

TD/CDMA TDD 시스템에서 접근 통계를 사용한 적응형 타임슬롯 할당 알고리즘

준회원 박 소 영*, 정회원 김 낙 명*

An Enhanced Adaptive Time Slot Assignment using Access Statistic in TD/CDMA TDD system.

Soyoung Park* *Associate Member*, Nak-Myeong Kim* *Regular Member*

요 약

제 3 세대 이동 통신 시스템에서 상향 링크와 하향 링크 사이에 불균형적인 타임 슬롯 할당이 가능한 TD/CDMA TDD 시스템은 비대칭적인 트래픽을 효과적으로 분배하는데 적합하다. 게다가 TD/CDMA TDD 시스템은 슬롯이 시간 영역과 코드 영역에서 정의되기 때문에 유효 자원의 statistical multiplexing이 매우 효과적이다. 그러나 상향 링크와 하향 링크사이의 트래픽의 비대칭성을 반영하기 위해서 타임 슬롯을 최적으로 할당시킬 수 있는 동적 경계선이 요구된다. 본 논문에서 슬롯의 하향 링크부분이 이동국의 접근 시도의 정도에 따라 최대화되는 새로운 최적의 TDD 경계선 제어 움직임 알고리즘을 제안하였다. 제안된 알고리즘에서 이동국의 평균 접근 시도가 미리 정의된 상한 임계치를 초과 할 경우, TDD 경계선은 평균 접근 시도가 다른 하한 임계치 아래로 내려갈 때까지 프레임의 중앙에 위치한다. 본 논문에서 모의실험 결과를 통하여 제안된 알고리즘이 기존의 TDD 경계선 알고리즘보다 데이터 트래픽의 평균 접근 지연과 음성 트래픽의 블로킹 확률 측면에서 훨씬 더 좋은 성능을 나타냄을 입증하였다.

ABSTRACT

The TD/CDMA TDD system with unbalanced timeslot allocation between uplink and downlink is an appropriate method to distribute asymmetric traffic effectively in the third generation mobile communication systems. One of the benefits of the TD/CDMA TDD system is the efficient statistical multiplexing on a large common pool of available resources, i.e., slots defined in time and code domain. However, in order to control the time varying asymmetry of traffic between uplink and downlink for the maximum throughput, a dynamic boundary movement is also required to get an optimum timeslot allocation. In this paper, a new optimal boundary movement algorithm for TDD operation is proposed, in which the downlink portion of the slots is maximized according to the intensity of access attempts by mobiles. The proposed algorithm has shown much better performance than the conventional TDD boundary movement algorithms in terms of the mean access delay of data traffic and the blocking probability of voice traffic.

I. 서 론

Universal Mobile Telecommunication System

(UMTS)은 UTRA-FDD 와 UTRA-TDD인 두 개의 무선 인터페이스로 구성되어 있다. 그러나 최근에 데이터 트래픽의 높은 비대칭성 때문에 두 가지 무

* 이화여자대학교 정보통신학과(clisti@ewha.ac.kr, nmkim@ewha.ac.kr)

논문번호: 010100-0516, 접수일자: 2001년 5월 16일

※ 본 연구는 1999년 한국과학재단 특정기초연구(과제 번호 : 1999-1-30200-002-5) 지원 및 정보통신 우수서법학교 지원사업의 후원에 의해서 이루어 졌습니다.

선 인터페이스 중에서 UTRA-TDD에 관한 관심이 증가되고 있다. UTRA-TDD 인터페이스는 TDMA와 CDMA로 구성된 혼성 다중접속 방식을 사용하고 통신 채널의 듀플렉스 모드는 TDD를 사용하는 방식을 택하고 있다^[3]. 이 방식에서 TDD 시스템은 주파수의 사용을 최대화하고 멀티미디어 통신에서 자원의 할당을 최적화시킬 수 있다. 또, TDD 시스템은 상향 링크와 하향 링크에서 비대칭적인 트래픽의 전송을 가능하게 한다. 그러나 이러한 비대칭적인 트래픽의 전송을 가능하게 하기 위해서 TDD 시스템에서 최적의 타임슬롯 할당 알고리즘을 만드는 것은 매우 복잡하다. 그러므로 TDD 시스템에서 TDD 경계선의 동적 움직임에 의해 비대칭적인 트래픽의 전송을 가능하게 하는 방법이 현재 연구 중에 있다^[1]. 이 방법에서는 TDD 경계선이 현재 트래픽의 상태에 따라 움직이고 경계선의 위치는 기지국에 의해서 전적으로 제어를 받는다. 즉, 기지국에 의해 하향 링크의 패킷이 상향 링크의 트래픽보다 많으면 경계선은 상향 링크 쪽으로 움직인다.

제 3세대 이동통신 환경에서는 상향 링크의 접근을 제어하기 위해서 ALOHA 프로토콜이 사용된다^[2]. 전송할 패킷을 가진 이동국은 타임슬롯을 예약하기 위해서 다음 번 유효한 상향 링크의 충돌 슬롯으로 기지국에 접근 패킷을 먼저 전송해야 한다. 그러나 하향 링크 트래픽의 과도한 로드에서 경계선이 상향 링크 쪽으로 움직여 유효한 상향 링크의 충돌 슬롯 수가 감소 할 경우 데이터 호의 접근 지연 시간과 음성 호의 블로킹 확률이 크게 증가한다. 따라서 TDD 경계선의 제한 없는 동적 움직임은 때로는 시스템의 성능을 저하시킬 수 있다. 그러므로 접근 통계를 사용한 경계선의 제한은 데이터의 접근 지연 시간과 음성의 블로킹 확률의 극도의 증가를 막기 위해서 필요하다고 보여진다. 결과적으로 TDD 경계선을 결정하는데 호시도의 강도를 고려한 경계선 제어 알고리즘은 데이터 호의 접근 지연과 음성 호의 블로킹 확률을 가능한 작게 만들어 시스템의 성능 향상을 도모할 것이다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서 ALOHA 프로토콜을 사용한 TD/CDMA TDD 시스템의 구조를 설명하였다. 3장에서 접근 통계를 사용한 TDD 경계선 제어 알고리즘을 제안하였다. 그리고 트래픽 모델을 설명하였고 제안된 시스템의 지연 시간을 분석하였다. 4장에서 제안된 경계선 알고리즘과 기존의 경계선 알고리즘에 관한 시스템의 성능을 컴퓨터 시뮬레이션 결과를 통해 비교하였다. 끝으로 5

장에서는 결론을 맺는다.

II. 시스템 구조

2.1 시스템 모델

TD/CDMA 시스템에서 하나의 타임 슬롯은 Q 개의 서브 슬롯으로 나뉘어진다. 그리고 서브 슬롯들은 서로 다른 코드에 의해서 구분된다. 따라서 이러한 CDMA 성질 때문에 몇 개의 패킷들이 하나의 슬롯 안에서 동시에 전송될 수 있다. 그림 1은 TD/CDMA TDD 시스템의 구조에 관한 그림이다^[3].

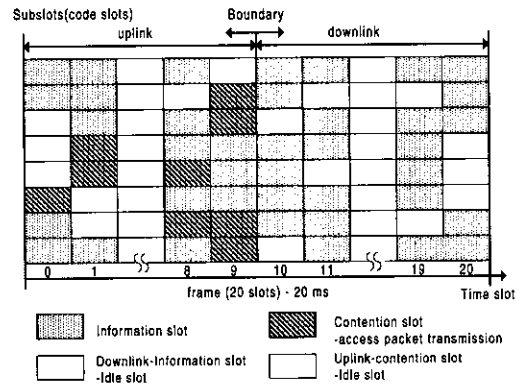


그림 1. TD/CDMA TDD 시스템의 프레임 구조

TD/CDMA TDD 시스템에서 타임 슬롯들은 “정보 슬롯(Information slot)”과 “경합 슬롯(Contention slot)”으로 나뉘어지고 이동국에게 슬롯이 정보 슬롯인지 경합 슬롯인지 알려주기 위해서 제어 패킷들이 사용된다. 만약 이동국이 상향 링크로 패킷을 보내기를 원한다면 이동국은 타임 슬롯들을 예약하기 위해서 다음 번 유효한 상향 링크의 경합 슬롯 위로 접근 패킷을 먼저 전송해야 한다. 이 때 상향 링크의 접근을 제어하기 위해서 TDD 동적 전송이 가능한 slotted ALOHA 프로토콜이 사용되고 이 프로토콜 때문에 이동국들은 접근 패킷을 전송할 때 경합 상태에 있게 된다. 즉, 전송할 패킷을 가지고 있는 이동국은 경합 모드에서 slotted ALOHA에 근거해서 상향 링크의 채널을 사용하기 위해서 경쟁한다. 만약 이동국이 상향 링크의 경합 슬롯 위로 접근 패킷을 성공적으로 전송해 기지국이 접근 패킷을 수신하면 기지국은 이동국에게 적당한 타임 슬롯 예약과 함께 확인 신호를 보낸다. 그러면 이동국은 그 신호를 보고 경합 모드에서 예약 모드로 스

위칭한다. 그 후 이동국은 예약 모드로 다른 이동국들과 충돌함 없이 자신의 패킷을 전송한다. 그림 2는 이것에 관한 이동국의 상태도이다^[4].

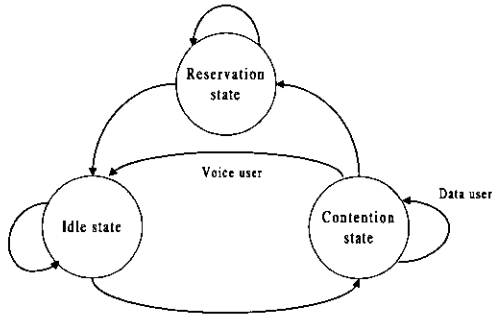


그림 2. 이동국의 상태도

그러나 경합 모드에서 충돌이 발생하면 이동국은 지수 백오프 과정(exponential backoff process)을 시작한다. 이 때 데이터 가입자는 데이터 트래픽의 특징으로 인해 계속 경합 모드에서 접근 패킷의 전송을 시도하나 음성 가입자는 실시간을 요하기 때문에 최대 지연 시간 이상 경합 모드상태에 있게 되면 접근 패킷의 전송을 포기하고 블록킹 된다. 백오프 간격은 0부터 최대 경합 윈도우(contention window, CW)사이에서 균등하게 분포되고 CW는 다음과 같이 정의된다.

$$CW = \begin{cases} 2^a, & 2 \leq 2^a \leq 256 \\ 256, & 2^a \geq 256 \end{cases} \quad (1)$$

이 식에서 a는 전송 접근 시도 횟수를 말한다. 백오프 타이머가 만료가 되자마자 이동국은 접근 시도 횟수를 하나 증가시켜 다음 번 유용한 경합 슬롯 위로 접근 패킷을 다시 전송한다.

2.2 타임 슬롯 할당

본 논문에서 한 타임 슬롯 안에서의 비트 전송률은 32kbps라고 가정하였다^[1]. 그리고 음성 호를 위해서는 하나의 타임 슬롯을 할당을 하고 데이터 호를 위해서는 서비스 품질(QoS)에 따라 n개의 타임 슬롯을 할당하였다. 따라서 음성 호의 전송속도는 32kbps가 되고 데이터 호의 전송속도는 32n kbps가 된다. 결과적으로 데이터 호를 위해서 필요한 전송 시간은 메시지 크기(kb) ÷ 32n(kbps)가 된다.

III. 제안된 TDD 경계선 제어 알고리즘

3.1 접근 통계를 이용한 적응형 타임 슬롯 할당
일반적으로 TD/CDMA TDD 시스템에서 하향 링크 패킷에 관한 정보가 기지국에 알려져 있기 때문에 기지국은 하향 링크 패킷을 스케줄링 한다. 그리고 스케줄링 할 패킷의 양에 따라서 시스템의 상향 링크와 하향 링크 사이의 TDD 경계선은 기지국의 제어아래 동적으로 움직인다. 만약 현재 TDD 경계선의 위치에서 하향 링크 패킷을 스케줄링 할 만큼 충분한 패킷이 없다면 TDD 경계선은 상향 링크 쪽으로 움직인다. 그러나 경계선이 계속 상향 링크 쪽으로 움직인다면 유용한 상향 링크 경합 슬롯의 수는 급격히 감소하게 된다. 그리고 이 경우 신규호의 접근시도 성공 확률도 현저하게 감소하게 된다. 결과적으로 비 실시간 데이터 호의 접근 지연 시간과 실시간 음성 호의 블록킹 확률이 크게 증가하게 된다. 따라서 데이터 호의 접근 지연 시간과 음성 호의 블록킹 확률의 극도의 증가를 막기 위해서 호 시도의 강도를 고려한 새로운 TDD 경계선 움직임 제어 알고리즘을 제안하였다. 제안된 알고리즘에서 각 이동국은 각자 자신의 접근 시도 횟수를 상향 링크의 경합 슬롯 안에 기록한다. 그리고 경합 모드로 이 접근 패킷을 기지국으로 전송한다. 그러면 기지국은 성공적으로 전송되어 온 접근 패킷 안의 접근 시도 횟수값을 보고 같은 셀 안에 있는 모든 이동국의 접근 시도 횟수값의 평균을 주기적으로 구한다. 만약 구해진 평균값이 미리 정의된 상한 임계치 값을 초과하면 TDD 경계선의 이동성이 제거되어 경계선은 프레임의 중앙으로 고정되게 된다. 그리고 이 과정을 통하여 상향 링크의 접근 패킷을 위한 타임슬롯들이 제안된 알고리즘에서 확보될 수 있다. 그러나 TDD 경계선의 이동성이 제거된 상태에서 구해진 평균값이 주어진 또 다른 하한 임계치 값보다 감소해 접근 지연 시간과 블록킹 확률이 현저하게 감소한다면 TDD 경계선은 다시 동적으로 움직이게 된다.

3.2 제안된 시스템의 지연 분석

1) 음성 트래픽 모델

음성 트래픽은 ON 상태와 OFF 상태의 존속기간이 지수 분포를 갖는 ON-OFF 프로세스로 모델링한다. 여기서 음성 패킷은 ON 상태동안 지속적으로 만들어진다고 가정하였고 ON 상태와 OFF 상태의 평균 존속 기간은 각각 1.0초와 1.35초라고 가정하였다. 따라서 음성 활성 계수(voice activity

factor) α 는 0.43이 된다^[3].

2) 데이터 트래픽 모델

본 논문에서는 앞으로 다가올 데이터 트래픽의 대부분이 오늘날의 웹 트래픽을 닮을 거라고 가정하여 WWW 브라우징 모델로 데이터 트래픽을 모델링 한다^[6]. 일반적으로 WWW 브라우징 모델에서는 하나의 세션은 몇 개의 패킷호로 이루어져 있고 또 하나의 패킷호는 몇 개의 패킷들로 구성되어 있다. 여기서 하나의 세션당 요구하는 패킷호의 수를 N_s 라하고 평균이 $\mu_{N_s}=5$ 인 기하학적으로 분산된 확률변수라고 가정하였다^[6]. 그리고 하나의 세션당 연속적인 패킷호 사이의 판독시간은 고려하지 않았다. 또, 여기서 하나의 패킷호 당 패킷의 수는 N_d 라하고 평균이 $\mu_{N_d}=25$ 인 기하학적으로 분산된 확률변수라고 가정하였다^[6]. 그리고 패킷호 사이의 판독시간처럼 하나의 패킷호 안에 있는 연속적인 패킷사이의 시간간격은 고려하지 않았다. 마지막으로 패킷의 크기, S_d 는 "Pareto Distribution"으로 모델링한다. 따라서 패킷의 크기는 다음과 같은 식으로 정의된다.

$$Packet\ Size = \min(p, m) \tag{2}$$

식 (2)의 P 는 "Pareto distributed" 확률 변수를 의미하고 m 은 허용할 수 있는 최대 패킷 크기를 의미한다. 그리고 패킷 사이즈의 확률밀도 함수는 다음과 같이 정의된다.

$$f_n(x) = \begin{cases} \frac{\alpha \cdot k^\alpha}{x^{\alpha+1}}, & k \leq x < m \\ \beta, & x = m \end{cases} \tag{3}$$

식 (3)의 β 는 $x > m$ 일 확률을 나타낸다. 그리고 β 는 다음 식 (4)에 의해서 쉽게 계산될 수 있다.

$$\beta = \int_m^\infty f_n(x) dx = \left(\frac{k}{m}\right)^\alpha, \quad \alpha > 1 \tag{4}$$

따라서 전송될 패킷 사이즈의 평균은 식 (3)과 식 (4)로부터 다음과 같다.

$$\begin{aligned} \mu_n &= \int_{-\infty}^\infty x f_n(x) dx \tag{5} \\ &= \int_k^m x \frac{\alpha \cdot k^\alpha}{x^{\alpha+1}} dx + m \left(\frac{k}{m}\right)^\alpha \approx \frac{\alpha k - m \left(\frac{k}{m}\right)^\alpha}{\alpha - 1} \end{aligned}$$

3) 제안된 시스템의 지연 해석

본 논문에서는 지연 시간을 분석하기 위해서 K_u 의 가입자를 가진 Markov chain model을 고려하였다. Markov chain model에서 k 번째 프레임 끝에 남아 있는 하향 링크 트래픽의 수를 $N(k)$ 라 하고 $N(k) = n$ 라고 가정하였다. 그리고 전체 시스템의 안정을 위해서 신규 패킷의 도착률이 출발률보다 작거나 같다고 가정하였다. 다음으로 k 번째 프레임과 $k+1$ 프레임 사이의 경합 슬롯 간격을 $T(n)$ 이라고 가정하였다. 따라서 n 상태에서 $n+1$ 로 전이할 확률은 다음과 같이 정의된다.

$$P_{n, n+1}^d = \begin{cases} q_d^0(i), & n=0 \\ q_d^n(i+1), & n \geq 1 \end{cases} \tag{6}$$

식 (6)의 $q_d^n(i)$ 는 $T(n)$ 시간동안 i 번째 패킷의 도착 확률을 말한다. 참고로 식 (6)의 첨자 d 는 하향 링크를 의미하는 표시이다. 식 (6)으로부터 정상 상태 확률을 구할 수 있고 다음과 같은 식으로 정의된다.

$$\pi_n^d = \lim_{k \rightarrow \infty} \Pr\{N(k) = n\} \tag{7}$$

다음으로 k 번째 프레임 시작에 백로그된 가입자의 수를 $M(k)$ 라 하고 $M(K)=m$ 라고 가정하였다. 따라서 $M(k)$ 의 백로그된 가입자 각각은 서로서로 독립적으로 재전송 확률 q_r 을 가지고 k 번째 프레임의 상향 링크의 경합 슬롯으로 패킷을 재전송을 하려고 시도한다. 그리고 $K_u - M(k)$ 의 신규 가입자들은 k 번째 프레임에서 경합슬롯으로 자신의 접근 패킷을 전송을 시도한다. 여기서 $(M(k), N(k-1))$ 을 2차원 Markov chain으로 모델링 한 상태에서 $(M(k), N(k-1)) = (m, n)$ 일 때, k 번째의 프레임의 경합 슬롯으로 신규 가입자가 접근 패킷을 전송할 확률을 $Q_r^n(i, m)$ 라하고 백로그된 가입자가 접근 패킷을 재전송 할 확률을 $Q_s(i, m)$ 라 한다. 다음의 식 (8)은 $Q_r^n(i, m)$ 와 $Q_s(i, m)$ 을 수식으로 나타낸 식이다.

$$\begin{aligned} Q_r^n(i, m) &= \binom{K_u - m}{i} (1 - q_r)^{K_u - m - i} (q_r^i), \\ Q_s(i, m) &= \binom{m}{i} (1 - q_r)^{m - i} (q_r)^i \end{aligned} \tag{8}$$

여기서 $N(k-1) = n$ 이고 $M(k) = m$ 인 상태에서 $M(k+1) = m+i$ 인 상태로 전이할 조건부 상태 확률은 다음과 같다.

$$P_{m,m+i}^u = \quad (9)$$

$$\begin{cases} Q_g^u(i, m), & 2 \leq i \leq K_u - m \\ Q_g^u(1, m)[1 - Q_r(0, m)], & i = 1 \\ Q_g^u(1, m)Q_r(0, m) + Q_g^u(0, m)[1 - Q_r(1, m)], & i = 0, \\ Q_g^u(0, m)Q_r(1, m), & i = -1 \end{cases}$$

식 (9)에서 만약 $n \geq 1$ 라면 $P_{m,m+i}^u = P_{m,m+i}^u(1)$ 이 된다. 지금까지 설명한 것을 고려해 정상 상태 확률을 다시 정의하면 식 (10)과 같다.

$$\pi_{m,n} = \lim_{k \rightarrow \infty} \Pr\{M(k) = m, N(k-1) = n\} \quad (10)$$

다음으로 E_k 를 k 번째 프레임의 경합 슬롯의 끝으로 정의하고 B_k 를 k 번째 프레임 경합 슬롯의 시작으로 정의한다. 그리고 $t \in [E_k, E_{k+1})$ 일 때 $N(t) = N(k)$ 라 정의한다. 이것은 k 번째 프레임과 $k+1$ 번째 프레임 사이 시간에 따라 변하는 하향 링크의 패킷의 수가 $[E_k, E_{k+1})$ 시간동안은 일정하다는 것을 의미한다. 같은 방법으로 $t \in [B_k, B_{k+1})$ 일 때의 $M(t)$ 도 $M(k)$ 로 정의한다. 따라서 정상 상태 확률은 식 (11)처럼 나타낼 수 있다.

$$\pi_{m,n} = \lim_{t \rightarrow \infty} \Pr\{M(t) = m, N(t) = n\} \quad (11)$$

다음으로 평균 지연시간을 구하기 위해서 먼저 정상 상태에서의 $M(t)$ 의 평균값을 구해야 한다. 그리고 $M(t)$ 의 평균값은 다음과 같이 식 (12)로 나타낼 수 있다.

$$E(M) = \sum_m \sum_n m \pi_{m,n} \quad (12)$$

다음으로 패킷의 발생부터 다음 번 경합 슬롯의 시작 전까지의 평균 시간을 구해야 한다. 평균시간을 구하기 위해서 $N(k) = n$ 일 때 임의의 가입자 k 를 위한 패킷의 발생 시간이 $[B_k, B_{k+1} + T(n))$ 동안 균일한 분포를 가진다고 가정하였다. 또, 식 (12)로부터 패킷이 $[B_k, B_{k+1})$ 동안 발생을 하고 $N(k) = n$ 일 때의 확률은 $\sum_m \pi_{m,n}$ 이 된다. 따라서 패킷의 발생부터 다음 번 경합 슬롯의 시작 전까지 평균 시간은 다음과 같다.

$$V = \sum_m \sum_n \frac{T(n)}{2} \pi_{m,n} \quad (13)$$

다음으로 백로그 가입자의 평균 재전송 시간을

계산하기 위해서 G_{new} 은 신규 패킷의 평균 발생률이라 가정하였고 G_b 은 백로그 가입자의 패킷 재전송률이라 가정하였다. 또, G_{new} 와 G_b 은 시간당 패킷 수로 측정이 된다고 가정하였다. 따라서 Little Theorem에 따라 백로그된 가입자가 겪게 되는 평균 시간은 평균 결합률 분에 백로그 가입자의 평균 수의 비율인 $E(M)/G_b$ 이 된다. 즉, 백로그 평균 가입자의 수와 백로그 가입자의 도착률의 비율이 백로그 가입자가 겪는 평균 지연 시간이 된다. 결과적으로 T_s 을 패킷을 나르는데 사용된 시간이라 하면, 평균 지연은 다음과 같이 식 (14)로 나타낼 수 있다.

$$\begin{aligned} D_u &= \frac{G_{new} - G_b}{G_{new}} (T_s + V) + \frac{G_b}{G_{new}} (T_s + V + \frac{E(\tilde{M})}{G_b}), \\ &= T_s + V + \frac{E(M)}{G_{new}} \end{aligned} \quad (14)$$

위의 식 (14)에서 $(G_{new} - G_b)/G_{new}$ 은 절대로 백로그가 되지 않을 비율이 된다.

IV. 모의 실험 결과

본 논문에서는 모의 실험의 복잡도를 줄이기 위해서 단일 셀 모델을 가정하였다. 그리고 기지국의 큐 사이즈가 무한히 커서 스케줄링 할 하향 링크 패킷의 수가 부족할 때 하향 링크 전송을 위한 타임슬롯들이 유효할 때까지 데이터 트래픽들이 큐에서 기다릴 수 있다고 가정하였다. 표 1은 모의 실험에 관한 파라미터를 표로 정리해 놓은 것이다.

표 1. 시뮬레이션 파라미터.

Parameter	Value
Slots/frame	20
subslots/slot	4
slot duration	1 ms
frame duration	20 ms
maximum voice delay	4 frames(80ms)
Data time assignment	n=5
voice traffic model Mean ON/OFF duration	1.0s/1.35s
Data traffic model	$\alpha = 1.1, k = 81.5\text{byte},$ $m = 66666\text{bytes}$
Transmission bit rate per one slot	32 kbps

본 논문에서 상향 링크와 하향 링크 트래픽의 양에 있어 데이터 트래픽은 비대칭적이고 음성 트래픽은 대칭적이라 가정하였다. 그리고 모의 실험에서 데이터의 비대칭성을 위해 데이터 트래픽에 상향 링크 데이터 트래픽과 하향 링크 데이터 트래픽의 두 가지 종류가 존재한다고 가정하였다. 그리고 전체 데이터 트래픽의 양과 하향 링크 데이터 트래픽 양의 비율을 “비대칭성(p, asymmetric ratio), p”라고 새로 정의 해 모의실험에서 비대칭성을 주었다. 그림 3과 그림 4는 데이터 가입자가 20명 있고 음성 가입자가 30명 있을 때 200ms 시간 간격으로 측정된 TDD 경계선을 나타낸 그림이다. 그림 3은 비대칭성이 0.9일 경우로 하향링크에 데이터 트래픽이 치중된 상태에서의 경계선을 보여준다. 그림 4는 비대칭성이 0.5일 경우로 데이터 트래픽이 상향 링크와 하향 링크에서 대칭적일 때의 경계선을 보여준다. 그림 3과 4에서 실선은 기존의 TDD 경계선 움직임 알고리즘에서의 경계선을 나타내고 점선은 제안된 TDD 경계선 움직임 알고리즘에서의 경계선을 나타낸다. 그림 4를 통해서 트래픽의 비대칭성이 0.5일 때를 보면 경계선은 대부분 프레임의 중간에 놓이고 기존의 경계선 알고리즘과 제안된 경계선 알고리즘이 거의 비슷한 결과를 나타냄을 볼 수 있다. 그러나 그림 3에서처럼 비대칭성이 0.9가 되면 경계선의 움직임의 표준편차가 비대칭성이 0.5일 때보다 커지게 되고 제안된 경계선 알고리즘과 기존

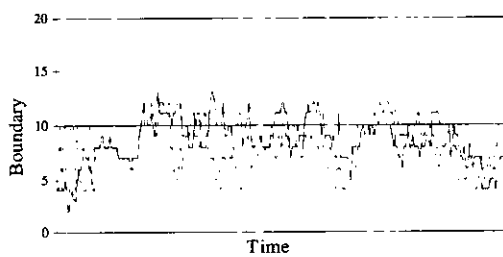


그림 3. TDD 경계선 (비대칭성 = 0.9)

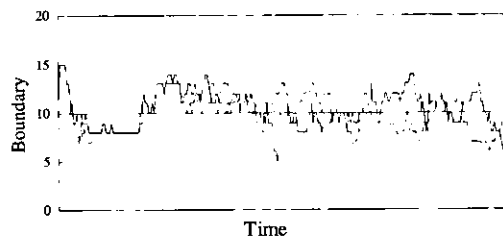


그림 4. TDD 경계선 (비대칭성 = 0.5)

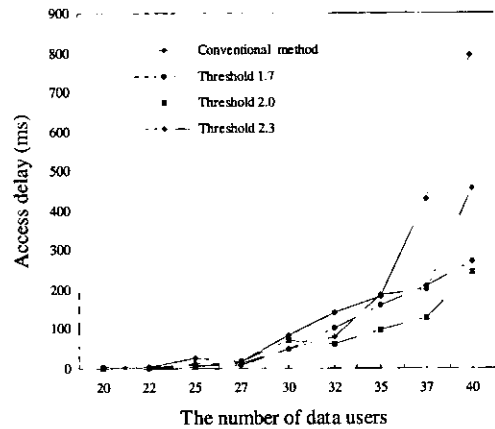


그림 5. 데이터 호의 접근 지연 시간
(음성 가입자 = 30명, 비대칭성 = 0.7)

의 경계선 알고리즘에 있어서 많은 차이가 나타나게 된다는 것을 알 수 있다.

그림 5는 데이터 가입자 수에 따른 데이터 호의 접근 지연 시간을 비교해 놓은 그림이다. 그림 5에서 음성 가입자가 30명 있다고 가정하였고 비대칭성이 0.7이라고 가정하였다. 또, 패킷의 전파 지연, 대기 시간, 전송 지연은 일반적으로 그것의 양이 접근 지연에 비해서 상대적으로 작기 때문에 고려하지 않았다. 그림 5는 3 개의 임계치 값에 따른 접근 지연의 효과와 접근 통계를 사용한 적응형 TDD 경계선의 제어 알고리즘이 기존의 알고리즘보다 시스템 성능을 약 3배정도 개선시킴을 보여주고 있다. 또, 그림 5를 통해서 임계치의 값이 2.0일 때의 접근 지연 시간이 가장 최소가 됨을 볼 수 있다.

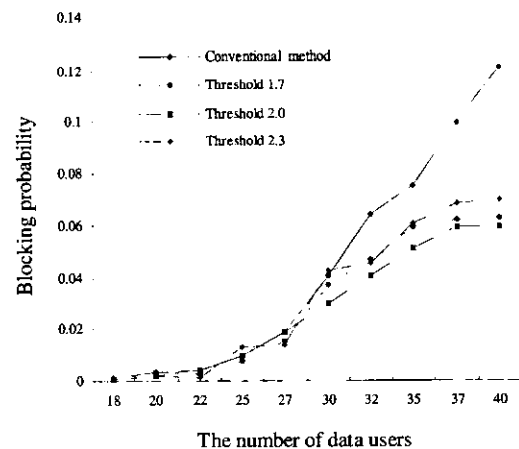


그림 6. 음성 호의 블로킹 확률
(음성 가입자 = 30명, 비대칭성 = 0.7)

그림 6에서는 음성호의 블록킹 확률이 제안된 알고리즘과 기존의 알고리즘 사이에서 비교되어 있다. 그림 6에서도 보듯이 데이터 가입자 수가 증가함에 따라 제안된 알고리즘이 기존의 알고리즘보다 더 좋은 성능을 나타냄을 알 수 있다. 그리고 데이터 가입자의 수가 40명인 경우, 제안된 알고리즘의 블록킹 확률이 기존의 알고리즘의 블록킹 확률보다 약 50%정도 낮다는 것도 알 수 있다.

그러나 제안된 알고리즘 방법을 사용하게 되면 데이터의 접근 지연 시간과 음성 호의 블록킹 확률이 감소하는 대신 기지국의 하향 링크 데이터 트래픽 스케줄링 효율이 저하하게 된다. 따라서 본 논문에서는 하향 링크 스케줄링 효율이 제안된 방법에서 얼마나 저하 되느냐를 기존의 방법과 비교하였다. 그리고 이때의 스케줄링 효율 값을 표 2로 정리하였다. 표 2에서 보듯이 가입자의 수가 40명일 때 제안된 방법에서의 하향 링크 스케줄링 효율은 약 88%이고 기존의 방법은 거의 100%이다. 그러나 제안된 방법에서의 접근 지연시간과 블록킹 확률에서의 개선의 양과 하향 링크 스케줄링에서 효율 저하의 양을 고려해 볼 때 접근 통계를 사용한 TDD 경계선 알고리즘이 전반적으로 시스템의 성능을 개선시킬 수 있다라고 보여진다. 마지막으로 그림 7에서 하향링크 스케줄링 효율을 세 개의 다른 임계치 값에 따라 비교하였다. 그림 7에서도 앞에서의 결과와 마찬가지로 하향 링크 스케줄링 효율이 임계치 2.0의 경우에서 최적화됨을 볼 수가 있고 그 경우 40명의 데이터 가입자가 있을 때 하향 링크 스케줄링 효율이 약 88%가 된다. 그러나 임계치의 값이 2.3인 경우에도 84%로 비슷한 값을 얻을 수 있다.

표 2. 하향 링크 스케줄링 효율

가입자 수	기존의 방법	임계치 2.0
20	100%	99.91%
30	99.9996%	95.2479%
40	99.9808%	87.6807%

V. 결론

본 논문에서는 접근 통계를 사용한 적응형 타임슬롯 할당을 가진 TD/CDMA TDD 시스템과 경계선 움직임이 접근 통계에 의해서 제한을 받는 새로운 TDD 경계선 움직임 알고리즘을 제안하였다. 모

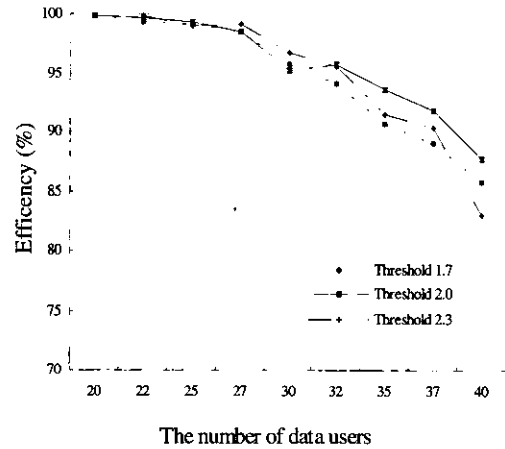


그림 7. 하향 링크 스케줄링 효율 (음성 가입자 = 30명, 비대칭성 = 0.7)

의 실험 결과는 제안된 알고리즘이 기존의 알고리즘보다 접근 지연 시간과 블록킹 확률 측면에서 약 200% 정도 더 우월하다는 것을 보여주고 있다. 마지막으로 모의 실험 결과를 통해 임계치의 값이 2.0의 경우에 시스템의 접근 시간이 최소화되고 하향 링크 스케줄링의 효율이 다른 임계치의 값에 비해서 최대화되기 때문에 임계치 2.0이 가장 최적의 값이라는 것을 알 수 있다.

참고 문헌

- [1] Chen L, Yoshida S, Murate H and Hiro S, "Dynamic Timeslot Assignment Algorithm for Asymmetric Traffic in Multimedia TDMA/TDD Mobile Radio", IEICE Trans. Fundamental. vol. E81 A. No. 7 July, 1998
- [2] Sunghyun Choi and Kang G. Shin, "Centralized wireless MAC protocol using slotted ALOHA and dynamic TDD Transmission", Performance Evaluation V27-28,1996
- [3] Lee S, Oh C, Ahmad A, Lee JA and Kim K, "A Novel Hybrid CDMA/TDMA protocol with a Reservation Request slot for Wireless ATM Network", IEICE Trans. communication, Vol. E82-B, No. 7 July 1999
- [4] Bran AE and Aghvami AH, "Multidimensional PRMA with Prioritized Bayesian Broadcast--A MAC Strategy for Multiservice Traffic over UMTS", IEEE Transaction on Vehicular

- Technology, vol. 47 No. 4, November, 1998
- [4] Jung-Hyun Choi, Soyoung Park and Nak-Myeong Kim, "A Fast Cell Search Algorithm using Code Block CPM in Asynchronous W-CDMA System", IEEE VTS 52th Vehicular Technology Conference, vol 1, 280-285, SEP.2000
- [6] UMTS:"Selection Procedure for the Choice of Radio Transmission technology of the UMTS", UMTS 30.03,TR10112, V.3.2.0

박 소 영(Soyoung Park) 학생회원



2000년 2월 : 이화여자 대학교
전자공학과 졸업
2000년 3월~현재 : 이화여자
대학교 정보통신공학과
석사과정

<주관심 분야> W-CDMA 이동통신 시스템, TD/CDMA TDD 시스템 연구, 전송 다이버시티 기법 연구, Wireless LAN구조 연구

김 낙 명(Nak-Myeong Kim) 정회원



1980년 : 서울대학교 전자공학과
졸업
1982년 : KAIST 전기 및 전자
공학과 석사
1990년 : 미국 Cornell University
전기공학과 공학박사

1990년~1996년 : LG 정보통신(주) 책임연구원.
1996년~현재 : 이화여자대학교 공과대학 정보통신학과 부교수.

<주관심 분야> 디지털 이동통신, 저궤도 위성통신, 통신망이론, IMT-2000 and Beyond