

論文96-33A-6-2

집중형 DS/SSMA 무선 패킷통신망을 위한 RA-T 대역확산 전송방식의 성능

(Performance of RA-T Spread-Spectrum Transmission Scheme for Centralized DS/SSMA Packet Radio Networks)

盧俊喆*, 金東仁**

(June Chul Roh and Dong In Kim)

요 약

RA-T 대역확산 전송방식은 헤더 전송시에만 경쟁모드로 동작하고 이어지는 데이터부분은 송신기마다 고유한 확산부호를 사용하여 충돌을 피한다. 중앙노드는, 전송된 패킷의 헤더를 제대로 수신하면, programmable 정합필터를 사용하여 데이터를 수신한다. 시스템의 처리율을 분석하기 위해 네트워크의 상태를 Markov chain 으로 모델하였고, 같은 부호채널을 집중할 때 발생하는 일차 MAI 외에도 다른 부호채널에 의한 이차 MAI 및 오류정정 부호등 물리계층의 영향과 제한된 중앙노드의 정합필터 수가 미치는 영향을 상태전이 확률 및 시스템의 처리율 계산에 포함시켰다. RA-T 대역확산 전송방식에서, 중앙노드가 한 패킷의 헤더를 수신하는 데에 실패했거나 유희한 데이터부분을 위한 정합필터가 없는 경우 계속 전송되어지는 데이터부분을 수신할 수 없게 된다. 송신기가 이 사실을 모르면 수신되지 않는 패킷을 계속 전송하여 채널에 불필요한 다원접속간섭을 증가시킬 것이다. 이를 해결하기 위해 중앙노드가 헤더수신 후 승인을 전송하는 방식을 제시한다. 처리율분석 결과, 종래의 송신기별 대역확산 전송방식과 비교할 때 이 RA-T 방식은 큰 성능저하 없이 중앙노드의 복잡도를 크게 감소시킬 수 있다.

Abstract

We address an issue of channel sharing among users by using a random assignment-transmitter-based (RA-T) spread-spectrum transmission scheme which permits the contention mode only in the transmission of a header while avoiding collision during the data packet transmission. Once the header being successfully received, the data packet is ready for reception by switching to one of programmable matched-filters. But the reception may be blocked due to limited number of matched-filters so that this effect is taken into account in our analysis. For realistic analysis, we integrate detection performance at the physical level with channel activity at the link level through a Markov chain model. We also consider an acknowledgement scheme to notify whether the header is correctly detected and the data packet can be processed continuously, which aims at reducing the interference caused unwanted data transmission. It is shown that receiver complexity can be greatly reduced by choosing a proper number of RA codes at the cost of only a little throughput degradation.

* 正會員, 韓國通信 硏究開發本部 無線通信硏究所
(Wireless Communications Laboratory, Korea
Telecom Research and Development Group)

** 正會員, 서울市立大學校 電子工學科

(Department of Electronics, Seoul City Univ.)

* 이 논문은 1995년도 한국학술진흥재단의 공모과제 연구비에 의하여 연구되었음.

接受日字: 1995年5月22日, 수정완료일: 1996年4月23日

I. 서론

많은 DS/SSMA (direct-sequence spread-spectrum multiple-access) 패킷 시스템은 패킷전송 중에 확산부호 (spreading code or signature sequence)를 변경할 수 있다. 확산부호의 선택에 따라 시스템의 처리율 (throughput)과 복잡도 (complexity)는 크게 영향을 받는다. 대역확산 전송방식 (spread-spectrum transmission scheme)이란 패킷 전송에 사용되는 확산부호의 선택을 결정하는 규칙을 말한다. 확산부호는 송신기에 따라, 목적하는 수신기에 따라, 전송시각에 따라, 메시지의 우선순위 등 여러 요소에 따라 선택될 수 있다. 몇몇 대역확산 전송방식들이 논의되어 왔지만, 그것들에 대한 세밀한 성능분석은 그리 많지 않다^{[11]-[13]}.

우리는 [4]에서 집중형 (centralized) SSMA 무선 패킷통신망을 위한 대역확산 전송방식으로 임의의 당 송신기 (RA-T, random assignment-transmitter-based) 대역확산 전송방식을 제안하였다. 'RA-T'란 명칭은 패킷의 헤더와 데이터부분을 전송하는데 사용되는 두 확산부호를 가리키는 것으로, 한 사용자 터미널이 중앙노드 (central node)에 패킷을 전송할 때 헤더는 N 개의 부호 중에서 임의로 하나를 선택하여 전송하고 데이터부분은 다른 부호들과 의사 직교특성을 갖는, 그 송신기에 배정된 고유한 확산부호를 사용하여 전송한다. RA-T 방식에서는 헤더검출의 성공여부가 시스템의 처리율을 주로 결정하기 때문에, [4]의 처리율 분석에서는 헤더를 전송하기 위해 할당된 유한한 확산부호의 수가 유발시키는 헤더 미니패킷 (minipacket)의 충돌사건이 처리율에 미치는 영향에 초점을 맞추었다. 이를 위해, 이상적인 무선채널을 가정하고 시스템의 처리이득 (processing gain)이 크고 상호상관 특성이 우수한 확산부호들을 사용한다고 가정하여 실제 대역확산 시스템에 존재하는 다원접속 간섭 (MAI, multiple-access interference)의 영향을 무시하였다.

RA-T 대역확산 전송방식에서, 다수의 사용자 터미널들이 헤더를 전송하기 위해 동일한 부호채널을 접속할 수 있으며, 이러한 사건은 모든 헤더들의 수신을 불가능하게 하는 충돌 (collision)을 유발시킨다. 이 과정에서 발생하는 MAI를 '일차 MAI'라 하기로 한다. 직

접시퀀스 대역확산 신호의 고해상도 (high time resolution) 특성으로 인해 캡처 (capture)가 허용되므로 DS/SSMA 시스템에서의 충돌사건은 협대역 신호 방식의 그것과는 다소 다르다^{[15], [16]}. 캡처현상은 동일한 확산부호로 변조된 둘 이상의 패킷들이 서로 시간적으로 겹치더라도 수신기가 그중 한 패킷을 영이 아닌 확률로 제대로 수신할 수 있는 수신기의 능력을 나타낸다. 일차 MAI와 구분되는 것으로, 동시에 다른 사용자들이 다른 확산부호를 사용하여 전송할 때 발생하는 MAI를 '이차 MAI'라 하기로 한다. DS/SSMA 시스템은 다원접속능력 (multiple access capability)을 갖고 있기 때문에, 이차 MAI의 증가는 비트오율을 높일 뿐 일차 MAI에 의한 충돌과 같이 심각하지는 않다.

우리는 처리율을 분석하기 위해 네트워크의 상태를 Markov chain으로 모델하였고, [7]과 [8]의 결과를 이용하여 비트간 의존성 (bit to bit dependence)을 고려한 미니패킷 성공확률의 근사치를 계산하였다. 일차 MAI에 의한 충돌사건과 제한된 중앙노드의 정합 필터 (matched filter)의 수외에도 미니패킷 성공확률을 Markov chain의 상태전이 확률에 포함시킴으로써, 정확하지는 않지만 근사적으로 이차 MAI 및 오류정정 부호 (error control coding)등 물리계층 (physical layer)의 영향을 고려하였다. 따라서, 본 논문이 제시하는 부호화율과 단위 대역폭으로 정규화된 시스템의 처리율은 물리계층과 중앙노드의 복잡도를 함께 고려한, RA-T 방식을 사용하는 시스템의 처리율을 나타내는 것이다.

RA-T 방식에서 중앙노드는 헤더에 담긴 송신기의 주소정보를 이용하여 데이터부분을 복조하기 때문에, 중앙노드가 한 패킷의 헤더를 수신하는 데에 실패하면 이어지는 데이터부분을 수신할 수 없게 된다. 패킷의 데이터부분을 수신할 수 없는 또 다른 원인은 중앙노드에 유틸의 programmable 정합필터가 없는 경우이다. 송신기가 이 사실을 모르면, 수신되지 않는 패킷을 계속 전송하여 불필요한 다원접속간섭만 증가시킬 것이다. 이를 해결하기 위해 중앙노드가 헤더수신 후 승인 (acknowledgment)을 전송하는 방식을 생각할 수 있다. 우리는 승인을 사용함으로써 승인이 없는 경우에 발생하는 수신되지 않는 패킷에 의한 MAI가 없어지기 때문에 큰 처리율의 개선을 예상할 수 있다.

II. 시스템 모델과 RA-T 대역확산 전송방식

중앙노드와 이를 접속하려는 K 개의 잠재적 사용자 터미널들 (potential user terminals)로 구성된 DS/SSMA 패킷 시스템을 고려한다. 패킷은 L 개의 미니패킷들로 구성되고, 한 미니패킷은 l 개의 부호화된 비트들로 이루어진다. 패킷의 첫번째 미니패킷은 송신기의 주소정보를 담고 있는 헤더를 포함한다. 앞으로 이를 헤더 미니패킷 (HMP, header minipacket)이라 하겠다. 실제적인 면에서, 미니패킷의 부호화 비트수 l 이 헤더의 그것보다 큰 경우 HMP는 헤더 뒤에 데이터정보를 포함할 수 있다. 이어지는 미니패킷들은 전송하고자 하는 데이터정보를 담고 있으며 앞으로 이를 데이터 미니패킷 (DMP, data minipacket)이라 하겠다. 시간축을 한 미니패킷의 전송시간과 동일한 길이의 슬롯 (slot)으로 나누어, 각 터미널은 전송할 패킷이 발생하면 다음 슬롯의 시작점에서 전송하기 시작하는 슬롯 시스템 (slotted system)을 고려한다.

중앙노드는 HMP들을 수신하여 각 HMP전송 부호 채널들을 관찰하기 위한 N 개의 수신기와 DMP를 수신하기 위한 M 개의 수신기로 구성되어 있다. 각 DMP 수신기는 programmable 정합필터로 구성되어 있어, 현재 슬롯동안 한 DMP를 수신하다가 다음 슬롯에서는 역확산 (despreading) 부호를 변경하여 다른 부호 채널에 전송된 DMP를 수신할 수 있다. 따라서, 중앙노드에 필요한 수신기의 수 $N+M < K$ 인 경우, RA-T 대역확산 전송방식을 사용하는 시스템은 송신기별 (transmitter-based) 대역확산 전송방식의 그것보다 중앙노드에 필요한 수신기의 수의 관점에서 복잡도가 낮다.

RA-T 대역확산 전송방식을 위해, 시스템의 모든 사용자 터미널들은 HMP를 전송할 때 N 개의 확산부호 $\{c_j^m\}_{j=1}^N$ 를 공유한다. 앞으로 이 확산부호들을 RA (random assignment) 부호라 한다. DMP를 전송할 때 사용할 송신기별 부호 c_k^s (아래첨자 k 는 k 번째 터미널을 나타냄)를 각 터미널에 부여한다. 중앙노드는 $\{c_j^m\}_{j=1}^N$ 와 $\{c_k^s\}_{k=1}^K$ 를 알고 있다. k 번째 터미널이 중앙노드에 패킷을 전송하는 절차를 통해 RA-T 대역확산 전송방식과 중앙노드의 동작을 보인다.

1. 중앙노드는 HMP전송을 위한 N 개의 RA부호 채널을 동시에 관찰한다.
2. 전송할 패킷이 발생한 k 번째 터미널은 같은 확률

$1/N$ 으로 RA부호 집합 $\{c_j^m\}_{j=1}^N$ 에서 임의로 한 확산부호를 선택하여 HMP를 전송하고, 이어서 DMP들을 자신의 송신기별 부호 c_k^s 로 변조하여 전송한다.

3. 중앙노드는 HMP에서 동기를 얻은 후 HMP를 복호하고, 그 안에 담긴 송신기 주소를 이용하여 유틸의 DMP 수신기의 정합필터를 c_k^s 로 정합시킨 후 계속되는 $L-1$ 개의 DMP들을 복호한다.

III. 미니패킷 성공확률

일반적으로, 무선 패킷통신망에서는 한 시점에 K 명의 잠재적 사용자들 중 일부만이 실제로 채널을 접속하고 있다. 또한 고려하는 슬롯 시스템에서는 슬롯의 경계에서 전송을 시작하고 종료하기 때문에, 한 슬롯동안 채널을 접속하는 사용자의 수 U 는 일정하다. 시스템내의 모든 터미널들은 대강 동기를 맞추어서 패킷전송을 시작하지만, 전송시작 시간의 차이와 전파지연의 차이로 인해 정확히 동기가 맞추어져서 중앙노드에 수신되는 것은 아니다. 첫번째 사용자와 각 간섭 사용자 (interfering users) 사이의 상대적인 위상 $\{\phi_k\}$ 와 지연 $\{\tau_k\}$ 는 각각 구간 $(0, 2\pi)$ 와 구간 $(0, T_b)$ 에 균일하게 분포하는 독립적인 확률변수 (random variable)들로 모델될 수 있다. T_b 는 비트구간 (bit duration)을 나타낸다. 위상 ϕ_k 와 지연 τ_k 는 패킷전송을 시작할 때 발생하는 확률변수로 대부분의 패킷 전송시간 동안에는 상수로 유지된다. 간섭 사용자들의 위상 $\{\phi_k\}$ 과 지연 $\{\tau_k\}$ 가 주어진 슬롯동안 상수들로 유지되기 때문에 한 비트구간 동안의 MAI는 이전 비트구간의 MAI와 상관되어 있다. 따라서, DS/SSMA 패킷전송 시스템에서 한 비트오류 사건은 이전 비트의 오류와 상관되어 있다 [7].

정확한 패킷의 성공확률을 구하는 것은 계산상으로 복잡하기 때문에, 경계 (bound)와 근사 (approximation)의 두 기법에 관심이 모아져 왔다. [7]은 비트 사이의 의존성을 고려하면서, MAI에 대한 개선된 가우스 근사화 (improved Gaussian approximation)를 사용하여 근사적인 패킷 성공확률을 구하였다. 그러나, 이 근사화는 정확한 근사치를 제공하지만 계산상으로 복잡한 단점이 있다. [8]은 [7]의 결과에 기초하여 일차와 이차 모멘트 (moment)만을 사용하여 계산상으로 상당히 간단하지만 여전히 정

확한 근사화 기법을 제시했다. 본 논문에서는 계산상으로 간단한 [8]의 기법에 따라 미니패킷의 성공확률을 구하기로 한다.

Coherent BPSK의 경우, 첫번째 사용자에게 정합된 상관수신기 (correlation receiver)의 판별변수 (decision statistic)는 다음과 같이 주어진다 [17].

$$Z_1 = G + \sum_{j=2}^U MAI_j, \quad (1)$$

여기서, Z_1 은 칩 구간 T_c 로 정규화하고 모든 사용자의 수신신호 $P=2$ 이다. MAI_j 는 j 번째 간섭 사용자가 첫번째 사용자에게 미치는 MAI를 나타낸다. Coherent BPSK의 비트오류 확률은 직렬한 가우스 가정하에 신호대 잡음비 (signal-to-noise ratio)를 변수로 하는 Q 함수로 계산될 수 있다. 여기서, $Q[x] = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^{\infty} e^{-t^2/2} dt$. 전체 MAI I (즉, $= \sum_{j=2}^U MAI_j$)를 분산이 ψ 인 Gaussian process로 가정하면, DS/SSMA 시스템에 대한 비트오류 확률은 다음과 같다.

$$p_e = Q\left[\frac{G}{\sqrt{\psi}}\right] \quad (2)$$

I 의 분산은 간섭 사용자들의 위상과 지연의 함수인 확률변수 $\mathcal{P}(\phi_2, \dots, \phi_U, \tau_2, \dots, \tau_U)$ 이다. t 개 이하의 오류를 정정할 수 있는 블록부호를 사용하는 경우, 미니패킷의 성공확률에 대한 정확한 근사는 다음과 같이 주어진다 [17].

$$P_e(L) = \mathbf{E}\left[g\left(Q\left[\frac{G}{\sqrt{\psi}}\right]; l, t\right)\right] = \int_0^{\infty} g\left(Q\left[\frac{G}{\sqrt{\psi}}\right]; l, t\right) f_{\mathcal{P}}(\psi) d\psi \quad (3)$$

여기서,

$$g(p_e; l, t) = \sum_{i=0}^l \binom{l}{i} p_e^i (1-p_e)^{l-i}. \quad (4)$$

[8]의 계산상으로 간단한 근사기법을 식 (3)에 적용하면 다음과 같은 근사화된 미니패킷 성공확률을 얻을 수 있다.

$$P_e(L) = \frac{2}{3} g\left(Q\left[\frac{G}{\sqrt{\mu}}\right]; l, t\right) + \frac{1}{6} g\left(Q\left[\frac{G}{\sqrt{\mu+\sqrt{3}\sigma}}\right]; l, t\right) + \frac{1}{6} g\left(Q\left[\frac{G}{\sqrt{\mu-\sqrt{3}\sigma}}\right]; l, t\right). \quad (5)$$

여기서, ψ 의 평균 μ 와 분산 σ^2 은 다음과 같이 주어진다.

$$\mu = \frac{(U-1)G}{3}. \quad (6)$$

$$\sigma^2 = (U-1) \left[G^2 \frac{23}{360} + (G-1) \left(\frac{1}{20} + \frac{U-2}{36} \right) \right]. \quad (7)$$

IV. 처리율 분석

RA-T 대역확산 전송방식을 사용하는 DS/SSMA 시스템의 처리율을 구하기 위해 이산 Markov chain 분석을 한다. 패킷길이가 고정된 경우에는 Markov chain의 상태의 수가 많아지기 때문에, 본 논문에서는 무기억 (memoryless) 특성으로 상태수가 적은 기하분포 (geometric distribution)를 취하는 가변 패킷길이의 경우만을 고려한다. 즉,

$$\Pr\{L=k\} = q(1-q)^{k-1}, \quad k=1, 2, \dots \quad (8)$$

이때 L 의 평균 $L=1/q$ 이다. 한 사용자 터미널이 슬롯 $t-1$ 에서 휴지상태에 있거나 전송중인 패킷의 마지막 DMP를 전송하고 있다면, 그 터미널은 다음 슬롯 t 의 시작점에서 확률 p 로 새로운 패킷을 발생시키고 즉시 전송을 시작한다고 가정한다. 본 장의 처리율 분석에서는 패킷 시스템에서 사용되는 승인과 재전송을 고려하지 않는다.

패킷전송을 시작한 사용자 터미널은 HMP의 성공여부에 무관하게 나머지 $L-1$ DMP들을 계속 전송한다. 중앙노드는 HMP를 제대로 수신하면, 여분의 DMP 정합필터가 있는 한 중앙노드의 동작과정에 따라 그 패킷의 전송이 완료될 때까지 DMP열을 복호한다. 이때 모든 DMP 정합필터들이 동작 중이어서 여분이 없으면 HMP를 제대로 수신했다더라도 계속 전송되는 DMP들을 수신하지 못한다.

중앙노드가 HMP를 성공적으로 수신하는 사건은 다음 두 과정으로 모델할 수 있다. 첫째, 주어진 슬롯에서 동일한 RA부호 채널에 둘 이상의 터미널들이 HMP를 전송하는 경우, 중앙노드는 이 모든 HMP들을 제대로 수신할 수 없다고 가정하여 일차 MAI의 영향을 모델한다. 캡처를 고려하는 경우에는 일차 MAI에 의해 충돌이 발생하더라도 그중 한 HMP를 영이 아닌 확률로 수신할 수 있지만, 본 논문에서는 캡처현상을 포함시키지 않기로 한다. 둘째, 이차 MAI에 의한 비트오류의 수가 시스템의 오류정정 능력 t 를 넘지 않아야 한다. 따라서, 전송한 HMP가 성공적으로 복호되기 위해서는 선택된 RA부호에 다른 터미널들이 HMP를 전송하지 않아야 되고, 간섭 사용자들에 의한 비트오류의 수가 t 이하이어야 한다.

시스템내의 각 터미널의 동작은 다음의 네 상태를 갖는 유한 Markov chain으로 표현될 수 있다. HMP

전송상태 (H), 수신되는 DMP 전송상태 (D^S), 수신되지 않는 DMP 전송상태 (D^F), 휴지상태 (I). 한 터미널이 전송한 패킷의 HMP가 중앙노드에서 제대로 수신되지 않았거나 성공적으로 수신되었으나 중앙노드에 유희의 DMP 정합필터가 없는 경우, 그 터미널은 수신되지 않는 DMP를 전송하게 된다 (즉, 상태 D^F에 있다).

전체 네트워크의 동작도 각 터미널의 경우와 같이 유한 Markov chain에 의해 표현될 수 있다. 네트워크 내의 K개의 터미널들이 각기 동일하고 독립적으로 (identical, independently) 동작하고 터미널의 수가 유한하기 때문에 네개의 터미널 상태중 세상태에 있는 터미널들의 수로 네트워크의 상태를 표현할 수 있다. 즉, 슬롯 t 동안 네트워크의 상태 z_t = <h_t, d_t^S, d_t^F>로 정의한다. h_t, d_t^S 와 d_t^F는 각각 H, D^S, D^F에 있는 터미널들의 수를 나타낸다. z_t의 상태공간 (state space) Z = {<n₁, n₂, n₃> : n₁ ≥ 0, 0 ≤ n₂ ≤ M, n₃ ≥ 0, and n₁ + n₂ + n₃ ≤ K} (9)

이고 상태의 수

$$|Z| = \zeta(K) - \zeta(K - M - 1) . \quad (10)$$

여기서, $\zeta(x) = \frac{1}{6}x^3 + x^2 + \frac{1}{6}x + 1$.

한 상태 z_{t-1} = <h_{t-1}, d_{t-1}^S, d_{t-1}^F>에서 특정 상태 z_t = <h_t, d_t^S, d_t^F>로의 천이확률을 P(z_{t-1}, z_t)라 하자. 즉,

$$P(z_{t-1}, z_t) = \Pr\{z_t = \langle h_t, d_t^S, d_t^F \rangle \mid z_{t-1} = \langle h_{t-1}, d_{t-1}^S, d_{t-1}^F \rangle\} . \quad (11)$$

우선 천이확률을 구하기 위한 조건부로서, 상태 H에 있던 h_{t-1}개의 터미널들 중에서 i개 터미널들이, 상태 D^S에 있던 d_{t-1}^S 중에서 j개가, 그리고 상태 D^F에 있던 d_{t-1}^F 중에서 k개가 각각 패킷전송을 마치고 슬롯 t의 시작점에서 상태 I로 변환되는 사건을 생각하자. 우리는 이 사건을 C_{i,j,k}라 정의한다. 정규화된 패킷의 길이가 식 (8)과 같이 기하분포를 갖기 때문에,

$$\begin{aligned} \Pr\{C_{i,j,k}\} &= b(i; h_{t-1}, q) b(j; d_{t-1}^S, q) b(k; d_{t-1}^F, q) \\ &= \binom{h_{t-1}}{i} \binom{d_{t-1}^S}{j} \binom{d_{t-1}^F}{k} q^{i+j+k} (1-q)^{h_{t-1} + d_{t-1}^S + d_{t-1}^F - i - j - k} . \end{aligned} \quad (12)$$

여기서, $b(k; n, p) = \binom{n}{k} p^k (1-p)^{n-k}$ 이다. 사건 C_{i,j,k}가 발생했다는 조건하에서 천이확률을 구하기로 한다. 즉,

$$P(z_{t-1}, z_t) = \sum_{i=0}^{h_{t-1}} \sum_{j=0}^{d_{t-1}^S} \sum_{k=0}^{d_{t-1}^F} \Pr\{C_{i,j,k}\} \Pr\{\bar{\gamma} \mid C_{i,j,k}\} , \quad (13)$$

여기서, $\bar{\gamma}$ 는 상태 z_{t-1}에서 상태 z_t로 천이가 발생하는 사건이다.

슬롯 t의 시작점에서 K_H = h_{t-1} - i개의 터미널들이 상태 H에 있게 되고, K_I = K - (h_{t-1} + d_{t-1}^S + d_{t-1}^F) + (i + j + k) 개의 터미널이 상태 I에 있게 된다. 상태 z_{t-1}에서 상태 z_t로 천이가 발생하기 위해서는 i) K_I개 중에서 h_t개가 슬롯 t에서 HMP들을 전송해야 하고 ii) K_H개 중에서 s = d_t^S - (d_{t-1}^S - j)개가 상태 D^S로 변해야 하고 f = d_t^F - (d_{t-1}^F - k)개가 상태 D^F로 변환되어야 한다. 슬롯 t에서, K_H 터미널들은 두 상태 D^S, D^F 중에 한 상태로 반드시 변환되기 때문에

$$K_H = s + f . \quad (14)$$

또는 h_t + d_t^S + d_t^F = d_{t-1}^S + d_{t-1}^F + i + j + k .

앞의 i)과 ii)는 독립적인 사건이기 때문에 두 사건이 동시에 발생할 확률은 각각의 곱이 된다. 사건 i)이 발생할 확률은 b(h_t; K_I, p)로 쉽게 얻어진다. 사건 ii)가 발생할 확률을 구하기 위해, F₁(n; h_{t-1}, K_H, R_t)를 h_{t-1}와 K_H가 주어지고 중앙노드에 R_t개의 DMP 정합필터가 슬롯 t 동안 유희한 조건에서 K_H 중에서 n개의 터미널들이 상태 D^S로 변할 확률 (사건 ii)가 일어날 확률)이라 정의하자. 우리는 앞의 조건들로부터 R_t = M - (d_{t-1}^S - j)임을 알 수 있다.

확률 F₁(n; h_{t-1}, K_H, R_t)를 구하기 위해, 우선 R_t ≥ K_H인 경우를 생각해 보자. 이 경우 K_H개중 한 터미널이 상태 D^F로 변할 유일한 조건은 전송한 HMP가 제대로 수신되지 않는 것이다. 즉, 중앙노드에 유희의 DMP 정합필터가 없어서 상태 D^F로 변환되는 경우는 없다. 이 경우에 대한 확률 F₁(n; h_{t-1}, K_H, R_t)를 F₁(n; h_{t-1}, K_H)라 하면 부록 A의 유도과정을 통해 다음과 같이 주어진다.

$$\begin{aligned} F_1(n; h_{t-1}, K_H) &= \left(\frac{1}{N}\right)^{h_{t-1}} \sum_{x=n}^{K_H} \left\{ \binom{K_H}{x} \binom{N}{x} x! b(n; x, P_s^H) \right. \\ &\quad \cdot \sum_{y=0}^{K_H-x} (-1)^y \binom{K_H-x}{y} \binom{N-x}{y} y! (N-x-y)^{h_{t-1}-x-y} \left. \right\} . \end{aligned} \quad (15)$$

여기서, n은 0 ≤ n ≤ K_H를 취할 수 있다. P_s^H는 충돌을 일으키는 일차 MAI가 없고 이차 MAI를 유발하는 (h_{t-1} + d_{t-1}^S + d_{t-1}^F - 1)개의 간섭 사용자들이 동시에 미니패킷을 전송하는 경우에 대한 헤더 미니패킷의 성공

확률이다. 임의시퀀스 (random sequence) 가정하에서 식 (5)의 근사를 적용하기로 한다.

$$P_s^{H'} \approx \hat{P}_s(h_{t-1} + d_{t-1}^S + d_{t-1}^F) \quad (16)$$

$R_t < K_H$ 일 때, HMP가 성공적으로 수신되었다라도 유티의 수신기가 없어서 상태 D^F 로 변환되는 경우가 발생할 수 있다. 식 (15)를 이용하여 확률 $F_1(n; h_{t-1}, K_H, R_t)$ 를 쉽게 구할 수 있으며 다음과 같이 주어진다.

$$F_1(n; h_{t-1}, K_H, R_t) = \begin{cases} F_1(n; h_{t-1}, K_H) & , n < R_t \\ \sum_{m=0}^{K_H} F_1(m; h_{t-1}, K_H) & , n = R_t \end{cases} \quad (17)$$

여기서, n 는 $0 \leq n \leq \min(K_H, R_t)$ 를 취할 수 있다.

앞의 결과들을 이용하면 상태전이 확률은 다음과 같다.

$$P(z_{t-1}, z_t) = \sum_{(i,j,k) \in \Psi(z_{t-1}, z_t)} \Pr(C_{t-1,t}) b(h; K_H, R) F_1(s; h_{t-1}, K_H, R_t) \quad (18)$$

여기서,

$$\Psi(z_{t-1}, z_t) = \{(i, j, k) : 0 \leq i \leq h_{t-1}, 0 \leq j \leq d_{t-1}^S, 0 \leq k \leq d_{t-1}^F, \text{ and } K_H = s + f\}.$$

Markov chain의 전이행렬 (transition matrix)을 $P = [P(z_{t-1}, z_t) : z_{t-1}, z_t \in Z]$ 로 나타낼 때 우리는 정상분포 $\{\pi(z) : z \in Z\}$ 를 다음의 해를 풀어 구한다.

$$\pi = \pi P, \quad \sum_{z \in Z} \pi(z) = 1. \quad (19)$$

여기서, $\pi = [\pi(z) : z \in Z]$ 인 행벡터 (row vector)이다.

위에 의해 구한 정상분포 $\{\pi(z)\}$ 를 이용하여, RA-T 대역확산 전송방식을 사용하는 DS/SSMA 무선 패킷 통신망의 처리율을 구할 수 있다. 처리율을 [3]과 같이 슬롯 당 수신되고 있는 미니패킷들의 수에 대한 평균치로 정의한다. 시스템이 정상상태 $z = \langle h, d^S, d^F \rangle$ 에 있을 때, h 개 HMP 중에서 전체 패킷이 중앙노드에서 수신되는 경우에 해당하는 HMP들과 d^S 개의 DMP 중 시스템의 오류정정 능력 t 이하의 오류가 발생한 DMP들만이 실제 정보전송에 기여하고 있다고 할 수 있다. 전송중인 h 개 중 실제 정보전송에 기여하는 HMP의 수에 대한 평균을 $\beta_h(z)$ 라 정의한다. 즉, 정보 전송에 기여하는 HMP의 수를 확률변수 V 라 하면

$$\beta_h(z) = \mathbf{E}\{V\}. \quad (20)$$

여기서, $\mathbf{E}\{\cdot\}$ 는 평균 (expectation)을 의미한다. 확률변수 I 와 J 를 각각 이전 상태 H와 D^S 에서 휴지상태로 변하는 터미널의 수라하고, $\{I=i, J=j\}$ 를 조건부 사건으로 하면 식 (20)을 다음과 같이 쓸 수 있다.

$$\begin{aligned} \beta_h(z) &= \mathbf{E}_{I,J}\{ \mathbf{E}_V\{V | I=i, J=j\} \} \\ &= \sum_{i=0}^h \sum_{j=0}^{d^S} p_{I,J}(i, j) \sum_{v=0}^h v p_V(v | I=i, J=j). \end{aligned} \quad (21)$$

패킷의 길이가 식 (8)과 같은 기하분포를 갖기 때문에 결합확률밀도함수 $p_{I,J}(i, j)$ 는 $b(i; h, q) b(j; d^S, q)$ 로 주어지며, 조건부 확률밀도함수 $p_V(v | I=i, J=j)$ 는 부록 B의 유도과정을 통해 다음과 같이 주어진다.

$$p_V(v | I=i, J=j) = \sum_{(n,m) \in \mathcal{Q}(v)} F_2(n, m; h, K_H, R). \quad (22)$$

여기서, $K_H = h - i$, $R = M - (d^S - j)$, $\mathcal{Q}(v) = \{(n, m) : n \geq 0, m \geq 0, \text{ and } n + m = v\}$ 이고,

$$F_2(n, m; h, K_H, R) = \begin{cases} F_2(n, m; h, K_H) & , n < \min(K_H, R) \\ \sum_{n'=\min(K_H, R)}^{K_H} F_2(n', m; h, K_H) & , n = \min(K_H, R) \end{cases} \quad (23)$$

확률 $F_2(n, m; h, K_H)$ 는 K_H 터미널들과 i 터미널들 중에서 각각 n 개와 m 개가 성공적으로 각각의 HMP를 전송할 확률로서 부록 B의 유도를 통해 다음과 같이 얻어진다.

$$\begin{aligned} F_2(n, m; h, K_H) &= \left(\frac{1}{N}\right)^h \sum_{x=0}^{K_H} \sum_{y=0}^{N-x} \left\{ \binom{K_H}{x} \binom{N}{y} x! \binom{N-x}{y} y! b(n, x; P_s^{H'}) \right. \\ &\quad \cdot b(m, y; P_s^{D^S}) \left. (-1)^{h-x-y} \binom{h-x}{z} \binom{N-x-y}{z} z! (N-x-y-z)^{h-x-y-z} \right\}. \end{aligned} \quad (24)$$

여기서, $P_s^{H'}$ 는 $\hat{P}_s(h + d^S + d^F)$ 로 근사화할 수 있다. 위 식들을 식 (21)에 대입하면,

$$\begin{aligned} \beta_h(z) &= \sum_{i=0}^h \sum_{j=0}^{d^S} b(i; h, q) b(j; d^S, q) \sum_{n=0}^{K_H} \sum_{m=0}^t (n+m) F_2(n, m; h, K_H, R). \end{aligned} \quad (25)$$

다음으로 d^S 개 중에서 미니패킷 수신과정을 통해 성공적으로 수신될 수 있는 DMP의 수를 $\beta_d(z)$ 라 정의하면,

$$\beta_d(z) = d^S P_s^{D^S} \quad (26)$$

라 할 수 있다. 여기서, $P_s^{D^S}$ 는 $\hat{P}_s(h + d^S + d^F)$ 로 근사화할 수 있다.

HMP와 DMP에 사용하는 오류정정 부호와 DS/SSMA를 사용하여 증가한 대역폭을 고려하여 정

규화된 조건부 처리율 $\beta(z)$ 를 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$\beta(z) = \frac{1}{G} [r_h \beta_h(z) + r_d \beta_d(z)] \quad (27)$$

여기서, r_h 와 r_d 는 각각 HMP와 DMP에 사용한 오류정정 부호의 부호화율 (code rate)을 나타낸다. 우리는 식 (27)에서 블록 오류정정 부호의 오류정정 능력 t 와 부호화율 r (r_h 또는 r_d) 사이의 관계를 지우기 위해 블록 오류정정 부호 성능의 Varsharmov-Gilbert lower bound^{19), 110)}를 사용하였다.

$$r \geq 1 - H\left(\frac{d_{min}-2}{t}\right) \quad (28)$$

여기서, $H(x) = -x \log_2 x - (1-x) \log_2 (1-x)$ 이고 $d_{min} \geq 2t+1$. 식 (25)를 모든 상태공간에서 대하여 평균을 취하여 정규화된 시스템 처리율

$$\beta = \sum_{z \in Z} \beta(z) \pi(z). \quad (29)$$

V. HMP 승인을 사용하는 RA-T 대역확산 전송방식

RA-T 전송방식에서 수신되지 않는 DMP 전송으로 발생될 수 있는 불필요한 이차 MAI를 감소시키기 위해 중앙노드가 HMP를 수신한 후 승인을 전송하는 방식을 생각할 수 있다. 송신기는 HMP전송 후 중앙노드로부터의 승인을 기다린다. 승인이 수신되면 패킷전송을 계속하고, 수신되지 않으면 중앙노드가 데이터부분을 수신할 수 없는 상태라고 생각하여 데이터부분 전송을 중단하고 확률 p 로 다음 슬롯에서 재전송을 시도한다. 재전송 확률을 휴지상태에서의 전송확률 p 와 동일하게 설정한 이유는 터미널의 상태에 재전송 상태를 따로 두지 않고 휴지상태에 포함시킴으로써 분석을 용이하게 하기 위함이다. 이러한 모델은 휴지상태에서 새로 발생된 트래픽과 접속실패 후 재전송되는 트래픽을 합성한 트래픽 모델이라 할 수 있다. 본 장의 처리율 분석에서는 승인을 전송하는 데에 사용하는 채널 (feedback channel)은 이상적이라 가정하고, 승인에 소요되는 처리지연과 승인에 따른 시스템의 처리율손실을 무시한다.

HMP 승인을 사용하는 RA-T 대역확산 전송방식의 경우, V장의 터미널 상태에서 수신되지 않는 DMP 전송상태 (D^F)가 없어지게 된다. 즉, 시스템내의 각 터미

널의 동작은 다음의 세 상태를 갖는 유한 Markov chain으로 표현될 수 있다. HMP 전송상태 (H), DMP 전송상태 (D), 휴지상태 (I). 앞장에서와 같이 전체 네트워크의 동작도 역시 유한 Markov chain에 의해 표현될 수 있다. 슬롯 t 동안 네트워크의 상태 $z_t = \langle h_t, d_t \rangle$ 로 정의한다. h_t 와 d_t 는 각각 터미널 상태 H와 D에 있는 터미널들의 수를 나타낸다. z_t 의 상태공간

$$Z = \{ \langle n_1, n_2 \rangle : n_1 \geq 0, 0 \leq n_2 \leq M, \text{ and } n_1 + n_2 \leq K \} \quad (30)$$

이고, 상태의 수

$$|Z| = \frac{1}{2} (M+1)(2K+2-M). \quad (31)$$

상태전이 확률

$$P(z_{t+1}, z_t) = \Pr\{z_{t+1} = \langle h_t, d_t \rangle \mid z_t = \langle h_{t-1}, d_{t-1} \rangle\} \quad (32)$$

이라 하면, V장에서와 유사한 유도과정을 통해 다음과 같이 주어진다.

$$P(z_{t+1}, z_t) = \sum_{i=0}^{h_{t-1}} \sum_{j=0}^{d_{t-1}} \Pr\{C_{i,j}\} b(h_i; K_H, p) F(s; h_{t-1}, K_H, R) \quad (33)$$

여기서,

$\Pr\{C_{i,j}\} = b(i; h_{t-1}, q) b(j; d_{t-1}, q)$, $K_H = h_{t-1} - i$, $K_I = K - (h_{t-1} + d_{t-1}) + (i + j)$, $R_I = M - (d_{t-1} - j)$ 이다. 확률 $F(s; h_{t-1}, K_H, R_I)$ 는 식 (17)과 동일하나, HMP 성공확률을 나타내는 식 (16)은 본 장의 경우에는 $h_{t-1} + d_{t-1}$ 개의 사용자들이 동시에 채널을 접속하고 있으므로 $P_s^H \approx \hat{P}_s(h_{t-1} + d_{t-1})$ 로 바뀌어져야 한다.

식 (33)을 이용하여 Markov chain의 전이행렬 P 를 구하고, 식 (19)의 해를 구함으로써 정상분포 $\{\pi(z) : z \in Z\}$ 를 구한다. 시스템이 정상상태에서 $z = \langle h, d \rangle$ 에 있을 때, 전송중인 h 개의 HMP들 중 실제 정보전송에 기여하는 HMP의 수를 $\beta_h(z)$ 는 식 (25)와 같다. 이를 다시 쓰면,

$$\beta_h(z) = \sum_{i=0}^h \sum_{j=0}^d b(i; h, q) b(j; d, q) \sum_{n=0}^{K_H} \sum_{m=0}^{K_I} (n+m) F_2(n, m; h, K_H, R).$$

여기서, 확률 $F_2(n, m; h, K_H, R)$ 은 식 (23)과 동일하나 식 (24)에서 $P_s^H \approx \hat{P}_s(h+d)$ 이고 $R = M - (d-j)$ 이다. 또한, d 개 중에서 오류정정 과정을 통해 성공적으로 수신될 수 있는 DMP의 수 $\beta_d(z) = d P_s^D$ 로 주어진다. 여기서, $P_s^D \approx \hat{P}_s(h+d)$ 로 근사화한다. 정규화된 정규화된 시스템 처리율은 식 (27), (29)를 통해서 구할 수 있다.

VI. 수치적 결과

우리는 수치적 분석을 통하여, 적절한 HMP를 전송하기 위한 RA부호의 수 N 과 DMP 수신을 위한 정합필터의 수 M 을 구한다. HMP 송인을 사용하지 않는 경우에는 K 가 증가됨에 따라 계산량이 급격히 증가하기 때문에 터미널 수가 비교적 적은 $K=12$ 인 경우에 대한 결과만을 제시한다. 수치계산을 위해, 각 미니패킷은 $l=100$ 부호화된 비트들로 구성되고, 평균 패킷길이 $\bar{L}=10$ (minipackets/packet)으로 패킷의 길이가 평균적으로 1000 (bits/packet)인 경우를 고려한다. 그림 1에 처리이득 $G=11$ 이고 오류정정능력 t 가 주어졌을 때, 동시에 채널을 접속하고 있는 사용자 수 U 에 따른 미니패킷의 성공확률 $\hat{P}_s(U)$ 를 보였다.

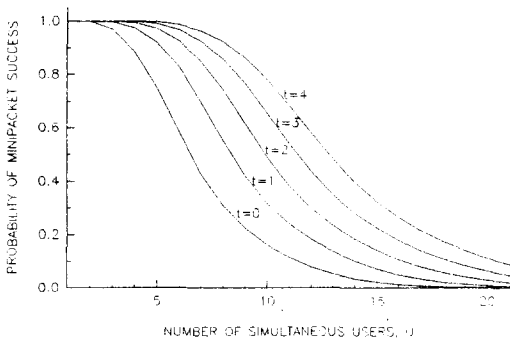


그림 1. 블록부호를 갖는 DS/SSMA의 미니패킷 성공 확률 $\hat{P}_s(U)$

Fig. 1. Probability of minipacket success $\hat{P}_s(U)$ for DS/SSMA with block codes ($G=11$, $l=100$).

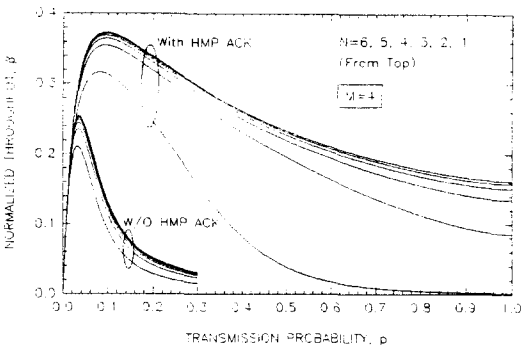


그림 2. RA-T 전송방식을 사용하는 DS/SSMA 네트워크의 정규화된 처리율 β

Fig. 2. Normalized throughput β of the DS/SSMA network using RA-T transmission scheme ($G=7$, $K=12$).

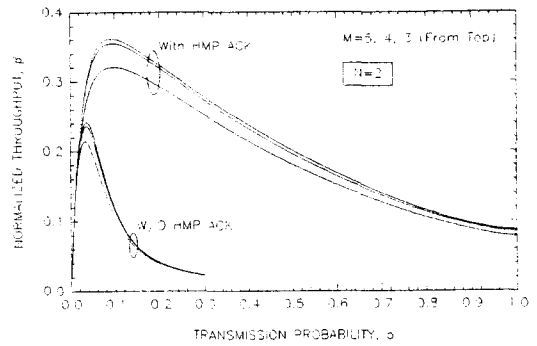


그림 3. RA-T 전송방식을 사용하는 DS/SSMA 네트워크의 정규화된 처리율 β

Fig. 3. Normalized throughput β of the DS/SSMA network using RA-T transmission scheme ($G=7$, $K=12$).

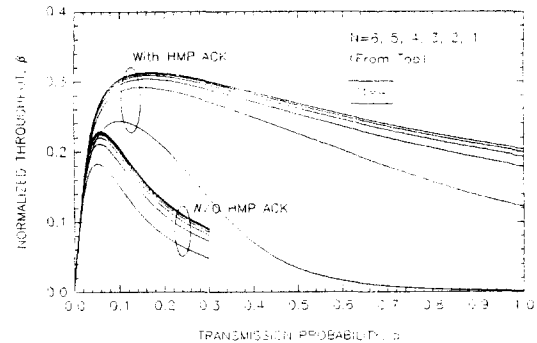


그림 4. RA-T 전송방식을 사용하는 DS/SSMA 네트워크의 정규화된 처리율 β

Fig. 4. Normalized throughput β of the DS/SSMA network using RA-T transmission scheme ($G=11$, $K=12$).

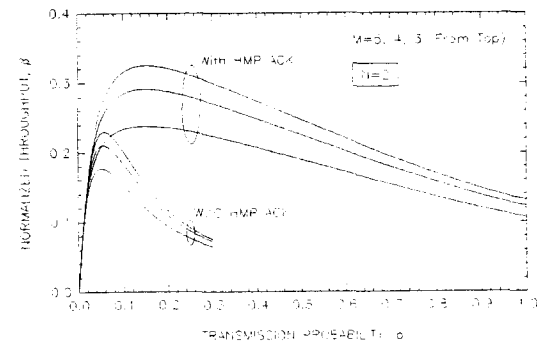


그림 5. RA-T 전송방식을 사용하는 DS/SSMA 네트워크의 정규화된 처리율 β

Fig. 5. Normalized throughput β of the DS/SSMA network using RA-T transmission scheme ($G=11$, $K=12$).

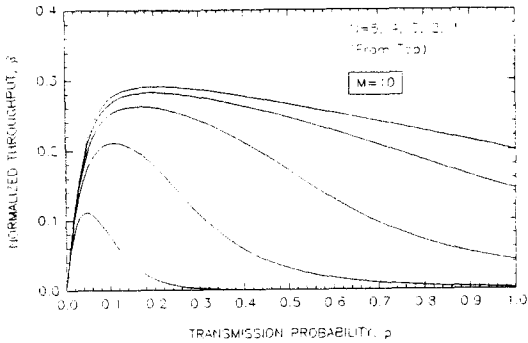


그림 6. HMP 승인을 갖는 RA-T 전송방식을 사용하는 DS/SSMA 네트워크의 정규화된 처리율 β
 Fig. 6. Normalized throughput β of the DS/SSMA network using RA-T transmission scheme with HMP acknowledgement ($G=31, K=25$).

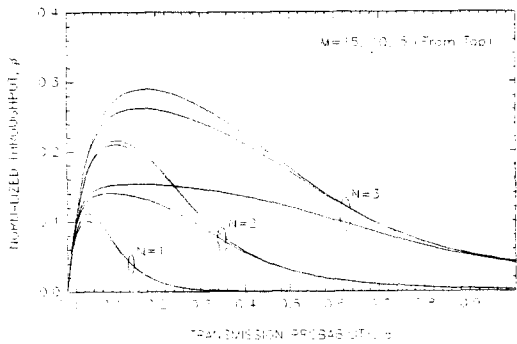


그림 7. HMP 승인을 갖는 RA-T 전송방식을 사용하는 DS/SSMA 네트워크의 정규화된 처리율 β
 Fig. 7. Normalized throughput β of the DS/SSMA network using RA-T transmission scheme with HMP acknowledgement ($G=31, K=25$).

그림 2와 3은 $K=12, G=7, t=1$ 인 경우에 여러 N 과 M 에 대한 RA-T 시스템의 정규화된 처리율 β 를 보여 준다. HMP 승인을 적용하는 경우, 불필요한 DMP에 의한 이차 MAI를 제거함으로써 처리율이 상당히 개선됨을 할 수 있다. 두 그림에서 주목할 점은 N 과 M 을 변화시켰을 때 최대 처리율의 변화는 HMP 승인을 적용한 경우와 그렇지 않은 두 경우 모두 다음과 같은 유사한 양상을 보인다는 점이다. 첫째, M 을 4로 고정하고 N 을 6까지 증가시켰을 때 N 이 증가함에 따라 점차 성능개선이 둔화되고, $N=2$ 일 때 대부분의 성능이득을 얻을 수 있음을 알 수 있

다. 여기서 우리는 $N=2$ 로 선택하여 대부분의 성능개선 효과를 얻으면서도 시스템의 복잡도를 줄일 수 있겠다. 두번째로, N 을 2로 고정하고 M 을 3에서 5까지 증가시켰을 때 $M=4$ 에서 위와 같은 성능개선 둔화현상을 볼 수 있다. 따라서, 이 경우에 적절한 시스템 변수는 $N=2, M=4$ 이다. 사용자의 수와 동일한 수의 정합필터가 요구되는 기존의 CDMA 방식과 비교할 때 이 경우는 단지 $N+M=6$ 개만 필요하므로 수신기의 복잡도를 반으로 줄인 셈이다.

그림 4와 5는 $G=11$ 이고 다른 변수들은 위와 동일한 경우에서의 β 를 보여준다. 여기서, N 이 증가됨에 따른 처리율의 변화는 $G=7$ 인 경우와 비슷하나, M 에 따른 β 의 변화는 다소 다름을 알 수 있다. 즉, $G=11$ 일 때는 M 의 증가에 따른 처리율의 개선의 둔화현상이 $G=7$ 인 경우와 같이 급격하지 않다. 이는 처리이득이 증가될수록 이차 MAI의 영향이 감소하기 때문이다. 이차 MAI의 영향이 큰 경우 DMP 수신을 의한 정합필터의 수를 증가시켰더라도 채널을 접속하는 사용자 수의 평균치가 증가되고 따라서 이차 MAI의 영향이 커지기 때문에 처리율이 둔화된다.

그림 6과 7에 $K=25, G=31$ 이고 다른 변수들은 앞과 동일한 경우에 HMP 승인을 사용하는 RA-T 시스템의 처리율 성능을 보인다. 이 경우에 $N=3, M=10$ 으로 설정하면 단지 13개의 정합필터가 중앙노드 수신기에 필요하다.

VII. 결 론

DS/SSMA 방식을 사용하는 집중형 무선 패킷통신망에 적용 가능한 대역확산 전송방식으로서 RA-T 전송방식을 고려하였다. 이 전송방식에서 헤더는 수개의 RA 부호채널 중에서 임의로 선택된 한 채널에 전송되고, 데이터부분은 다른 패킷들과 충돌이 발생하지 않는 부호채널에 전송된다. Programmable 정합필터들로 데이터부분을 수신하기 위한 수신기가 구성된 중앙노드는 헤더를 복조한 후 그 정합필터들 중 하나로 스위치하여 패킷을 수신한다.

물리계층의 영향을 고려한 Markov chain 모델 분석결과, 제한된 RA 부호가 시스템의 처리율에 미치는 영향은 앞서 연구한 결과 [4]와 유사하였다. 처리이득 G 가 이차 MAI를 무시할 수 있을 만큼 커서 $U=1, 2, \dots$ 에 대해 $P_s(U)=1$ 이라 가정하고 $M=K$

인 경우, 이 본문에 의한 처리율 성능은 [4]의 결과와 동일함을 확인할 수 있었다¹⁾. 이는 간접적이지만 본 논문의 성능분석 과정에 대한 타당성을 입증하는 것이다.

또한, 우리는 데이터부분을 수신하기 위한 정합필터의 수 M 이 처리율에 미치는 영향을 보였다. 이차 MAI의 영향이 큰 상황에서는 N 의 경우와 유사한 처리율 개선의 둔화현상이 나타났다. 이것은 처리이득이 적고 채널을 접속하는 사용자들의 평균치가 큰 시스템과 같이 이차 MAI의 영향이 큰 상황에서는 정합필터의 수가 많더라도 성능개선에는 별 기여를 하지 못함을 의미한다. 이러한 시스템에서 RA-T 전송방식을 사용하면, 비교적 적은 수의 정합필터를 사용하여 중앙노드의 복잡도를 낮추면서도 대부분의 처리율 성능을 얻을 수 있다.

사용자 터미널이 헤더를 전송한 후, 중앙노드의 승인에 따라 이후의 패킷전송 여부를 결정하는 HMP 승인을 갖는 RA-T 전송방식은 수신되지 않는 패킷들에 의한 불필요한 간섭을 없애주기 때문에 승인을 사용하지 않는 경우에 비해 큰 처리율 성능을 제공한다. 결과에 의하면 RA 부호의 수와 DMP를 수신하기 위한 정합필터의 수에 따른 최대 처리율의 변화 양상은 HMP 승인의 사용여부에 무관함을 알 수 있었다.

부록 A

식 (15) $F_1(n; h_{t-1}, K_H)$ 의 유도

슬롯 $t-1$ 동안 h_{t-1} 개의 터미널들이 HMP를 전송했고 그중 K_H 개는 다음 슬롯동안 DMP를 전송한다. 이러한 상황에서, K_H 개 중에서 n 개만이 HMP를 성공적으로 전송할 확률을 $F_1(n; h_{t-1}, K_H)$ 라 정의하였다. 이 확률을 구하기 위한 조건부로서, K_H 개 중에서 i) $x \geq n$ 터미널들이 각각 서로 다른 RA 부호채널로 HMP를 전송하여 서로간에 일차 MAI (충돌)가 없고 ii) 나머지 $K_H - x$ 개의 터미널들이 전송한 HMP들은 서로 충돌했다고 가정하자. 그리고 iii) 서로 일차 MAI가 없는 x 개 중에서 n 개만이 이차 MAI가 있는 채널에서 성공적으로 HMP를 전송하는 경우를 생각할 수 있다. 이러한 사건을 사건 A_x 라 하면 사건 $A_n, A_{n-1}, \dots, A_{K_H}$ 들은 구하고자 하는 확률

$F_1(n; h_{t-1}, K_H)$ 에 해당하는 mutually exclusive한 사건들이다. 따라서,

$$\begin{aligned} F_1(n; h_{t-1}, K_H) &= \Pr \left\{ \bigcup_{x=n}^{K_H} A_x \right\} \\ &= \sum_{x=n}^{K_H} \Pr \{A_x\}. \end{aligned} \quad (34)$$

주어진 x 에 대한 사건 A_x 가 발생할 확률을 계산하여야 한다. 첫째, i)를 만족하면서 x 개 터미널들에 RA 부호채널을 할당하는 방법은 $\binom{K_H}{x} x!$ 가지이다. 다음으로, $K_H - x$ 개 터미널들에 대한 ii)를 만족하는 RA 부호채널 할당의 경우의 수 N_0 는 principle inclusion-exclusion을 사용하여 다음과 같이 계산할 수 있다. $K_H - x$ 터미널들 중 임의의 y 개가 다른 HMP들과 충돌이 발생하지 않게 RA 부호채널이 할당되고 $h_{t-1} - x - y$ 터미널들은 $N - x - y$ 부호채널에 임의로 할당된다고 가정하자. 이러한 채널할당의 경우의 수는 $\binom{K_H - x}{y} \binom{N - x}{y} y! (N - x - y)^{h_{t-1} - x - y}$ 로 주어진다. Principle inclusion exclusion^[11]을 사용하여 우리는 다음과 같이 표현되는 N_0 를 구할 수 있다.

$$N_0 = \sum_{y=0}^{K_H - x} (-1)^y \binom{K_H - x}{y} \binom{N - x}{y} y! (N - x - y)^{h_{t-1} - x - y} \quad (35)$$

그리고, iii)에 대한 확률은 $b(n; x, P_s^H)$ 이고, 모든 채널 할당의 경우의 수는 $N^{h_{t-1}}$ 이므로

$$\Pr \{A_x\} = \left(\frac{1}{N}\right)^{h_{t-1}} \binom{K_H}{x} \binom{N}{x} x! b(n; x, P_s^H) N_0 \quad (36)$$

식 (36)을 (34)에 대입하면 식 (15)가 얻어진다.

부록 B

식 (22) $p_t(v|I=i, J=j)$ 의 유도

이전 상태 H와 D^S에서 휴지상태로 변하는 터미널의 수 i 와 j 가 주어졌을 때, h 터미널들은 계속해서 DMP들을 전송할 $K_H = h - i$ 터미널들과 $L=1$ 이어서 HMP만으로 패킷전송을 마치는 i 터미널들로 양분되고, $R = M - (d^S - j)$ 개의 DMP 수신기들이 유효하다. 우선, $R \geq K_H$ 인 경우를 생각해 보자. 확률 $F_2(n, m; h, K_H)$ 를 K_H 터미널들 중 n 개가 그리고 i 터미널들 중 m 개가 성공적으로 각각의 HMP들을 전송할 확률이라 하자. 이 확률을 구하기 위해 K_H 터미널들 중 $x \geq n$ 개가 충돌없이 각각의 HMP를 전송하고

1) 결과에 제시되지는 않았음.

x 개 중 n 개만이 오류정정능력 t 이하의 비트오류로 HMP를 전송하고, 동시에 i 터미널들 중 $y \geq m$ 개가 충돌없이 각각의 HMP를 전송하고 x 개 중 n 개만이 오류정정능력 t 이하의 비트오류로 HMP를 전송하는 사건 $A_{x,y}$ 를 고려하자.

$\{A_{x,y} : n \leq x \leq K_H \text{ and } m \leq y \leq i\}$ 는 mutually exclusive 하므로

$$F_2(n, m; h, K_H) = \sum_{x=n}^{K_H} \sum_{y=m}^i \Pr(A_{x,y}), \quad (37)$$

주어진 사건 $A_{x,y}$ 에 대한 경우의 수를 계산하기 위해, x 와 y 터미널들에게 서로 다른 RA 부호채널을 할당하고, 나머지 $N-x-y$ 부호채널은 $h-x-y$ 터미널들 사이에 서로 충돌이 발생하도록 할당한다. 첫째, 서로 다른 부호채널의 할당은 $\binom{K_H}{x} \binom{M}{x} x! \binom{i}{y} \binom{N-x}{y} y!$ 가지이다. 다음으로, 충돌을 유발하는 할당의 경우의 수는 principle inclusion exclusion을 사용하여 다음과 같이 구해진다.

$$N_0 = \sum_{z=0}^x \sum_{z'=0}^y (-1)^z \binom{h-x-y}{z} \binom{N-x-y}{z'} z! (N-x-y-z)^{h-x-y-z} \quad (38)$$

x 터미널들 중 임의의 n 개가 그리고 y 터미널들 중 임의의 m 개가 각각의 HMP를 성공적으로 전송할 확률은 각각 $b(n; x, P_s^H)$ 와 $b(m; y, P_s^H)$ 이다. 위의 각 사건들은 서로 독립적이고, 모든 부호채널할당의 경우의 수는 N^h 이므로

$$\Pr(A_{x,y}) = \left(\frac{1}{N}\right)^h \binom{K_H}{x} \binom{M}{x} x! \binom{i}{y} \binom{N-x}{y} y! b(n; x, P_s^H) b(m; y, P_s^H) N_0. \quad (39)$$

식 (39)를 (37)에 대입하면 식 (24)를 얻을 수 있다.

$R < K_H$ 인 경우에는 HMP를 성공적으로 수신하였다 하더라도 유티의 DMP 수신기가 없으므로 인해 뒤어 어지는 DMP들을 수신할 수 없는 경우를 고려하여야 한다. 이 경우, 식 (34)의 확률은 식 (23)과 같이 표현될 수 있는 $F_2(n, m; h, K_H, R)$ 로 바뀌어져야 한다. 위의 결과들에 의해 $n+m=v, n \geq 0$ 이고 $m \geq 0$ 를 만족하는 모든 (n, m) 에 대한 확률 $F_2(n, m; h, K_H, R)$ 을 합함으로써 식 (22)의 $p_i(v|I=i, J=j)$ 를 얻을 수 있다.

참 고 문 헌

[1] M. B. Pursley, "The role of spread spectrum in packet radio networks," *Proc. IEEE*, vol.

75, pp. 116-134, Jan. 1987.

[2] B. M. Leiner, D. L. Nielson, and F. A. Tobagi, "Issues in packet radio network design," *Proc. IEEE*, vol. 75, pp. 6-20, Jan. 1987.

[3] E. S. Sousa and J. A. Silvester, "Spreading code protocols for distributed spread-spectrum packet radio networks," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 36, pp. 272-281, Mar. 1988.

[4] 노준철, 김동인, "중앙집중 대역확산 패킷라디오 네트워크를 위한 임의할당-송신기 프로토콜", 한국통신학회 논문지, 제19권, 4호, pp. 729-739, 1994년 4월

[5] D. Davis and S. A. Gronemeyer, "Performance of slotted ALOHA random access with delay capture and randomized time of arrival," *IEEE Trans. Commun.*, vol. COM-28, pp. 703-710, May 1980.

[6] M. Soroushnejad and E. Geranios, "Probability of capture and rejection of primary multiple-access interference in spread-spectrum networks," *IEEE Trans. Commun.*, vol. COM-39, pp. 986-994, June 1991.

[7] R. K. Morrow and J. S. Lehnert, "Bit-to-bit dependence in slotted DS/SSMA packet system with random signature sequences," *IEEE Trans. Commun.*, vol. COM-37, pp. 1052-1061, Oct. 1989.

[8] J. M. Holtzman, "A simple, accurate method to calculate spread-spectrum multiple-access error probabilities," *IEEE Trans. Commun.*, vol. COM-40, pp. 461-464, March 1992.

[9] R. K. Morrow and J. S. Lehnert, "Packet throughput in slotted ALOHA DS/SSMA radio systems with random signatures," *IEEE Trans. Commun.*, vol. COM-40, pp. 1223-1230, July 1992.

[10] W. W. Peterson and E. J. Weldon, *Error Correcting Codes*. Cambridge, MA: M.I.T. Press, 1972.

[11] M. Hall, Jr., *Combinatorial Theory*, 2nd Ed., New York: John Wiley & Sons, 1986.

저 자 소 개



盧俊喆(正會員)

1972년 1월 10일생. 1993년 2월 서울시립대학교 전자공학과 졸업. 1995년 2월 서울시립대학교 대학원 전자공학과 공학석사. 1995년 2월 ~ 현재 한국통신 연구개발본부 무선통신연구소 전임연구

원. 주관심분야는 통신 및 코딩이론, 대역확산통신, 셀룰라 CDMA, 개인휴대통신(PCS), 무선 패킷시스템 등임

金東仁(正會員)

1958년 11월 5일생. 현재 서울시립대학교 전자공학과 조교수 재직 중. 주관심분야는 통신 및 코딩이론, 패킷동기, 무선 이동체 기술, 대역확산 패킷라디오 네트워크, 셀룰라 CDMA 및 위성통신 시스템 등임