} + f_1(e, m_L, m_1, m_1')(1-P_b(m_L)) \tag{19}$$

여기서 L 은 한 개의 패킷 길이이고, t 는 패킷당 정정 가능한 비트 수이다.

시스템 수율을 패킷 전송시간 T_p 동안 발생한 패킷들의 성공 갯수로 정의하면, 코딩율을 고려한 시스템 수율(S)은 식 (20)과 같다.

$$S = \frac{k}{L} \cdot G \cdot Q_s \tag{20}$$

여기서 k 는 L 비트의 패킷에서 실제 데이터 비트 수이다. 확산 계수를 고려하여 시스템 수율을 정규화시키면 식 (21)과 같다.

$$S_{\text{norm}} = \frac{S}{N} \cdot \frac{L}{T_p} \text{ [bits/Hz/sec]} \tag{21}$$

IV. CSMA를 고려한 대역확산 unslotted ALOHA 시스템 분석

1. 시스템 모델

동시에 전송되는 메시지의 수를 채널 부하량이라 하면, Hub는 채널 부하량을 감지하여 동시에 전송할 수 있는 메시지의 수를 일정 문턱 값 이하로 제한함으로써 시스템 수율을 향상시킬 수 있다(3). 여기서는 채널 부하량의 문턱 값을 α 로 설정한다. 즉 채널 부하량이 α 보다 작을 경우에는 전송이 허락되지만, α 보다 클 경우에는 메시지를 전송할 수 없다. 시스템 모델은 II장의 내용과 동일하다.

시스템에서 동시에 전송할 수 있는 메시지가 α 개 이하로 제한되므로 시스템 부하량은 식 (22)와 같다.

$$G_{\text{sys}} = \frac{\sum_{m=0}^{\alpha} m \cdot P_t(m)}{\sum_{m=0}^{\alpha} P_t(m)} \tag{22}$$

여기서 m 은 메시지의 수이며, $P_t(m)$ 은 식 (11)에 의해서 구해진다.

2. 시스템 분석

시스템에 존재할 수 있는 메시지의 수가 α 개 이하로 제한되므로 다른 사용자의 간섭량은 $\alpha-1$ 개까지 존재한다. 따라서 그림 4와 같이 마코프 체인이 $\alpha-1$ 까지만 전이할 수 있다.

따라서 시스템 전이확률 $q_i(m_j | m_{j-1})$ 는 다른 사용자의 간섭량 m_j 가 $\alpha-1$ 보다 작은 경우($m_j < \alpha-1$)에는 식 (14)와 같고 $\alpha-1$ 이상일 경우에는 식 (23)과 같다.

표 1. 시뮬레이션 파라미터

항목	기호	값
전송 속도 (kbps)	R	9.6
확산 계수	N	30
데이터 메시지의 평균 패킷 수 (packets)	B	5
패킷 길이 (bits)	L	512
패킷당 정정가능한 비트 수	t	가변
채널에 동시에 존재할 수 있는 최대 메시지 수	α	가변

$$q_c(m_j | m_{j-1}) = \begin{cases} 1 - \mu(m_1, m_1') \Delta t & , \text{if } m_j = m_{j-1} \\ \lambda \Delta t & , \text{if } m_j = m_{j-1} + 1 \\ 0 & , \text{if } m_j > \alpha - 1 \end{cases} \quad (23)$$

앞에서 정의한 $f_j(e, m_j, m_1, m_1')$ 은 식 (24)와 같이 수정된다.

$$f_j(e, m_j, m_1, m_1') = \begin{cases} 0 & , \text{if } j < 1 \\ \begin{cases} P(m_1, m_1') \\ \sum_{m_1=0}^{\alpha-1} P_t(m_1) \\ \sum_{m_{j-1}=m_j-1}^{m_j+1} f_{j-1}(e-1, m_{j-1}, m_1, m_1') q_c(m_j | m_{j-1}) P_b(m_{j-1}) \\ + \sum_{m_{j-1}=m_j-1}^{m_j+1} f_{j-1}(e, m_{j-1}, m_1, m_1') \\ \cdot q_c(m_j | m_{j-1})(1 - P_b(m_{j-1})) \end{cases} & , \text{if } j = 1 \\ q_c(m_j | m_{j-1})(1 - P_b(m_{j-1})) & , \text{if } j > 1 \end{cases} \quad (24)$$

여기서 $P(m_1, m_1')$ 은 식 (17)에서 구해진다.

식 (24)에 의해서 패킷 성공 확률 Q_c 와 시스템 수율 S_c 은 각각 식 (25), 식 (26)와 같다.

$$Q_c = \sum_{m_L=0}^{\alpha-1} \sum_{m_1=0}^{\alpha-1} \sum_{m_1'=0}^{m_1} \left[\sum_{e=0}^{t-1} f_L(e, m_L, m_1, m_1') \right] + f_L(t, m_L, m_1, m_1') \cdot (1 - P_b(m_L)) \quad (25)$$

$$S_c = \frac{k}{L} \cdot G_{sys} \cdot Q_c \quad (26)$$

여기서 L 은 한 개의 패킷 길이이고, k 는 L 비트의 패킷에서 실제 데이터 비트 수이다. 확산 계수를 고려하여 시스템 수율을 정규화시키면 식 (27)와 같다.

$$S_{norm} = \frac{S_c}{N} \cdot \frac{L}{T_p} \quad [bits/Hz/sec] \quad (27)$$

V. 수치 분석 및 시뮬레이션 결과

대역확산 unslotted ALOHA 시스템의 분석 결과를 시뮬레이션 결과와 비교하여 분석의 타당성을 검증한다. 이동국들이 동일 시점에서 데이터를 전송하는 경우는 무시할 수 있으므로 코드 충돌로 인한 패킷 에러는 발생하지 않는다고 가정하였다. 그리고 Hub는 임의 시간 지연을 가지고 들어오는 모든 메시지들을 차별화하여 수신할 수 있다고 가정하였다. 따라서 비트 에러는 가우시안 잡음과 다른 사용자의 간섭량에 의해서만 발생한다(6). 시뮬레이션에 사용한 입력 트래픽은 웹 트래픽이 요청시 평균 320byte의 길이를 가지는 것에 근거하여(8) 평균 320byte의 가변길이를 갖는 트래픽으로 가정하였고, 전송 속도는 현재 CDMA 시스템의 전송 속도인 9.6 kbps로 가정하였다(13). 시뮬레이션에 사용한 값들을 표 1에 정리하였다.

E_b/N_0 에 따른 시스템 수율 변화를 그림 5에 나타내었다. E_b/N_0 가 무한대인 경우는 가우시안 잡음의 영향을 무시한 경우이다. ALOHA 시스템과 같이 대역확산 unslotted ALOHA 시스템도 시스템 부하량이 증가함에 따라 수율이 증가하다가 일정 부하량이 넘는 과부하가 걸리면 감소하기 시작한다.

시스템에 과부하가 걸리는 상황에서도 일정한 수율을 얻기 위해서 CLSP를 사용한다. CLSP를 사용한 경우 문턱 값 α 에 따른 시스템 수율 변화를 그림 6과 그림 7에 도시하였

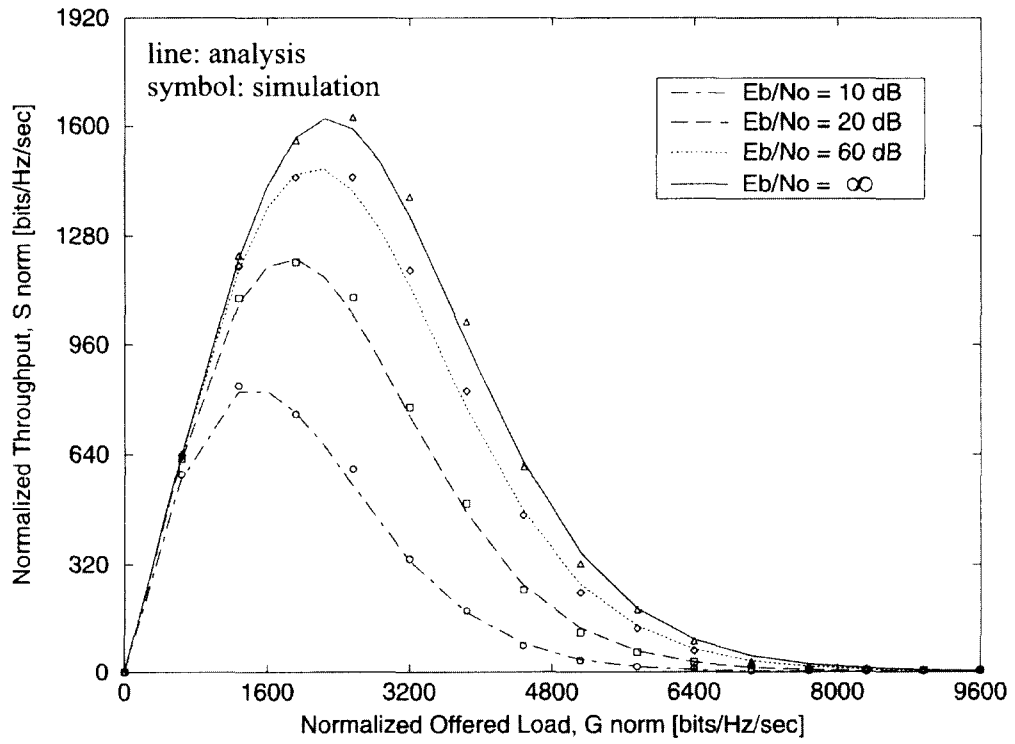


그림 5. E_b/N_0 에 따른 시스템 수율의 변화

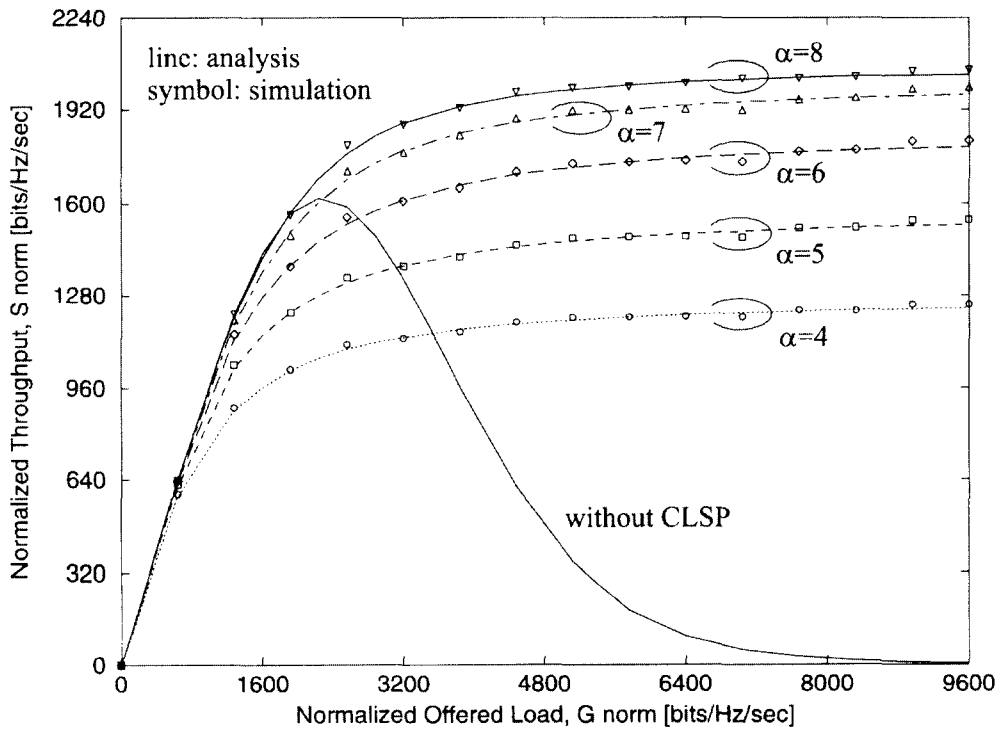


그림 6. 문턱 값 α 값의 변화에 따른 시스템 수율 변화 ($\alpha \leq 8, t=0$)

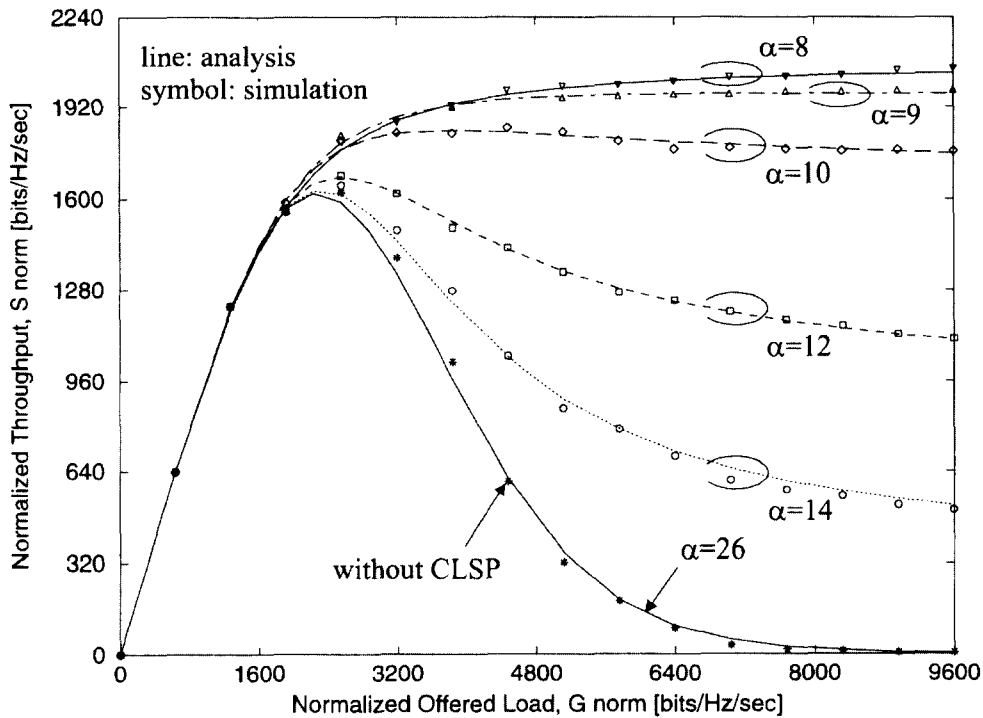


그림 7. 문턱 값 α 값의 변화에 따른 시스템 수율 변화 ($\alpha \geq 8, t=0$)

다. 이때 비트 에러는 다른 사용자에 의한 간섭량만을 고려하였다. α 값을 8보다 작게 하였을 경우에는 CLSP가 시스템 부하량을 지나치게 제한하므로 CLSP를 사용하지 않은 경우보다 시스템 수율이 낮게 나타났다. α 값을 8로 선택하였을 때 최적의 시스템 수율을 보였으며, α 값을 26 이상으로 설정하면 CLSP를 사용하지 않은 것과 같았다. 이것은 동시에 전송될 수 있는 메시지가 CLSP에 의해 문턱 값 α 값 이하로 제한되기 때문이며, 따라서 최대 시스템 수율을 얻기 위해서는 최적의 α 값 선택이 중요하다.

RS 코드를 사용하여 t 개의 오류 비트를 정정할 수 있을 때, t 의 변화에 따른 시스템 수율변화를 그림 8에 나타내었다. 그림에서 보듯이 적은 수의 오류 정정 비트만을 사용한 경우에도 시스템 수율은 상당히 향상되었다. 한 비트의 오류 정정만을 할 수 있어도 최대 약 60%의 수율 향상이 있었으며, 5 비트의 오류 정정이 가능한 경우에는 최대 145%의 수율 향상이 있었다. 그러나 적은 부하($G < 2$)인 경우에는 오류 정정 코드를 사용함으로써 약간의 수율 저하가 있으나 거의 식별되지 않는다. 5비트의 오류를 정정할 수 있을 때 ($t=5$) CLSP의 문턱 값 α 값에 따른 수율 변화를 그림 9, 그림 10에 보였다. 오류 정정 코드를 사용할 때도 오류 정정 코드를 사용하지 않았을 때와 같이 α 값에 따라서 시스템 수율이 크게 영향을 받는것을 알 수 있다. 5 비트의 오류를 정정할 수 있

는 경우에는 최적의 문턱 값이 $\alpha=15$ 로서, 오류 정정 코드를 사용하지 않았을 때 최적의 문턱 값 $\alpha=8$ 의 경우보다 매우 크다. 따라서 채널 환경이 좋지 않은 무선채널에서는 오류 정정 코드를 적절히 사용함으로써 시스템 수율 향상을 얻을 수 있음을 알 수 있다.

VI. 결론

본 논문에서는 대역확산 unslotted ALOHA 시스템의 성능을 분석하고 시뮬레이션을 통하여 분석의 타당성을 보였다. 대역확산 ALOHA 시스템은 CDMA의 장점과 ALOHA 방식이 결합된 시스템으로써 무선데이터 서비스를 지원하는 3세대 이동통신 시스템으로 주목받고 있다. 이동국의 주요 데이터 서비스는 전자우편(e-mail), 파일전송(ftp) 그리고 웹 트래픽과 같은 가변길이를 가지는 데이터 트래픽이 될 것이고 무선 구간에서의 메시지 전송이 패킷 단위로 분할되어 전송되는 점을 고려할 때, 이러한 환경을 가정된 대역확산 ALOHA 시스템의 분석이 필요하다. 따라서 본 논문에서는 이러한 무선 환경하에서 대역확산 unslotted ALOHA 시스템을 CLSP를 사용한 경우와 사용하지 않은 경우에 대해서 각각 성능을 분석하였으며 RS 코딩과 시스템 수율과의 관계를 고찰하였

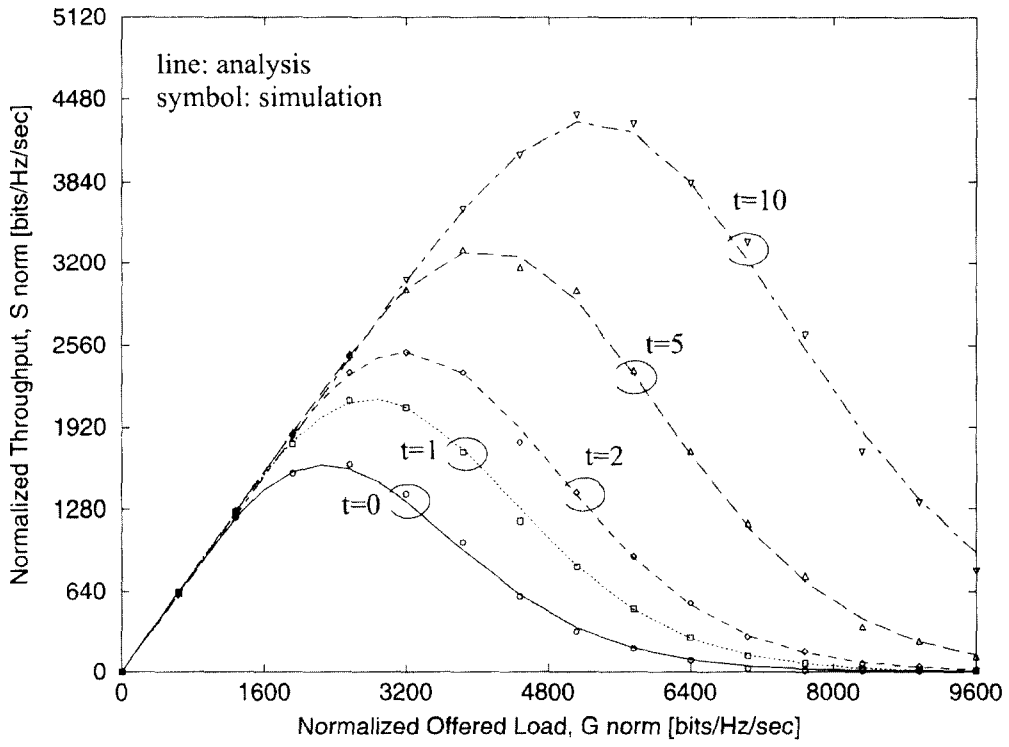


그림 8. t 값의 변화에 따른 시스템 수율 변화

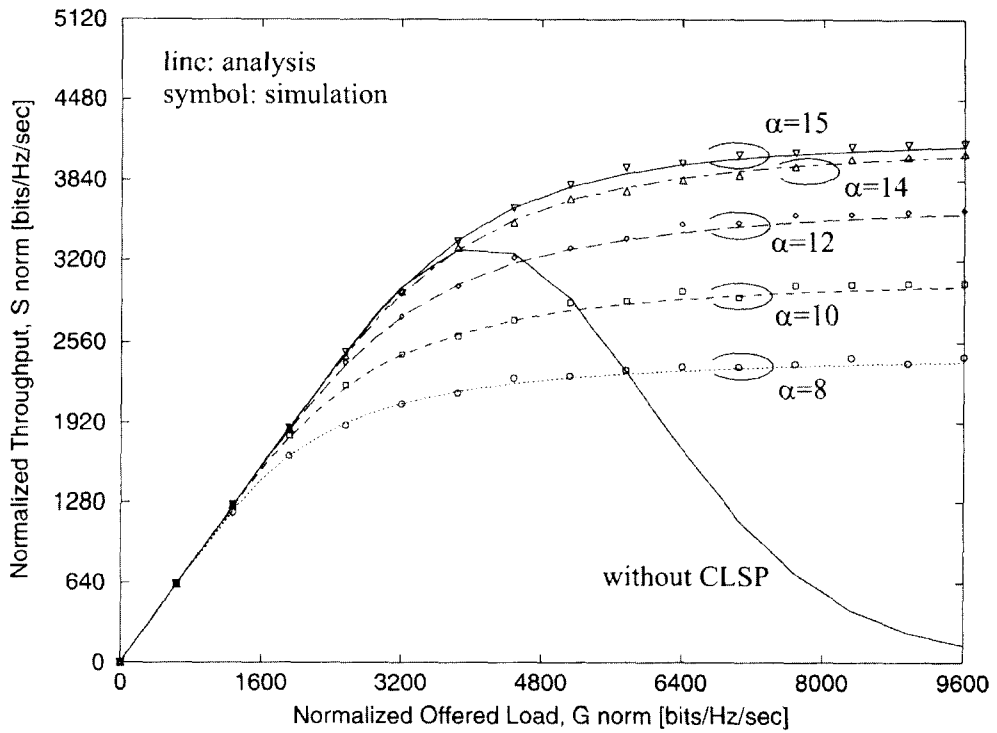


그림 9. 문턱 값 α 값의 변화에 따른 시스템 수율 변화 ($\alpha \leq 15, t=5$)

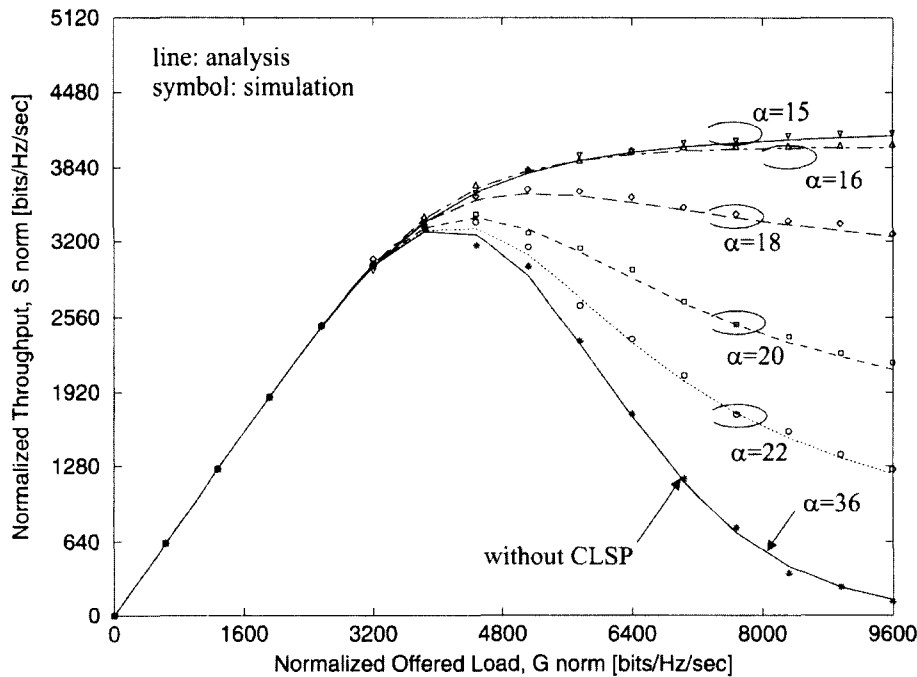


그림 10. 문턱 값 α 값의 변화에 따른 시스템 수율 변화 ($\alpha \geq 15, t=5$)

다. 다른 사용자의 간섭량에 의해서만 비트 오류가 발생할 때, RS 코딩을 사용해서 1 비트의 오류 정정만을 할 수 있어도 약 60%의 수율 향상을 얻을 수 있었고, 5 비트의 오류 정정이 가능한 경우에는 최대 145%의 수율 향상을 얻을 수 있었다. 그리고 CLSP를 사용하여 동시에 전송할 수 있는 메시지의 갯수를 제한하면 시스템 수율이 향상되며 과부하 상태에서도 최적의 시스템 수율이 유지됨을 보였다. 또한 CLSP와 오류 정정 코드를 사용함으로써 동시에 최대 지원할 수 있는 사용자 수를 현저히 늘릴 수 있음을 보였다.

[참고문헌]

[1] TIA TR45.5, *The cdma2000 RTT Candidate Submission to ITU-R*, Draft Document, Jun. 1998.

[2] Ming Yin, and Victor O.K. Li, "Unslotted CDMA with fixed packet length", *IEEE J. Select. Areas in Commun.*, Vol. 8, No. 4, pp. 529-541, May 1990.

[3] Kiyoshi Toshimitsu, Takaya Yamazato, Masaaki Katayama, and Akira Ogawa, "A novel spread slotted aloha system with channel load sensing protocol", *IEEE J. Select. Areas in Commun.*, Vol. 12, No. 4, pp. 665-672, May 1994.

[4] Takeshi Sato, Hiraku Okada, Takaya Yamazato, Masaaki Katayama, and Akira Ogawa, "Throughput analysis of DS/SSMA unslotted ALOHA system with fixed packet length", *IEEE J. Select. Areas in Commun.*, Vol. 14, No. 4, pp. 750-756, May 1996.

[5] Kuriacose Joseph and D. Raychaudhuri, "Throughput of unslotted direct-sequence spread-spectrum multiple-access channels with block FEC coding", *IEEE Trans. Commun.*, Vol. 41, No. 9, pp. 1373-1378, Sep. 1993.

[6] Norman Abramson, "Multiple access in wireless digital networks", *Proc. of IEEE*, Vol. 82, No. 9, pp. 1360-1370, Sep. 1994.

[7] Te-Kai Liu and John A. Silvester, "Joint admission/congestion control for wireless CDMA systems supporting integrated services", *IEEE J. Select. Areas in Commun.*, Vol. 16, No. 6, pp. 845-857, Aug. 1998.

[8] Bruce A. Mah, "An empirical model of HTTP network traffic", in *Proc. of INFOCOM '97*, pp. 593-601, 1997.

[9] 위성홍, 신병철, 김진경, 양순성, 송평중, 이현, "무선가입장망의 링크 부계층에서 재전송 방식의 처리율 분석", *한국통신학회논문지*, 제23권, 제5호, pp. 1196-1207, 1998.

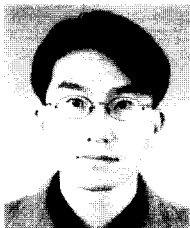
[10] William A. Massey and Raj Srinivasan, "A packet delay analysis for cellular digital packet data", *IEEE J. Select. Areas in Commun.*, Vol. 15, No. 7, pp. 1364-1372, Sep. 1997.

- [11] Elwyn R. Berlekamp, "The technology of error-correcting codes", *Proc. of IEEE*, Vol. 68, No. 5, May 1980.
- [12] Jack M. Holtzman, "A simple accurate method to calculate spread-spectrum multiple-access error probabilities", *IEEE J. Select. Areas in Commun.*, Vol. 40, No. 3, pp. 461-464, Mar. 1992.
- [13] TIA/EIA/IS-95-A, "Mobile station-base station compatibility standard for dual-mode wideband spread spectrum cellular system", Telecommunications Industry Association, May 1995.



한 일 (韓一)

1995. 2 : 경북대학교 전자공학과 (학사)
 1997. 2 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (석사)
 1997. 3 ~ 현재 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (박사과정)
 관심분야 : IMT-2000 시스템, CDMA 시스템, 무선 접속 프로토콜, Handoff



소재우 (蘇在雨)

1997. 2 : 연세대학교 전자공학과 (학사)
 1999. 2 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (석사)
 1999. 3 ~ 현재 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (박사과정)
 관심분야 : 이동통신, 무선 접속 프로토콜, 멀티미디어 통신



조동호 (趙東浩)

1979. 2 : 서울대학교 전자공학과 (학사)
 1981. 2 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (석사)
 1985. 2 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (박사)
 1985. 3 ~ 1987. 2 : 한국과학기술원 통신공학연구실 선임연구원
 1987. 3 ~ 1989. 12 : 한국과학기술원 통신공학연구실 위촉연구원
 1987. 3 ~ 1998. 1 : 경희대학교 전자계산공학과 조교수, 부교수, 교수
 1989. 9 ~ 1995. 7 : 경희대학교 전자계산소 소장
 1998. 2 ~ 현재 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 부교수
 관심분야 : 유무선 통신망, 유무선 멀티미디어 통신서비스, 유무선 통신 프로토콜

