DBpia

논문 98-23-10-12 한국통신학회논문지 '98-10 Vol.23 No.10

주파수 도약 대역확산 다중 접속 통신망에서의 최적 접속 제어

정회원 김 직 동*, 김 상 우*

A Near Optimum Access Set Control for Slotted Frequency-Hopped Spread-Spectrum Multiple Access Communication Networks

Jik Dong Kim*, Sang Wu Kim* *Regular Members*

요 약

랜덤 액세스 방식을 사용한 주파수 도약 대역확산 다중 접속 통신망에서의 최적 접속 제어 방식을 다룬다. 시스템의 상태에 따라 적응적으로 접속 크기를 변화시켜 시스템의 성능을 크게 향상시키는 적응 접속 제어 방식을 제안하고, 이를 분석하였다. 제안된 적응 접속 제어 방식을 적용한 시스템(적응형 URN 방식)과 시스템의 상태에 따라 재전송 확률을 적응적으로 변화시키는 시스템(적응형 ALOHA 방식)의 정상 상태 성능을 서로 비교하여 제시하였다. 마지막으로, 적응 접속 제어 방식의 상태 추정과 그에 대한 성능 변화를 분석하였다.

ABSTRACT

In this paper we consider an URN type frequency-hopped spread-spectrum multiple access (FH/SSMA) communication system. We devise a near optimum access set control policy which changes the access set size adaptively as a function of the system state such that channel throughput can be maximized. Our access set control policy is shown to provide a significant performance improvement over the adaptive ALOHA scheme which changes the retransmission probability according to the system state. We propose a system state estimation algorithm and analyze the system performance with the proposed estimation scheme.

I. 서 론

기존의 ALOHA 랜덤 엑세스 방식[1][2]에서처럼 사용자가 시스템의 상태에 상관없이 임의로 패킷을 채널로 전송하게 되면, 채널 트래픽에 따른 충돌로 인해 시스템 성능의 저하가 야기된다. 패킷 충돌로 인한 성능 저하를 줄이기 위해서는 시스템의 상태에 따라서 사용자들의 패킷 전송 여부를 제어할 필요가 있다. 사용자들의 패킷 전송 여부를 제어하기 위해 각 사용자들의 패킷 재전송 확률을 시스템의 상태에 따라 적응적으로 제어함으로써 채널로 나가는 패킷의 수를 조절하는 적응형 재전송(적응형 ALOHA) 랜덤 엑세스 제어 방식이 제안되었다[3]. 이 방식에서는 시스템의 상태에 따라 정해지는 재전송 확률에 따라 각 사용자들이 패킷의 전송 여부를 결정한다.

시스템의 상태에 따라 재전송 확률을 제어하는 적응형 재전송 제어 방식과는 달리, 채널로 나가는 패킷의 수를 조절하기 위해 시스템의 상태에 따라 접속 크기(모든 사용자들에게 랜덤하게 배분되는 접속 권리의 수)를 조절하는 URN 랜덤 액세스 제어 방식은 Kleinrock과 Yemini에 의해 처음 제안되었다[2]. 모든 사용자중에서 접속 권리를 받은 사용자만이 보낼 패킷이 있는 경우에만 채널로 패킷을 전송하게 된다. 접속 크기에 따라 채널로 전송되는 총 패킷의 수가 변하게

* 한국과학기술원 전기 및 전자공학과(swkim@san.kaist.ac.kr) 정회원
논문번호 : 98104-0312, 접수일자 : 1998년 3월 12일

www.dbpia.co.kr

되므로, 시스템의 상태에 따라 접속 크기를 제어하여 전송되는 패킷의 수를 조절하는 것이 바람직하다. 이 제어 방식은 최적 제어되는 ALOHA나 시분할다중접속(TDMA)보다 더 효율적이며, 낮은 트래픽 로드(load)에서는 ALOHA 방식의 특성을 가지고 높은 트래픽 로드에서는 TDMA의 특성을 가진다[4]. Mittal은 URN 방식을 기존의 비 대역확산 시스템에 적용했을 때의 성능 분석을 하였다[5].

본 논문에서는 주파수 도약 대역확산 다중 접속 통신망에서의 시스템의 성능이 극대화되도록 시스템의 상태에 따라 접속 크기를 제어하는 최적 접속(적응형 URN) 제어 방식을 제안한다. 시스템의 상태에 따른 최적 접속 크기를 유도하고, 정상 상태 성능을 분석한다. 마지막으로, 최적 접속 제어 방식의 상태 추정 방식과 그에 따른 성능 변화를 분석한다.

II. 시스템 모델

2.1 주파수 도약 대역확산 다중 접속 채널

본 논문에서는 그림 1에 주어진 것처럼 N 개의 송신단-수신단 쌍으로 이루어진 주파수 도약 대역확산 다중 접속 채널을 고려한다. N 명의 사용자는 q 개의 주파수 슬롯으로 나누어진 넓은 공용 주파수 대역을 통해 패킷을 전송하게 되고, 각각의 사용자는 고유의 도약 패턴을 이용하여 이전의 도약 주파수와는 상관없이 $1/q$의 확률로 랜덤하게 q 개의 주파수 슬롯 사이를 이동하면서 신호를 전송한다(i. I. d. hopping).

심볼 오류를 발생시키는 요인으로는 가산성 백색 잡음(AWGN), 재밍(jamming), 다중 경로 페이딩으로 인한 신호 감쇄 및 다른 사용자로 인한 다중 접속 신호 간섭(multiple access interference) 등이 있으나, 주파수 도약 대역확산 다중 접속 시스템에서는 사용자 수에 따른 다중 접속 신호 간섭이 심볼 오류의 주된 원인이 되므로[6-8], 본 논문에서는 다중 접속 신호 간섭만을 고려한다. 각각의 사용자는 한번에 하나 이상의 패킷을 보유할 수 없으며, 시스템의 상태, 즉, 패킷을 가지고 있는 사용자의 수를 완벽하게 알고 있다고 가정한다. 모든 패킷은 오류 정정을 위해 (n, k) 리드 - 솔로몬 코드로 부호화 되고, 한 개의 패킷은 하나의 부호(codeword)로 이루어져 있으며, 데이타는 패킷 단위로 전송된다. 시간은 패킷 단위로 분할되어 있으며, 분할된 타임 슬롯은 한 개의 패킷을 보내기에 충분하고, 하나의 코드 심볼은 하나의 도약 간격 동안에 전송된다고 가정한다.

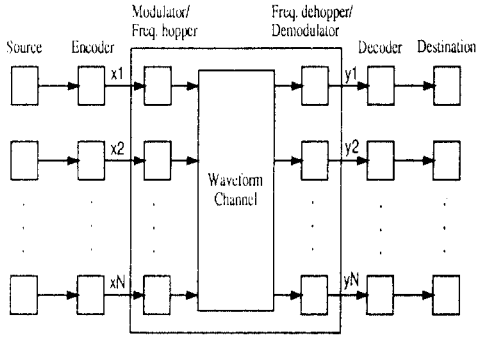

그림 1. N 명의 사용자가 있는 주파수 도약 대역확산 다중 접속 채널

Fig. 1 N user frequency-hopped spread-spectrum multiple-access (FH/SSMA) channel

두 명 이상의 사용자가 동시에 같은 주파수 슬롯을 점유하게 되면 "hit"이 발생하고, "hit"으로 인해 왜곡된 심볼은 리드 - 솔로몬 복호 과정을 위해 소거 심볼(erasure)[9]로 간주된다. 본 논문에서는 수신단이 "hit"의 발생 여부를 완벽하게 알고 있다고 가정한다. 비동기적 주파수 도약 패턴이 사용된다고 가정하면, m 개의 패킷이 동시에 보내어졌을 때 임의의 심볼이 hit 될 확률 $p_{h,m}$은 식 (1), (2) 와 같다[10].

$$p_{h,m} = 1-(1-p_h)^{m-1} \tag{1}$$

$$p_h = 2/q-1/q^2 \tag{2}$$

각 패킷이 (n, k) 리드 - 솔로몬 코드로 부호화 되었다고 가정하면, (n, k) 리드 - 솔로몬 코드는 $n-k$ 개까지의 소거 심볼(erasure)을 정정할 수 있기 때문에[9], m 개의 패킷이 동시에 전송될 때 패킷이 올바르게 복호 될 확률 $P_s(m)$은 식 (3) 과 같다.

$$P_s(m) = \sum_{j=0}^{n-k} \binom{n}{j} p_{h,m}^{j}(1-p_{h,m})^{n-j} \tag{3}$$

2.2 패킷 흐름

시스템에서의 전체적인 패킷 흐름은 그림 2에 나타나 있다. 각 사용자들은 NB(Non-Busy) mode 또는 B(Busy) mode에 있을 수 있다. 패킷을 가지고 있는 (busy) 사용자 수를 시스템의 상태 u라고 나타내었다. 접속 권리는 NB mode와 B mode에 있는 N 명의 모

www.dbpia.co.kr

든 사용자에게 랜덤하게 배분되며, 패킷을 가지고 있는 모든 사용자들은 접속 권리를 받아야만 채널로 패킷을 보낸다. NB mode의 사용자들은 새로운 패킷을 a의 확률로 발생시킨다. 접속 권리를 받지 못한 패킷이나 올바르게 전송되지 못한 패킷들은 B mode로 들어가게 되며, 다음 슬롯에서 접속 권리를 받으면 재전송 된다. B mode에 있는 사용자들은 새로운 패킷을 만들지 못한다고 가정한다.

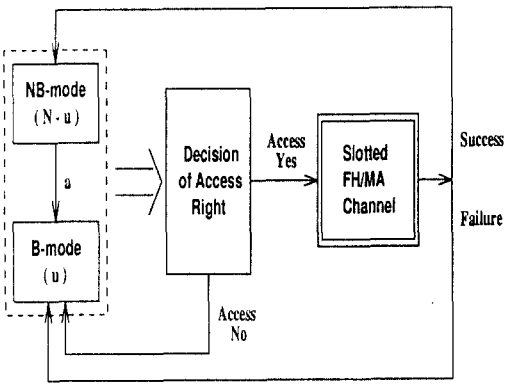

그림 2. URN 방식의 시간 분할된 주파수 도약 대역확산 다중 접속 시스템의 패킷 흐름
Fig. 2 Packet flow in a slotted URN FH/SSMA system

III. 최적 접속 크기 제어

시스템의 처리율(throughput)을 하나의 타임 슬롯당 성공적으로 전송되는 패킷의 평균 개수라고 정의하면, 처리율을 최대로 만드는 최적 전송 패킷의 수 $m^* = \max_m\{mP_s(m)\}$가 존재한다. 따라서 매 타임 슬롯마다 채널로 전송되는 패킷의 총 개수를 m^*로 조절할 수 있다면 시스템의 처리율을 극대화 할 수 있다.

적응형 접속 크기 (접속 권리의 수) 제어는 시스템의 상태 u에 따라 접속 크기를 조절하여 채널로 전송되는 패킷의 총 개수가 m^*가 되도록 만드는 제어 방식이다. 직관적으로도 알 수 있듯이, 시스템의 상태 u가 클 때에는 접속 크기를 상대적으로 줄여서 채널로 전송되는 패킷의 수를 제한하고, 시스템의 상태 u가 적을 때에는 접속 크기를 늘려야 한다는 것을 알 수 있다.

따라서, 시스템의 상태가 u 일 때 채널로 동시에 보내지는 패킷의 수가 m^*가 될 확률을 극대화시키는 최적 접속 크기 $h_{opt}(u)$를 구하고, 이에 따라 접속 크기를 조절하면 시스템의 성능을 크게 향상시킬 수 있다. 시스템의 상태가 u이고 접속 크기가 h 일 때 m^*명이 채널로 패킷을 전송할 확률 $\gamma_u(h)$는 식 (4)와 같다[11].

$$\gamma_u(h) = \frac{\binom{h}{m^*}\binom{u-h}{u-m^*}}{\binom{N}{u}} \tag{4}$$

$h \le m^*(N+1)/u$이면 $\gamma_u(h)/\gamma_u(h-1) \le 1$이므로, $\gamma_u(h)$를 극대화시키는 $h_{opt}(u)$는 식 (5)와 같이 주어진다.

$$h_{opt}(u) = \begin{cases} \lfloor \dfrac{m^*(N+1)}{u} \rfloor & u > m^* \\ N, & u \le m^* \end{cases} \tag{5}$$

식 (5)에서 $\lfloor x \rfloor$는 x를 넘지 않는 최대 정수를 나타낸다.

표 1은 시스템의 처리율을 최대로 만드는 접속 크기를 컴퓨터 추적 방식에 의해서 구한 정확한 최적 접속 크기 h_{exact}와 식 (5)에 의해서 정해지는 h_{analy}를 서로 비교하였다. 여기서, 그 두 값이 거의 모든 시스템 상

표 1. 각 시스템 상태에 따른 최적 접속 크기 및 처리율 : $N=25$, $q=50$, (10,8) 리드-솔로몬 부호
Table 1. Optimal access set size & conditional throughput for all states: $N=25$, $q=50$, (10,8) Reed-Solomon code

state(u)	h_{analy}	h_{exact}	S_{analy}	S_{exact}
1	25	25	1.00	1.00
2	25	25	1.99	1.99
3	25	25	2.89	2.89
4	25	25	3.61	3.61
5	25	25	4.11	4.11
6	25	25	4.37	4.37
7	25	25	4.42	4.42
8	22	22	4.36	4.36
9	20	20	4.33	4.33
10	18	18	4.30	4.30
11	16	16	4.29	4.29
12	15	15	4.28	4.28
13	14	13	4.27	4.28
14	13	12	4.27	4.28
15	12	12	4.28	4.28
16	11	11	4.29	4.29
17	10	10	4.30	4.30
18	10	10	4.30	4.30
19	9	9	4.33	4.33
20	9	9	4.33	4.33
21	8	8	4.35	4.35
22	8	8	4.36	4.36
23	7	7	4.38	4.38
24	7	7	4.41	4.41
25	7	7	4.42	4.42

www.dbpia.co.kr

태에서 일치하는 것을 볼 수 있으며, h_{exact}와 h_{analy}의 값이 차이가 나는 시스템 상태에서도 그에 따른 처리율 S_{exact}과 S_{analy}의 차이가 아주 작음을 볼 수 있다. 따라서 식 (5)에 의해서 정해진 $h_{opt}(u)$를 사용한다 하더라도 최적 처리율과의 차이는 매우 작을 것으로 생각된다.

IV. 정상 상태에서의 성능 분석

이 절에서는, 식 (5)에서 유도한 최적 접속 크기 제어 방식을 그림 1과 그림 2에 나타난 시스템에 적용했을 때의 정상 상태 (steady-state) 시스템 성능을 분석한다. 주파수 도약 대역확산 다중 접속 시스템의 정상 상태에서의 시스템 성능은 Markov 체인을 통해 분석할 수 있다[5][12].

먼저 $\{u(t),\ t \geq 1\}$를 타임 슬롯 t의 시작점에서 B mode의 사용자 수라고 하면, $u(t)$는 $0, 1, 2 \cdots N$까지의 $N+1$개의 값 중에서 하나를 가질 수 있으며 시스템의 상태 변수로 생각할 수 있고, 상태변수 $u(t), u(t+1), u(t+2) \cdots$는 이산적 Markov 체인을 형성하게 된다.

Markov 체인을 해석하기 위해서는 상태 천이 행렬, $P=[p_{ij}]$를 유도해야 하는데, $p_{ij}=P[\,u(t+1)=j \mid u(t)=i\,]$는 식 (6)과 같이 구할 수 있다.

$$p_{ij} = \sum_{m=\max(0,\,h_{opt}(i)-N+i)}^{\min(h_{opt}(i),\,i)} \sum_{l=0}^{m} G(j \mid l, i) P_{l \mid m} f(m \mid i), \quad i, j = 0, 1, \cdots, N \tag{6}$$

식 (6)에서, $f(m|i)$는 시스템의 상태가 i이고 $h_{opt}(i)$개의 접속 권리가 모든 사용자에게 랜덤하게 배분될 때 m 개의 패킷이 채널로 보내어질 확률이며, 식 (7)과 같다.

$$f(m \mid i) = \frac{\binom{i}{m}\binom{N-i}{h_{opt}(i)-m}}{\binom{N}{h_{opt}(i)}} \tag{7}$$

식 (6)에서, $P_{l|m}$는 채널로 전송된 m 개의 패킷 중에서 l 개의 패킷이 성공적으로 전송될 확률을 나타내며, 식 (7)과 같다.

$$P_{l \mid m} = \binom{m}{l} P_s(m)^l (1 - P_s(m))^{m-l} \tag{8}$$

식 (6)에서, $G(j|l,i)$는 NB mode에 있는 $N-i+l$ 명의 사용자 중에서 $j-i+l$ 명의 사용자가 새로운 패킷을 생성하여 타임 슬롯 $t+1$의 시작점에서 B mode의 사용자 수가 j가 될 확률이고, 식 (9)와 같이 구해진다.

$$G(j \mid l, i) = \begin{cases} \binom{N-i+l}{j-i+l} a^{j-i+l}(1-a)^{N-j}, & j-i+l \geq 0 \\ 0, & otherwise \end{cases} \tag{9}$$

정상 상태에서 B mode에 있는 사용자의 수가 u일 확률(상태 점유 확률)을 $\pi(u)$라 하면 정상 상태에서의 상태 점유 확률 벡터(state occupancy probability vector) $\prod=[\pi(0), \pi(1), \cdots \pi(N)]$는 다음의 두 식 (10), (11)을 이용해서 구할 수 있다.

$$\prod = \prod \cdot P \tag{10}$$

$$\sum_{u=0}^{N} \pi(u) = 1 \tag{11}$$

상태 점유 확률 $\pi(u)$의 값을 알게 되면 정상 상태에서의 시스템의 성능들, 예를 들면 정상 상태 처리율, 평균 패킷 전송 지연 시간 등을 계산할 수 있게 된다.

보내야 할 패킷을 가지고 있는 평균 사용자수 $\overline{u}$은 식 (12)와 같이 주어진다.

$$\overline{u} = \sum_{u=0}^{N} u \cdot \pi(u) \tag{12}$$

특히, 정상 상태 처리율과 평균 패킷 전송 지연 시간은 정상 상태에서의 시스템의 성능을 나타내는 좋은 척도가 된다. 정상 상태 처리율 S (한 타임 슬롯 당 성공적으로 전송된 패킷의 평균 개수)는 식 (13)과 같이 구할 수 있다.

$$S = \sum_{u=0}^{N} \sum_{m=\max(0,\,h_{opt}(u)-N+u)}^{\min(h_{opt}(u),\,u)} m P_s(m) f(m \mid u) \pi(u) \tag{13}$$

식 (13)에서, $f(m|u)$는 시스템의 정상 상태가 u이고 $h_{opt}(u)$ 개의 접속 권리가 모든 사용자에게 랜덤하게 배분될 때 m 개의 패킷이 채널로 보내어질 확률이며,

www.dbpia.co.kr

식 (7)에서 i 대신에 u를 대입한 것과 같다.

또한, 평균 패킷 전송 지연 시간 D는 패킷이 처음 전송되어서 목적지까지 오류 없이 도착하는데 걸리는 평균 슬롯 수를 의미하며, 식 (14)와 같이 주어진다[13].

$$D = \frac{\overline{u}}{S} \tag{14}$$

그림 3은 시스템의 상태에 따라 접속 크기를 변화시키는 최적 접속 제어 (적응형 URN) 방식과 시스템의 상태에 따라 재전송 확률을 적응적으로 변화시키는 (적응형 ALOHA) 방식의 정상 상태 처리율을 비교한 그림이다. 이 그림에서 제안된 적응형 접속 크기 제어 방식이 적응형 재전송 제어 방식보다 모든 영역에서 훨씬 큰 정상 상태 처리율을 얻을 수 있음을 볼 수 있으며, 새 패킷 생성 확률이 작거나 큰 경우보다는 중간 정도의 경우에 더 큰 처리율 향상을 볼 수 있다.

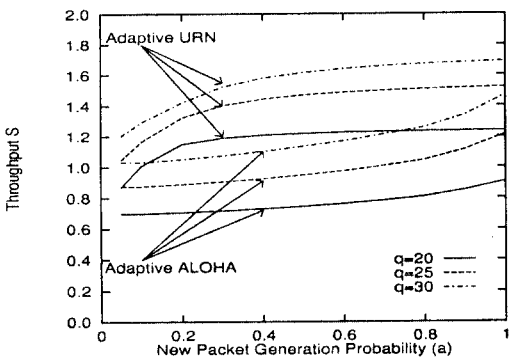

그림 3. 새 패킷 생성 확률에 따른 정상 상태 처리율: $N=30$, $m^*=2$, (32,29) 리드-솔로몬 부호

Fig. 3 Steady state throughput versus new packet generation probability: $N=30$, $m^*=2$, (32,29) Reed-Solomon code

그림 4는 두 방식의 평균 패킷 전송 지연 시간을 비교한 그림이다. 이 그림에서 적응형 URN 방식이 적응형 ALOHA 방식보다 평균 패킷 전송 지연 시간이 훨씬 작은 것을 알 수 있다. 새 패킷 생성 확률 a가 커질수록 적응형 ALOHA 방식은 패킷 전송 지연 시간이 크게 증가함을 볼 수 있는 반면에, 적응형 URN 방식의 경우 패킷 전송 지연 시간이 일정하게 유지되므로 새 패킷 생성 확률이 큰 경우에 적응형 접속 크기 제어 방식이 훨씬 더 효과적이다. 패킷 생성 확률 a가 클 때 적응형 접속 크기 제어 방식의 패킷 전송 지연 시간이 일정하게 유지되는 이유는, URN 방식이 낮은 트래픽 로드에서는 ALOHA 방식의 특성을 가지다가 높은 트래픽 로드에서는 높은 트래픽 로드에서의 최적 접속 제어 방식인 TDMA 로 수렴하는 특성이 있기 때문이다[4]. 적응형 ALOHA 방식의 경우 재전송 확률만 제어하므로 새 패킷이 생성되면 제어되지 않고 채널로 바로 보내지게 되므로 a가 큰 경우에는 큰 전송 지연을 보인다. 반면에, TDMA 방식은 항상 일정한 수의 패킷만 채널로 전송하기 때문에 a가 큰 경우에도 일정한 전송 지연 시간을 보인다.

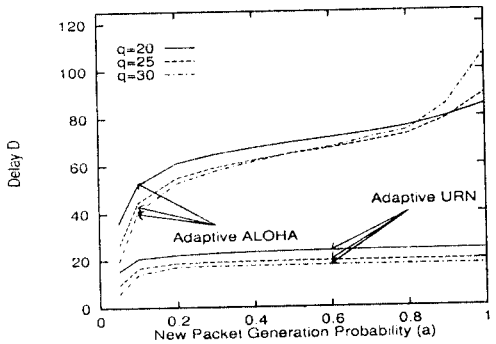

그림 4. 새 패킷 생성 확률에 따른 평균 패킷 전송 지연 시간: $N=30$, $m^*=2$, (32,29) 리드-솔로몬 부호

Fig. 4 Steady state delay versus new packet generation probability: $N=30$, $m^*=2$, (32,29) Reed-Solomon code

V. 상태 예측

5.1 상태 예측 방식

지금까지는 각각의 사용자가 매 타임 슬롯마다 시스템의 상태를 완벽하게 알고 있다고 가정하였다. 그러나, 실제 시스템에서는 통신 채널을 관측하여 시스템의 상태를 추정하여야만 한다. 시스템의 상태를 추정하는데 필요한 정보는 리턴(피이드백) 채널을 통해 들어오고, 이러한 리턴 채널은 오류가 없는 채널이라고 가정한다. 여기서 제안되는 상태 예측 방식은 [14]에 근거를 둔다. 채널로 패킷을 전송하고 있는 사용자(active user)는 패킷에 포함된 소거 심볼(erasure)의 개수를 이용해서 시스템의 상태를 추정한다. 채널로 패

www.dbpia.co.kr

킷을 전송하지 않는 사용자(idle user)도 패킷을 전송할 때를 대비하여 시스템의 상태를 추정할 필요가 있으며, 할당된 고유의 도약 패턴에 따라 주파수 대역을 이동하면서 채널을 관측하여 "something"과 "nothing"을 검출한다. 관측하고 있는 심볼 interval/frequency bin이 패킷을 전송하고 있는 사용자들이 전송하고 있는 심볼 interval/frequency bin과 겹치면 "something"이 검출되었다고 가정하고, 그렇지 않으면 "nothing"이 검출되었다고 가정한다.

$K_{l,t}=1$은 t 슬롯에 보내진 패킷의 l 번째 심볼이 hit(erasure)된 사건을 나타내고, $K_{l,t}=0$은 hit가 일어나지 않은 사건을 나타낸다고 가정한다. $F_{l,t}=1$은 타임 슬롯 t에 관측된 l 번째 심볼 interval/frequency bin 동안에 "something"을 검출하는 사건을 나타내고, $F_{l,t}=0$은 "nothing"을 검출하는 사건을 나타낸다고 가정한다. 타임 슬롯 t 동안에 동시에 보내진 패킷의 수를 m_t라고 정의하면, m_t가 주어졌을 때 사건 $K_{l,t}=1$, $F_{l,t}=1$이 일어날 확률은 식 (15), (16)과 같다.

$$P(K_{l,t}=1|m_t) = 1-(1-p_h)^{m_t-1} \tag{15}$$

$$P(F_{l,t}=1|m_t) = 1-(1-p_h)^{m_t} \tag{16}$$

새로운 확률 변수 $Y_t=\sum_{l=1}^{n} K_{l,t}$는 타임 슬롯 t에 보내진 패킷 안의 erasure 개수를 나타내며, m_t가 주어졌을 때 한 패킷 속에 있는 평균 erasure 수는 식 (17)과 같이 주어진다.

$$\begin{aligned} E(Y_t|m_t) &= nP(K_{l,t}=1|m_t) \\ &= n[1-(1-p_h)^{m_t-1}] \end{aligned} \tag{17}$$

유사한 방식으로, 새로운 확률 변수 $H_t=\sum_{l=1}^{n} F_{l,t}$는 타임 슬롯 t 동안에 검출된 "something"의 개수를 나타내며, 식 (18) 과 같이 주어진다.

$$\begin{aligned} E(H_t|m_t) &= nP(F_{l,t}=1|m_t) \\ &= n[1-(1-p_h)^{m_t}] \end{aligned} \tag{18}$$

m_t에 대한 추정치는 주어진 피이드백(feedback) 정보 Y_t와 H_t를 이용해서 식 (17)과 (18)을 풀어서 구할 수 있으며, m_t의 추정치 $\hat{m}_t$는 식 (19) 같다.

$$\hat{m}_t=\begin{cases} 1+\dfrac{\ln(1-Y_t/n)}{\ln(1-p_h)}, & \text{패킷을 전송한 경우} \\ \dfrac{\ln(1-H_t/n)}{\ln(1-p_h)}, & \text{패킷을 전송하지 않은 경우} \end{cases} \tag{19}$$

다음 단계로, 타임 슬롯 t 동안에 전송되었다고 추정된 패킷 수 $\hat{m}_t$ 중에 성공적으로 전송된 패킷의 수를 추정한다. 타임 슬롯 t 동안에 성공적으로 전송된 평균 패킷 수에 대한 추정치 $\hat{S}_t$는 식 (20)과 같다.

$$\hat{S}_t = \hat{m}_t P_s(\hat{m}_t) \tag{20}$$

마지막으로, 타임 슬롯 $t+1$의 시작점에서 busy user의 수에 대한 추정치 $\hat{u}_{t+1}$는 $\hat{u}_t$에 새로이 생성된 패킷의 평균치를 더하고 성공적으로 전송된 패킷의 수 $\hat{S}_t$를 빼면 식 (21)과 같이 구해진다.

$$\hat{u}_{t+1} = \lfloor \hat{u}_t - \hat{S}_t + a(N-\hat{u}_t+\hat{S}_t) \rfloor \tag{21}$$

5.2 제안된 상태 예측 방식을 적용한 정상 상태 성능 분석

여기서는 제안된 상태 예측 방식을 이용하고 최적 접속 제어 방식을 적용했을 때의 정상 상태에서의 성능을 분석하였다. 제안된 상태 예측 방식을 적용한 시스템의 정상 상태에서의 시스템 성능도 4절에서와 같이 Markov 체인을 통해 분석할 수 있다. 모든 사용자들은 동일한 추정치를 가진다고 가정하고, 새 패킷 생성 확률 a를 알고 있다고 가정한다. u_t와 $\hat{u}_t$를 타임 슬롯 t의 시작점에서의 B mode에 있는 사용자 수의 정확한 값과 그에 대한 추정치를 각각 나타낸다고 정의한다. 그러면, 상태 전이 행렬 $P=[p_{ijxy}]$를 구할 수 있고, $p_{ijxy}=P[u_{t+1}=j, \hat{u}_{t+1}=y|u_t=i, \hat{u}_t=x]$는 식 (22)와 같이 구할 수 있다.

$$\begin{aligned} p_{ijxy} = & \sum_{\varepsilon=\max(0,\,h_{MP}(x)-N+i)}^{\min(h_{MP}(x),\,i)} \sum_{l=0}^{\varepsilon} \sum_{\delta=0}^{h_{MP}(x)} \\ & \hat{P}_{\delta|\varepsilon,x}\, T(\delta,x,y) P_{l|\varepsilon}\, G(j|l,i) f(\varepsilon|i,x) \end{aligned} \tag{22}$$

www.dbpia.co.kr

식 (22)에서, $f(\varepsilon|i,x)$는 $u_t=i$이고 $\hat{u}_t=x$ 일 때 타임 슬롯 t에 ε 개의 패킷이 동시에 채널로 보내질 확률이고, 식 (23) 과 같다.

$$f(\varepsilon|i,x)=\frac{\binom{i}{\varepsilon}\binom{N-i}{h_{opt}(x)-\varepsilon}}{\binom{N}{h_{opt}(x)}} \tag{23}$$

식 (22)에서, $\hat{P}_{\delta|\varepsilon,x}$는 $\hat{u}_t=x$이고, 타임 슬롯 t에서 실제로 채널로 보내진 패킷의 수가 ε 일 때, 채널로 보내진 패킷의 수가 δ 개라고 추정할 확률을 나타내며 식 (24), (25)와 같이 유도될 수 있다.

$$\begin{aligned}\hat{P}_{\delta|\varepsilon,x} &= \text{Prob. of (\# of erasures } j\in D_\delta|\varepsilon,x)\\ &= \sum_{j\in D_\delta}\text{Prob. of (\# of erasures } j|\varepsilon,x) \qquad (24)\\ &= \sum_{j\in D_\delta}\binom{n}{j}p_{h,\varepsilon}^{j}(1-p_{h,\varepsilon})^{n-j}\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}D_\delta = \{z|\min(1+\frac{\ln(1-z/n)}{\ln(1-p_h)},\\ h_{opt}(x))=\delta,\ z=0,1,2,\cdots,n\}\end{aligned} \tag{25}$$

그리고, 식 (22)에서, $T(\delta,x,y)=1$은 δ, x, y가 식 (21)를 만족하는 경우를 나타내고, $T(\delta,x,y)=0$은 만족하지 않는 경우를 나타낸다. 즉, $T(\delta,x,y)$은 다음의 식 (26)과 같다.

$$T(\delta,x,y)=\begin{cases}1, & \text{if } y-0.5\le x-\delta P_s(\delta)\\ & \quad +a(N-x+\delta P_s(\delta))<y+0.5\\ 0, & otherwise\end{cases} \tag{26}$$

제안된 상태 예측 방식을 이용한 최적 접속 제어 방식을 적용했을 때, 시스템 실제 상태가 u이고 추정 상태가 $\hat{u}$ 일 때의 처리율 $W(u,\hat{u})$는 다음과 식 (27)과 같이 주어진다.

$$W(u,\hat{u})=\sum_{\varepsilon=\max(0,h_{opt}(\hat{u})-N+u)}^{\min(h_{opt}(\hat{u}),u)}\varepsilon P_s(\varepsilon)f(\varepsilon|u,\hat{u}) \tag{27}$$

식 (27)에서, $f(\varepsilon|u,\hat{u})$는 시스템의 정상 상태가 u이고 추정 상태가 $\hat{u}$ 일 때 $h_{opt}(\hat{u})$ 개의 접속 권리가 모든 사용자에게 랜덤하게 배분되어 ε 개의 패킷이 채널로 보내어질 확률이며, 식 (23)에서 i 대신에 u를 대입하고 x 대신에 $\hat{u}$를 대입한 것과 같다.

식 (27)로부터, 상태 추정기로서 제안된 상태 예측 방식을 이용하고 최적 접속 제어 방식을 적용했을 때의 정상 상태 처리율 W를 식 (28)과 같이 구할 수 있다.

$$W=\sum_{u=0}^{N}\sum_{\hat{u}=0}^{N}W(u,\hat{u})\pi(u,\hat{u}) \tag{28}$$

식 (28)에서, $\pi(u,\hat{u})$ 정상 상태에서 추정치가 $\hat{u}$이고 실제로 B mode에 u 명의 사용자가 있을 확률을 나타내고, 식 (10), (11)과 같은 형태의 상태 방정식을 풀어서 구할 수 있다.

그림 5는 실제 상태가 u 일 때 추정 상태가 $\hat{u}$ 일 확률을 나타낸다. 거의 모든 확률 값이 실제 상태 u와 추정 상태 $\hat{u}$가 같거나 오차가 아주 작은 범위에서 분포되어 있으므로, 제안된 상태 예측 방식이 상태를 예측하기에 충분히 정확함을 알 수 있다.

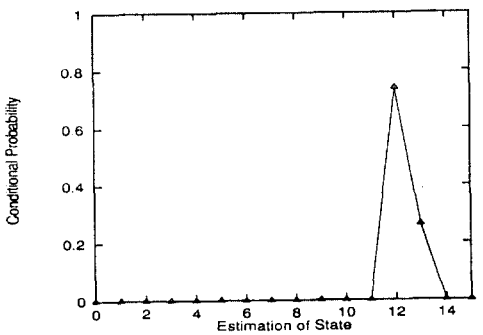

그림 5. 실제 상태가 u이고, 추정된 상태가 $\hat{u}$일 확률: $N=15$, $q=20$, $a=0.2$, $u=12$, (32,29) 리드-솔로몬 부호

Fig. 5 Conditional probability that the estimated state is $\hat{u}$ given that the actual state is u: $N=15$, $q=20$, $a=0.2$, $u=12$, (32,29) Reed-Solomon code

그림 6은 시스템의 상태를 완벽하게 알고 있을 때의 처리율과 제안된 상태 예측 방식을 사용했을 때의 처리율을 나타낸다. 이 그림에서 a가 큰 경우에는 처리율의 차이가 거의 없고, a가 작은 경우에 처리율

www.dbpia.co.kr

의 차이가 약간 있음을 볼 수 있다. 그 이유는 a가 작은 경우, 즉 B mode에 있는 사용자의 수가 작을 때에는 작은 추정 오차라도 접속 크기의 큰 변화를 야기하기 때문이다. 또 다른 이유는 식 (25)에서 a가 큰 경우 추정치 δ의 범위가 작아서 추정이 상대적으로 정확한 반면, a가 작은 경우에는 추정치 δ의 범위가 크므로 추정이 상대적으로 부정확하기 때문이다.

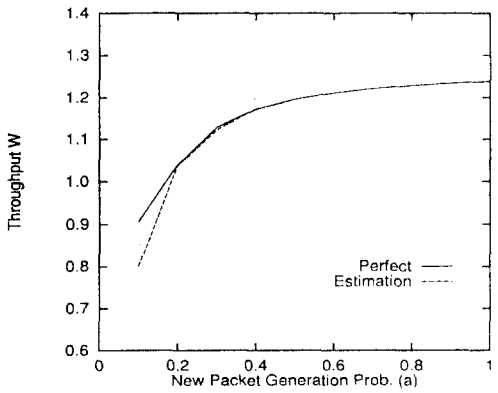

그림 6. 제안된 상태 예측 방식이 처리율에 미치는 영향 : $N=15$, $q=20$, (32,29) 리드-솔로몬 부호

Fig. 6 The effect of the proposed estimation algorithm in throughput: $N=15$, $q=20$, (32,29) Reed-Solomon code

VI. 결 론

본 논문에서는 주파수 도약 대역확산 다중 접속 통신 시스템에서의 적응형 접속 크기(적응형 URN) 제어 방식을 제안하였고, 기존의 적응형 재전송(적응형 ALOHA) 제어 방식을 적용한 시스템과 비교 분석하였다. 시스템의 처리율을 최대로 만드는 최적 접속 제어 방식을 도출하였고 정상 상태에서의 성능을 분석하였다. 제안된 적응형 접속 크기 제어 방식이 적응형 재전송 제어 방식보다 모든 영역에서 훨씬 큰 정상 상태 처리율을 얻을 수 있었고, 새 패킷 생성 확률이 작거나 큰 경우보다는 중간 정도의 경우에 더 큰 처리율 향상을 볼 수 있다. 적응형 재전송 제어 방식에 비해 평균 패킷 전송 지연 시간도 훨씬 줄일 수 있었으며, 평균 패킷 전송 지연 시간 관점에서 볼 때 새 패킷 생성 확률이 큰 경우에 훨씬 더 효과적임을 볼 수 있었다. 또한, 시스템의 상태를 예측할 수 있는 상태 예측 방식이 제안되었으며 제안된 상태 예측 방식을 적용했을 때의 정상 상태 분석을 하였다. 제안된 상태 예측 방식이 완벽한 상태 추정기와 거의 같은 성능을 나타낼 만큼 정확함을 알 수 있었다.

참 고 문 헌

1. N. Abramson, "The ALOHA system-another alternative for computer communications," in AFIPS Conf. Proc. 1970 Fall Joint Comput. Conf. vol. 37, pp. 281-285.
2. G. Fayolle, E. Gelenbe and J. Labetoulle, "Stability and optimal control of packet switching broadcast channel," J. Ass. Comput. Mach. vol. 24, pp. 375-386, July 1977.
3. Y. C. Jenq, "Optimal retransmission control policy for slotted ALOHA systems," IEEE trans. on Comm., vol. COM-29, pp. 891-895, June 1981.
4. L. Kleinrock and Y. Yemmi, "An optimal adaptive scheme for multiple access broadcast communication," Proc. ICC, pp. 7.2.1., 1978.
5. K. Mittal and A. Venetsanopoulos, "On the dynamic control of the URN scheme for multiple access broadcast communication systems," IEEE Trans. on Comm. pp. 962-970, July 1981.
6. A. M. Y. Bigloo, T. A. Gulliver, Q. Wang and V. K. Bhargava, "A robust rate-adaptive hybrid ARQ scheme for frequency-hopped spread-spectrum multiple-access communications systems," IEEE J. Select. Areas Comm. vol. 12, pp. 917-924, June 1994.
7. C. T. Ong and C. Leung, "Code diversity transmission in a slow-frequency-hopped spread spectrum multiple-access communication system," IEEE Trans. on Comm., vol. COM-43, pp. 2897-2899. Dec. 1995.
8. A. M. Y. Bigloo, T. A. Gulliver and V. K. Bhargava, "A slotted frequency-hopped multiple-access network with packet combining," IEEE J. Select. Areas Comm. vol. 14, pp. 1859-1865. Dec 1996.
9. R. E. Blahut, Thoery and Practice of Error Control Codes. Reading, MA : Addison-Wesley, 1983.
10. E. A. Geraniotis and M. B. Pursley, "Error probabilities for slow frequency-hopped spread spectrum multiple access communications over fading channel," IEEE Trans. on Comm., vol. COM-30. pp. 996-1009, May 1982.

www.dbpia.co.kr

11. A. Paupoulis, Probability, Random Variables, and Stochastic Processes. Reading. 3rd ed. NY : McGraw-Hill, 1991.
12. D. Raychaudhuri, "Performance analysis of random access packet switched code division multiple access system," IEEE Trans. on Comm., vol. COM-29, pp. 895-901, June 1981.
13. L. Kleinrock, Queueing Systems, Vol. I : Theory. New York : Wieley-Interscience, 1975.
14. L. P. Clare and J. E. Baker, "Distributed back-log-based control of frequency-hopped slotted ALOHA," IEEE MILCOM'91 Conf. Proc., pp. 20.3.1, 1991.

김 직 동(Jik Dong Kim) 정회원
1971년 6월 30일생
1993년 2월 : 한국과학기술원 전자공학과(공학사)
1995년 2월 : 한국과학기술원 전자공학과(공학석사)
1995년 3월 ~ 현재 : 한국과학기술원 전자공학과 박사과정
<연구분야> CDMA, 오류정정, 이동무선통신

김 상 우(Sang Wu Kim) 종신회원
1958년 5월 21일생
1981년 2월 : 연세대학교 전자공학과(공학사)
1983년 2월 : 한국과학기술원 전자공학과(공학석사)
1987년 5월 : Univ. of Michigan, 전자공학과(공학박사)
1996년 1월 ~ 1997년 1월 : California Institute of Technology, 전기공학과, 방문 부교수
1987년 6월 ~ 현재 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과, 부교수
<연구분야> CDMA, 오류정정, 이동무선통신

www.dbpia.co.kr