論文 94-19-4-16

중앙집중 대역확산 패킷라디오 네트워크를 위한 임의할당-송신기 프로토콜

正會員 盧 俊 喆* 正會員 金 東 仁*

Random Assignment-Transmitter-Based Protocol for Centralized Spread-Spectrum Packet Radio Networks

June-Chul Roh*, Dong-In Kim* *Regular Members*

要 約

중앙집중 대역확산 패킷라디오 네트워크를 위한 다원접속 방식으로 임의할당-송신기 프로토콜을 새로이 제안한다. 제안하는 임의할당-송신기 프로토콜은 프리앰블 전송시만 경쟁모드로 동작하고, 데이타부분은 의사 직교특성을 갖는 송신기별 확산코드를 사용한다. 종래의 송신기별 프로토콜과 비교할때, 임의할당-송신기 프로토콜은 프리앰블 전송을 위해 적은 수의 확산코드를 사용하는 경우 중앙수신기의 복잡도를 크게 줄일 수 있다. 이론적인 처리율 분석과 시뮬레이션 결과를 통해 단지 2~3개의 확산코드를 사용하여 프리앰블을 전송하는 경우에 성능이득의 대부분을 얻을 수 있었다.

ABSTRACT

In a centralized spread-spectrum packet radio network, a random assignment-transmitter-based spreading code protocol(RA-T) is proposed which permits the contention mode only in the transmission of a preamble while avoiding collision during the data packet transmission by assigning near-orthogonal spreading codes to each user. Compared to the conventional transmitter-based code scheme, this scheme allows reduction in receiver complexity when only a small number of distinct spreading codes are employed for the preamble transmission. Throughout theoretical and simulation results, it is shown that the use of the RA-T scheme with just two or three distinct codes for the preamble packet achieves most of the performance gain.

I. 서 론

협대역 신호방식을 사용하는 패킷라디오 시스템의 경우에는 통신채널이 하나이므로 동시에 둘 이상의 패킷이 전송되는 경우 전송된 모든 패킷은 올바로 수신되지 못한다(ALOHA 가정) [1, 2]. 반면 대역확산 패킷라디오 시스템은 대역확산 통신기법(SSMA, spread-spectrum multiple-access) [3-6]의 고유한

*서울市立大學校 電子工學科
Dept. of Electronics Engineering Seoul City University
論文番號 : 93252
接受日字 : 1993年 12月 22日

다원접속능력(multiple-access capability)으로 인해 여러 사용자가 동시에 채널을 접속할 수 있다. 다중접속간섭(MAI, multiple access interference)의 영향이 적을 때, SSMA의 각 확산코드는 일종의 통신채널로 간주될 수 있다. SSMA의 신호 분별 능력은 확산코드에 의해 제공되므로 SSMA에는 다수의 "코드채널"이 존재한다고 생각할 수 있겠다. 임의접속(random access) 방식으로 SSMA의 코드채널을 접속하는 패킷라디오 시스템에 ALOHA 가정을 적용하면, 동시에 둘 이상의 패킷이 동일 코드채널을 통해 전송되는 경우가 패킷충돌 사건(collision event)이 된다.

E. S. Sousa는 분산망 대역확산 패킷라디오 네트워크를 위한 확산코드 프로토콜(spreading code protocols)로서 단일코드-송신기 프로토콜(C-T, common-transmitter-based protocol)과 수신기-송신기 프로토콜(R-T, receiver-transmitter-based protocol)을 제안하였다 [7]. 이 프로토콜들은 패킷의 일부분인 프리앰블(preamble)만을 경쟁상태로 전송하도록 함으로써 처리율(throughput)을 향상시킬 수 있었다. 즉, 패킷의 데이타부분을 터미널마다 고유한 송신기별 코드(transmitter-based code)를 사용하여 전송하고 프리앰블을 C-T 경우에는 단일코드로, R-T 경우에는 수신기별코드(receiver-based code)로 전송하여 패킷의 대부분을 차지하는 데이타부분에서는 패킷충돌이 발생하지 않게 하였다. C-T에 비해 R-T는 프리앰블에서 발생하는 충돌 가능성을 좀더 줄여서 높은 처리율을 얻을 수 있다. 본 논문에서 고려하고자 하는 중앙집중망에서는 터미널들로 부터 전송되는 모든 패킷은 중앙수신기를 목적지로 하므로 C-T와 R-T는 동일한 프로토콜이 된다.

새로이 제안하는 임의할당-송신기 프로토콜은 프리앰블 전송에 사용하는 확산코드(임의할당코드)의 수 N을 2이상으로 증가하여 프리앰블 전송시에만 존재하는 패킷충돌 가능성을 감소시킨다. 이 임의할당-송신기 프로토콜은 N=1인 경우 Sousa의 C-T(또는 R-T)가 된다. 중앙집중 패킷라디오 시스템에서 송신기별 프로토콜(transmitter-based protocol)을 사용하는 경우, 패킷의 충돌 가능성은 없으나 중앙수신기에서 사용자의 수 K만큼의 상관기(correlator)를 필요로 한다. 반면에, 임의할당-송신기 프로토콜은 제공되는 트래픽의 양(offered load) 정도의, 즉, 사용자의 수보다 훨씬 적은 수의 programmable 상관기를 사용함으로써 중앙수신기에서 요구되는 상관기의 수를 크게 줄일 수 있다. 또한, 임의할당 코드의 수를 증가시키는 경우 패킷의 충돌 가능성을 줄여 채널의 효율을 향상시킬 수 있다.

기존의 송신기별 프로토콜 및 단일코드-송신기 프로토콜과 임의할당-송신기 프로토콜 사이의 종합적인 상호 비교를 위해 표1에 중요한 사항들을 요약한다.

표 1. 각 다원접속방식 간의 비교.

Table 1. Comparisons of Multiple Access Schemes.

		송신기별 프로토콜(T)	단일코드-송신기 프로토콜(C-T)	임의할당-송신기 프로토콜(RA-T)
패킷 전송 방식	프리앰블	송신기별 코드	단일코드	임의할당 코드
	데이타 부분		송신기별 코드	송신기별 코드
시스템에서 필요한 코드 수		K	$1+K$	$N+K$ $(1<N<<K)$
시스템의 복잡도		중앙수신기에 K개의 상관기 필요	Programmable 상관기를 사용하여 중앙수신기의 복잡도를 줄일 수 있음	
패킷충돌 가능성		없음	프리앰블에서만 존재	프리앰블에서의 충돌 가능성이 C-T보다 적음
장점		충돌 가능성이 없음	Hybrid방식으로 인한 충돌 가능성 감소	프리앰블에서의 충돌 가능성을 크게 줄임
단점		중앙수신기가 복잡함	프리앰블에서의 충돌 가능성이 큼	임의할당 코드 전략에 따른 송신기의 부담 증가

본 논문의 구성은 Ⅱ장에서 패킷의 구조를 포함한 중앙집중망 대역확산 패킷라디오 시스템의 모델 및 기본적인 가정에 관해 기술하고 Ⅲ장에서는 임의할당-송신기 프로토콜의 동작을 설명한다. Ⅳ장에서 Markov chain 모델을 사용하여 제안하는 임의할당-송신기 프로토콜과, 비교하고자 하는 송신기별 프로토콜의 처리율을 이론적으로 분석한다. Ⅴ장은 임의할당-송신기 프로토콜의 처리율-지연시간 관계를 분석하기 위한 시뮬레이션 모델에 대해 기술하였으며 Ⅵ장의 처리율 분석 결과와 Ⅴ장의 시뮬레이션에 의해 처리율-지연시간 관계를 보이고 이를 분석한다. 마지막 Ⅶ장은 결론으로 이 논문을 끝맺는다.

Ⅱ. 시스템 모델

중앙수신기와 이 중앙수신기를 접속하려는 K개의

터미널들로 구성된 대역확산 패킷라디오 시스템을 고려한다. 중앙수신기는 순방향 링크(중앙수신기에서 터미널 방향의 링크)를 통하여 동기메시지를 전송하고 모든 시스템의 터미널들이 이 동기신호에 맞추어 동작한다고 가정한다. 또한 고려하는 시스템은 프리앰블과 동일한 길이의 슬롯(slot) 단위로 동작한다(minislotted system). 즉, 시간축을 슬롯으로 나누어 각 터미널은 전송할 패킷이 발생하는 경우 다음 슬롯의 시작점에서 패킷을 전송한다.

패킷의 구조는 그림1과 같이 프리앰블과 데이타부분으로 구성되고 프리앰블에는 송신기의 주소정보를 담고 있다. 프리앰블의 전송시간으로 정규화한 패킷의 길이는 정수값 L이라 가정한다. 이 가정과 슬롯동작 가정에 의해 패킷은 슬롯의 시작점에서 전송을 시작하고 슬롯의 끝점에서 전송을 종료한다.

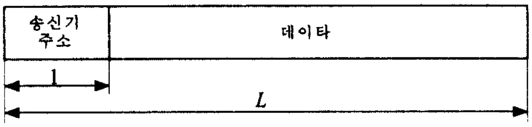


그림 1. 패킷의 구조.
Fig. 1. Structure of packet.

임의할당-송신기 프로토콜의 경우 중앙수신기는 각 임의할당 코드채널을 관찰하기 위한 N개의 상관기와 각 패킷의 데이타부분을 복조하기 위한 수개의 programmable 상관기로 구성된 상관기군을 가지고 있다. 데이타부분 수신을 위한 programmable 상관기의 수는 패킷발생의 통계적 특성에 따라 결정되어야 하며, 평균적으로 한 슬롯 동안 발생하는 패킷의 수(offered load)정도나 그 보다 큰 수면 적당할 것이다. 일반적인 데이타 통신망의 간헐적인 패킷발생 특성을 고려하면 필요한 programmable 상관기의 수는 시스템의 터미널의 수 K보다 훨씬 적다.

패킷충돌은 ALOHA의 가정을 따른다. 즉, 주소정보를 지니고 있는 프리앰블의 수신시, 한 슬롯에서 동일한 코드채널을 사용하는 패킷의 수가 둘 이상이면 그 코드채널을 통해 전송된 모든 패킷은 손실된다. 일단, 프리앰블이 손실없이 수신되면 시스템의 처리이득(processing gain)이 충분히 커서 송신기별 코드로 전송되는 패킷의 나머지 데이타부분도 성공적으로 수신된다고 가정한다[7]. 동일한 확산코드를 선택한 두개 이상의 터미널에 의해 전송된 인접한 패킷신호들간에 충분한 시간 차가 존재하는 경우 광대역 신호의 고해상도 특성을 이용하면 캡쳐(capture)가 허용된다[9]. 이러한 캡쳐를 고려하지 않았으므로 프리앰블의 수신에 대한 위의 가정은 캡쳐를 고려한 시스템보다 다소 열악하다. 반면, 데이타부분의 수신에 대한 가정은 실제 광대역 통신에서 존재하는 다중접속간섭의 영향을 무시하였으므로 실제보다 다소 우월하다.

Ⅲ. 임의할당-송신기 프로토콜

A. 송신기별 프로토콜

먼저, 비교하고자 하는 송신기별 프로토콜에 대하여 기술하기로 한다. 이 프로토콜은 터미널마다 고유한 대역확산코드(송신기별 코드)를 각 터미널에 부여한다. i번째 터미널이 전송할 패킷이 발생했다면 그 터미널의 송신기별 코드 c_i^t를 사용하여 변조한 후 전송한다. 다중접속간섭이 무시될 수 있을 만큼 처리이득이 크고, 서로 직교한 코드들로 송신기별 확산코드를 구성하는 경우 상이한 터미널들에서 전송된 패킷신호들은 서로 다른 코드채널에 존재하므로 패킷충돌이 발생하지 않는다[8].

B. 임의할당-송신기 프로토콜

제안하는 임의할당-송신기 프로토콜은 i번째 터미널에 프리앰블 전송에 사용할 N개의 임의할당 코드 $\{c_j^{ra}\}_{j=1}^{N}$와 데이타부분 전송에 사용할 송신기별 코드 c_i^t를 부여한다. 중앙수신기는 $\{c_j^{ra}\}_{j=1}^{N}$와 $\{c_i^t\}_{i=1}^{K}$를 알고 있다. i번째 터미널의 중앙수신기에 패킷을 전송하는 절차를 통해 임의할당-송신기 프로토콜의 동작을 보인다.

1. 중앙수신기는 N개의 임의할당 코드 $\{c_j^{ra}\}_{j=1}^{N}$를 동시에 관찰한다.
2. i번째 터미널은 같은 확률로 임의할당 코드집합 $\{c_j^{ra}\}_{j=1}^{N}$에서 임의로 한 대역확산코드를 선택하여 프리앰블을 전송하고, 이어서 데이타부분을 c_i^t을 통해 전송한다.
3. 중앙수신기는 임의할당 코드들을 관찰하여 전송된 패킷의 송신기 주소를 확인한 후, 이 송신기 주소를 이용하여 i번째 터미널의 송신기별 확산 코드 c_i^t를 선택하고 데이타부분을 복조한다.

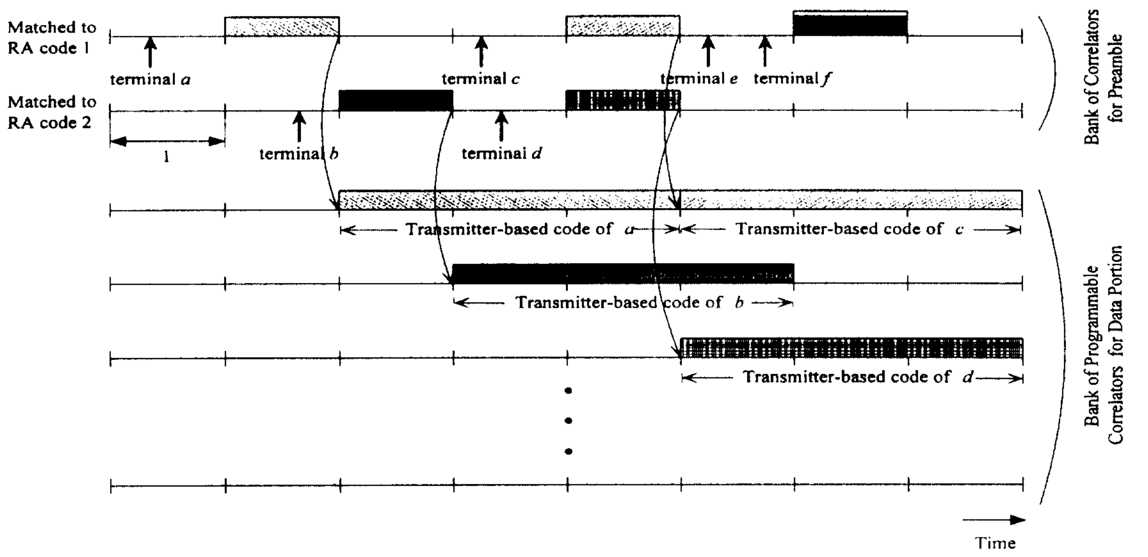


그림 2. 임의할당-송신기 프로토콜에서 중앙수신기의 동작 ($L=4$, $N=2$).

Fig. 1. Operation of the central receiver with RA-T ($L=4$, $N=2$).

임의할당-송신기 프로토콜 동작의 구체적인 예로서 그림 2에 임의할당 코드의 수 $N=2$일 때 중앙수신기의 동작을 설명하고 있다. 수직방향의 화살표들은 각각에 해당되는 임의할당 코드채널을 접속하여 전송하고자 하는 패킷의 발생시간을 나타낸다. 패킷의 발생하면 다음 슬롯의 시작점에서 부터 전송을 시작한다 (전파지연 시간은 무시된다). 중앙수신기는 특정 임의할당 코드채널을 접속하여 프리앰블을 전송하는 터미널의 수가 하나일 때 데이타부분 수신을 위한 programmable 상관기를 통하여 나머지 데이타부분을 수신한다(a, b, c, d 터미널의 경우). 반면에, 한 임의할당 코드채널을 통해 프리앰블을 전송하는 터미널의 수가 둘 이상일 때 패킷은 계속 전송되고 있으나, 중앙수신기는 이를 수신하지 못한다(e, f 터미널의 경우).

Ⅳ. 처리율 분석

동일한 대역확산 코드채널을 접속함으로써 발생하게 되는 패킷충돌이 시스템의 처리율에 미치는 영향에 촛점을 맞추기 위해, 이상적인 무선채널 환경을 가정하고, 시스템의 처리이득이 크며 상호상관 특성이 우수한 코드들로 대역확산 코드집합을 형성하여 다중접속간섭의 영향이 무시될 수 있다고 가정한다. 또한, 패킷 무선시스템에서 실제 사용되는 acknowledgment와 재전송의 영향은 무시된다. 그리고 임의할당 송신기 프로토콜의 경우 데이타부분 수신을 위한 programmable 상관기의 수가 적은 경우 발생할 수 있는 접속실패(blocking)의 영향을 무시한다.

임의할당-송신기 프로토콜의 처리율을 패킷간의 충돌이 없는 송신기별 프로토콜과 비교한다. 각 프로토콜에 적합한 Markov chain 모델을 분석함으로써 시스템의 동작을 알 수 있다. 패킷길이가 고정될 경우 Markov chain 모델의 상태의 수가 많아진다. 따라서, 본 논문에서는 무기억(memoryless) 특성으로 인해 상태의 수가 적은 기하분포(geometric distribution)의 패킷길이를 갖는 경우만을 고려한다. 패킷길이 L의 분포는

$$P[L=k]=(1-q)q^{k-1} \quad ,k=1, 2, \cdots \tag{1}$$

이고, 평균 패킷길이는 $\bar{L}=1/(1-q)$ slots이다.

한 터미널이 $t-1$ 슬롯에서 휴지상태(idle state)에 있거나 마지막 미니패킷(minipacket)을 전송하고 있다면, 그 터미널은 다음 t슬롯에서 p의 확률로 새로운 패킷을 발생시키고 즉시 전송한다고 가정한다.

A. 송신기별 프로토콜

터미널마다 고유한 대역확산코드로 부호화하여 패킷을 전송하는 송신기별 프로토콜은 동시에 전송되는 패킷간에 충돌이 발생하지 않기 때문에 최대의 처리율을 얻을 수 있다. 시스템의 모든 터미널들이 동일하다고 가정하면 기하분포의 무기억 특성에 의해 각 슬롯에서 전송중인 터미널의 수만으로 충분히 시스템의 상태를 표현할 수 있다. t슬롯에서 전송중인 터미널의 수를 $n(t)$라하면, $n(t)$는 $0 \leq n(t) \leq K$의 정수값을 갖는 확률변수(random variable)이다. 여기서, K는 시스템에서 터미널의 수이다. 이러한 정의에 의해 $n(t)$는 정상 천이확률(stationary transition probability)를 갖는 Markov chain을 형성하고 시스템의 상태를 표현한다. 이 모델의 상태의 수는 $K+1$이다. 이때 각 터미널은 두 상태 즉, 휴지상태 또는 전송상태 중 한 상태에 있게 된다.

m상태에서 n상태로의 천이확률(transition probability)을 $p_{m,n}$라 하자. 즉,

$$p_{m,n} = \mathrm{P}[n(t)=n \mid n(t-1)=m] \quad ,m,n=0,1\cdots,K. \quad (2)$$

$t-1$ 슬롯에서 i개의 터미널이 패킷의 마지막 미니패킷을 전송하고 있다는 조건에서 천이확률을 접근한다. 이러한 조건에서 $K'=K-(m-i)$개의 터미널들이 t슬롯의 시작점에서 확률 p로 패킷을 전송할 것이다. n상태로 천이가 발생하기 위해서는 $n'=n-(m-i)$개의 터미널들이 t슬롯에서 패킷을 전송해야 한다. 따라서, $g(i)$를 전송상태에 있는 m개의 터미널들 중에서 i개의 터미널이 t슬롯의 시작점에서 휴지상태로 변할 확률이라 하고, $\mathcal{J}_{mn}$을 $m \rightarrow n$ 상태천이가 일어나는 사건이라 하면 천이확률은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} p_{m,n} &= \sum_{i=0}^{m} g(i) \cdot \mathrm{P}\{\mathcal{J}_{m,n} \mid i\} \\ &= \sum_{i=0}^{m} \left\{ \binom{m}{i} (1-q)^i q^{m-i} \cdot \binom{K'}{n'} p^{n'} (1-p)^{K'-n'} \right\} \end{aligned} \quad (3)$$

여기서, $g(i)=\binom{m}{i}(1-q)^i q^{m-i}$.
식(3)에 K'과 n'을 대입하면,

$$\begin{aligned} p_{m,n} = \sum_{i=0}^{m} \Big\{ \binom{m}{i} (1-q)^i q^{m-i} \cdot \binom{K-m+i}{n-m+i} p^{n-m+i} \\ (1-p)^{K-n} \Big\}. \end{aligned} \quad (4)$$

고정된 시스템 사용자의 경우 $n(t)$는 제한된 상태공간(state space)을 갖고 또한 irreducible하므로 정상 분포백터(stationary distribution vector) $\pi^t = [\pi_0\ \pi_1 \cdots \pi_K]$가 존재하고 [10], 이 π^t는 다음 식(5)의 연립방정식을 풀어 구할 수 있다.

$$\pi^t = \pi^t \mathbf{P}, \qquad \sum_{n=0}^{K} \pi_n = 1. \quad (5)$$

여기서, $\mathbf{P}=[p_{m,n} : m,n=0,1,\cdots,K]$으로 천이행렬이다.

처리율은 슬롯당 성공적으로 채널을 접속하는 평균 터미널의 수로 정의한다[7]. n 상태의 정상 분포확률(stationary distribution probability)을 π_n이라 할때 처리율 γ는 식(6)과 같다.

$$\gamma = \sum_{n=0}^{K} n \cdot \pi_n. \quad (6)$$

B. 임의할당-송신기 프로토콜

이 프로토콜은 주어진 임의할당 코드를 한 터미널이 사용하는 한, 전송된 프리앰블은 충돌없이 수신된다. 즉, 한 슬롯에서 같은 임의할당 코드를 사용하여 프리앰블을 전송하는 터미널의 수가 둘 이상일때 충돌이 발생한다.

송신기별 프로토콜과 마찬가지로 기하분포의 무기억 특성과 터미널이 동일하다는 가정으로 인하여 시스템의 상태를 나타내기 위해서는 다음과 같은 두 집단의 터미널의 수만이 필요하다. i) 패킷을 전송하고 중앙수신기가 그 패킷을 수신하고 있는 터미널의 수 n_1. ii) 패킷을 전송하고 있으나 프리앰블의 충돌로 인하여 중앙수신기가 수신하지 못하는 터미널의 수 n_2. t 슬롯에서 두 집단의 터미널의 수 n_1과 n_2로 시스템의 상태 $s(t)=(n_1, n_2)$를 정의한다.
이 모델의 상태의 수는

$$|S| = \frac{1}{2}(K+1)(K+2) \quad (7)$$

ST상태를 성공적으로 패킷을 전송하는 터미널의 상태라 하고 FT상태를 수신되지 않고 있는 패킷을 전송하는 터미널의 상태라 할때, 각 터미널은 세 상태 즉, 휴지상태, ST상태 및 FT상태 중 한 상태에 있게 된다.

(k, l)상태에서 (m, n) 상태로의 천이확률을 $p_{kl,mn}$이라 하자. 천이확률을 구하기 위해 ST상태이 잇시던 k개의 터미널 중 i개의 터미널과 FT상태에 있던 l개의

터미널 중 j개의 터미널이 t슬롯의 시작점에서 휴지상태로 변하는 사건(event)을 생각하자. 이때, t 슬롯의 시작점에서 $K'=K-(k-i)-(l-j)$개의 터미널이 휴지상태에 있게 된다. 또한, (m, n) 상태로 천이가 발생하기 위해서는 $m'=m-(k-i)$개의 터미널이 충돌없이 프리앰블을 전송해야 하고 (ST로 상태 전환), $n'=n-(l-j)$개의 터미널이 프리앰블을 전송하지만 모두 서로 충돌이 발생해야 한다(FT로 상태 전환). 이러한 상황을 수식적으로 전개하는데는 각 상황에서 터미널을 조합하고 임의할당 코드를 지정하는 사건들을 모두 설명할 수 있어야 한다. 터미널 조합과 코드 지정의 이해를 돕기 위해 그림 3을 통해 설명한다. 시스템의 K개의 터미널들을 t 슬롯의 시작점에서 휴지상태에 있는 K'개의 터미널들과 ST상태나 FT상태에 있는 $K-K'$ 개의 터미널들로 나누었다. $(k, l)\rightarrow(m, n)$ 상태천이가 일어나기 위한 조건을 다음과 같이 정리할 수 있다.

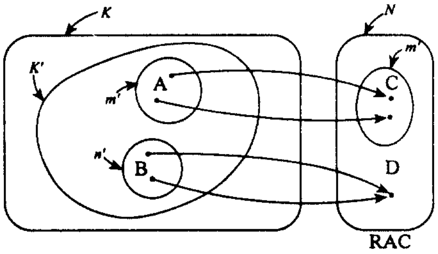


그림 3. 터미널 집합과 임의할당 코드 대응($|A|=m'$, $|B|=n'$, $|C|=m'$, $|D|=N-m'$).

Fig. 3. Terminal sets and random assignment code mapping.

1) K'개의 터미널들 중 A집합에 속한 m'개의 터미널들은 임의할당 코드집합(RAC set)중 m'개의 임의할당 코드로 구성된 C집합과 일대일 대응을 하여야 하고, B집합에 속한 n'개의 터미널들은 C집합의 여집합 D로 대응되어야 한다.
2) 어떤 B집합에 속한 터미널이 D집합의 한 임의할당 코드로 대응되는 경우 하나 이상의 또 다른 B집합의 터미널이 같은 임의할당 코드에 대응되어야 한다. 그렇지 않으면, B집합의 터미널은 충돌없이 패킷을 전송하게 되어 A집합에 속하게 될 것이다.

천이확률$p_{kl,mn}$을 구하기 위해 위와 같이 상태천이가 발생할 수 있는 모든 가능한 경우의 수를 구해야 하고, 각 경우가 발생할 확률을 계산해야 한다. 천이확률은 $g(i, j)$를 ST상태에 있던 k개의 터미널들 중에서 i개의 터미널과 FT상태에 있던 l개의 터미널들 중에서 j개의 터미널이 t 슬롯의 시작점에서 휴지상태로 변활 확률이라 하고, $\mathcal{J}_{kl,mn}$을 $(k, l)\rightarrow(m, n)$ 상태천이가 일어나는 사건이라 하면 다음 식(8)과 같이 표현될 수 있다.

$$p_{kl,mn}=\sum_{i=0}^{k}\sum_{j=0}^{l}g(i, j)\cdot \mathrm{P}\{\mathcal{J}_{kl,mn}|i, j\}. \quad (8)$$

식(8)에서

$$g(i, j)=\binom{k}{i}\binom{l}{j}(1-q)^{i+j}q^{k+l-(i+j)}$$

이고,

$$\mathrm{P}\{\mathcal{J}_{kl,mn}|i, j\}=P_{vc}\cdot N_{vc}.$$

여기서, 상태천이가 발생할 수 있는 특정 조합이 발생할 확률

$$P_{vc}=p^{m'+n'}(1-p)^{K'-(m'+n')}\cdot\left(\frac{1}{N}\right)^{m'+n'} \quad (9)$$

이고, N_{vc}는 상태천이가 가능한 경우의 수로 A, B, C, D집합을 분할(partition)하는 경우의 수와 조건 1), 2)를 만족하는 A→C, B→D 대응의 수 M의 곱으로 표현된다. 즉,

$$N_{vc}=[(\mathrm{A, B, C, D})\ \text{분할의 수}]\cdot M. \quad (10)$$

$$[(\mathrm{A, B, C, D})\ \text{분할의 수}]=\binom{K'}{m'}\binom{K'-m'}{n'}\binom{N}{m'} \quad (11)$$

이고, A→C 대응의 수를 $M_{A\rightarrow C}$라 하고 B→D 대응의 수를 $M_{B\rightarrow D}$라 하면

$$M=M_{A\rightarrow C}\cdot M_{B\rightarrow D}=(m'!)\cdot M_{B\rightarrow D}. \quad (12)$$

이제, 천이확률을 구하기 위해서 조건 2)를 만족하는 B→D 대응이 수만을 구하면 된다. 다소 까다로운 이 대응의 수는 principle of inclusion-exclusion [11]을 사용하여 구할 수 있다. 조건 2)에 관계없이 모든 B→D 대응의 수를 계산한 후, C집합에 속한 한

터미널이 유일하게 D집합에 속한 한 임의할당 코드에 할당되는 대응의 수를 뺌으로써 조건 2)를 만족하는 대응의 수를 구할 수 있다. $\mathbf{H}_0$를 조건 2)에 무관한 B→D 대응의 집합이라 하고, $\mathbf{H}_r$을 유일하게 한 C 터미널이 r 번째 D 임의할당 코드에 할당되는 B→D 대응의 집합이라 하자. D집합의 원소에 색인된 경우의 princinple of inclusion-exclusion에 의해 조건 2)를 만족하는 B→D 대응의 수

$$M_{B\to D}=|\mathbf{H}_0|-|\bigcup_{r\in D}\mathbf{H}_r|$$

$$=|\mathbf{H}_0|-\sum_{r\in D}|\mathbf{H}_r|+\sum_{r_1<r_2\in D}|\mathbf{H}_{r_1}\cap\mathbf{H}_{r_2}|+\cdots \tag{13}$$

$$+(-1)^S\sum_{r_1<r_2\cdots<r_s\in D}|\mathbf{H}_{r_1}\cap\mathbf{H}_{r_2}\cdots\cap\mathbf{H}_{r_s}|+\cdots$$

$$+(-1)^{|D|}|\bigcap_{r\in D}\mathbf{H}_r|.$$

위의 식(13)을 이용하면,

$$M_{B\to D}=\sum_{y=0}^{n'}(-1)^y y!\binom{N-m'}{y}\binom{n'}{y}(N-m'-y)^{n'-y}. \tag{14}$$

따라서, 천이확률은

$$p_{kl,mn}=\sum_{i=0}^{k}\sum_{j=0}^{l}\Big\{\binom{k}{i}\binom{l}{j}(1-q)^{i+j}q^{k+l-(i+j)}$$

$$\cdot p^{m'+n'}(1-p)^{K'-(m'+n')} \tag{15}$$

$$\cdot\left(\frac{1}{N}\right)^{m'+n'}\cdot\binom{K'}{m'}\binom{K'-m'}{n'}\binom{N}{m'}\cdot(m'!)$$

$$\cdot\sum_{y=0}^{n'}\left[(-1)^y y!\binom{N-m'}{y}\binom{n'}{y}(N-m'-y)^{n'-y}\right]\Big\}.$$

위의 수식들에서 $k<0$ 또는 $l<k$ 일때 $\binom{k}{l}=0$으로 정의한다.

상태공간 S를 1, 2, …, $|S|$의 정수로 색인하고, i번째 상태의 정상 분포확률을 π_i라 하면, 송신기별 프로토콜의 경우과 같이 정상 분포백터 $\pi^t=[\pi_1\,\pi_2\cdots\pi_{|S|}]$가 존재하고, 이 백터는 다음 식(16)의 연립방정식을 풀어 구할 수 있다.

$$\pi^t=\pi^t\mathbf{P},\qquad \sum_{i=1}^{|S|}\pi_i=1 \tag{16}$$

여기서, $\mathbf{P}=[p_{ij}|i,\ j=1,\ 2,\cdots,|S|]$으로 천이행렬이다.

임의할당-송신기 프로토콜의 처리율은 식(15)와 (16)을 통해 구한 정상 분포확률을 이용하여 구할 수 있다. 처리율

$$\gamma=\sum_{(m,n)\in S}m\cdot\pi_{mn}. \tag{17}$$

여기서, π_{mn}은 (m, n) 상태의 정상 분포확률이다.

V. 처리율-지연시간 분석

임의할당-송신기 프로토콜의 처리율과 지연시간을 동시에 이론적으로 분석하기 위한 방법의 하나로 2차원 Markov 모델에 재전송 모드에 있는 터미널의 수 n_3를 추가하여 3차원 상태를 갖는 Markov 모델을 생각할 수 있다. 그러나, 3차원 Markov 모델에서 상태천이확률을 이론적으로 유도하는 것은 용이하지 않다. 따라서, 우리는 임의할당-송신기 프로토콜의 처리율-지연시간 관계를 분석하기 위한 시뮬레이션을 수행하였다.

시뮬레이션 모델은 Ⅱ-Ⅵ장에서 사용한 모델에 다음과 같은 재전송 과정을 추가했다.

- 한 터미널에서 패킷이 발생하면 프리앰블과 데이타부분을 각각 임의로 선택한 임의할당 코드와 송신기별 코드로 전송한다.
- 패킷수신이 완료되면 즉시 중앙수신기는 순방향 링크를 통해 패킷의 송신기에 패킷수신의 성공(acknowledgment)을 알린다. Acknowledgment는 항상 실패없이 수신되며 이 과정에서 소요되는 시간은 무시하였다.
- 프리앰블 전송시 패킷충돌이 발생하면 그 패킷을 전송한 터미널은 재전송 모드에 들어가며, 재전송 모드의 터미널은 패킷충돌이 발생한 패킷을 성공적으로 전송하기 전까지 더이상 새로운 패킷을 발생시키지 않는다.
- 재전송 모드에 속한 터미널들은 매 슬롯의 시작점에서 일정한 재전송 확률 p_r로 재전송을 시도한다. 이때, 재전송 모드이 터미널은 평균값 $\overline{X}=(1-p_r)/p_r$ (slots)인 기하분포를 갖는 임의 시간지연 X (slots)후 재전송을 시도하는 것과 동일하다.
- 패킷충돌이 발생했던 패킷이 충돌없이 수신될 때까지 위의 과정을 반복한다.

Ⅵ. 결과 및 분석

그림 4는 $\bar{L}=1$ (즉, $q=0$)인 경우에 임의할당-송신기 프로토콜($N=1$)에서 터미널의 수 K를 변화시켜 가며 얻은 전송확률에 따른 처리율의 변화이다. 위의 방식($\bar{L}=1$, $N=1$인 경우)은 협대역 Slotted ALOHA 시스템과 동일하며, $K\rightarrow\infty$일때 최대처리율은 e^{-1}(minipackets/slot)에 접근하고, 이 최대처리율은 $p=1/K$에서 나타남을 알 수 있다. 즉, 협대역 Slotted ALOHA의 결과와 일치하는 것을 관찰할 수 있다.

그림 5~9는 $K=17$, $\bar{L}=1$, 5, 10, 20, 50인 경우에 송신기별 프로토콜을 사용하여 얻는 처리율과 임의할당 코드의 수 N을 변화시켰을 때의 임의할당-송신기 프로토콜의 처리율을 나타낸다. 임의할당-송신기 프로토콜에서 N이 고정된 경우 $\bar{L}$가 증가함에 따라 처리율이 증가함을 알 수 있다. 이는 경쟁상태에서 전송되어야 하는 프리앰블이 전체 패킷에서 차지하는 비율이 줄어들기 때문이다. 즉, 데이타부분을 각각의 송신기별 코드채널을 통해 전송하기 때문에 프리앰블 패킷이 충돌없이 수신되고 나면 패킷의 나머지 부분도 성공적으로 수신되기 때문이다. 이러한 이유로 고정된 $\bar{L}$에 대해 $K\rightarrow\infty$일 경우의 처리율의 상한은 $\bar{L}Ne^{-1}$이다.

이론적으로 유도한 결과식의 검증을 위하여 그림 6~9에서 임의할당-송신기 프로토콜의 시스템 처리율에 대한 시뮬레이션 결과를 제시하였다. 이 시뮬레이션은 처리율 분석과정에서 사용한 가정들과 동일

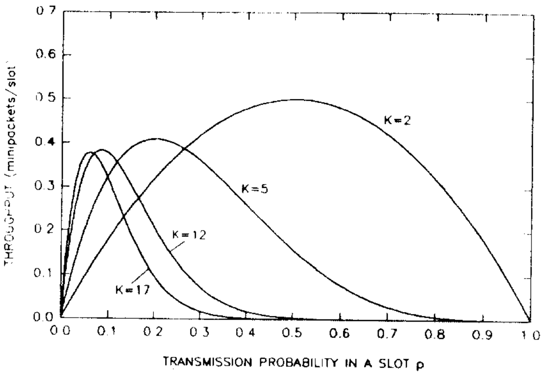


그림 4. 임의할당-송신기 프로토콜의 처리율($\bar{L}=1$, $N=1$).
Fig. 4. Throughput of the RA-T ($\bar{L}=1$, $N=1$).

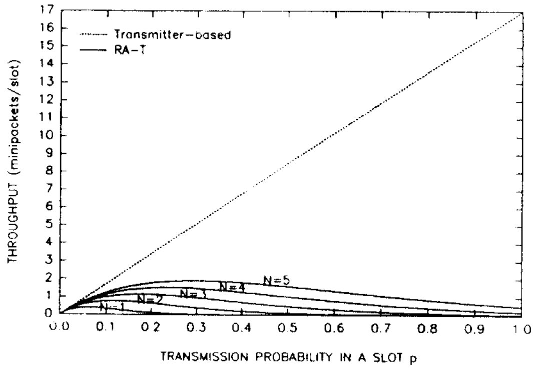


그림 5. 임의할당-송신기 프로토콜의 처리율($K=17$, $\bar{L}=1$).
Fig. 5. Throughput of the RA-T ($K=17$, $\bar{L}=1$).

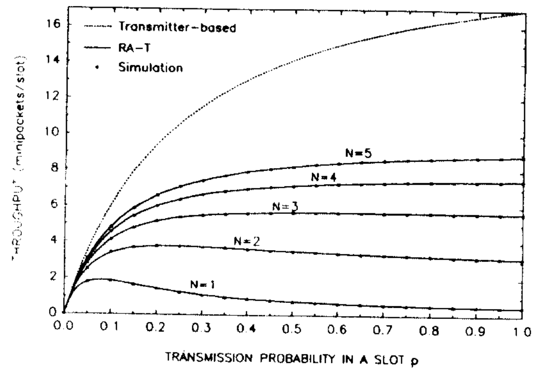


그림 6. 임의할당-송신기 프로토콜의 처리율($K=17$, $\bar{L}=5$).
Fig. 6. Throughput of the RA-T ($K=17$, $\bar{L}=5$).

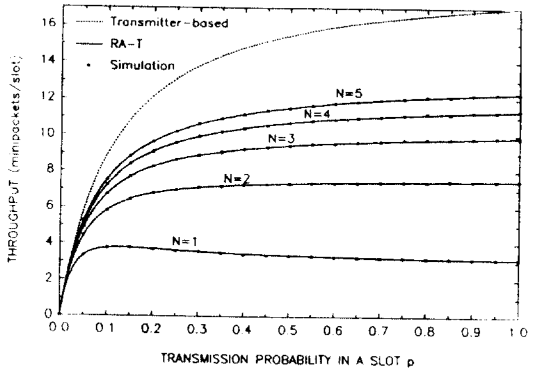


그림 7. 임의할당-송신기 프로토콜의 처리율($K=17$, $\bar{L}=10$).
Fig. 7. Throughput of the RA-T ($K=17$, $\bar{L}=10$).

한 가정에서 수행하였으며, 매 슬롯에서 충돌없이 성공적으로 전송되고 있는 패킷의 수를 세었고, 그림 6~9은 1×10^5슬롯에 대한 평균값을 처리율로 계산한 결과이다. 대부분의 전송확률 p에서 이론적 결과와 시뮬레이션 결과가 정확히 일치함을 알 수 있다.

그림 10과 11은 각각 $K=17$, $\bar{L}=10$, $p_r=0.05$일때와 $K=17$, $\bar{L}=50$, $p_r=0.05$일때의 처리율-지연시간 분석을 위한 시뮬레이션 결과를 보인다. 송신기별 프로토콜의 경우에는 패킷충돌이 발생하지 않기 때문에 지연시간은 평균 패킷의 길이 $\bar{L}$와 같다. 그림 10과 11의 결과는 처리율과 지연시간 사이의 tradeoff 관계를 잘 보여 주고 있으며, Ⅳ장의 처리율 분석 결과와 마찬가지로 N이 증가함에 따라 송신기별 프로토콜의 성능에 접근함을 알 수 있다.

임의할당-송신기 프로토콜에서 $N=1$인 경우 Sousa의 C-T와 동일하므로 우리는 그림 5~11을 통해 송신기별 프로토콜, C-T 및 임의할당-송신기 프로토콜의 처리율과 지연시간 특성을 상호 비교할 수 있다. K가 고정된 경우에 임의할당-송신기 프로토콜에 의해 얻을 수 있는 최대처리율은 송신기별 프로토콜에 의한 것보다 낮아진다. 그러나, $\bar{L}$가 충분히 큰 경우에는 그림 9와 11에서와 같이 송신기별 프로토콜에 비하여 성능저하는 점차 무시할만 하다. K와 $\bar{L}$가 고정된 경우 N이 증가함에 따라 처리율 및 지연시간이 점차 적은 폭으로 개선됨을 알 수 있다. 특히, $\bar{L}$가 큰 경우 이러한 현상은 두드러진다. 이 점을 고려한다면 중앙수신기의 복잡도를 결정하는 임의할당 코드의 수를 고정된 K와 $\bar{L}$에 대해 최적화시킬 수 있을 것이다. 실제로, 지나치게 많은 임의할당 코드는 시스템을 복잡하게 할뿐 이에 비해 큰 성능 향상을 기대할 수 없다[12].

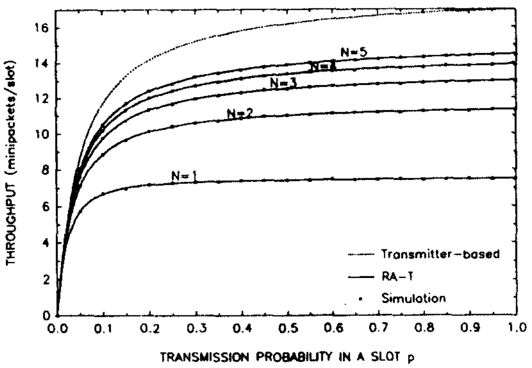


그림 8. 임의할당-송신기 프로토콜의 처리율($K=17$, $\bar{L}=20$).

Fig. 8. Throughput of the RA-T ($K=17$, $\bar{L}=20$).

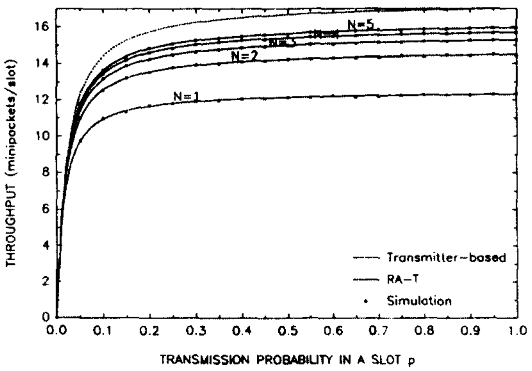


그림 9. 임의할당-송신기 프로토콜의 처리율($K=17$, $\bar{L}=50$).

Fig. 9. Throughput of the RA-T ($K=17$, $\bar{L}=50$).

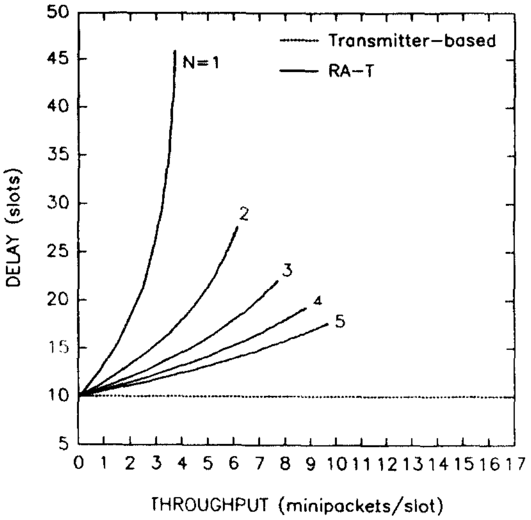


그림 10. 임의할당-송신기 프로토콜의 처리율-지연시간 ($K=17$, $\bar{L}=10$, $p_r=0.05$).

Fig. 10. Throughput-delay tradeoffs of the RA-T ($K=17$, $\bar{L}=10$, $p_r=0.05$).

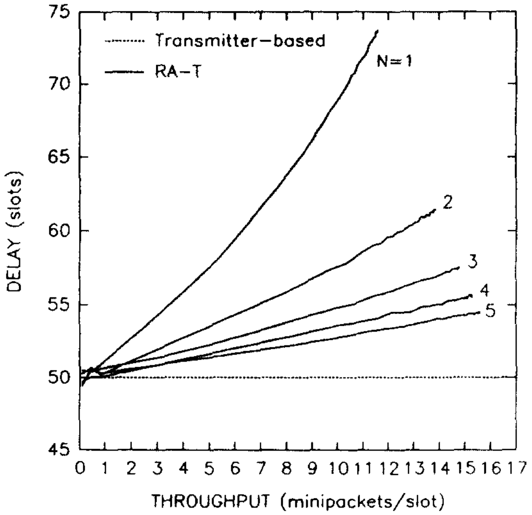


그림 11. 임의할당-송신기 프로토콜의 처리율-지연시간 (K=17, $\bar{L}$=50, p_r=0.05).

Fig. 11. Throughput-delay tradeoffs of the RA-T (K=17, $\bar{L}$=50, p_r=0.05).

Ⅶ. 결론

대역확산 통신방식을 사용하는 중앙집중망 slotted 패킷라디오 네트워크에서 프리앰블 전송시 N개의 코드채널을 경쟁모드로 접속하게 하고, 나머지 데이타 부분은 패킷충돌이 없는 송신기별 코드채널을 할당하는 경우, 중앙수신기에 programmable 상관기를 사용함으로써 종래의 송신기별 코드방식에 비해 큰 성능 저하없이 중앙수신기의 복잡도를 크게 줄일 수 있었다. 아울러, 프리앰블이 전체 패킷에서 차지하는 비율을 낮춤으로써 처리율 및 지연시간의 향상을 얻을 수 있었다. 처리율 및 지연시간을 향상시키는 또 하나의 방법은 경쟁모드로 동작하는 프리앰블의 충돌 가능성을 낮추기 위해 임의할당 코드의 수를 증가시키는 것이다.

그러나, 임의할당 코드의 수를 증가시키는 데는 다음의 사항을 고려해야 한다.

첫째, 임의할당 코드의 수가 증가함에 따라 중앙수신기에서 필요로 하는 상관기의 수가 증가하므로 시스템이 비례해서 복잡해진다.

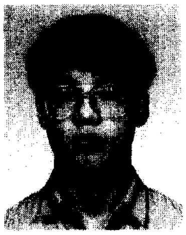
둘째, 처리율 및 지연시간은 임의할당 코드의 수가 증가함에 따라 점차 적은 폭으로 개선되므로 지나치게 많은 임의할당 코드의 수는 시스템의 복잡도만 높일 뿐 처리율 및 지연시간에는 큰 향상을 기대할 수 없다. 따라서, 시스템의 복잡도를 적당히 유지하면서도, 시스템의 처리율 및 지연시간을 향상시키기 위해서는 임의할당-송신기별 코드방식에서 임의할당 코드의 수를 2~3개 정도를 선택하여 패킷간의 충돌의 가능성을 줄여 전체적으로 시스템의 성능을 개선해야 한다.

참고문헌

1. N. Abramson, "The ALOHA system-another alternative for computer communications," in *Proc. AFIPS Conf., 1970 Fall Joint Comput. Conf.*, vol. 37, pp. 281-285.
2. L. Kleinrock and F. A. Tobagi, "Packet switching in radio channels: Part I-Carrier sense multiple-access modes and their throughput-delay characteristics," *IEEE Trans. Commun*, vol. COM-23, pp. 1400-1416, Dec. 1975.
3. M. K. Simon, J. K. Omura, R. A. Scholtz, and B. K. Levitt, *Spread Spectrum Communications*, 3 vols. Rockville, Maryland: Computer Science, 1984.
4. M. B. Pursley, "Spread-spectrum multiple-access communication," in *Multi-User Communication Systems*, G. Long, Ed., Vienna and New York: Springer-Verlag, 1981, pp. 139-199.
5. K. S. Gilhousen et al., "On the capacity of a cellular CDMA system," *IEEE Trans. Veh. Tech.*, vol. 40, pp. 303-312, May 1991.
6. G. L. Stüber and C. K. Kchao, "Analysis of a multiple-cell direct-sequence CDMA cellular mobile radio system," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 10, pp. 669-679, May 1992.
7. 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.
8. M. B. Pursley, "The role of spread spectrum in packet radio networks," *Proc. IEEE*, vol. 75, pp. 116-134, Jan. 1987.
9. D. I. Kim "Multiple-capture performance of a common code DS/SSMA packet radio system," *IEEE*

GLOBECOM '93, vol. 3, pp. 1739-1743, Houston, TX, Nov. 1993.
10. L. Kleinrock, *Queueing Systems*, vol. I, New York: Wiley, 1975.
11. M. Hall, Jr., *Combinatorial Theory*, 2nd Ed, New York: John Wiley & Sons, 1986.
12. D. I. Kim and R. A. Scholtz, "A random spreading code assignment scheme for centralized spread-spectrum packet networks," *IEEE MILCOM '91*, vol. 1. pp. 6.2.1-6.2.5, Washington D.C., Nov. 1991.

본 연구는 1993년도 한국통신 장기기초 과제 연구비 지원(과제 번호 : '93 U019)에 의한 결과임.



盧 俊 喆(June-Chul Rho) 정회원
1972년 1월 10일생
1993년 2월 : 서울시립대학교 전자공학과 졸업
1993년 3월~현재 : 서울시립대학교 대학원 전자공학과 석사과정
※ 주관심분야 : 통신 및 코딩이론, 대역확산 패킷라디오 네트워크, 셀룰라 CDMA.

金 東 仁(Dong-In Kim) 정회원
1958년 11월 5일생
1980년 2월 : 서울대학교 전자공학과 졸업
1984년 8월 : 서울대학교 대학원 전자공학과 공학석사
1984년 11월~1985년 12월 : 한국전기통신공사 사업지원본부(현 한국통신 연구개발단) 전임연구원
1987년 12월 : 남가주대학교 전기공학과(디지탈통신) 공학석사
1990년 12월 : 남가주대학교 전기공학과(디지탈통신) 공학박사
1991년 4월~현재 : 서울시립대학교 전자공학과 조교수재직
※ 주관심분야 : 통신 및 코딩이론, 패킷 동기, 무선 이동체기술, 대역확산 패킷라디오 네트워크, 셀룰라 CDMA 및 위성통신 시스템.