

# 멀티-코드 CDMA 망에서 다양한 전송률을 지원하기 위한 동적 코드 예약 기반의 코드 할당 제어

정희원 도미선\*, 전상현\*\*, 이재용\*, 이상배\*

## Dynamic Code Reservation based Code Assignment Control for Variable Data Rates in Multi-Code CDMA Networks

Mi-Sun Do\*, Sang-Hyun Jeon\*\*, Jai-Yong Lee\*, and Sang-Bae Lee\* *Regular Members*

### 요약

멀티-코드 CDMA 망에서 다양한 데이터 전송률을 제공하기 위한 코드 할당 제어 방법을 제안한다. 각 트래픽 클래스는  $E_b/N_0$ 와 데이터 전송률에 따라 서로 다른 코드수가 할당된다. 시스템 성능 요구사항이 주어졌을 때, 트래픽 상황에 따라 유연하게 모든 트래픽 클래스의 성능을 만족하는 성능 보장 범위를 증가시켜 망 처리율을 높이는 것이 목적이다. 이를 위하여 코드 할당 제어 방법으로 동적 코드 예약 기반의 선점 우선순위 제어를 제안하였다. 제안한 방법에서는 각 트래픽 클래스가 액세스 할 수 있는 코드 범위가 시스템의 상태와 성능 요구사항에 따라 동적으로 제어된다. 동적 제어를 위하여 성능 곡선 추정을 통하여 성능 파라미터들을 예측하고, 성능 요구사항을 초과하는 클래스의 코드 액세스 범위가 확장되도록 코드 예약 파라미터를 조절하였다. 제안한 방법을 matrix-geometric 방법을 이용하여 분석하고, 세 종류의 트래픽 클래스에 대하여 성능 평가를 하였다. 제안하는 코드 할당 제어 방법은 비실시간 트래픽의 트래픽 밀도나 코드 요구수가 증가하여도 특정 클래스의 성능을 저하시키지 않고 성능 보장 영역을 확장함을 확인하였다.

### ABSTRACT

A code assignment control scheme for supporting various data rates in multi-code CDMA networks is proposed. Distinct number of code units are allocated to each class according to the required  $E_b/N_0$  and the data rates. The objective is, given the performance requirements, to increase network throughput satisfying the performance of all classes flexibly under any traffic situations. For this purpose, we propose the dynamic code reservation based preemptive priority (DCRPP) control as the code assignment control scheme. The DCRPP scheme predicts performance parameters by performance curve fitting, and extends code access range of the class exceeding the performance requirement. We analyze the proposed scheme by applying the matrix-geometric method, and evaluate the performance for three different traffic classes. The results obtained show that, the proposed scheme prevents particular class from performance degradation and extends performance guarantee region, even the offered traffic intensity or the code requirement of non-real-time class increases.

### 1. 서론

CDMA는 통합 서비스를 제공하기 위한 차세대

이동 통신망을 위한 유망한 액세스 방법중 하나이다. 멀티미디어 통신을 지원하고 범세계적 로밍을 목표로 하는 IMT-2000(International Mobile teleco-

\* 연세대학교 전기·컴퓨터공학과(sblee@nasia.yonsei.ac.kr)

\*\* 특허청(sh-jeon@hanmail.net)

논문번호: 99098-0313, 접수일자: 1999년 3월 13일

mmunication-2000)에서는 음성 서비스 외에 고속 회선/패킷 데이터 서비스를 기본적으로 지원한다. 또한 이보다 더 높은 전송률을 갖고 복잡한 제어가 요구되는 멀티미디어 서비스와 WLL(wireless local loop) 서비스도 지원할 계획이다.

멀티미디어 서비스를 제공하기 위해서는 기본적으로 다양한 데이터 전송률을 지원할 수 있어야 한다. CDMA 시스템에서는 이를 제공하기 위하여 멀티-프로세싱 이득(multi-processing gain) CDMA, 멀티-코드(multi-code) CDMA, 멀티-캐리어(multi-carrier) CDMA와 같은 방법들이 제안되고 있다<sup>[1]-[3]</sup>. 멀티-코드 CDMA는 기존 시스템을 유지하면서 비교적 간단하게 다양한 전송률을 제공할 수 있다.

본 논문에서는 회선 데이터 서비스를 지원하는 멀티-코드 CDMA(MC-CDMA) 망에서, 서로 다른 데이터 전송률을 갖는 트래픽 클래스들의 성능 요구사항을 만족하면서 높은 망 처리율을 얻기 위한 코드 할당 제어 방법을 연구하였다. 트래픽 클래스 별로 서로 다른 코드 수를 할당하는 멀티-코드 할당 방법은, 회선망에서 멀티-슬롯을 할당하는 방법과 유사하다.<sup>[4]-[11]</sup>. 이러한 방법들로는 대표적으로 완전 공유 방법, 완전 분할 방법, 부분 분할 방법, 우선순위 제어 방법이 있다. 우선순위 제어 방법으로는 트렁크 예약(trunk reservation), 선점 우선순위(preemptive priority) 제어 등이 있다.

서로 다른 트래픽 클래스의 호들이 코드를 공유하면서 겪는 차단 확률(blocking probability)은 코드 할당 방법에 따라 크게 영향받는다. 완전 공유 방법의 경우, 간단하나 특정 클래스의 호가 코드를 독점할 수 있으므로 불공정할 수 있다. 코드 요구수가 큰 호일수록 차단 확률은 커진다. 완전 분할 방법의 경우, 트래픽 클래스별로 사용 가능한 자원이 분할되므로 각 트래픽 클래스는 다른 클래스의 트래픽의 오버로드에 영향받지 않으나, 코드 이용 효율이 낮아질 수 있다. 트렁크 예약 방법은 자원을 분할하지 않으면서, 다른 트래픽의 오버로드에 영향받지 않고 서로 다른 성능을 제공하기 위한 방법이다. 트래픽 클래스별로 다른 우선순위를 할당함으로써 각 트래픽의 성능을 보장한다.<sup>[7,8]</sup>.

Wang<sup>[9]</sup>은 두 종류의 트래픽에 대해 높은 우선순위를 갖는 호가 낮은 우선순위를 갖는 호를 선점(preemption)하는 선점 우선순위 제어를 제안하였다. Shi<sup>[10]</sup>는 이를  $K$  클래스의 트래픽으로 확장하고, 낮은 우선순위 트래픽은 'peak' 효과를 가짐을 보였다. 선점 우선순위 제어에서는 우선순위가 가장 높은 클

래스 외에는 서비스 도중 차단될 수 있다. 따라서 우선순위가 낮은 트래픽의 자원 이용률은 크게 떨어질 수 있다. NIU<sup>[11]</sup>는 부분 선점 우선순위(partial preemptive priority) 제어 방법을 적용하여 높은 우선순위를 갖는 트래픽의 선점을 제한하였다. 하지만 비선점 영역이 고정되어 트래픽 로딩 상태의 변화에 효율적으로 대처할 수 없는 문제점이 있다.

본 논문은 MC-CDMA 망에서 멀티클래스 트래픽에 대한 코드 할당 방법으로, 동적 코드 예약에 기초한 선점 우선순위(dynamic code reservation based preemption priority: DCRPP) 제어 방법을 제안하였다. DCRPP 제어에서 각 트래픽 클래스의 액세스 제한 범위는 코드 예약 파라미터에 의해 결정되며 동적으로 제어된다. 성능 파라미터들을 성능 곡선 추정(performance curve fitting) 방법에 의해 예측하고, 이 예측값과 성능 요구값을 비교하여 성능 저하가 예상되는 트래픽의 성능 저하가 감소되도록 코드 예약 파라미터를 조절한다. 이와 같은 동적 코드 예약 방법에 의해, 낮은 우선순위를 갖는 트래픽이 선점되는 상한값이 동적으로 결정된다.

각 클래스의 성능 파라미터는 호 레벨에서 정의되고, 일단 호가 수락되면 패킷 또는 셀 레벨의 성능은 보장된다고 본다. 각 트래픽 클래스의 성능 파라미터를 matrix-geometric 방법에 의해 계산하고, 이들의 성능을 기존의 자원 할당 방법과 비교하였다. 제안하는 DCRPP 제어 방법은 기존 제어 방법에 비해 모든 트래픽 클래스의 성능을 만족하는 성능 보장 영역이 증가함을 확인하였다.

논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 DCRPP 시스템의 개념과 동작을 기술한다. 3장에서는 제안한 DCRPP 모델의 정상 상태 평형 방정식을 구하고, 유사 출생 사멸(quasi-birth-and-death: QBD) 프로세스를 사용하여 분석한다. 4장에서는 결과를 보이고, 5장에서 결론과 후속 연구 사항을 언급한다.

## II. 동적 코드 예약 기반의 선점 우선순위 제어 시스템

### 1. 트래픽 클래스와 성능 요구사항

$K$  클래스의 트래픽을 지원하는 MC-CDMA 망을 가정한다. 이들 클래스들은 실시간 트래픽들인 클래스  $i$  ( $i=1, 2, \dots, K-1$ )와 비실시간 트래픽인 클래스  $K$ 로 구분된다. 실시간 트래픽들은 비실시간 트래픽에 비해 높은 우선순위를 가지며 클래스  $K$  트래픽이 사

용중인 코드를 선점할 수 있다.

각 클래스의 성능은 호 레벨에서 정의되고, 일단 호가 수락되면 패킷 또는 셀 레벨의 성능은 보장된다고 가정한다. 실시간 클래스들의 성능 파라미터는 호 차단 확률  $P_{b_i}$  ( $i=1, 2, \dots, K-1$ )이고 비실시간 클래스의 성능 파라미터는 평균 대기 시간  $W_0$ 로 설정한다. 주어진 로딩 조건에서 성능 측정은  $q=[q_1, q_2, \dots, q_K]=[P_{b_1}, P_{b_2}, \dots, P_{b_{K-1}}, W_0]$ 로 표현되고, 이들은 성능 요구사항은  $q^*=[q_1^*, q_2^*, \dots, q_K^*]$ 로 주어진다.

2. 트래픽 모델

클래스-1 트래픽은 음성 트래픽이고, 하나의 음성 호가 점유하는 코드 수  $b_1$ 을 기본 코드 수로 한다. 음성 호만 존재하는 경우 도착하는 호 설정 요구 메시지에 할당할 수 있는 최대 코드 수를 시스템 용량  $C$ 로 정의한다. 클래스- $i$  ( $1 < i < K$ ) 호의 코드 요구수는  $b_i = m_i b_1$  ( $m_i : 1 \leq m_i < C$  인 정수)이다.

각 트래픽 클래스들은 서로 다른 호 도착율과 평균 호 지속 시간을 갖는다. 클래스- $i$  호 설정 요구 메시지는 도착율  $\lambda_i$ 인 Poisson 프로세스로 도착하고, 평균  $1/\mu_i$ 인 부지수(negative exponential) 서비스 시간 분포를 가지며, 호 지속 시간 동안  $b_i$ 개의 코드를 요구한다. 모든 트래픽 클래스들의 도착 프로세스들은 서로 독립이다. 클래스- $i$  호의 트래픽 로드와 트래픽 요구량은 각각  $\rho_i = \lambda_i/\mu_i$ 와  $A_i = b_i \rho_i$ 로 정의한다. 전체 트래픽 요구량은  $A = \sum_{i=1}^K A_i$  이고, 트래픽 밀도는  $A/C$ 이다.

3. 동적 코드 예약 기반의 선점 우선순위 (DCRPP) 제어

DCRPP 코드 할당 시스템은 그림 1과 같이  $C$ 개의 코드 유닛과 클래스- $K$  트래픽을 위한 무한 버퍼로 구성된다. 실시간 트래픽의 호 요구 메시지는 도착 즉시 서비스 받지 못하면 차단된다. 비실시간 트래픽의 호 설정 요구 메시지는 필요한 코드를 할당 받지 못한 경우 추후 서비스 받기 위해 버퍼에 저장된다.

클래스- $i$ 의 코드 예약 파라미터는  $cr_i$ 로 주어진다. DCRPP 제어 시스템에서 실시간 클래스들의 경우,  $cr_i$ 는 전통적인 트렁크 예약 파라미터의 의미를 갖는다. 선택된 트래픽 클래스들의 호는 규정된 최

소한의 유휴 코드 (즉, 채널)가 있어야만 수용된다. 비실시간 클래스의 경우에,  $cr_K$ 는 비선점 영역 (preemption-free range)의 의미를 갖는다. 이 값은 실시간 호가 비실시간 호가 점유중인 채널을 선점할 수 없는 영역을 나타낸다. 채널을 선점당한 클래스- $K$  호는 버퍼 선두에 큐잉된다. 실시간 트래픽들이 점유한 코드 수에 의해 비실시간 트래픽의 서비스가 조절되므로, 클래스- $K$  트래픽이 성능 요구사항  $q_K^*$ 를 만족하기 위해서는 실시간 트래픽의 선점이 제한될 필요가 있다.

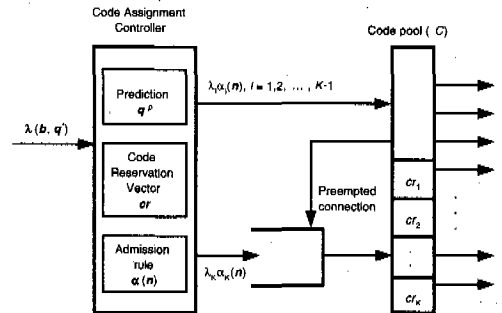


그림 1. DCRPP 코드 할당 시스템

시스템에 있는 클래스- $i$  호의 수를  $n_i$ 라 하자. 시스템 상태는  $n=[n_1, n_2, \dots, n_K]$ 이고, 상태 공간은

$$S = \left\{ n \in N^K : 0 \leq n_i \leq \left\lfloor \frac{C}{b_i} \right\rfloor, n_K \geq 0 \right\} \quad (1)$$

for  $i = 1, 2, \dots, K-1$

이다. 여기서  $\lfloor \cdot \rfloor$ 는  $i$ 보다 작거나 같은 최대 정수를 나타낸다. 실시간 호들과 서비스 중인 비실시간 호들이 점유한 코드 수를 각각  $C_n$ 와  $C_d$ 라 하자.

$$C_n = \sum_{i=1}^{K-1} b_i n_i \leq C \quad (2)$$

$$C_d = \begin{cases} b_K n_K & \text{if } \sum_{i=1}^{K-1} b_i n_i \leq C \\ C - C_n & \text{otherwise} \end{cases}$$

시스템의 상태가  $n$ 일 때, 클래스- $i$  실시간 호가 도착하여 할당받을 코드가 없을 경우,  $C_n + cr_i \leq C - cr_K$ 이면 서비스 중인 비실시간 호를 선점할 수 있다. 따라서 실시간 호들이 점유할 수 있는 코드의 상한은

$$N_n = C - \min(cr_K, b_K n_K)$$

에 의해 결정되고, 식 (2)는 식 (3)과 같이 된다.

$$C_n = \sum_{i=1}^{K-1} b_i n_i \leq N_n \quad (3)$$

비실시간 호는  $C_d \leq cr_K$  인 경우 선점 당하지 않으며  $C_d > cr_K$  인 경우  $cr_K$  개의 코드는 계속 점유할 수 있다.

코드 할당 제어기의 허용 규칙(admission rule)을  $\alpha: S \mapsto \{0, 1\}^K$  라 하자. 상태  $n$ 에서  $\alpha(n) = [\alpha_1(n), \alpha_2(n), \dots, \alpha_K(n)]$ 으로 정의된다. 여기서  $\alpha_i(n) = 1(0)$ 은 상태  $n$ 에 있을 때 도착한 클래스- $i$ 호를 허용(거절) 함을 나타낸다.

$$\alpha_i(n) = \begin{cases} 1 & \text{if } C_n + cr_i \leq N_n \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}, \quad (4)$$

for  $i=1, 2, \dots, K-1$

$$\alpha_i(n) = 1, \quad \text{for } i=K$$

$cr_K$ 가 주어졌을 때, 허용 규칙에 따라 실시간 트래픽의  $cr_i (1 \leq i \leq K)$  값은 다르게 적용된다. 완전 공유 방법의 경우  $cr_i = b_i$ 로  $b_j > b_i$ 이면  $P_b \geq P_b$ 이다. 모든  $i, j (i \neq j)$ 에 대해서  $P_b = P_b$ 를 유지하려는 경우,  $cr_i = cr_j$ 로 설정한다.

따라서 주어진 트래픽 로드에서 성능 파라미터는 코드 예약 벡터  $cr = [cr_1, cr_2, \dots, cr_K]$ 에 의해 제어된다. 성능 요구사항을 만족하는 상태들의 집합을 허용 영역  $S_A = \{n \in S \mid q \leq q^*\}$ ,  $S_A \subset S$ 로 정의하자. 여기서  $n_K$ 는  $W_i \leq q_K^*$ 를 만족하는 값이다.  $S_A$ 와 같은 개념으로, 모든 트래픽 클래스가 성능을 만족하는 로딩 조건들의 집합을 성능 보장 로드 영역  $S_{LG} = \{(\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_K) \mid q \leq q^*\}$ 이라 하자.  $S_{LG}$ 로 구성되는 트래픽 밀도를 성능 보장 영역  $S_C$ 로 나타낸다.

#### 4. 시스템 동작

DCRPP 시스템은 성능 파라미터 값을 예측하고, 코드 예약 파라미터를 조절하여 허용 규칙을 결정한다. 초기 조건으로 성능 요구사항 벡터  $q^*$ , 성능 예측 벡터  $q^b$ 와 디폴트 코드 예약 벡터  $cr$ 가 주어진다.

$$q^* = [q_1^*, \dots, q_{K-1}^*, q_K^*]$$

$$q^b = [q_1^b, \dots, q_{K-1}^b, q_K^b] = [0, \dots, 0, 0]$$

$$cr = [cr_1, \dots, cr_{K-1}, cr_K] = [b_1, \dots, b_{K-1}, 0]$$

성능 파라미터 예측에 사용되는 데이터는 최근  $r$ 개의 성능 파라미터 값을 포함하는 성능 기록 벡터,

$$q_i^h = [q_i(\lambda_i - (r-1)\Delta\lambda_i), \dots, q_i(\lambda_i - \Delta\lambda_i)$$

,  $q_i(\lambda_i)]$ 로 저장된다. 먼저, 성능 추정 블럭에서는 성능 기록 벡터  $q_i^h$ 를 이용하여 성능 곡선을 구한다. Least squares polynomial curve fitting 방법을 사용하여 성능 기록 벡터로부터  $n$ 차 다항식의 계수 벡터  $a_i = [a_{i_n}, a_{i_{n-1}}, \dots, a_{i_0}]$ 를 얻은 후, 성능 곡선  $f_i(x_i)$ 를 구성한다.

$$f_i(x_i) = a_{i_n} x_i^n + a_{i_{n-1}} x_i^{n-1} + \dots + a_{i_1} x_i + a_{i_0} \quad (5)$$

식 (5)로부터 성능 파라미터 예측은 아래와 같이 구해진다.

$$q_i^b = f_i(\lambda_i)$$

$$= a_{i_n} \lambda_i^n + a_{i_{n-1}} \lambda_i^{n-1} + \dots + a_{i_1} \lambda_i + a_{i_0}$$

CR 조절 블럭에서는  $q^b$ 와  $q^*$ 를 비교하여  $q_i^b < q_i^*$  (for all  $i$ )이면  $cr = cr$ 로 설정하고,  $q_i^b \geq q_i^*$  (for any  $i$ )이면  $q_i$ 가 감소되도록 식 (6-1), (6-2)와 같이  $cr$ 을 제어한다.

$$cr_i = \begin{cases} cr_i + \Delta_i & \text{if } q_i^b < q_i^* \text{ and } q_i^b > q_i^* \\ cr_i - \Delta_i & \text{if } q_i^b > q_i^* \\ cr_i & \text{otherwise} \end{cases} \quad (6-1)$$

for  $i \neq j, 1 \leq i, j \leq K-1$

$$cr_K = \begin{cases} cr_K + \Delta_K & \text{if } q_K^b > q_K^* \text{ or } q_K^b < 0 \\ cr_K & \text{otherwise} \end{cases} \quad (6-2)$$

여기에서  $\Delta_i$ 과  $\Delta_K$ 는 각각  $cr_i$ 과  $cr_K$  조절을 위한 기본 단위이고,  $cr_i$ 는  $b_i \leq cr_i < \max(b)$ 을 만족한다.

### III. 시스템 분석

#### 1. 기호

이 절에서는 3장에서 사용할 기호들을 설명한다.



건을 만족한다.

$$p_0 \sum_{k=0}^{\infty} \left[ \prod_{i=0}^{k-1} R_i \right] e = 1 \quad (13)$$

따라서 식 (14)로부터 레벨 독립 QBD 프로세스의 rate matrix  $R_N$ 을 구하고, 경계 상태의 rate matrix  $R_k$  ( $0 \leq k < N$ )를  $R_N$ 으로부터 순차적으로 식 (15)와 같이 구한다. 여기서는 Latouche<sup>[13]</sup>의 logarithmic reduction algorithm을 이용하여 구하였다.

$$A_0^{(N)} + R_N A_1^{(N)} + R_N^2 A_2^{(N)} = 0 \quad (14)$$

$$R_k = A_0^{(k)} (-A_1^{(k+1)} - R_{k+1} A_2^{(k+2)})^{-1} \quad (15)$$

모든  $R_k$  ( $k \geq 0$ ) 값이 구해지면, 식 (16)으로부터  $p_0$ 를 구하고, 식 (11)과 (12)로부터  $p_k$  ( $k \geq 1$ )을 구한다.

$$\begin{cases} p_0(A_1^{(0)} + R_0 A_2^{(1)}) = 0 \\ p_0 \left[ \sum_{k=0}^N \prod_{i=0}^k R_i + \prod_{i=0}^N R_i (I - R_N)^{-1} \right] e = 1 \end{cases} \quad (16)$$

### 3. 성능 측정

#### 1) 비실시간 트래픽의 평균 대기 시간

정상 상태에서 DCRPP 시스템에 있는 비실시간 호의 수, 시스템 체류 시간, 대기 시간, 서비스 시간을 나타내는 랜덤 변수를 각각  $K, S, W, W_s$ 라 하자. 그러면 비실시간 호의 평균 길이  $E[K]$ 는

$$\begin{aligned} E[K] &= \sum_{k=0}^{\infty} k p_k \cdot e \\ &= p_0 \left\{ \sum_{k=0}^N k \prod_{i=0}^{k-1} R_i + \prod_{i=0}^N R_i Y \right\} \cdot e \end{aligned} \quad (17)$$

이고,  $Y = [N(I - R_N)^{-1} + (I - R_N)^{-2}]$ 이다. Little's formula에 의해 평균 체류 시간은

$$E[S] = \lambda_K^{-1} E[K]$$

이 되고, 평균 대기 시간  $E[W]$  즉  $W_q$ 는 식 (18)과 같이 된다.

$$\begin{aligned} E[W] &= E[S] - E[W_s] = \\ &= \lambda_K^{-1} \left\{ p_0 \left[ \sum_{k=0}^N k \prod_{i=0}^{k-1} R_i + \prod_{i=0}^N R_i Y \right] e \right\} - \mu_K^{-1} \end{aligned} \quad (18)$$

#### 2) 실시간 트래픽의 호 차단 확률

레벨  $k$ 에서 클래스- $i$  ( $i=1, 2, \dots, K-1$ ) 실시간 호들의 수용 행렬  $C_i^{(k)}$ 는 대각 행렬로

$$C_i^{(k)}(j, j) = \begin{cases} 1 & j \leq N_n - cr_i \\ 0 & N_n - cr_i < j \leq C \end{cases} \quad (19)$$

인 지시 행렬이고, 레벨  $k$ 에서, 클래스- $i$  실시간 호들의 차단 행렬과 실시간 호의 전체 차단 행렬은

$$B_i^{(k)} = \lambda_i [I - C_i^{(k)}], \quad 1 \leq i \leq K-1$$

$$B^{(k)} = \sum_{i=1}^{K-1} B_i^{(k)}$$

로,  $B_i^{(k)} = B_i^{(N)}, B^{(k)} = B^{(N)}, \forall k \geq N$ 이다.

클래스- $i$  실시간 호에 대한 차단 행렬과 차단 확률은 각각 식 (20)과 식 (21)로 표현된다.

$$B_i = \text{diag}[B_i^{(0)} B_i^{(1)} \dots B_i^{(N-1)} B_i^{(N)} B_i^{(N)} \dots] \quad (20)$$

$$P_b = \frac{p B_i e}{\lambda_i} =$$

$$p_0 \left\{ \sum_{k=0}^N \prod_{i=0}^k R_i B_i^{(k)} + \prod_{i=0}^N R_i (I - R_N)^{-1} B_i^{(N)} \right\} e \quad (21)$$

## IV. 결과

세 종류의 트래픽 클래스를 갖는 단일 MC-CDMA 시스템을 고려하여 DCRPP 코드 할당 제어에 대한 성능을 평가하였다. 무선 링크에서 각 트래픽 클래스에 대해 규정되는 최소 허용 QoS는 BER 값에 의해 주어지며, 이에 대응하는  $E_b/N_0$ 에 의해 표현될 수 있다. 각 트래픽 클래스는 표 1과 같이 서로 다른 전송률과  $E_b/N_0$  요구사항을 가지며, 특정 트래픽 클래스의 사용자들은 동일한  $E_b/N_0$  요구사항을 갖는다고 가정한다. 각 트래픽 클래스에는 음성 트래픽의 전송률과  $E_b/N_0$ 를 기준으로 서로 다른 코드 수가 할당된다. 표 1에서  $v$ 과  $d$ 은 각각  $1 \leq v < v$ 와  $1 \leq d < d$ 를 만족한다.

표 1. 세 종류 클래스의 트래픽 특성

클래스	특성	전송률	$E_b/N_0$ 요구사항	코드/호
1	음성 실시간	$r_1 = R_b$	5dB	1
2	비디오 실시간	$r_2 = v R_b$	8dB	$v$
3	데이터 비실시간	$r_3 = d R_b$	10dB	$d$

표 2는 DCRPP 코드 할당 시스템의 파라미터들을 나타낸다.

표 2. DCRPP 시스템의 파라미터들

파라미터	값
$K$	3
$C$	24
$v$	4
$d$	1, 4
$\mu = [\mu_1, \mu_2, \mu_3]$	[1/2, 1/20, 1/10]
$b = [b_1, b_2, b_3]$	[1, 4, (1,4)]
$q^* = [q_1^*, q_2^*, q_3^*]$	[0.05, 0.1, 5]
$cr^* = [cr_1^*, cr_2^*, cr_3^*]$	[1, 4, 0]
$n$	2
$\Delta_1$	$b_1$
$\Delta_3$	(1,2) for $b_3=(1,4)$

DCRPP 코드 할당 시스템의 성능을 완전 공유 제어, 완전 선점 우선순위 제어, 실시간 클래스들의 호 차단 확률이 같도록 제어하는 경우와 비교하였다. 완전 공유 제어에서는 비실시간 호가 실시간 호들과 동일한 우선순위를 갖고 비선점된다. 완전 선점 우선순위 제어에서는 비실시간 호가 실시간 호들보다 낮은 우선순위를 갖고 완전 선점된다. 마지막 경우는 클래스-1 호의 액세스 범위를 제한하여 실시간 호들의 호 차단 확률이 같도록 제어한 경우이다. 즉  $cr_1 = cr_2 = \max(b) = 4$ 로 설정한다.  $n_3 = k$ 일 때  $N_n = C - \min(4, kb_3)$ 로  $N_n - 3, N_n - 2, N_n - 1, N_n$  단계로의 천이는 없다. 세 경우 모두 고정된  $cr$ 을 가지며,  $cr = [1, 4, C], cr = [1, 4, 0], cr = [4, 4, 4]$ 이다.

아래의 예에서 DCRPP의 경우, 코드 요구 수가 가장 큰 클래스-2의 호 요구 메시지는 코드 액세스 범위를 제한 받지 않도록 하였다. 따라서  $cr_2 = b_2$ 로 고정된다.

1. 각 클래스의 트래픽 밀도가 동일한 경우

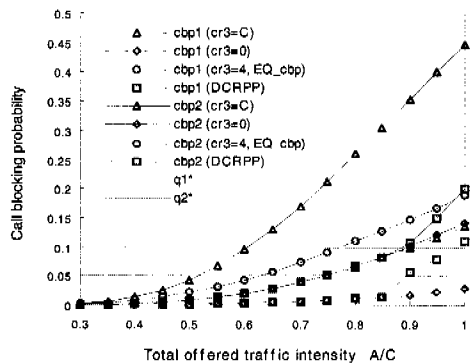
그림 2와 3은 각 클래스의 트래픽 밀도가 동일하게 주어졌을 때, 클래스-3의 코드 요구수  $b_3$  값에 따른 시스템 성능 값들이다.  $cr_3 = C$ 와  $cr_3 = 0$ 인 경우에 실시간 호들은 같은 우선순위로 코드를 완전 공유한다. 따라서 큰 코드 요구수를 갖는 비디오 호가 작은 코드 요구수를 갖는 음성 호보다 높은 호

차단 확률을 갖는다. 트래픽 밀도가 증가함에 따라  $cr_3 = 0$ 의 경우 비실시간 트래픽의 성능 저하가,  $cr_3 = C$ 인 경우 실시간 트래픽의 성능 저하가 두드러진다. 실시간 호들의 차단 확률은  $cr_3 = 0$ 일 때 가장 작은 값을 갖고,  $cr_3$ 가 증가함에 따라 증가한다.  $cr_3 = C$ 인 경우, 최대 코드 요구수를 갖는 클래스-2 트래픽은  $b_3$  값에 영향받지 않지만 최소 코드 요구수를 갖는 클래스-1 트래픽은  $b_3$  값이 증가함에 따라 증가한다.  $cr_3 = 4$ 의 경우, 클래스-1의 호 차단 확률(cbp1)은 수용 가능한 상태 수가 줄어든 만큼 증가하고, 클래스-2의 호 차단 확률(cbp2)은 감소한다. 두 트래픽의 액세스 범위가 같아짐에 따라 호 차단 확률은 같아진다. cbp1 증가율 보다 cbp2 감소율이 더 크므로 코드 이용률은 더 증가한다.

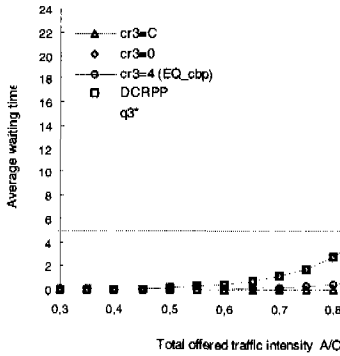
클래스-3의 평균 대기 시간  $W_3$ 는  $cr_3 = C$ 일 때 가장 작은 값을 갖고  $cr_3$ 가 감소할수록 지수적으로 증가한다. 같은  $cr_3$ 에 대해  $b_3$ 가 증가하는 경우에도 지수적으로 증가함을 볼 수 있다.

(c)는 DCRPP 제어에서 특정 클래스의 성능 파라미터 예측값이 성능 요구값을 초과하면 특정 클래스의 성능만이 저하되지 않도록  $cr$ 이 변화하는 것을 보여준다. 성능 파라미터 예측값이 성능 요구값을 초과하면 각 클래스의 코드 예약 파라미터는 성능 저하가 예상되는 클래스의 액세스 범위가 확장되도록 동적으로 제어된다.

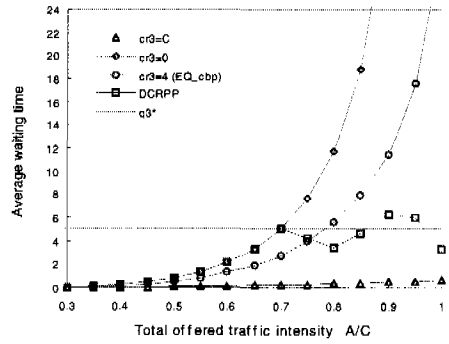
(d)는 각 클래스의 성능 요구사항을 만족하는 성능 만족 영역을, (e)는 모든 클래스가 성능 요구사항을 만족하는 성능 보장 영역을 입력 트래픽 밀도의 함수로 나타낸 것이다.



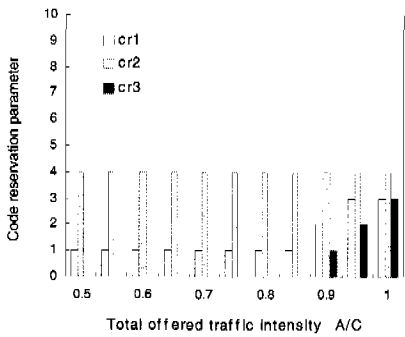
(a) 호 차단 확률



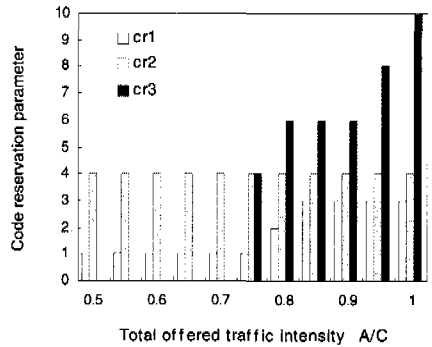
(b) 평균 대기 시간



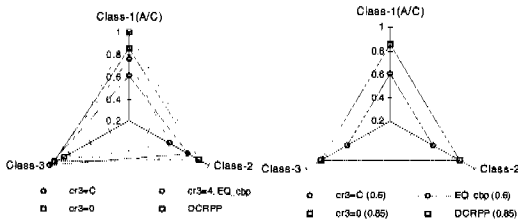
(b) 평균 대기 시간



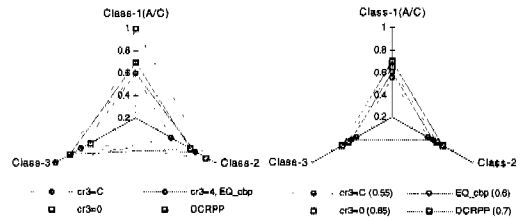
(c) 코드 예약 파라미터의 변화



(c) 코드 예약 파라미터의 변화



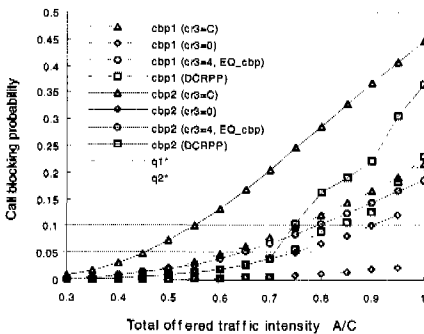
(d) 성능 만족 영역 (e) 성능 보장 영역



(d) 성능 만족 영역 (e) 성능 보장 영역

그림 2. 각 클래스의 트래픽 밀도가 동일한 경우 ( $b_3 = 1$ )

그림 3. 각 클래스의 트래픽 밀도가 동일한 경우 ( $b_3 = 4$ )



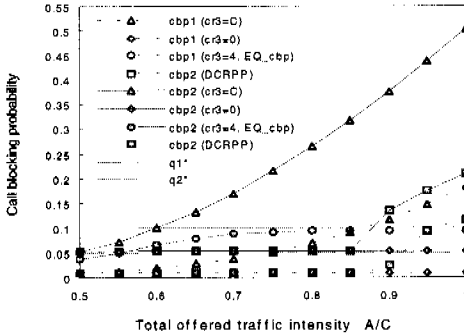
(a) 호 차단 확률

그림 (d)에서, DCRPP는 트래픽 밀도가 증가함에 따라 특정 클래스의 성능 저하를 유발하지 않고, 성능 만족 영역이 기존의 방법에 비해 각 클래스별로 고르게 유지된다. (c)와 (d)에서 DCRPP가 액세스 범위에 대한 자기 조절(self-adjusting) 기능을 가짐을 확인할 수 있다. 이는 (e)와 같이 성능 보장 영역을 확장시키고, 따라서 망처리율을 증가시킨다.  $b_3$ 가 증가하여도 DCRPP 제어는 성능 보장 영역을 가장 크게 유지한다.

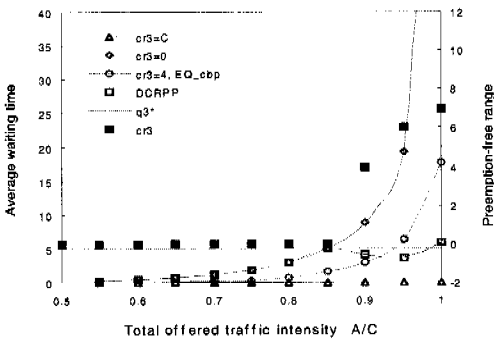


2. 클래스-3의 트래픽 밀도가 변하는 경우

그림 4와 5는 클래스-3의 로드가 증가함에 따라 시스템 성능에 미치는 영향을 보여준다. 실시간 트래픽 밀도의 합이  $(A_1 + A_2)/C = 0.5$ 로 고정되고,  $A_1/C = A_2/C$ 이고,  $A_3/C$ 가 0에서  $1 - (A_1 + A_2)/C$  까지 변하는 경우의 예이다.

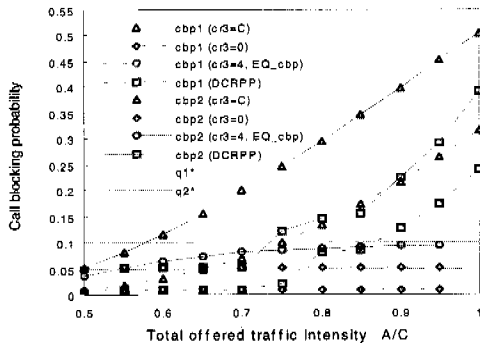


(a) 호 차단 확률

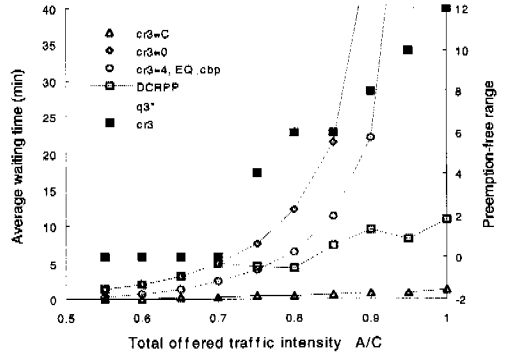


(b) 평균 대기 시간과 비선점 영역

그림 4. 클래스-3의 트래픽 밀도가 변하는 경우 ( $b_3 = 1$ )



(a) 호 차단 확률

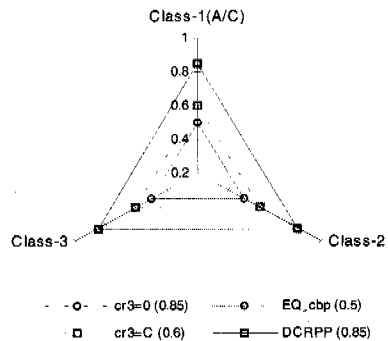


(b) 평균 대기 시간과 비선점 영역

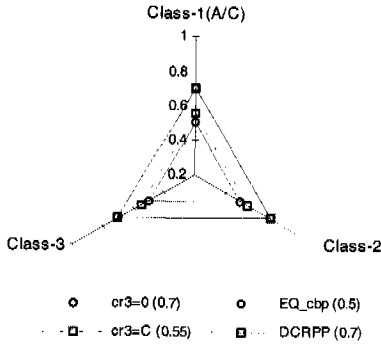
그림 5. 클래스-3의 트래픽 밀도가 변하는 경우 ( $b_3 = 4$ )

$cr_3$ 가 작을 경우 실시간 트래픽의 호 차단 확률은 낮아지나 비실시간 트래픽의 평균 대기 시간은 지속적으로 증가하므로 이를 제어할 필요가 있다. 그림 4와 5에서 (b)는 평균 대기 시간과 함께 비실시간 트래픽의 성능 저하를 제어하기 위한  $cr_3$ 의 변화를 보여준다.  $cr_3$ 의 증가는 비실시간 트래픽의 성능을 향상시키나 실시간 트래픽의 성능을 저하시킨다.

앞절에서와 마찬가지로, DCRPP 제어는 비실시간 트래픽 로드 증가하여도, 또는  $b_3$ 가 증가하여도 각 클래스의 성능 만족 영역을 고르게 유지하고, 그 결과 그림 6에서 성능 보장 영역을 확장시킬 수 있다. 비실시간 트래픽이 크게 증가하여도 완전 선점 우선순위 제어와 같은 성능 보장 영역을 유지하면서 완전 선점 우선순위 제어에 비해 비실시간 트래픽의 성능을 크게 향상시킬 수 있다.



(a)  $b_3 = 1$



(b)  $b_3 = 4$

그림 6. 클래스-3의 트래픽 밀도가 변하는 경우 성능 보장 영역

### V. 결론

다양한 전송률을 지원하는 MC-CDMA 시스템의 효율적인 코드 할당 제어 방법으로 DCRPP 제어를 제안하였다. 각 트래픽 클래스의 성능을 평가하고, 성능 보장 영역을 구하였다. DCRPP 제어는 각 트래픽 클래스의 성능 파라미터를 예측하고, 코드 예약 파라미터를 제어하여, 액세스 제한 범위를 동적으로 조절한다. 제안하는 코드 할당 제어 방법은 비실시간 트래픽의 트래픽 밀도와 코드 요구수가 증가하여도 특정 클래스의 성능을 저하시키지 않고 성능 보장 영역을 확장함으로써, 트래픽 상황에 따라 유연하게 적용될 수 있음을 확인하였다.

본 논문에서는 단일 셀에 대한 분석 및 성능 평가를 하였으나, DCRPP 제어는 각 기지국에서 독립적으로 동작할 수 있으므로, 대규모 망으로도 확장하여 적용할 수 있다.

추후 폭선 추정에 대한 정확도를 검증하고, 효율적인 대역폭 사용을 위하여 패킷 서비스가 고려되어야 한다. 패킷 서비스를 위해선 서로 다른 우선순위와 버스트 특성을 갖는 VBR 트래픽에 대한 데이터 액세스 방법과, 성능 보장 및 처리율 향상을 위한 스케줄링 방법에 대한 연구가 계속되고 있다.

### Appendix

DCRPP 시스템의 허용 규칙을  $\alpha(k, n_n)$ 으로 정의하자. II장에서 정의한  $\alpha(n)$ 은 모순없이  $\alpha(k, n_n)$ 으로 사용될 수 있다.  $\alpha_i(k, n_n)$ 은 아래와 같이 정의되고, 상태  $(k, n_n)$ 에서 클래스- $i$

호의 허용을 결정한다.

$$\alpha_i(k, n_n) = \begin{cases} 1 & \text{if } C_n \leq N_n - cr_i \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}, \quad \text{for } i=1, 2, \dots, K-1 \quad (A-1)$$

$$\alpha_i(k, n_n) = 1, \quad \text{for } i=K$$

시스템 이탈율은 식 (A-2)에 의해 결정된다.

$$(n_1\mu_1 + n_2\mu_2 + \dots + n_K\mu_K) D(k, n_n) \quad (A-2)$$

III절의 식 (10)에서  $A_0^{(k)}$ 는 비실시간 트래픽의 도착율을 나타내고, 다음과 같이 구성된다.

$$A_0^{(k)} = \text{diag}[A_0^{k0}, A_0^{k1}, \dots, A_0^{km_1}],$$

$$A_0^{kj_1} = \text{diag}[A_0^{kj_10}, A_0^{kj_11}, \dots, A_0^{kj_1m_2}],$$

⋮

$$A_0^{kj_1, j_{K-2}} = \text{diag}[A_0^{kj_1, j_{K-2}}(0), A_0^{kj_1, j_{K-2}}(1), \dots, A_0^{kj_1, j_{K-2}}(m_{K-1})],$$

$$A_0^{kj_1, \dots, j_{K-2}}(j_{K-1}) = \begin{cases} \lambda_K & \text{if } C_n \leq C \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$$

$$\text{for } 0 \leq k \leq N, 0 \leq j_i \leq m_i, 1 \leq i \leq K-1$$

비실시간 트래픽의 이탈율을  $A_2^{(k)}$ 로 나타내며,  $A_2^{(k)}$ 는 다음과 같이 구성된다.

$$A_2^{(k)} = \text{diag}[A_2^{k0}, A_2^{k1}, \dots, A_2^{km_1}],$$

$$A_2^{kj_1} = \text{diag}[A_2^{kj_10}, A_2^{kj_11}, \dots, A_2^{kj_1m_2}],$$

⋮

$$A_2^{kj_1, j_{K-2}} = \text{diag}[A_2^{kj_1, j_{K-2}}(0), A_2^{kj_1, j_{K-2}}(1), \dots, A_2^{kj_1, j_{K-2}}(m_{K-1})],$$

⋮

$$A_2^{kj_1, \dots, j_{K-2}}(j_{K-1}) = \begin{cases} k\mu_K & \text{if } C_n \leq C - b_K k \\ n_K\mu_K & \text{otherwise} \end{cases}$$

$$\text{for } 1 \leq k \leq N, 0 \leq j_i \leq m_i, 1 \leq i \leq K-1$$

$A_1^{(k)}$ 는 tridiagonal 행렬로  $Q$ 의 각 행의 합이 0이 되도록 한다.

$$A_1^{(k)} = \begin{bmatrix} A_{11}^{k0} & A_{10}^{k0} & & & 0 \\ A_{12}^{k1} & A_{11}^{k1} & A_{10}^{k1} & & \\ & \ddots & \ddots & & \\ 0 & & A_{12}^{km_1} & A_{11}^{km_1} & A_{10}^{km_1} \end{bmatrix} \quad (A-3)$$

식 (A-3)의 각 블록 요소들은 다음과 같이 순차적으로 구성된다.

$$A_{i0}^{k_1 \dots j_i} = \begin{cases} A_0^{k_1} & i=1 \\ A_{i-1,0}^{k_1 \dots j_i} & i \neq 1 \end{cases} \quad (A-4)$$

for  $0 \leq k \leq N, 1 \leq i \leq K-2, \begin{cases} 0 \leq j_i \leq m_i - 1 & l \leq i \\ 0 \leq j_i \leq m_i & l > i \end{cases}$

단,  $A_{i0}^{k_1 \dots j_{K-2}}(j_{K-1}) = \lambda_i \alpha_i(k, \mathbf{n}_{ri})$ 이다.

$$A_{i2}^{k_1 \dots j_i} = A_{i-1,2}^{k_1 \dots j_i} \quad (A-5)$$

for  $1 \leq k \leq N, 1 \leq i \leq K-2, \begin{cases} 1 \leq j_i \leq m_i & l \leq i \\ 0 \leq j_i \leq m_i & l > i \end{cases}$

단,  $A_{i2}^{k_1 \dots j_{K-2}}(j_{K-1}) = \begin{cases} n_{i+1} \mu_{i+1} & \text{if } C_{ri} \leq C_0 \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$ 이다.

$$A_{i1}^{k_1 \dots j_i} = \begin{bmatrix} A_{i+1,1,0}^{k_1 \dots j_i} & A_{i+1,1,0}^{k_1 \dots j_i} & & & 0 \\ A_{i+1,1,1}^{k_1 \dots j_i} & A_{i+1,1,1}^{k_1 \dots j_i} & A_{i+1,1,1}^{k_1 \dots j_i} & & \\ A_{i+1,1,2}^{k_1 \dots j_i} & A_{i+1,1,2}^{k_1 \dots j_i} & A_{i+1,1,2}^{k_1 \dots j_i} & & \\ & \ddots & \ddots & & \\ 0 & & A_{i+1,1,m_i-1}^{k_1 \dots j_i} & A_{i+1,1,m_i-1}^{k_1 \dots j_i} & A_{i+1,1,m_i-1}^{k_1 \dots j_i} \end{bmatrix}$$

for  $0 \leq k \leq N, 1 \leq i \leq K-2, 0 \leq j_i \leq m_i$

(A-6)

식 (A-6)에서  $A_{K-2,1}^{k_1 \dots j_{K-2}}$ 는 tridiagonal 행렬이다.  $N_i = cr_i/b_i$ 로 정의하면 다음과 같이 구성된다.

/\* 대각 요소 \*/

if  $0 \leq k < N_K$  then

$$[A_{K-2,1}^{k_1 \dots j_{K-2}}]_{(i_{r-1}, i_{r-1})} = \begin{cases} -\left( \sum_{i=1}^K \lambda_i \alpha_i(k, \mathbf{n}_{ri}) + \sum_{i=1}^{K-1} j_i \mu_i + k \mu_K \right) & \text{if } C_{ri} < C - b_K k \\ -\left( \lambda_K + \sum_{i=1}^{K-1} j_i \mu_i + n_K^a \mu_K \right) & \text{otherwise} \end{cases}$$

elseif  $N_K \leq k \leq N$  then

$$[A_{K-2,1}^{k_1 \dots j_{K-2}}]_{(i_{r-1}, i_{r-1})} = \begin{cases} -\left( \sum_{i=1}^K \lambda_i \alpha_i(k, \mathbf{n}_{ri}) + \sum_{i=1}^{K-1} j_i \mu_i + k \mu_K \right) & \text{if } 0 \leq C_{ri} < C - b_K k \\ -\left( \sum_{i=1}^K \lambda_i \alpha_i(k, \mathbf{n}_{ri}) + \sum_{i=1}^{K-1} j_i \mu_i + n_K^a \mu_K \right) & \text{if } C - b_K k \leq C_{ri} < C - cr_K \\ -\left( \lambda_K + \sum_{i=1}^{K-1} j_i \mu_i + n_K^a \mu_K \right) & \text{otherwise} \end{cases}$$

end for

/\* 비 대각(off-diagonal) 요소 \*/

for  $i = 1 : K-1$

$$[A_{K-2,1}^{k_1 \dots j_{K-2}}]_{(j_i, j_i - b_i)} = \begin{cases} j_i \mu_i & \text{if } C_{ri} \leq C \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$$

$$[A_{K-2,1}^{k_1 \dots j_{K-2}}]_{(i, i + b_i)} = \lambda_i \alpha_i(k, \mathbf{n}_{ri})$$

end for

### 참고 문헌

- [1] Chih-Lin I and Krishan K. Sabnani, "Variable spreading gain CDMA with adaptive control for true packet switching wireless network", in Proc. *IEEE ICC'95*, pp. 725-730, June 1995
- [2] Chih-Lin I and Richard D. Gitlin, "Multi-Code CDMA wireless personal communications networks", in Proc. *IEEE ICC'95*, pp. 1060-1064, June 1995
- [3] J. Proakis, *Digital Communications*, McGraw-Hill, Net York, 1989
- [4] Joseph S. Kaufman, "Blocking in a shared resource environment", *IEEE Trans. Commun.*, vol. COM-29, no. 10, pp. 1474-1481, October 1981
- [5] N. G. Bean, R. J. Gibbens, and S. Zachary, "Asymptotic analysis of single resource loss systems in heavy traffic, with applications to integrated networks," *Adv. Appl. Prob.*, 27, pp.273-292, 1995
- [6] Gagan L. Choudhury, Kin K. Leung, and Ward Whitt, "An algorithm to compute blocking probabilities in multi-rate multi-class multi-resource loss models", *Adv. Appl. Prob.*, 27, pp.1104-1143, 1995
- [7] C. N. Laws, "On trunk reservation in loss networks", In F. P. Kelly and R. J. Williams, editors, *Stochastic Networks*, vol. 71 of *IMA Volumes in Mathematics and it's Applications*, pp. 187-198, Springer-Verlag, New York, 1995
- [8] Sem Borst and Debasis Mitra, "Virtual Partitioning for Resource sharing by state-dependent priorities: analysis, approximations, and performance for heterogeneous traffic", In

Proc. *ITC-15*, pp.1457-1468, June 1997

이 상 배(Sang-Bae Lee)

정회원

- [9] Weilin Wang and Tarek N. Saadawi, "Trunk reservation control in heterogeneous circuit switched network", *IEEE Trans. Commun.*, vol. 40, no. 7, pp. 1156-1161, July 1992
- [10] Victor T.-S. Shi, Wang Chu, and William Perrizo, "The performance of a link with multi priority traffic", *IEEE Trans. Commun.*, vol. 46, no. 6, pp. 743-746, June 1998
- [11] Zhisheng Niu and Haruo Akimaru, "Studies on mixed delay and nondelay systems in ATM networks", In Proc. *ITC-13*, pp.515-520, June 1991
- [12] M. F. Neuts, *matrix-geometric Solutions in Stochastic Models : an Algorithmic Approach*, The Johns Hopkins University Press, Baltimore, 1981
- [13] Guy Latouche and V. Ramaswami, "A logarithmic reduction algorithm for quasi-birth-death processes", *J. App. Prob.*, 30, pp. 650-674, 1993

한국통신학회 논문지 제24권 제 12호

현재 연세대학교 전기·컴퓨터공학과 교수

도 미 선(Mi-Sun Do)

정회원



1988년 2월 : 연세대학교 전자공  
학과 졸업  
1990년 2월 : 연세대학교 전자공  
학과 석사  
1995년 9월~현재 : 연세대학교  
전기·컴퓨터공학과  
박사과정

<주관심 분야> 이동 멀티미디어, 무선 자원 관리

전 상 현(Sang-Hyun Jeon)

정회원

1987년 2월 : 연세대학교 전자공학과 졸업  
1989년 8월 : 연세대학교 전자공학과 석사  
1999년 8월 : 연세대학교 전기·컴퓨터공학과 박사  
<주관심 분야> 데이터 통신, 멀티미디어 통신

이 재 응(Jai-Yong Lee)

정회원

한국통신학회 논문지 제24권 제 12호  
현재 연세대학교 전기·컴퓨터공학과 교수