

## 분산형 대역확산 패킷라디오 네트워크를 위한 도착시간 제어 임의접속의 처리율 분석

正會員 盧俊喆\*, 金東仁\*\*

### Throughput Analysis of Random Access with Controlled Time of Arrival for Distributed Spread-Spectrum Packet Radio Networks

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

이 논문은 1994년도 한국학술진흥재단의 공모과제 연구비에 의하여 연구되었음.

#### 要 約

실내무선 환경같이 직경이 작은 대역확산 패킷라디오 네트워크에 적용할 수 있는 새로운 임의접속 방식으로 도착시간 제어 임의접속 방식을 제안한다. 이 채널접속 방식에서 각 터미널은 패킷이 발생하면 슬롯의 시작점부터 확산신호의 한 주기 내에 존재하는  $N_w$ 개의 전송가능 시간들 중에서 임의로 하나를 선택하여 전송을 시작한다. 시스템 환경을 고려하여  $N_w$ 를 결정하는 경우, 수신기는 대역확산 신호의 고해상도 특성으로 인해 동일한 확산부호로 전송되었지만 전송가능 시간이 상이한 두 패킷을 구분할 수 있다. 본 논문에서는 분산형 미니슬롯 네트워크를 고려하고 확산부호 프로토콜로서 C-T와 R-T 프로토콜을 사용하는 시스템을 고려한다. 각 수신기에 변형된 ALOHA 충돌가정을 적용하여 처리율 측면에서 도착시간 제어 임의접속의 성능을 분석하였다. 이론적 처리율 분석결과에서 도착시간 제어 임의접속은 R-T보다 C-T 경우에 더 큰 처리율 개선을 보임을 알 수 있었다. 또한 도착시간 제어 임의접속을 C-T 프로토콜에 적용하는 경우에는 방송모드 및 carrier sensing에 적합한 C-T의 잇점을 그대로 활용할 수 있으면서도 R-T와 비슷한 처리율 성능을 보인다는 사실을 알 수 있었다.

#### ABSTRACT

A random-access scheme controlling the time of arrival is proposed for distributed spread-spectrum packet radio networks in which the transmission range is limited like an indoor wireless system. In this scheme, each terminal can send his packet randomly

\*한국통신 연구개발원

Korea Telecom Research Laboratories

\*\*서울시립대학교 전자공학과

Dept. of Electronics Eng., Seoul City Univ.

論文番號 : 94200-0120

接受日字 : 1995年 1月 20日

at anyone of possible  $N_w$  time instants, equally spaced over one period of spread-spectrum signals. Such transmissions initiated at different time instants can be resolved because of high time resolution of wideband signals if the time delay is small due to limited transmission range. The distributed network adopts C-T and R-T spreading code protocols which is operated in a mini-slotted manner, that is, the length of preamble preceding a packet is given by one minislot. Throughput performance of the proposed scheme is evaluated under the modified ALOHA assumption on collision events. Theoretical results demonstrate that the combination of the random-access scheme with C-T protocol results in more significant improvement than the case of R-T protocol, and so the advantages of broadcasting and carrier sensing can be utilized in the former case with acceptable performance.

## 1. 서 론

대역확산 신호방식을 사용하는 패킷라디오 네트워크의 동작과 성능은 채널접속(channel access) 방식과 확산부호 프로토콜(spreading code protocol)에 따라 크게 달라진다. 기존의 패킷라디오 네트워크를 위한 채널접속 방식으로 임의접속(random-access)에 관한 많은 연구가 있었다. 임의접속은 크게 두 형태, 즉, ALOHA 형태와 carrier sense 형태로 분류할 수 있다.<sup>(1), (2)</sup> 전자에서 각 터미널은 네트워크 내의 다른 터미널들의 활동상태에 무관하게 패킷을 전송한다. 반면, 후자에서는 이웃한 터미널들의 전송상태에 관한 정보를 전송여부의 결정에 사용한다. 협대역 신호방식의 경우 carrier sense 방식이 일반적으로 ALOHA 방식보다 높은 채널효율을 보인다. 그러나, 대역확산 시스템의 경우에 carrier sense 방식은 종래의 협대역 시스템과 다소 다른 의미를 갖는다. 협대역 방식의 경우에는 반송파를 감지하여 목적한 수신기의 수신영역 내에서 다른 패킷이 전송되고 있는지를 알아내려는 방식인 반면, 대역확산 방식에서는 근본적으로 대역확산 신호가 다원접속능력을 제공하기 때문에 carrier sense는 '반송파를 감지한다'는 본래의 의미보다는 '목적한 수신기가 휴지상태에 있는지를 알아내는 것'에 의미를 두어야 한다. 이를 위해서는 각 터미널은 휴지상태에 있는 동안 전송중인 다른 패킷들에 동기를 맞추고 패킷의 주소부분을 복조하여 네트워크의 송수신 상태를 관찰해야 한다.<sup>(3)</sup> 이러한 동작은 패킷전송에 단일부호를 사용하지 않는 한 각 터미널에 많은 부담을 주게 된다.

확산부호 프로토콜이란 한 터미널이 전송할 패킷이 발생했을 때 전송에 사용할 확산부호를 선택하는 방식과

어떤 터미널이 휴지상태에 있을 때 확산부호를 관찰하는 방식을 명시하는 프로토콜이다. E. S. Sousa는 분산형 패킷라디오 네트워크를 위한 확산부호 프로토콜로서 C-T 프로토콜(common-transmitter-based protocol)과 R-T 프로토콜(receiver-transmitter-based protocol)을 제안하였다.<sup>(4)</sup> 이 C-T와 R-T 프로토콜은 패킷의 헤더(header)와 데이터부분을 각각 다른 확산부호를 사용하여 전송하는 혼합 전송방식이다. C-T 프로토콜은 헤더 전송에 단일부호를 사용하는 점으로부터 얻어지는 몇가지 장점이 있다. 즉, R-T 프로토콜에서는 헤더를 목적지 터미널의 수신기별 부호를 사용하여 전송하기 때문에 방송모드에 적합하지 않은 반면, C-T 프로토콜에서는 헤더에 방송모드임을 나타내어 다른 모든 터미널들이 한 터미널이 전송하는 패킷을 수신할 수 있다. 또한, R-T의 경우에는 시스템의 복잡도 문제로 인해 carrier sense 방식이 거의 불가능하지만 C-T 프로토콜의 경우는 전송되는 패킷들의 헤더를 수신함으로써 네트워크의 전송활동에 관한 정보를 알 수 있다. 그러나, C-T는 이러한 장점이 있으나 처리율 면에서 R-T보다 낮은 성능을 보인다.

대역확산 신호<sup>(5), (6)</sup>를 사용하는 시스템은 수신기에 정합필터를 사용하여 높은 해상도(time resolution)를 갖는 신호를 얻을 수 있다. 우리는 이러한 대역확산 신호의 특성을 이용하는 시스템의 임의접속 방식을 제안한다. 우리는 실내 무선환경이나 직경이 작은 무선 데이터 통신 시스템과 같이 전파지연과 delay spread가 작은 시스템을 가정한다. 본 연구에서 제안하는 도착시간 제어 임의접속(RA/CTOA, random-access with controlled time of arrival)은 각 터미널에서 패킷이 발생하면 슬롯(slot)의 시작점으로부터 대역확산 신호의

한 주기  $T$  내에 존재하는  $N_w$  개의 전송가능 시간대에서 임의로 하나를 선택하여 전송을 시작하는 변형된 슬롯 전송방식이다. 우리는 채널접속 방식으로는 RA/CTOA 를 사용하고, 확산부호 프로토콜로는 C-T 프로토콜과 R-T 프로토콜을 고려한다.

RA/CTOA 채널접속 방식을 사용하는 네트워크에서 R-T 확산부호 프로토콜을 사용하는 경우 R-T 프로토콜 자체에 의해 패킷의 충돌가능성이 적기 때문에 RA/CTOA 방식을 사용하여 얻을 수 있는 처리율 개선이 그다지 크지 않을 것이다. 그러나, C-T 프로토콜의 경우에서 RA/CTOA 방식은 패킷의 충돌가능성을 크게 줄여주어 큰 처리율 개선을 기대할 수 있다. 본 논문은 RA/CTOA를 사용하는 C-T 프로토콜이 R-T 프로토콜과 비슷한 처리율을 제공함을 보인다. 게다가 RA/CTOA를 사용하는 C-T 프로토콜은 앞에서 기술한, 방송모드와 carrier sensing에 적합한 잇점을 그대로 활용할 수 있다.

## II. 시스템 모델 및 확산부호 프로토콜

실내 무선환경이나 직경이 작은 패킷라디오 시스템에서는 전파지연이 짧고, 또한 delay spread가 작은(수 칩 내지는 수십 칩 정도) 채널특성을 보인다. 우리는 이와 같이 전파지연과 delay spread가 작은 분산형 패킷라디오 시스템을 고려한다. 본 연구에서 고려하는 대역 확산 패킷라디오 시스템의 모델과 확산부호 프로토콜은 [4]와 유사하다. 즉, 슬롯의 길이가 헤더 전송시간과 동일한 미니슬롯 시스템 ( $T_{slot} = T_{header}$ )<sup>1)</sup> 이고, 각 터미널은 송신 및 수신중에서 하나만을 할 수 있는 반이중(half-duplex) 모드로 동작한다. 패킷의 구조는 헤더와 데이터부분으로 구성되고, 헤더는 패킷의 목적지(destination) 터미널과 근원지(source) 터미널의 주소정보를 포함하고 있다. 패킷의 길이는 편의상 슬롯의 길이  $T_{slot}$ 으로 정규화된 정수값  $L = T_{packet}/T_{slot}$ (minipackets)으로 나타내기로 한다.

확산부호 프로토콜로서 C-T 프로토콜을 사용하는 경우 헤더를 전송하기 위해서 모든 터미널이 단일부호  $c^c$ 를 공유한다. 또한 데이터부분을 전송하기 위해 각 터미

널에게 서로 다른 송신기별 확산부호  $c_i^s$  ( $i$ 번째 터미널의 송신기별 부호)를 할당한다.  $i$ 번째 터미널에 전송할 패킷이 발생하면 패킷의 헤더와 데이터부분을 각각  $c^c$ 와  $c_i^s$ 로 변조하여 전송한다. 휴지상태에 있는 모든 수신기는,  $c^c$ 를 계속해서 관찰(monitor)한다. 목적지 수신기는 전송되는 패킷에 동기를 맞추고 주소정보를 복조하여 목적지 터미널의 주소가 자신의 주소와 일치하면 근원지 터미널의 주소를 이용하여 역확산부호를 근원지 터미널의 송신기별 부호  $c_i^s$ 로 변환하여 데이터부분을 수신한다.<sup>[4]</sup>

R-T 프로토콜의 경우에는 각 터미널에 서로 다른 두개의 확산부호, 즉 헤더 수신을 위한 수신기별 부호  $c_i^r$ 와 데이터부분 전송을 위한 송신기별 부호  $c_i^s$ 를 할당한다.  $i$ 번째 터미널이 휴지상태에 있는  $j$ 번째 터미널에 패킷을 전송하는 절차를 통해 R-T 프로토콜의 동작을 설명한다.<sup>[4]</sup>

1. 휴지상태에 있는  $j$ 번째 터미널은 자신의 수신기별 부호( $c_j^r$ ) 채널을 관찰한다.
2. 패킷이 발생한  $i$ 번째 터미널은 주소정보를 담고 있는 헤더를  $c_j^r$ 를 통해 전송하고, 계속해서  $c_i^s$ 를 사용해서 데이터부분을 전송한다.
3.  $j$ 번째 터미널은 자신을 목적지로 하는 패킷에 동기를 맞추고 주소정보를 복조하고, 역확산부호를  $c_i^s$ 으로 변환하여 데이터부분을 수신한다.

C-T와 R-T 프로토콜에서, 각 터미널은 각각  $\{c^c\} \cup \{c_i^s\}_{i=1}^K$ 와  $\{c_i^r, c_i^s\}_{i=1}^K$ 에 관한 정보를 알고 있고, programmable 부호발생기를 통하여 발생시킬 수 있어야 한다.

## III. 도착시간 제어 임의접속

그림 1은 패킷의 전송시간 조절을 설명하고 있다. 편의상 슬롯의 시작시간을 0으로 하였고,  $T$ 는 대역확산 신호의 주기를 나타낸다.  $(0, T)$  구간 내에  $N_w$ 개의 전송가능 시간대

$$t_i = \{t: iT_w \leq t < (i+1)T_w + \delta\}, i = 0, 1, \dots, N_w - 1 \quad (1)$$

을 형성한다. 여기서,  $\delta$ 는 분산형 네트워크에서 터미

1) 본 연구에서 혼돈을 피하기 위해 패킷의 전송시간  $T_{packet}$ 이 슬롯의 길이  $T_{slot}$ 의 수 배인 경우를 미니슬롯 시스템(minislotted system)이라 하고,  $T_{slot} = T_{packet}$ 인 경우를 슬롯 시스템(slotted system)이라 한다.

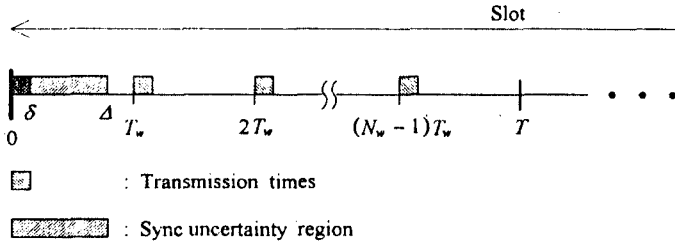


그림 1. RA/CTOA의 전송 가능시간 및 동기 불확정구간.  
Fig. 1. Timing diagram for adjusting the transmission times in RA/CTOA.

널간의 동기가 정확히 맞지 않은 데에서 야기될 수 있는 전송시간의 drift를 나타내는 파라미터로  $\delta < T_w$ 라 가정한다. 그리고,  $T_w = T/N_w$ 으로 다음 조건을 만족한다.

$$T_w > \Delta = (\delta + \tau_{max} + T_m) \tag{2}$$

즉,  $T_w$ 가 네트워크 동기 불확정  $\delta$ , 최대 전파지연  $\tau_{max}$ 와 총 다경로 지연(total multipath delay)  $T_m$ <sup>2)</sup>을 합한 시간  $\Delta$ 보다 크게  $N_w$ 를 설정한다. 도착시간 제어 임의접속 방식은 각 터미널에서 패킷이 발생하면  $N_w$ 개의 전송가능 시간대  $\{t_i\}_{i=0}^{N_w-1}$ 중에서 동일 확률로 하나를 선택하여 전송을 시작하는 변형된 slotted 임의접속 방식이다.

위의  $T_w > \Delta$ 조건이 만족되는 경우  $t_i$ 에서 전송을 시작한 패킷신호는 다경로 채널을 통과하여 구간  $[iT_w, iT_w + \Delta]$ 에 수신기에 도착할 것이다. 따라서, 이 패킷의 대략적인 동기 불확정구간(sync. uncertainty region)도 역시  $[iT_w, iT_w + \Delta]$ 로 주어진다. 수신기에는 각 동기 불확정구간을 검색하여 동기를 얻을 수 있는  $N_w$ 개의 동기모듈(modules)이 존재한다.  $T_w > \Delta$ 조건이 만족되는 경우 한 동기모듈의 수신신호는 다른 모듈의 수신신호에 거의 영향을 주지 않는다. 수신기는 동기모듈에서 동기를 얻고 이어서 패킷의 데이터를 복조한다.

$K$ 명의 유한 사용자가 있는 시스템에서 RA/CTOA의 처리율을 분석하기 위하여, 우리는 변형된 ALOHA 충돌가정을 적용하여 동일한 확산부호로 변조되고 같은 전송가능 시간에 둘 이상의 헤더가 전송된 경우를 충돌사건(collision event)으로 가정한다. 즉, AWGN과 다른 부호채널에 의한 다원접속간섭의 영향이 무시될 수 있을 때, 헤더에서 충돌이 발생하면 해당되는 모든 패킷은 파괴되고, 반면 헤더가 성공적으로 수신되면 패킷의 나머지부분 역시 제대로 수신된다. 고려하는 C-T나 R-T 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA에서 전송되는 패킷을 수신하기 위해서는 우선 헤더에서 동기를 맞추고 주소정보를 복조하여야 한다. 만약 동일 확산부호로 변조된 두 헤더 신호가 동일한 전송가능 시간에 전송을 시작했다면, 두 신호는 상호상관이 크고 시간차가 적기 때문에 목적지 수신기가 헤더를 제대로 수신할 확률은 극히 적어진다. 그러므로 위의 충돌가정은 타당성을 갖는다. 변형된 ALOHA 충돌가정과 더불어, 각 수신기는 자신을 목적으로 하고 충돌이 발생하지 않은 패킷이 하나 이상일 때 그 중 임의로 선택한 한 패킷을 수신한다고 가정한다.

$\Delta$ 가 작은 시스템에서는 확산신호의 주기  $T$ 를 비트시간  $T_b$ 로 설정할 수 있고, 또한 주기  $T$ 가  $T_b$ 의 수배가 되는 대역확산 신호를 사용하여  $\Delta$ 가 큰 시스템에도 이 임의접속 방식을 적용할 수 있겠다.

2)  $T_m = 2 \times (\text{maximum rms delay spread})$ 으로 대부분의 다경로신호 성분이 이 영역에 들어옴.

#### IV. 처리율 분석

충돌사건이 시스템의 처리율에 미치는 영향에 초점을 맞추기 위해, 이상적인 무선채널 환경을 가정하고, 시스템의 처리이득이 크며 상호상관 특성이 우수한 부호들로 대역확산 부호집합을 형성하여 다원접속간섭<sup>3)</sup> (multiple-access interference)의 영향이 무시될 수 있다고 가정한다. 또한, 패킷 무선시스템에서 실제 사용되는 승인(acknowledgment)과 재전송(retransmission)의 영향은 무시된다.

각 확산부호 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA의 처리율을 분석하기 위해서 이산 Markov chain 모델을 형성하고 이를 분석한다. 패킷길이가 고정된 경우 Markov chain 모델의 상태의 수가 많아진다. 따라서, 본 논문에서는 무기억(memoryless) 특성으로 인해 상태의 수가 적은 기하분포(geometric distribution)의 가변 패킷길이를 갖는 경우만을 고려한다. 즉, 패킷길이  $L$ 의 분포는

$$\Pr\{L=k\} = (1-q)q^{k-1}, \quad k = 1, 2, \dots \quad (3)$$

평균 패킷길이  $\bar{L} = 1/(1-q)$  slots이고 평균 데이터 부분의 길이는  $\bar{L}-1$ 이다. 한 터미널이  $t-1$  슬롯에서 휴지상태에 있거나 마지막 미니패킷(minipacket)을 전송하고 있다면, 그 터미널은 다음  $t$  슬롯의 시작점에서 전송확률  $p$ 로 새로운 패킷을 발생시키고 즉시 전송한다고 가정한다.

패킷을 전송하는 터미널은 헤더의 수신여부에 무관하게 나머지  $L-1$  데이터 미니패킷을 계속 전송한다. 마찬가지로 한 터미널이 헤더를 제대로 수신하면 다음  $L-1$  슬롯동안 계속 수신모드에 있게 된다. 따라서, 네트워크의 각 터미널은 다음 네가지 모드 중에 하나에 있게 된다. 수신되는 전송모드, 수신되지 않는 전송모드, 수신모드, 휴지상태. 여기서, 수신되지 않는 전송모드란 헤더 전송에서 발생한 충돌로 인하여 수신되지 못하는 패킷을 전송하고 있는 상태를 의미한다. 수신되는 전송모드에 있는 터미널의 수와 수신모드에 있는 터미널의 수가 같고 사용자의 수가 유한하기 때문에 우리는 네트워크의 상태를 알기 위해 i) 수신되는 전송모드에 있는 터

미널의 수  $n_1$ 과 ii) 수신되지 않는 전송모드에 있는 터미널의 수  $n_2$ 만이 필요하다. 그러므로, 시스템의 상태  $z(t)=(n_1, n_2)$ 으로 정의한다. 네트워크의 사용자 수가  $K$ 이므로  $z(t)$ 의 상태공간(state space)  $Z=\{(n_1, n_2): n_1 \geq 0, n_2 \geq 0, \text{ and } 0 \leq 2n_1 + n_2 \leq K\}$ 이다. 따라서, Markov chain 모델의 상태의 수

$$|Z| = \left( K - \left\lfloor \frac{K}{2} \right\rfloor + 1 \right) \left( \left\lfloor \frac{K}{2} \right\rfloor + 1 \right). \quad (4)$$

여기서,  $x$ 는  $x$  이하의 최대 정수로 정의한다. 큰  $K$ 에 대해서 상태의 수는 근사적으로  $K^2/4$ 로 주어진다. 이 Markov chain 모델은 irreducible하기 때문에, 정상분포(stationary distribution)  $\{\pi(m, n): (m, n) \in Z\}$ 가 존재한다.<sup>[7]</sup> Markov chain의 천이행렬(transition matrix)을  $P$ 로 나타낼 때 우리는 정상분포  $\{\pi(m, n)\}$ 를 다음의 해를 풀어 구한다.

$$\pi = \pi P, \quad \sum_{(m, n) \in Z} \pi(m, n) = 1. \quad (5)$$

여기서,  $\pi$ 는  $(\pi(m, n): (m, n) \in Z)$ 을 원으로 하는 행벡터(row vector)이다.

##### 1. C-T 확산부호 프로토콜

모든 터미널이 헤더 전송에  $c$ 를 공유하기 때문에 동일한 전송가능 시간에 둘 이상의 패킷이 전송을 시작하면 충돌이 발생한다.  $(k, l)$ 상태에서  $(m, n)$ 상태로의 천이확률(transition probability)을  $p_{kl, mn}$ 이라 하자. 즉,

$$p_{kl, mn} = \Pr\{\mathcal{J}_{kl, mn}\} \\ = \Pr\{z(t) = (m, n) | z(t-1) = (k, l)\}.$$

여기서,  $\mathcal{J}_{kl, mn}$ 은  $(k, l) \rightarrow (m, n)$  상태천이가 일어나는 사건이다.

우선 천이확률을 구하기 위해 송수신 상태에 있었던  $k$ 개의 터미널쌍 중에서  $i$ 쌍과 수신되지 않는 전송모드에 있던  $l$ 개의 터미널 중에서  $j$ 개의 터미널이 패킷의 전송을 마치고  $t$ 슬롯의 시작점에서 휴지상태로 변환되는 사건을 생각하자. 우리는 이 사건을  $C_{i, j}$ 라 정의한다. 정규화된 패킷의 길이가 식(3)과 같이 기하분포를 갖기 때문에,

$$\Pr\{C_{i, j}\} = \binom{k}{i} \binom{l}{j} (1-q)^{i+j} q^{k+i-l-(i+j)}. \quad (6)$$

3) 본 논문에서 "다원접속간섭"이란 상이한 확산부호로 전송된 신호 및 동일부호의 경우 동기가 맞지 않는 상태로 수신된 타 사용자 신호로 인한 간섭을 의미하는 것으로, 비슷한 시간에 동일 확산부호로 전송된 패킷에 의해 발생하는 "충돌"은 별도로 분류한다.

본 절에서는 각 터미널이 고정 패킷길이를 갖는 패킷을 발생시키고,  $T_{slot} = T_{packet}$ 인 슬롯 시스템을 고려한다. 이러한 시스템은  $t-1$  슬롯의 네트워크 상태가  $t$  슬롯의 상태에 영향을 주지 않기 때문에 더 이상 Markov chain 모델을 사용할 필요가 없다. 즉, 매 슬롯의 시작점에서 모든  $K$ 터미널들이 휴지상태에 있게 된다. 따라서, 한 슬롯동안 송수신하는 쌍의 수  $M$ 의 평균치가 곧 처리율이 된다. 우리는 앞서 C-T 프로토콜의 경우에서 구한 천이확률을 이용해서 쉽게  $M$ 의 확률분포

$$f_M(M=m) = \Pr\{M=m\}, \quad m=0, 1, \dots, \min(N_w, \lfloor K/2 \rfloor)$$

를 구할 수 있다. 여기서,  $\min(m, n)$ 은 두 수  $m, n$  중 작은 값을 나타낸다.

식 (3)의 정규화된 패킷길이의 분포는  $\bar{L}=1$  (또는  $q=0$ )인 경우

$$\Pr\{L=k\} = \begin{cases} 1 & , k=1 \\ 0 & , \text{otherwise} . \end{cases} \quad (18)$$

따라서, 앞 1절의 미니슬롯 시스템은  $\bar{L}=1$ 인 경우 슬롯 시스템이 된다. 본 절에서 고려하는 시스템에서 매 슬롯의 시작점에서 네트워크의 상태는 C-T 프로토콜의 경우에서의 (0, 0)상태에 해당된다. 그러므로, 우리는 앞서 구한 C-T 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA의 천이확률을 이용하여 단일 확산부호 프로토콜에서  $M$ 의 확률분포를 구할 수 있다. 즉,

$$\begin{aligned} f_M(M=m) &= \Pr\{z(t) = (m, n), n \in \{0, 1, \dots, K-2m\} \mid z(t-1) = (0, 0)\} \\ &= \sum_{n=0}^{K-2m} \Pr\{z(t) = (m, n) \mid z(t-1) = (0, 0)\} \\ &= \sum_{n=0}^{K-2m} [p_{00, mn}]_{q=0} . \end{aligned} \quad (19)$$

여기서,  $z(t)$ 는 C-T 경우에서의 네트워크 상태를 나타내고,  $[p_{kl, mn}]_{q=0}$ 는 식 (12)에서  $q=0$  ( $\bar{L}=1$ )일 때의 C-T 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA의 천이확률이다.

$$\begin{aligned} f_M(M=m) &= \sum_{n=0}^{K-2m} \left\{ p^{m+n}(1-p)^{K-(m+n)} \right. \\ &\quad \left. \left( \frac{1}{(K-1)N_w} \right)^{m+n} \cdot \binom{K}{m+n} \right. \\ &\quad \left. \left( \frac{K-m-n}{m} \right) \cdot N_{C-T}(K, m, n) \right\} . \end{aligned} \quad (20)$$

식 (20)에서 각 수식은 C-T의 경우와 유사하나,  $n$ 은  $(n_1, n_2, \dots, n_m)$ 으로  $m$ 개의 원을 갖는 벡터이고,  $\mathcal{P} = \{ (n_1, n_2, \dots, n_m) : n_j \leq n_{j+1}, 1 \leq n_j \leq n+1, m \leq S_m \leq m+n \}$ ,  $N_{C-T}(K, m, n)$ 는 식 (9)와 같다. 따라서, 단일 확산부호 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA의 처리율 (packets/slot)

$$\begin{aligned} \beta &= \sum_{m=0}^{\min(N_w, \lfloor K/2 \rfloor)} m f_M(M=m) \\ &= \sum_{m=0}^{\min(N_w, \lfloor K/2 \rfloor)} \sum_{n=0}^{K-2m} m \left\{ p^{m+n}(1-p)^{K-(m+n)} \right. \\ &\quad \left. \left( \frac{1}{(K-1)N_w} \right)^{m+n} \cdot \binom{K}{m+n} \binom{K-m-n}{m} \right. \\ &\quad \left. \cdot N_{C-T}(K, m, n) \right\} . \end{aligned} \quad (21)$$

앞의 단일 확산부호 프로토콜에서 사용한 기법으로 R-T 프로토콜의 경우에서 구한 천이확률을 이용해서 슬롯방식 수신기별 확산부호 프로토콜의 처리율을 구할 수 있다. 한 슬롯동안 송수신하는 쌍의 수  $M$ 의 확률분포

$$\begin{aligned} f_M(M=m) &= \sum_{n=0}^{K-2m} [p_{00, mn}]_{q=0} \\ &= \sum_{n=0}^{K-2m} \left\{ p^{m+n}(1-p)^{K-(m+n)} \right. \\ &\quad \left. \left( \frac{1}{(K-1)N_w} \right)^{m+n} \right. \\ &\quad \left. \cdot \binom{K}{m+n} \binom{K-m-n}{m} \cdot N_{R-T}(K, m, n) \right\} , \quad m=0, 1, \dots, \lfloor K/2 \rfloor . \end{aligned} \quad (22)$$

여기서,  $[p_{kl, mn}]_{q=0}$ 는 식 (17)에서  $q=0$  ( $\bar{L}=1$ )일 때의 R-T 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA의 천이확률이다.

이 때 처리율(packets/slot)

$$\begin{aligned} \beta &= \sum_{m=0}^{\lfloor K/2 \rfloor} m f_M(M=m) \\ &= \sum_{m=0}^{\lfloor K/2 \rfloor} \sum_{n=0}^{K-2m} m \left\{ p^{m+n}(1-p)^{K-(m+n)} \right. \\ &\quad \left. \left( \frac{1}{(K-1)N_w} \right)^{m+n} \cdot \binom{K}{m+n} \binom{K-m-n}{m} \right. \\ &\quad \left. \cdot N_{R-T}(K, m, n) \right\} . \end{aligned} \quad (23)$$

## V. 결과 및 분석

그림 2~4는  $K=12$  이고  $\bar{L}$ 가 각각 5, 20, 50 인 경우에 C-T 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA의 처리율을 나타낸다. 전송가능 시간의 수  $N_w$ 가 많을수록 충돌가능성이 적어지기 때문에 처리율이 높아짐을 알 수 있다. 또한,  $N_w$ 가 고정되어 있는 경우  $\bar{L}$ 이 증가함에 따라 처리율이 증가함을 볼 수 있다. 그리고,  $\bar{L}$ 이 커질수록 RA/CTOA를 사용하여 얻어지는 처리율의 향상이 적어짐을 관찰할 수 있다. 이러한 현상의 이유는  $\bar{L}$ 나  $N_w$ 가 큰 경우 패킷의 충돌가능성은 적으나, 목적지 터미널이 휴지상태에 있지 않아서 발생하는 수신되지 않는 패킷의 발생 확률은 높아진다. 따라서,  $\bar{L}$ 와  $N_w$ 가 적은 경우에는 패킷의 충돌사건이 주로 처리율을 결정하는 반면,  $\bar{L}$ 나  $N_w$ 가 큰 경우에는 근원지와 목적지 터미널 쌍의 형성여부가 주로 처리율을 결정한다. 그림 2~4의 수치적 결과들은  $N_w=1$ 인 경우 (4)의 C-T와 정확히 일치함을 알 수 있다. 이로써 IV-1절에서 구한 수식들을 간접적으로 검증할 수 있다. 또한, 수식의 검증을 위하여  $\bar{L}=20$ 인 경우의 시뮬레이션 결과를 그림 3에 제시한다.

그림 5~7은  $K=12$  이고  $\bar{L}$ 가 각각 5, 20, 50 인 경

우에 R-T 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA의 처리율을 나타낸다. 우리는 이 결과를 C-T를 사용한 경우와 비교해 볼 때  $N_w$ 를 증가시켜서 얻어지는 처리율의 향상이 매우 적어졌음을 알 수 있다. 이는 앞에서도 언급한 사실과 유사한 이유 때문이다. 즉, R-T 프로토콜을 사용함으로써 패킷의 충돌가능성은 매우 적어지게 된다. 이러한 경우 네트워크의 처리율은 결정하는 것은 근원지와 목적지 터미널 쌍의 형성여부인 것이다. 따라서, 충돌의 확률을 감소시키는 RA/CTOA에 의한 성능향상은 C-T의 경우보다 적어진다. 그림 5~7의 수치적 결과들은  $N_w=1$ 인 경우 (4)의 R-T와 정확히 일치함을 알 수 있다. 이로써 IV-2절에서 구한 수식들을 간접적으로 검증할 수 있다. 또한, 수식의 검증을 위하여  $\bar{L}=20$ 인 경우의 시뮬레이션 결과를 그림 6에 제시한다.

그림 8에 식 (21)를 통해 구한  $T_{packet}=T_{slot}$ 인 슬롯 시스템에서 단일 확산부호 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA의 처리율을 제시한다.  $N_w$ 가 증가함에 따라 큰 폭으로 처리율이 향상됨을 관찰할 수 있다. 특히, 이 시스템은  $N_w=1$ 인 경우 협대역 slotted ALOHA와 동일한 시스템으로  $K \rightarrow \infty$ 일 때 최대처리율은  $e^{-1} \approx 0.368$ (packets/slot)에 접근하고, 최대처리율은  $p=1/K$ 에서 얻어진다.

그림 9에 식 (23)을 통해 구한  $T_{packet}=T_{slot}$ 인 슬롯

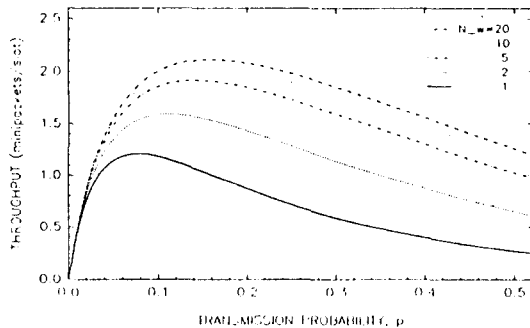


그림 2. C-T 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA의 처리율( $K=12$ ,  $\bar{L}=5$ ).

Fig. 2. Throughput of RA/CTOA using C-T protocol( $K=12$ ,  $\bar{L}=5$ )

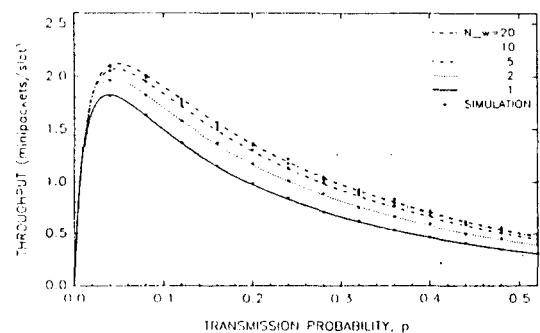


그림 3. C-T 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA의 처리율 ( $K=12$ ,  $\bar{L}=20$ ).

Fig. 3. Throughput of RA/CTOA using C-T protocol( $K=12$ ,  $\bar{L}=20$ )

사건  $C_{i,j}$ 가 발생했다는 조건하에서 천이확률을 구하기로 한다. 즉,

$$p_{kl, mn} = \sum_{i=0}^k \sum_{j=0}^l \left\{ \Pr\{C_{i,j}\} \cdot \Pr\{\mathcal{J}_{kl, mn} | C_{i,j}\} \right\}. \quad (7)$$

$t$  슬롯의 시작점에서  $K_l = K - 2(k-i) - (l-j)$ 개의 터미널이 휴지상태에 있게 된다. 또한,  $(m, n)$  상태로 천이가 발생하기 위해서는  $\mu = m - (k-i)$ 쌍의 터미널들이 송수신 상태로 변해야 하고,  $\nu = n - (l-j)$ 개의 터미널들이 수신되지 않는 전송모드로 변환되어야 한다. 경우의 수를 계산하는 데 있어 다른 터미널들의 상태와 전송활동에 따라 주어진 전송 터미널의 상태가 결정되기 때문에 주어진 슬롯에서 모든 터미널의 상태와 전송활동을 함께 고려해야 한다.

$t$  슬롯에서 전송을 시작할 수 있는 휴지상태의 터미널 집합  $T_I$ 중에서  $\mu + \nu$ 개만이 전송을 시작하여야 한다. 이제  $p_{kl, mn}$ 을 구하기 위해서는 전송을 시작한  $\mu + \nu$ 개의 터미널들의 목적지 터미널과 전송가능 시간의 선택 문제를 해결해야 한다. 우선  $T_I$ 를 전송을 시작할 터미널들의 집합  $T_X$ , 수신모드로 변하게 될 터미널들의 집합  $T_R$ , 휴지상태로 계속 남게 될 터미널들의 집합  $T_0$ 로 분할(partition)하자. 즉,  $|T_X| = \mu + \nu$ ,  $|T_R| = \mu$ ,  $|T_0| = K_l - 2\mu - \nu$ . 이러한 분할의 경우의 수

$$M(K_l, \mu, \nu) = \binom{K_l}{\mu + \nu} \binom{K_l - \mu - \nu}{\mu}. \quad (8)$$

시스템 가정에 의해 한  $T_R$  터미널에 목적지를 두는 여러 헤더가 있을 수 있으며, 이 때 그 터미널이 수신모드로 변하기 위해서는 적어도 한 헤더는 다른 헤더와 충돌이 발생하지 않아야 한다. 즉, 다른 터미널을 목적지로 하는 패킷의 헤더들을 포함하는,  $t$  슬롯에 전송을 시작한 다른 모든 패킷들은 그 외의 다른 전송가능 시간에 전송을 시작해야 한다. 우리는 조합론(combinatorial theory), 특히 principle of inclusion-exclusion<sup>[8]</sup>을 이용하여 사건  $\mathcal{J}_{kl, mn}$ 가 발생할 수 있는  $T_X$ 에 속한 각 터미널의 전송가능 시간과 목적지 터미널을 지정하는 mapping의 수  $N_{C-T}(K_l, \mu, \nu)$ 을 구할 수 있었다. 부록 A의 유도과정을 통해  $N_{C-T}(K_l, \mu, \nu)$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$N_{C-T}(K_l, \mu, \nu) = \sum_{\mathbf{n} \in \mathcal{F}} \left\{ \prod_x \frac{\mu!}{(b_x!)^x} \cdot (N_w)_{S_n} \right\}$$

$$\frac{(\mu + \nu)!}{(\mu + \nu - S_\mu)! \prod_{r=1}^{\mu} (n_r!)} \cdot \sum_{y=0}^a \left[ (-1)^y \cdot \binom{a}{y} (N_w - S_\mu)_y (K_l - \mu - \nu)^y \left[ (N_w - S_\mu - y)(K - 1) \right]^{a-y} \right]. \quad (9)$$

여기서,  $\mathbf{n} = [n_1 \ n_2 \ \dots \ n_\mu]$ 인 벡터로  $n_j$ 는  $T_R$ 집합의  $j$ 번째 터미널을 목적지로 하고 충돌이 발생하지 않은 패킷의 수를 나타낸다.  $S_k = \sum_{j=1}^k n_j$ ,  $a = |T_X| - S_\mu = \mu + \nu - S_\mu$  이고,  $\mathcal{F} = \{[n_1 \ n_2 \ \dots \ n_\mu] : n_j \leq n_{j+1}, 1 \leq n_j \leq \nu + 1, \mu \leq S_\mu \leq \mu + \nu\}$ 이다.  $\mathbf{n} \in \mathcal{F}$ 의 원들은  $\mathcal{F}$ 의 조건  $n_j \leq n_{j+1}$ 에 의해 증가하는 순서로 열거되었다.  $b_x$ 는  $\mathbf{n}$ 의 원  $(n_j)$ 중에서  $x$ 번째로 큰 값을 갖는 원의 개수를 나타낸다.  $(m)_n = \binom{m}{n} n!$ 으로  $m$ 개에서  $n$ 개를 택한 순열의 수를 나타낸다.

사건  $C_{i,j}$ 가 주어졌을 때 조건부 천이확률은 다음 식 (10)과 같이 주어진다.

$$\Pr\{\mathcal{J}_{kl, mn} | C_{i,j}\} = p^{\mu + \nu} (1 - p)^{K_l - (\mu + \nu)} \left( \frac{1}{(K - 1)N_w} \right)^{\mu + \nu} \cdot M(K_l, \mu, \nu) \cdot N_{C-T}(K_l, \mu, \nu). \quad (10)$$

식 (7)에 식 (8)~(10)을 대입하면,

$$p_{kl, mn} = \sum_{i=0}^k \sum_{j=0}^l \left\{ \binom{k}{i} \binom{l}{j} (1 - q)^{i+j} q^{k+l-(i+j)} \cdot p^{\mu + \nu} (1 - p)^{K_l - (\mu + \nu)} \left( \frac{1}{(K - 1)N_w} \right)^{\mu + \nu} \cdot \binom{K_l}{\mu + \nu} \binom{K_l - \mu - \nu}{\mu} \cdot \sum_{\mathbf{n} \in \mathcal{F}} \left\{ \prod_x \frac{\mu!}{(b_x!)^x} \cdot (N_w)_{S_n} \cdot \frac{(\mu + \nu)!}{(\mu + \nu - S_\mu)! \prod_{r=1}^{\mu} (n_r!)} \cdot \sum_{y=0}^a \left[ (-1)^y \binom{a}{y} (N_w - S_\mu)_y (K_l - \mu - \nu)^y \left[ (N_w - S_\mu - y)(K - 1) \right]^{a-y} \right] \right\} \right\}. \quad (11)$$

지금까지의 수식과 앞으로의 모든 수식에서  $m < 0$  또는  $n < 0$  또는  $n > m$  일 때  $\binom{m}{n} = 0$ 으로 정의한다.



식 (11)의 천이확률을 식 (5)에 대입하여 해를 구함으로써 정상분포  $(\pi(m, n))$ 를 얻을 수 있다. 이 때 처리율(minipackets/slot)은 다음과 같다.

$$\beta = \sum_{(m, n) \in Z} m \pi(m, n). \quad (12)$$

## 2. R-T 확산부호 프로토콜

R-T 프로토콜의 경우 C-T보다 적은 충돌확률을 보이게 된다. C-T에서는 한 전송가능 시간에 여러 패킷이 전송을 시작하면 충돌이 발생하게 되는 반면, R-T에서는 전송가능 시간과 목적지가 둘다 동일할 때만 충돌이 발생하기 때문이다. C-T의 경우와 유사한 과정을 통해, 즉, 우선 천이확률을 구하고 식 (5)과 (12)를 이용해서, 처리율을 구한다.

천이확률은 C-T의 경우와 같이 송수신 상태에 있었던  $k$ 개의 터미널쌍 중에서  $i$ 쌍과 수신되지 않는 전송모드에 있던  $l$ 개의 터미널 중에서  $j$ 개의 터미널이 패킷의 전송을 마치고  $t$  슬롯의 시작점에서 휴지상태로 변환되는 사건  $C_{i,j}$ 의 조건부를 통해 구한다.  $t$  슬롯의 시작점에서  $K_T = K - 2(k-i) - (l-j)$ 개의 터미널이 휴지상태에 있게 되고, 상태천이가 발생하기 위해서는  $m_w = m - (k-i)$  쌍의 터미널들이 송수신 상태로 변해야 하고,  $\nu = n - (l-j)$ 개의 터미널이 수신되지 않는 전송모드로 변환되어야 한다.  $T_I$  집합 중에서  $\mu + \nu$  개만이 전송을 시작하여야 한다.  $T_I$ 를 전송을 시작할 터미널들의 집합  $T_X$ , 수신모드로 변하게 될 터미널들의 집합  $T_R$ , 휴지상태로 계속 남게 될 터미널들의 집합  $T_0$ 로 분할하자. 이러한 분할의 경우의 수는 식 (8)과 같다.

시스템 가정에 의해 한  $T_R$  터미널에 목적지를 두는 여러 헤더가 있을 수 있으며, 이 때 그 터미널이 수신모드로 변하기 위해서는 적어도 하나의 수신가능 패킷이 존재해야 한다. 부록 B의 유도과정을 통해 사건  $\mathcal{J}_{kl, mn}$ 이 발생할 수 있는  $T_X$ 에 속한 각 터미널의 전송가능 시간과 목적지 터미널을 지정하는 mapping의 수  $N_{R-T}(K_I, \mu, \nu)$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$N_{R-T}(K_I, \mu, \nu) = \sum_{n=\nu}^{\mu} \left\{ \frac{\mu!}{\prod_x (b_x!)} \cdot \frac{(\mu + \nu)!}{(\mu + \nu - S_\mu)! \prod_{r=1}^{\mu} (n_r!)} \cdot \prod_{r=1}^{\mu} N(n_r) \right. \\ \left. \cdot \sum_{y=0}^{\mu} \left[ (-1)^y \binom{\mu}{y} \binom{\mu}{K_I - 2\mu - y} \right] \right\}. \quad (13)$$

$$- \nu) N_w)_y \left[ \binom{K - \mu - 1}{(K - \mu - 1)N_w - y} \right]^{a-y} \Bigg\}. \\ \text{여기서,} \\ N(n) = \sum_{z=1}^{\min(N_w, n)} \left[ (-1)^{z-1} \binom{N_w}{z} \binom{n}{z} (N_w - z)^{n-z} \right]. \quad (14)$$

이고, 모든 변수는 C-T의 식 (9)에서와 동일하나, 단,  $n_j$ 는 C-T의 경우와는 다른 의미, 즉, 충돌여부에 관계없이  $T_R$  집합의  $j$  번째 터미널을 목적으로 하는 패킷의 수를 나타낸다.

사건  $C_{i,j}$ 가 주어졌을 때 조건부 천이확률은 다음 식 (15)과 같이 주어진다.

$$\Pr\{\mathcal{J}_{kl, mn} | C_{i,j}\} = p^{\mu+\nu} (1-p)^{K_I - (\mu+\nu)} \\ \left( \frac{1}{(K-1)N_w} \right)^{\mu+\nu} \\ \cdot M(K_I, \mu, \nu) \cdot N_{R-T}(K_I, \mu, \nu). \quad (15)$$

따라서, 식 (7)과 (15)을 이용하면 천이확률

$$p_{kl, mn} = \sum_{i=0}^k \sum_{j=0}^l \left\{ \Pr\{C_{i,j}\} \cdot \Pr\{\mathcal{J}_{kl, mn} | C_{i,j}\} \right\} \\ = \sum_{i=0}^k \sum_{j=0}^l \left\{ \Pr\{C_{i,j}\} \cdot p^{\mu+\nu} (1-p)^{K_I - (\mu+\nu)} \right. \\ \left. \left( \frac{1}{(K-1)N_w} \right)^{\mu+\nu} \cdot M(K_I, \mu, \nu) \cdot N_{R-T}(K_I, \mu, \nu) \right\}. \quad (16)$$

식 (16)에 식 (6), (8) 및 (13)을 대입하여 정리하면,

$$p_{kl, mn} = \sum_{i=0}^k \sum_{j=0}^l \left\{ \binom{k}{i} \binom{l}{j} (1-q)^{i+j} q^{k+l-(i+j)} \cdot p^{\mu+\nu} (1-p)^{K_I - (\mu+\nu)} \cdot \left( \frac{1}{(K-1)N_w} \right)^{\mu+\nu} \right. \\ \left. \cdot \binom{K_I}{\mu+\nu} \binom{K_I - \mu - \nu}{\mu} \cdot \sum_{n \in \mathcal{P}} \left\{ \frac{\mu!}{\prod_x (b_x!)} \right\} \cdot \frac{(\mu + \nu)!}{(\mu + \nu - S_\mu)! \prod_{r=1}^{\mu} (n_r!)} \cdot \prod_{r=1}^{\mu} N(n_r) \right. \\ \left. \cdot \sum_{y=0}^{\mu} \left[ (-1)^y \binom{\mu}{y} \binom{\mu}{(K_I - 2\mu - \nu)N_w - y} \right]^{a-y} \right\} \Bigg\}.$$

3. 특별한 경우 ( $\bar{L}=1$ ,  $T_{packet} = T_{slot}$ )

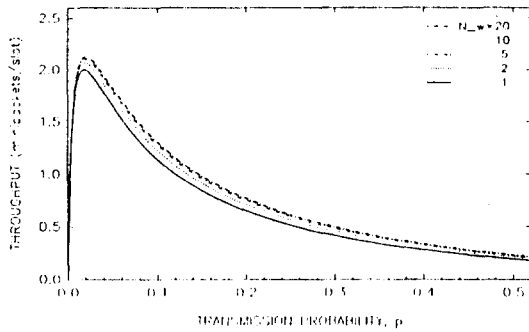


그림 4. C-T 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA의 처리율 ( $K=12, L=50$ ).  
 Fig. 4. Throughput of RA/CTOA using C-T protocol ( $K=12, L=50$ ).

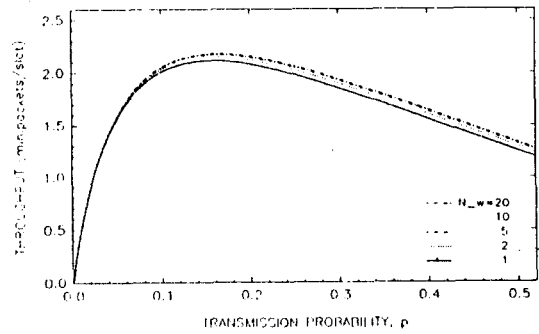


그림 5. R-T 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA의 처리율 ( $K=12, L=5$ ).  
 Fig. 5. Throughput of RA/CTOA using R-T protocol ( $K=12, L=5$ ).

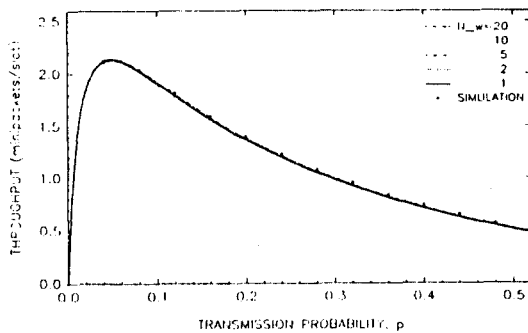


그림 6. R-T 프로토콜을 사용하는 RT-CTOA의 처리율 ( $K=12, L=20$ ).  
 Fig. 6. Throughput of RT-CTOA using R-T protocol ( $K=12, L=20$ ).

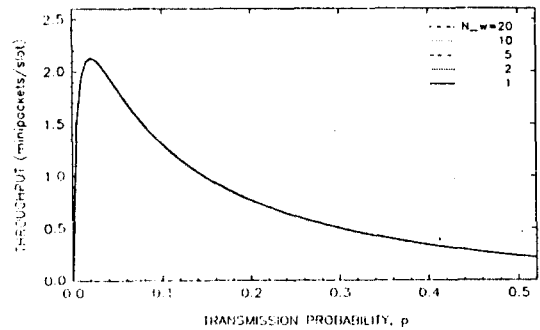


그림 7. R-T 프로토콜을 사용하는 RT-CTOA의 처리율 ( $K=12, L=50$ ).  
 Fig. 7. Throughput of RT-CTOA using R-T protocol ( $K=12, L=50$ ).

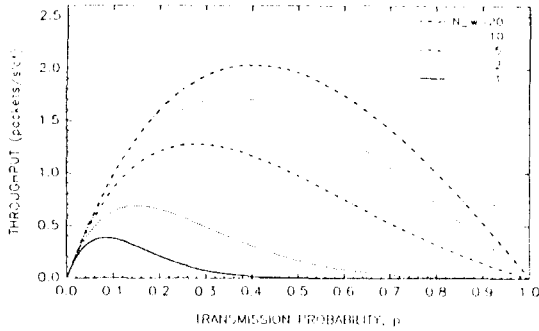


그림 8. 단일 확산부호 프로토콜을 사용하는 RT-CTOA의 처리율 ( $K=12, L=1$ ).  
 Fig. 8. Throughput of RT-CTOA using common spreading code protocol ( $K=12, L=1$ ).

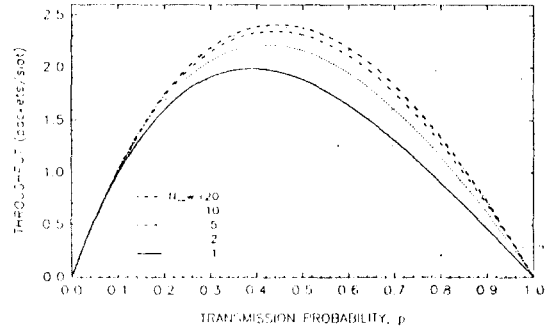


그림 9. 수신기별 확산부호 프로토콜을 사용하는 RT-CTOA의 처리율 ( $K=12, L=1$ ).  
 Fig. 9. Throughput of RT-CTOA using receiver-based spreading code protocol ( $K=12, L=1$ ).

표 1. 본 논문에서 고려하는 상이한 다원접속 방식.  
 Table 1. Distinct multiple access schemes considered in this paper.

확산부호 프로토콜 파라미터		C-T 프로토콜	R-T프로토콜
		$N_w > 1$	$L > 1$ (Geometric, Minislotted)
$N_w > 1$	$L = 1$ (Fixed, Slotted)	RA/CTOA using common code scheme	RA/CTOA using receiver-based code scheme
$N_w = 1$	$L > 1$ (Geometric, Minislotted)	Slotted ALOHA using C-T protocol	Slotted ALOHA using R-T protocol
$N_w = 1$	$L = 1$ (Fixed, Slotted)	Slotted ALOHA using common code scheme	Slotted ALOHA using receiver-based code scheme

시스템에서 수신기별 확산부호 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA의 처리율을 제시한다. 역시 RA/CTOA를 사용함으로써 얻어지는 처리율 향상이 단일 확산부호 프로토콜을 사용하는 경우보다는 적음을 알 수 있다. 참고로  $N_w=1$ 인 경우 이 시스템은 ALOHA 채널접속 방식을 사용하는 수신기별 확산부호 프로토콜의 경우가 된다.

### VI. 요약 및 결론

대역확산 통신방식을 사용하는 패킷라디오 네트워크를 위한 새로운 채널접속 방식을 제안하였다. 실내 무선환경이나 직경이 작은 패킷라디오 시스템과 같이 delay spread가 작은 시스템을 가정하여 매 슬롯의 시작점에서부터 확산신호의 한 주기 이내에 수 개의 전송가능 시간을 설정하고, 각 터미널은 패킷이 발생하면 전송가능 시간에서 하나를 택하여 전송을 시작한다. 우리는 이러한 채널접속 방식을 도착시간 제어 임의접속이라 하였고, 확산부호 프로토콜로서 C-T와 R-T 프로토콜을 사용하는 미니슬롯 시스템을 고려하였다. 고려하는 시스템은 표 1과 같이 파라미터를 적절히 달리함으로써 여러 시스템을 포함하게 된다. 부호채널과 패킷의 도착시간이 상이함으로 얻어지는 수신기의 신호분별 능력은 종래의 ALOHA 충돌가정의 변형을 가져오게 되며, 이러한 변형된 ALOHA가정을 적용하여 각 경우의 네트워크 처리율을 분석할 수 있었다.

처리율 분석결과에서 우리는 C-T 프로토콜의 경우가 R-T 프로토콜의 경우보다 제안하는 도착시간 제어 임의접속 방식을 사용하여 얻어지는 처리율의 향상이 크다는 사실을 발견하였다. 이는 R-T 프로토콜을 사용하는 경우에는 헤더전송에 수신기별 부호를 사용하기 때문에 패킷의 충돌가능성은 매우 적어지고, 따라서 근원지와 목적지 터미널 쌍의 형성여부가 주로 네트워크의 처리율을 결정한다. 그러므로, 도착시간 제어 방식을 사용함으로써 추가되는 시스템의 복잡도를 고려할 때, 충돌의 가능성을 줄여주는 채널접속 방식인 도착시간 제어 임의접속은 C-T 프로토콜을 사용하는 경우와 같이 처리율이 주로 충돌사건에 의해 결정되는 네트워크에 적용하는 것이 바람직하다.

C-T 프로토콜에서는 모든 터미널들이 단일 확산부호를 사용하여 헤더를 전송하기 때문에 방송모드와 carri-

er sensing에 적합한, R-T에서는 얻기 힘든 장점들을 갖고 있다. 본 논문의 결과는 제안하는 도착시간 제어 임의접속을 적용하여 기존의 C-T의 처리율이 R-T보다 낮은 단점을 해결할 수 있음을 보여준다. 따라서, 도착시간 제어 임의접속을 C-T 프로토콜에 적용하는 경우 C-T의 잇점들을 그대로 이용할 수 있으면서 기존의 R-T와 비슷한 처리율 성능을 얻을 수 있다.

도착시간 제어 임의접속을 C-T 프로토콜에 적용하는 경우 본 논문의 결과에서 터미널의 수  $K=12$ 일 때  $\bar{L} > 10$ 에서 전송가능 시간의 수  $N_w$ 가 2~5 정도라도 충분히 처리율의 bound에 가까운 처리율 성능을 보임을 알 수 있다. 다시말해, 패킷에서 헤더가 차지하는 비율을 작게 하면 적은  $N_w$ 로도 높은 처리율을 얻을 수 있다. 이러한 사실은  $\bar{L}$ 과  $N_w$ 를 적절히 조절하여 분산형 네트워크의 터미널간의 동기 부담을 덜 수 있도록 시스템을 설계할 수 있음을 보여준다. 즉,  $N_w$ 가 적은 값을 갖을 때는 전송가능 시간 사이에 충분한 guard time을 두어 네트워크의 동기에서 오는 부담을 덜 수 있다.

### 부 록 A

식 (9)  $N_{C-T}(K_I, \mu, \nu)$ 의 유도

본 부록에서는 IV장에서 C-T 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA에서 주어진 슬롯에서 사건  $C_{i,j}$ 의 조건부에서 터미널 집합  $T_j$ 가  $(T_X, T_R, T_D)$ 으로 분할이 된 상태에서 사건  $\mathcal{J}_{kl,mn}$ 이 발생할 수 있는  $T_X$ 에 속한 각 터미널의 전송가능 시간과 목적지 터미널을 지정하는 mapping의 경우의 수

$$N_{C-T}(K_I, \mu, \nu) = \left( \# \text{ of } \{ \langle s, (d_s, t_s) \rangle : s \in T_X \} \text{ that makes } \mathcal{J}_{kl,mn} \text{ occur} \right) \quad (A-1)$$

를 유도한다. 식 (A-1)에서  $d_s$ 와  $t_s$ 는 각각 터미널  $s$ 의 목적지 터미널과 전송가능 시간을 나타낸다.

우선  $T_R$ 에 속한 터미널들을 1, 2, ...,  $\mu$ 로 순서를 정하고,  $T_R$ 집합의  $j$ 번째 터미널을 목적지로 하며 충돌이 발생하지 않은 패킷(수신가능 패킷)의 수를  $n_j$ 로 나타내자. III장에서 기술했듯이  $j$ 번째 터미널에  $n_j$ 개의 수신가능 패킷이 존재하면  $j$ 번째 터미널은 그중에서 임의로 한 패킷을 선택하여 수신한다. 이 사실과 각 패킷은  $T_X$ 집합에 속한  $\mu+\nu$ 개의 터미널들에서 전송된다는

사실을 재고할 때, 우리는 다음과 같이 가능한 모든  $\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\}$ 의 집합을 쉽게 구할 수 있다.

$$\mathcal{P}' = \{ \{n_1, n_2, \dots, n_\mu\} : 1 \leq n_j \leq \nu + 1, \mu \leq S_\mu \leq \mu + \nu \}$$

여기서,  $S_k = \sum_{j=1}^k n_j$ 이다.

한  $\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\} \in \mathcal{P}'$ 이 주어졌을 때  $n_j$ 를 구성하는 데 기여한  $T_X$  집합의 터미널들을  $A_j$ 라 하고 편의상  $(A_j)_{j=1}^\mu$ 에 속하지 않는  $T_X$  집합의 터미널들을  $A_0$ 라 하면,  $T_X$  집합을  $(A_j)_{j=0}^\mu$ 로 분할하는 경우의 수

$$M_{part} = \prod_{r=1}^\mu \binom{\mu + \nu - S_{r-1}}{n_r} = \frac{(\mu + \nu)!}{(\mu + \nu - S_\mu)! \prod_{r=1}^\mu (n_r!)} \quad (A-2)$$

또한,  $T_R$  터미널을 목적지로 하는  $S_\mu$  개의 패킷들은 서로 충돌이 발생하지 않아야 되기 때문에 서로 다른 전송가능 시간에 전송을 시작해야 한다. 즉,

$$t_{s_1} \neq t_{s_2} : s_1, s_2 \in \left( \bigcup_{k=1}^\mu A_k \right) \text{ and } s_1 \neq s_2$$

이어야 한다. 이러한 전송가능 시간  $t_s : s \in \left( \bigcup_{k=1}^\mu A_k \right)$ 의 선택의 경우의 수는  $(N_w)_{S_\mu}$ 이다.

$\left( \bigcup_{k=1}^\mu A_k \right)$ 에 속하는 터미널들의 목적지 터미널과 전송가능 시간의 선택은 완료되었고,  $a = \mu + \nu - S_\mu$ 개의  $A_0$ 에 속한 터미널들의 목적지 터미널 및 전송가능 시간의 지정만이 남았다. 이 경우의 수는 principle of inclusion-exclusion<sup>[8]</sup>을 이용하여 구할 수 있다.  $H$ 를  $\left( \bigcup_{k=1}^\mu A_k \right)$ 에 속한 터미널들이 전송한 패킷들과 충돌을 일으키지 않는 범위에서  $A_0$ 에 속한 터미널들의 목적지 터미널과 전송가능 시간을 지정하는 모든 mapping이라 하고,  $H_r$ 를  $\left( \bigcup_{k=1}^\mu A_k \right)$ 에 속한 터미널들의 패킷들과 충돌을 일으키지 않는 범위에서  $A_0$ 에 속한  $r$ 번째 터미널이 수신가능 패킷을 전송하는 경우에 해당하는 mapping이라 하자.  $A_0$ 에 속한 어느 터미널도 수신가능 패킷을 전송하지 않을 mapping의 수는 principle of inclusion-exclusion

$$|H_0| = |H| - \left| \bigcup_{r=1}^\mu H_r \right| = |H| - \sum_{r \in A_0} |H_r| + \sum_{r_1 < r_2 \in A_0} |H_{r_1} \cap H_{r_2}| - \dots + (-1)^s \sum_{r_1 < r_2 < \dots < r_s \in A_0} |H_{r_1} \cap H_{r_2} \cap \dots \cap H_{r_s}|$$

$$\left| \bigcap_{r \in A_0} H_r \right| + \dots + (-1)^a \left| \bigcap_{r \in A_0} H_r \right| \quad (A-3)$$

을 이용하여

$$|H_0| = \sum_{y=0}^a \left[ (-1)^y \binom{a}{y} (N_w - S_\mu)_y (K_I - \mu - \nu)^y \left[ (N_w - S_\mu - y)(K - 1) \right]^{a-y} \right] \quad (A-4)$$

$N_{C-T}(K_I, \mu, \nu)$ 는 다음 식 (A-5)과 같이 표현할 수 있다.

$$N_{C-T}(K_I, \mu, \nu) = \sum_{\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\} \in \mathcal{P}'} \left\{ (N_w)_{S_\mu} \cdot M_{part} \cdot |H_0| \right\} \quad (A-5)$$

가능한  $\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\}$ 의 수를 줄이기 위해  $\mathcal{P}'$ 을

$$\mathcal{P} = \{ \{n_1, n_2, \dots, n_\mu\} : n_j \leq n_{j+1}, 1 \leq n_j \leq \nu + 1, \mu \leq S_\mu \leq \mu + \nu \}$$

로 대체하면 식 (A-5)는 다음과 같이 표현된다.

$$N_{C-T}(K_I, \mu, \nu) = \sum_{\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\} \in \mathcal{P}} \left\{ \frac{(\mu!)^x}{\prod_x (b_x!)} \cdot (N_w)_{S_\mu} \cdot M_{part} \cdot |H_0| \right\} \quad (A-6)$$

여기서,  $\mathcal{P}$ 의 원들은  $\mathcal{P}'$ 의 조건  $n_j \leq n_{j+1}$ 에 의해 증가하는 순서로 열거되었다.  $b_x$ 는  $\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\}$ 의 원  $(n_j)$  중에서  $x$ 번째로 큰 값을 갖는 원의 개수를 나타낸다. 예를 들면  $\{0, 1, 1, 2, 2, 3\}$ 인 경우  $b_1=1, b_2=b_3=2, b_4=1$ 이다. 따라서, 식 (A-6)에서  $(\mu!)^x / [\prod_x (b_x!)]$ 항은 같은 원이 각각  $(b_x)$ 개씩 있는  $\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\}$ 의 원을 일렬로 배열하는 순열의 수이다.

식 (A-6)에 (A-2)와 (A-4)를 대입하면

$$N_{C-T}(K_I, \mu, \nu) = \sum_{\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\} \in \mathcal{P}} \left\{ \frac{(\mu!)^x}{\prod_x (b_x!)} \cdot (N_w)_{S_\mu} \cdot \frac{(\mu + \nu)!}{(\mu + \nu - S_\mu)! \prod_{r=1}^\mu (n_r!)} \cdot \sum_{y=0}^a \left[ (-1)^y \binom{a}{y} (N_w - S_\mu)_y \right] \right\}$$

$$(K_I - \mu - \nu)^y \left[ (N_w - S_\mu - y)(K-1) \right]^{a-y} \Bigg\}. \tag{A-7}$$

여기서, 편의상  $\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\}$ 를  $n$ 으로 나타내었다.

### 부 록 B

식 (13)  $N_{R-T}(K_I, \mu, \nu)$ 의 유도

본 부록에서는 IV장에서 R-T 프로토콜을 사용하는 RA/CTOA에서 주어진 슬롯에서 사건  $C_{i,j}$ 의 조건부에서 터미널 집합  $T_I$ 가  $(T_X, T_R, T_0)$ 으로 분할이 된 상태에서 사건  $\tau_{kl,mn}$ 이 발생할 수 있는  $T_X$ 에 속한 각 터미널의 전송가능 시간과 목적지 터미널을 지정하는 mapping의 경우의 수  $N_{R-T}(K_I, \mu, \nu)$ 를 유도한다.

우선 부록 A에서와 같이  $T_R$ 에 속한 터미널들을 1, 2, ...,  $\mu$ 로 순서를 정하고, 충돌여부에 무관하게 (C-T 경우와 다름에 주목하기 바람),  $T_R$ 집합의  $r$ 번째 터미널을 목적지로 하는 패킷의  $n_r$ 로 나타내자. 우리는 다음과 같이 가능한 모든  $\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\}$ 의 집합을 쉽게 구할 수 있다.

$$\mathcal{P}' = \{ \{n_1, n_2, \dots, n_\mu\} : 1 \leq n_j \leq \nu + 1, \mu \leq S_\mu \leq \mu + \nu \}$$

여기서,  $S_k = \sum_{j=1}^k n_j$ 이다.

R-T 프로토콜의 경우에는 C-T와 달리 목적지가 서로 다른 패킷들은 서로 충돌이 발생하지 않기 때문에 서로 무관하게 처리할 수 있다.  $n$ 개의 패킷들이  $T_R$ 집합에 속한 한 터미널을 목적지로 한다고 하자. 주어진  $T_R$  터미널이 수신상태로 변하기 위해서는  $n$ 개의 패킷 중에 적어도 하나의 충돌이 발생하지 않은 수신가능한 패킷이 존재하여야 한다.  $n$ 개의 패킷의 근원지 터미널은 물론  $T_X$ 에 속하는  $n$ 개의 터미널들이다. 이 터미널들의 전송가능 시간은 주어진 수신기 터미널이 수신상태로 변할 수 있도록 하나 이상의 패킷이 단독으로 어떤 전송가능 시간에 전송을 시작해야 한다. 이러한 조건을 만족하는 전송가능 시간의 mapping의 수  $N(n)$ 은 다음 식 (B-1)로 주어진다.

$$N(n) = \sum_{z=1}^{\min(N_w, n)} \left[ (-1)^{z-1} \binom{N_w}{z} (n)_z (N_w - z)^{n-z} \right]. \tag{B-1}$$

한  $\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\} \in \mathcal{P}'$ 이 주어졌을 때  $n_j$ 를 구성하는데 기여한  $T_X$ 집합의 터미널들을  $A$ 라 하고, 편의상  $(A_j)_{j=1}^{\mu}$ 에 속하지 않는  $T_X$ 집합의 터미널들을  $A_0$ 라 하면,  $T_X$  집합을  $(A_j)_{j=0}^{\mu}$ 로 분할하는 경우의 수  $M_{part}$ 는 부록 A의 식 (A-2)와 같다.

$(\bigcup_{k=1}^{\mu} A_k)$ 에 속하는 터미널들의 목적지 터미널과 전송가능 시간의 선택은 완료되었고,  $a = \mu + \nu - S_\mu$ 개의  $A_0$ 에 속한 터미널들의 목적지 터미널 및 전송가능 시간의 지정만이 남았다.  $(n_j)$ 는  $T_R$  터미널들을 목적지로 하는 충돌사건을 이미 포함하기 때문에, 경우의 수를 overcount하지 않기 위해서는  $A_0$  터미널들이 전송한 패킷들은  $T_R$ 에 속한 터미널을 목적지로 할 수 없고 서로 충돌이 발생하여야 한다.  $H$ 를  $A_0$ 에 속한 터미널들의 목적지 터미널 및 전송가능 시간을 지정하는 모든 mapping이라 하고,  $H_r$ 를  $A_0$ 에 속한  $r$ 번째 터미널이 수신가능 패킷을 전송하는 경우에 해당하는 mapping이라 하자.  $A_0$ 에 속한 어느 터미널도 수신가능 패킷을 전송하지 않을 mapping의 수는 식 (A-3)의 principle inclusion-exclusion을 이용하여

$$|H_0| = \sum_{y=0}^a \left[ (-1)^y \binom{a}{y} \left( (K_I - 2\mu - \nu)N_w \right)_y \left[ (K - \mu - 1)N_w - y \right]^{a-y} \right]. \tag{B-2}$$

$N_{R-T}(K_I, \mu, \nu)$ 는 다음 식 (B-3)과 같이 표현할 수 있다.

$$N_{R-T}(K_I, \mu, \nu) = \sum_{\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\} \in \mathcal{P}'} \left\{ M_{part} \cdot \prod_{r=1}^{\mu} N(n_r) \cdot |H_0| \right\}. \tag{B-3}$$

여기서,  $M_{part}$ 는 식 (A-2)와 같다.

가능한  $\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\}$ 의 수를 감소시키기 위해  $\mathcal{P}'$ 을

$$\mathcal{P} = \{ \{n_1, n_2, \dots, n_\mu\} : n_j < n_{j+1}, 1 \leq n_j \leq \nu + 1, \mu \leq S_\mu \leq \mu + \nu \}$$

로 대체하면 식 (B-3)는 다음과 같이 표현된다.

$$N_{R-T}(K_I, \mu, \nu) = \sum_{\{n_1, n_2, \dots, n_\mu\} \in \mathcal{P}} \left\{ \prod_x \frac{\mu!}{(b_x)!} \right\}.$$

$$M_{part} \cdot \prod_{r=1}^{\mu} N(n_r) \cdot |H_0| \} \quad (B-4)$$

식(B-4)에 (A-2), (B-1) 및 (B-2)를 대입하면

$$N_{K-I}(K_I, \mu, \nu) = \sum_w \left\{ \prod_{r=1}^{\mu} \frac{\mu!}{(b_r!)^{\nu}} \cdot \frac{(\mu+\nu)!}{(\mu+\nu-S_w)! \prod_{r=1}^{\mu} (n_r!)} \cdot \prod_{r=1}^{\mu} N(n_r) \cdot \sum_{v=0}^{\alpha} \left[ (-1)^v \binom{\alpha}{v} \left( (K_I - 2\mu - \nu) N_w \right)_y \left[ (K - \mu - 1) N_w - y \right]^{a-y} \right] \right\} \quad (B-5)$$

여기서, 편의상  $[n_1, n_2, \dots, n_{\mu}]$ 를  $\mathbf{n}$ 으로 나타내었다.

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. B. Pursley, "The role of spread spectrum in packet radio networks," *Proc. IEEE*, vol. 75, pp.116-134, Jan. 1987.
4. 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.
5. R. L. Pickholtz, D. L. Schilling, and L. B. Milstein, "Theory of spread-spectrum communications-A tutorial," *IEEE Trans. Commun.*, vol. COM-30, pp.855-884, May. 1982.
6. M. K. Simon, J. K. Omura, R. A. Scholtz, and B. K. Levitt, *Spread Spectrum Communications*, 3 vols. Rockville, Maryland : Computer Science, 1984.
7. L. Kleinrock, *Queueing Systems*, vol. I, New York : Wiley, 1975.
8. M. Hall, Jr., *Combinatorial Theory*, 2nd Ed., New York: John Wiley & Sons, 1986.
9. 노준철, 김동인, "중앙집중 대역확산 패킷라디오 네트워크를 위한 임의할당-송신기 프로토콜," 한국통신학회 논문지, 제19권, 4호, pp.729-739, 1994년 4월.
10. 노준철, 김동인, "무선 데이터통신 시스템을 위한 다원 접속 기술," 대한전자공학회 학회지, 제21권, 7호, pp.27-36, 1994년 7월.



盧俊喆(Junc-Chul Roh) 정회원

1972년 1월 10일생  
 1993년 2월 : 서울시립대학교 전자공학과 졸업  
 1995년 2월 : 서울시립대학교 대학원 전자공학과 공학석사

1995년 2월~현재 : 한국통신 연구개발원 전임연구원  
 \*주관심 분야 : 통신 및 코딩이론, 대역확산통신, 무선 패킷 시스템, 개인휴대통신 (PCS), 셀룰라 CDMA.



金東仁(Dong-In Kim) 정회원

1958년 11월 5일생  
 현재 : 서울시립대학교 전자공학과 조교수 재직  
 19권 4호 참조