

적응변조코딩 기법을 사용하는 무선 전송에서의 TCP 성능 분석

(TCP Performance Analysis in Wireless Transmission using
Adaptive Modulation and Coding Schemes)

전 화 속[†] 최 계 원^{**} 정 동 근^{***}
(Wha Sook Jeon) (Kae Won Choi) (Dong Geun Jeong)

요 약 본 논문에서는 적응변조코딩(Adaptive Modulation and Coding) 기법을 사용하는 CDMA 무선 통신 시스템에서의 TCP 성능을 분석한다. AMC를 사용하는 무선 채널은 패킷 손실 확률이 매우 낮고 대역폭이 시간에 따라 크게 변하는 특성을 갖는다. 무선채널 대역폭의 큰 변화 때문에 전송계층 프로토콜로 TCP를 사용하는 경우, TCP에서 timeout이 자주 발생하게 되어 결과적으로 시스템의 처리량(throughput)이 크게 떨어진다. 논문의 분석은 크게 두 부분으로 구성된다. 첫 번째 부분에서는 서버에서 전송되는 TCP 패킷들을 여러 집단으로 나누어 '패킷 그룹'이라 정의하고 각각의 패킷 그룹들이 AMC를 사용하는 무선 채널에서 전송되는 시간의 분포를 구하였다. 두 번째 부분에서는 첫 번째 부분의 결과를 토대로 embedded Markov chain을 이용해 TCP timer와 무선 전송을 모델링 하였다. 이 논문의 결과는 AMC를 사용하는 고속 순방향 데이터 전송 시스템인 HSDPA, 1xEV-DO, 1xEV-DV등의 설계와 운영에 지침이 될 수 있을 것이다.

키워드 : 적응변조코딩, 무선 TCP, TCP 성능 분석

Abstract We have analyzed the performance of TCP in the CDMA mobile communications systems with the adaptive modulation and coding(AMC). The wireless channel using AMC is characterized with not high error rate but highly varying bandwidth. Due to time-varying bandwidth, timeout events of TCP occurs more frequently, which leads to the throughput degradation. The analysis model is composed of the two parts. In the first part, we divide TCP packet stream into 'packet groups' and derive the probability distribution of the wireless transmission time of each packet group that reflects the time varying characteristics of AMC. In the second part, we formulate embedded Markov chain by making use of the results of the first part to model TCP timer mechanism and wireless transmission. Since our system model is characterized by the forward link high speed data transmission using AMC, the results reported in this paper can be used as a guideline for the design and operation of HSDPA, 1xEV-DO, and 1xEV-DV.

Key words : AMC, wireless TCP, TCP performance analysis

1. 서 론

무선 인터넷 접속은 가까운 장래에 가장 촉망받는 서비스가 될 것으로 기대된다. 무선 인터넷 접속은 그 특

성상 고속 데이터 전송, 특히 순방향의 고속 전송을 필요로 한다[1]. 지금까지 고속 순방향 데이터 전송을 위한 여러 표준이 제안되었다. 3GPP(third generation partnership project)에서는 WCDMA(Wideband Code Division Multiple Access)를 확장한 HSDPA(High Speed Downlink Packet Access)를 표준화하였고[2], 3GPP2에서는 1xEV-DO(1xEvolution-Data Only)와 1xEV-DV(1xEvolution-Data and Voice)를 제안하였다[3,4]. 위의 시스템들은 공통적으로 여러 사용자들에 의해 공유되는 순방향 고속 데이터 채널들을 가지며, 또한 시변적인 물리채널의 상태에 적응하는 방법으로 기

· 이 논문은 2001년도 한국학술진흥재단의 지원에 의하여 연구되었음 (KRF-2001-041-E00244)

† 종신회원 : 서울대학교 전기컴퓨터공학부 교수
jeon@cse.snu.ac.kr

** 비 회 원 : 서울대학교 전기컴퓨터공학부
choikw@mobilenet.snu.ac.kr

*** 종신회원 : 한국의국어대학교 전자정보공학부 교수
dgieong@hufs.ac.kr

논문접수 : 2003년 3월 24일

심사완료 : 2003년 12월 19일

존의 전력제어가 아닌 AMC(adaptive modulation and coding)을 사용한다. AMC에서는 서로 다른 변조와 부호화 방법으로 정의되는 여러 MCS(modulation and coding scheme) level을 이용하여 데이터를 수신측에 보낸다. 어떠한 MCS level을 택하느냐에 따라서 데이터 전송 속도가 결정된다. 기지국에 속한 모든 단말기는 순방향 채널 상태를 측정하여 이를 기지국으로 보내며 기지국은 매 슬롯마다 수신 받을 단말기를 선택한 후 그 단말기의 순방향 채널 상태를 토대로 MCS level을 선택하여 고속 데이터 채널을 통해 데이터를 전송한다. 각 단말기의 채널 상태는 시간에 따라 변하기 때문에 데이터 전송 속도 또한 슬롯에 따라 변한다.

무선 인터넷 서비스에서는 종단간 전송 계층 프로토콜로서 TCP(Transmission Control Protocol)가 주로 사용될 것이다. 그러나 TCP는 유선망의 특징에 적합하도록 설계되었기 때문에 보다 열악한 환경의 무선망에서는 적절히 동작하지 못하는 경우가 많다. 지금까지 무선망에서의 TCP 성능에 대한 많은 논문들이 발표되었다[5-7]. 그러나 그들 중 대부분은 채널 상태에 적응하기 위한 방법인 전력제어나 AMC 등을 고려하지 않고 무선 채널을 단순히 패킷 손실이 빈번히 발생하는 채널로 가정하여 패킷 손실에 의한 TCP의 성능 저하에 초점을 맞추어 분석하였다. 한편, 데이터 전송속도를 일정하게 유지시키면서 채널 상태에 따라 송신전력을 조절하는 전력제어는 실시간 전송에 적합한 반면, 패킷의 전송 지연이 허용되는 비 실시간 전송의 경우는 AMC가 더 좋은 성능을 나타낸다. 그러나 AMC를 사용하는 채널의 경우 데이터 전송 속도의 변화로 인해 TCP 성능이 크게 영향을 받게 된다. [8]에서는 TCP와 AMC를 같이 고려한 무선 인터넷을 위한 패킷 스케줄러를 제안하였다. 그러나 위 논문에서는 스케줄러에 초점을 맞추었기 때문에 TCP와 AMC의 상호 작용에 대해 자세히 다루지 못하였으며 수학적 모델이 아닌 시뮬레이션만을 사용하여 연구를 진행하였다.

이 논문에서는 AMC를 사용하는 CDMA 무선 채널에서의 TCP 성능에 대하여 다룬다. AMC를 사용하면 채널 상태가 변함에 따라 다른 MCS level이 선택되며 결과적으로 전송 속도가 변하게 된다. 이는 TCP 세그먼트의 전송 지연에 영향을 미치게 되며 채널 상태가 나쁠 경우 과도한 지연으로 TCP에서 slow start가 발생하여 성능이 떨어지게 된다. 이 논문에서는 TCP와 AMC를 사용하는 전송을 수학적으로 모델링하여 성능을 분석한다. 이 논문의 시스템 모델은 AMC를 사용하는 순방향 고속 데이터 전송이므로 논문의 결과는 HSDPA, 1xEV-DO, 1xEV-DV의 설계와 운영의 지침이 될 수 있을 것이다.

논문의 나머지 부분은 다음과 같이 구성된다. 2장에서는 시스템 모델을 간략하게 기술하고, 3장에서는 시스템을 Markov 체인으로 모델링한다. 4장에서는 3장의 분석으로 얻어낸 결과를 제시하며, 마지막으로 5장에서 결론을 맺는다.

2. 시스템 모델

인터넷 서버는 유선망 내에 위치한다고 가정한다. 서버에서 TCP 세그먼트가 생성되어 IP(Internet Protocol) 패킷을 형성한다. IP 패킷은 유선망을 통해 기지국으로 전달되어 기지국의 대기열에 들어가게 된다. 기지국은 CDMA 무선 채널을 통해 단말기에게 패킷을 전달한다. 일반적으로 패킷은 고정된 길이의 타임 슬롯 내에 들어갈 수 있도록 몇 개의 조각으로 나누어진다. 나누어진 조각의 크기는 선택된 MCS level에 따라 결정된다.

단말기는 하나의 기지국으로부터만 패킷을 받으며 site selection은 사용되지 않는 것으로 가정한다. 기지국에 속한 단말기들은 하나의 채널을 공유하는데, 패킷 스케줄러가 매 슬롯마다 이 공유 채널을 이용할 단말기를 선택한다. 스케줄러는 가장 높은 SIR(signal-to-interference ratio)를 보고한 단말기를 선택하는 것으로 가정한다. 단일 가장 높은 SIR을 보고한 단말기가 여러 개인 경우 그 중에서 하나의 단말기를 무작위로 선택한다. 분석은 하나의 단말기를 중심으로 이루어지며 본 논문에서는 이 단말기를 지정 단말기라 한다. 기지국은 지정 단말기를 제외한 모든 단말기에 대해 항상 전송할 패킷을 가지고 있다고 가정한다. 그러므로 지정 단말기는 기지국에 속한 모든 단말기 중에서 가장 높은 SIR을 가질 때에만 스케줄러에 의해 선택될 수 있다.

지정 단말기로의 데이터 전송속도는 오직 단말기의 SIR에 의해서만 결정된다. 그러나 스케줄러가 지정 단말기를 선택하여야만 데이터의 전송이 가능하므로 패킷의 전송 지연은 지정 단말기의 SIR 뿐만 아니라 동일 기지국 내의 다른 단말기들의 SIR에 의해서도 영향을 받는다.

단말기가 하나의 패킷을 구성하는 모든 데이터 조각을 수신하면 그 패킷에 대한 ACK을 서버로 보내게 된다. 서버는 ACK을 받으면 새로운 패킷을 보내고 TCP 타이머를 리셋한다. 만약 서버가 타이머가 만료되는 시점까지 ACK을 받지 못하면 TCP는 slow start 상태로 들어간다. slow start 상태에서 TCP는 윈도우 크기를 1로 줄이고 ACK을 받지 못한 패킷부터 재전송을 시작한다. 또한 TCP의 slow start threshold 파라미터인 "ssthresh"의 값을 현재 윈도우 크기의 절반으로 설정한다. 자세한 TCP 동작은 [9]와 [10]을 참조하라.

3. AMC를 사용하는 무선 전송에서의 TCP 성능 분석 모델

C_{win} 을 TCP의 혼잡 윈도우 크기라고 하자. 잘 알려진 바와 같이, TCP는 C_{win} 이 ssthresh보다 작을 경우 하나의 ACK을 수신할 때마다 C_{win} 을 1씩 증가시킨다. C_{win} 이 ssthresh보다 커지면 C_{win} 은 한 RTT(round trip time)마다 1씩 증가한다. 기지국은 한 RTT마다 최대 C_{win} 개의 패킷을 단말기로 전송하게 된다. 이 논문에서는 한 RTT에 전송되는 패킷들을 “패킷 그룹”이라고 부른다. 한 패킷 그룹의 첫 번째 패킷이 기지국 대기열의 맨 앞에 위치하는 순간을 관측 시점인 “epoch”으로 삼기로 하자. $x_i (i=0, 1, \dots)$ 를 i 번째 epoch을 나타낸다. 또한 i 번째 epoch과 $(i+1)$ 번째 epoch사이에서 전송된 패킷들을 “ i 번째 패킷 그룹”이라 하자. 이때, AMC를 사용한 무선 전송에서의 TCP 성능 분석 모델은 크게 두 부분으로 나뉜다. 첫 번째 부분에서는 i 번째 epoch에 초점을 맞추어 x_i 에서의 채널 상태가 주어졌을 때 x_{i+1} 에서의 채널 상태를 계산한다. 두 번째 부분에서는 첫 번째 부분에서의 결과를 이용해 TCP를 분석할 모델을 정립한다. 표 1은 분석에 사용되는 변수들을 정리한 것이다.

3.1 AMC를 이용한 무선 채널의 Markovian 모델

기지국은 일정한 전력으로 트래픽을 전송한다. 단말기가 겪게 되는 열 잡음과 간섭 잡음은 AWGN으로 가정하며 일정한 잡음 밀도를 가진다고 하자. 정보 이론에 따르면 AWGN 채널을 가정하면 임의적으로 낮은 오류 확률을 얻어낼 수 있는 부호화 방법이 항상 존재한다 [11]. 그러므로 단말기에서의 SIR 측정이 정확하고 측정 결과가 기지국으로 지연 없이 도달한다고 가정하면, 기지국은 SIR 측정값을 사용하여 거의 0에 가까운 오류 확률을 가지는 MCS level을 선택할 수 있다. 따라서 무선 채널에서의 패킷 손실은 없는 것으로 가정할 수 있으며 패킷 손실이 TCP에 미치는 영향은 무시할 수 있게 된다. 또한 고속 인터넷 서비스의 사용자들은 낮은 이동성을 지닌다고 가정한다. 이러한 가정을 가지고 무선 채널은 레일리 페이딩의 영향만을 받는다고 할 수 있으며 MCS level 또한 레일리 페이딩에 의해서 결정된다고 볼 수 있다. 무지향성 안테나와 높은 밀도의 분산채를 가정하면 레일리 페이딩 과정을 Markov 과정으로 단순화시킬 수 있다[12].

무선 채널은 고정된 길이의 타임 슬롯으로 나누어진 다. X_m 을 지정 단말기의 슬롯 m 에서의 MCS level을 나타내는 확률 변수라고 하자. 위의 가정에 의해 채널 상태는 MCS level만으로 표현될 수 있으며 또 레일리

표 1 분석에 사용되는 변수

변수	내용
M	MCS level의 수
L_p	패킷의 길이
l_s	슬롯의 길이
N	단말기의 수
t	i 번째 패킷 그룹에 속한 패킷들을 기지국에서 지정 단말기로 전송하는데 걸린 시간
τ	i 번째 epoch과 $(i+1)$ 번째 epoch사이의 시간 간격
Δ	i 번째 epoch에서 $(i+1)$ 번째 패킷 그룹의 첫 번째 패킷이 기지국에 도달할 때까지의 시간 간격
c	TCP에서 측정된 i 번째 패킷 그룹의 시한 패킷의 RTT
α	SRTT의 갱신을 위한 파라미터
β	RTTVAR의 갱신을 위한 파라미터
G	TCP의 timer granularity
R_M	RTO의 최대값
R_m	RTO의 최소값
W_a	Advertised window size
ω	$(i+1)$ 번째 패킷 그룹의 크기
n	i 번째 패킷 그룹의 크기
γ	$(i+1)$ 번째 epoch의 MCS level
θ	i 번째 epoch의 MCS level
v	$(i+1)$ 번째 epoch의 RTTVAR (정상전송 상태)
η	i 번째 epoch의 RTTVAR (정상전송 상태)
ϕ	$(i+1)$ 번째 epoch의 SRTT (정상전송 상태)
χ	i 번째 epoch의 SRTT (정상전송 상태)
σ	$(i+1)$ 번째 epoch의 RTO (재전송 상태)
ψ	i 번째 epoch의 RTO (재전송 상태)

페이딩을 Markov 과정으로 단순화시키면, 무선 채널은 Markov 체인 $\{X_m, m=0, 1, \dots\}$ 으로 모델링될 수 있다. M 을 MCS level의 수라고 하자. 상태 i 에서 상태 j 로의 전이 확률 $\Pr\{X_{m+1}=j | X_m=i\}$ 을 p_{ji} 라 하자. p_{ji} 는 [12]에서 제시한 방법으로 구할 수 있다. 상태 i 의 안정상태 확률을 π_i 라 하면 π_i 는 다음 두 식을 이용하여 계산할 수 있다.

$$\pi_i = \sum_{j=1}^M \pi_j p_{ji} \quad \text{for } 1 \leq i \leq M \quad (1)$$

$$\sum_{i=1}^M \pi_i = 1 \quad (2)$$

모든 단말기들의 무선 채널은 서로 독립적이며 지정 단말기 외의 다른 단말기들도 지정 단말기의 안정상태

확률과 동일한 분포로 매 슬롯마다 독립적인 MCS level의 분포를 가진다고 가정한다.

각 슬롯에서 기지국은 가장 높은 MCS level을 가지는 단말기를 선택한다. 만일 가장 높은 MCS level을 가진 단말기가 하나 이상인 경우에는 그 중 하나의 단말기가 무작위로 선택된다. 임의의 단말기가 j 보다 크지 않은 MCS level을 가질 확률을 ϕ_j 라 하자. 즉

$\phi_j = \sum_{i=1}^j \pi_i$ 이다. 한 기지국에서 N 개의 단말기가 서비스를 받을 때, MCS level이 k 인 지정 단말기가 선택될 확률 q_k 는 다음과 같다.

$$q_k = \begin{cases} \sum_{l=1}^N \frac{1}{l} \binom{N-1}{l-1} (\pi_k)^{l-1} (\phi_{k-1})^{N-l} & \text{if } k > 1 \\ \frac{1}{N} (\pi_1)^{N-1} & \text{if } k = 1 \end{cases} \quad (3)$$

기지국내에 지정 단말기로 보낼 패킷이 항상 존재한다고 하자. 슬롯 s 에서의 MCS level이 θ 로 주어질 때 슬롯 $(s+t)$ 에서의 MCS level이 δ 이고 슬롯 s 에서 슬롯 $(s+t-1)$ 까지 전송된 총 비트가 B 일 확률을 $Y(t, B, \delta | \theta)$ 로 나타내자. 무선 채널이 정상 확률 과정(stationary stochastic process)으로 모델링되었으므로 s 는 별다른 의미를 갖지 않는다. $b(k)$ 를 MCS level이 k 인 한 슬롯동안 전달되는 비트 수를 나타낸다고 할 때, $Y(t, B, \delta | \theta)$ 를 식(4)-(6)으로부터 구할 수 있다.

$$Y(0, 0, \delta | \theta) = \begin{cases} 1 & \text{if } \delta = \theta \\ 0 & \text{if } \delta \neq \theta \end{cases} \quad (4)$$

$$Y(t, B, \delta | \theta) = 0 \quad \text{for } B < 0, t \geq 0 \quad (5)$$

$$Y(t, B, \delta | \theta) = \sum_{k=1}^M \{ Y(t-1, B, k | \theta) (1 - q_k) p_{k\theta} + Y(t-1, B - b(k), k | \theta) q_k p_{k\theta} \} \quad (6)$$

for $B \geq 0, t > 0$

기지국은 각 단말기에 대해 전송 대기열을 유지하고 있다. 슬롯 s 에서 지정 단말기의 대기열에 n 개의 패킷이 전송을 기다리고 있다고 하자. 슬롯 s 에서의 지정 단말기의 MCS level이 θ 일 때 n 개의 패킷을 전송하는 데 t 슬롯이 걸리고 슬롯 $(s+t)$ 에서의 MCS level이 δ 일 확률 $\Gamma(t, \delta | n, \theta)$ 를 구하도록 하자. 이를 위해 우선 집합 E 를 정의하면,

$$E = \{ (B, k) \mid B \geq 0, B < nL_p + B + b(k), 1 \leq k \leq M \}$$

여기서 L_p 는 한 패킷의 길이를 나타낸다. 이때,

$$\Gamma(t, \delta | n, \theta) = \sum_{(B, k) \in E} q_k p_{k\theta} Y(t-1, B, k | \theta) \quad (7)$$

3.2 TCP 성능 분석을 위한 Markovian 모델

3장의 시작에서 언급했듯이, 패킷 그룹의 첫 패킷이 기지국에 있는 지정 단말기의 대기열의 가장 앞쪽에 도달하는 시점을 관측 시점인 epoch으로 한다. 패킷이 단말기에 성공적으로 도달하면 그 패킷에 대한 ACK이 서버로 돌아가 새로운 패킷을 불러오게 된다. i 번째

epoch과 $(i+1)$ 번째 epoch 사이의 구간인 $[x_i, x_{i+1}]$ 에 초점을 맞추어 분석하도록 하자. 이 구간 동안 n 개의 패킷이 지정 단말기로 송신된다고 하고, 이 n 개의 패킷을 지정 단말기로 보내는 데 걸린 시간을 t 라고 하자. x_i 에서부터 $(i+1)$ 번째 패킷 그룹의 첫 번째 패킷이 기지국의 대기열에 도착하는 시점까지의 시간간격을 Δ 라 하자. i 번째 패킷 그룹의 첫 번째 패킷에 대한 ACK이 서버에 도착하면, 서버는 $(i+1)$ 번째 패킷 그룹의 첫 패킷을 기지국으로 전송한다. 따라서 Δ 는 한 패킷이 무선 채널을 통해 단말기로 전송되는 시간과 ACK이 단말기로부터 서버로 전송되는데 걸리는 시간 그리고 $(i+1)$ 번째 패킷 그룹의 첫 번째 패킷이 유선망을 통해 기지국에 도달하는 시간을 모두 더한 값이 된다. Δ 는 무선 채널 환경을 포함한 여러 변수에 영향을 받게 되지만 단순화를 위해 본 논문에서는 상수라고 가정한다. 이때, $\tau = \max\{t, \Delta\}$ 라 하면 $x_{i+1} = x_i + \tau$ 가 된다. i 번째 epoch의 MCS level이 θ 이고 $[x_i, x_{i+1}]$ 동안 n 개의 패킷이 전달된다는 조건 하에서, $(i+1)$ 번째 epoch의 MCS level이 γ 이고 두 epoch 사이의 간격이 τ 일 확률을 $\Psi(\tau, \gamma | n, \theta)$ 라 하자. $p_{ij} = P(X_{m+1} = j | X_m = i)$ 는 연속된 두 슬롯 사이의 MCS level의 전이확률이며, $p'_{ij} = P(X_{m+i} = j | X_m = i)$ 은 임의의 슬롯 m 에서 지정 단말기의 MCS level이 i 일 때 l 슬롯 후에 MCS level이 j 가 될 l -단계 전이확률이다. 식 (8)-(10)을 이용하여 $\Psi(\tau, \gamma | n, \theta)$ 를 계산한다.

$$\Psi(\tau, \gamma | n, \theta) = 0 \quad \text{for } \tau < \Delta \quad (8)$$

$$\Psi(\tau, \gamma | n, \theta) = \sum_{k=1}^M \sum_{l=1}^M \Gamma(t, k | n, \theta) p_{k\gamma}^{(d-\theta)} \quad \text{if } \tau = \Delta \quad (9)$$

$$\Psi(\tau, \gamma | n, \theta) = \Gamma(\tau, \gamma | n, \theta) \quad \text{for } \tau > \Delta \quad (10)$$

앞에서 언급했듯이, 이 분석에서는 AMC를 사용하는 AWGN 무선채널을 가정하였으므로 무선 채널에서 패킷 손실은 발생하지 않는다. 따라서 TCP에서 패킷 손실에 의한 fast recovery는 고려하지 않아도 된다. 그러나 무선 채널 상태의 변화에 의한 과도한 지연으로 timeout은 빈번하게 발생할 수 있다. 현재 대부분의 TCP 구현에서는 한 RTT당 하나의 패킷의 ACK 도달 시간만을 계산하여 재전송 타이머 값을 갱신한다. 타이머 갱신에 사용되는 패킷을 “시한 패킷”이라고 하자. TCP는 시한 패킷의 ACK을 받을 때마다 RTO (Retransmission Time Out)을 갱신하게 되며 이를 위해 SRTT와 RTTVAR의 두 변수를 유지한다. r 을 시한 패킷이 서버에서 출발한 시점에서 ACK이 도착한 시점 사이의 시간 간격이라고 했을 때 RTTVAR과 SRTT는 (11)과 (12)의 식으로 갱신되며 RTO는 (13)의 식으로 계산된다.

$$RTTVAR = (1 - \beta) RTTVAR + \beta |SRTT - r| \quad (11)$$

$$SRTT = (1 - \alpha)SRTT + \alpha r \quad (12)$$

$$RTO = SRTT + 4 RTTVAR \quad (13)$$

α 와 β 는 일반적으로 각각 0.125와 0.25로 정해진다. 현재의 TCP 구현은 시간 측정을 위해 간격이 넓은 타이머를 사용한다. 타이머의 측정 간격을 G 슬롯이라고 하면 실제 TCP가 인식하는 시한 패킷의 RTT는 G 슬롯을 단위로 측정된다. 시한 패킷의 RTT 측정값을 c 라고 하자. 타이머의 값은 i 번째 패킷 그룹의 시한 패킷이 서버를 떠난 시점에 0으로 설정되어 $\lfloor G/2 \rfloor$ 슬롯 후에 1이 된 후 G 슬롯마다 1씩 증가한다. i 번째 패킷 그룹의 시한 패킷에 대한 ACK이 서버에 도착한 시점에서의 타이머 값은 시한 패킷의 RTT를 나타내므로 c 가 된다. 또한 R_M 을 RTO 의 최대값이라고 했을 때 c 가 R_M 이상일 경우 c 의 값을 R_M 으로 재설정된다. $Y(c, \gamma | n, \theta)$ 를 i 번째 epoch의 MCS level이 θ 이고 $[x_i, x_{i+1}]$ 기간 동안 n 개의 패킷이 전송된다는 조건하에서 $(i+1)$ 번째 epoch의 MCS level과 타이머의 값이 각각 γ 와 c 일 확률이라고 하자. $\tau = x_{i+1} - x_i$ 일 때 $Y(c, \gamma | n, \theta)$ 는 $\Psi(\tau, \gamma | n, \theta)$ 로부터 다음과 같이 계산할 수 있다.

$$Y(c, \gamma | n, \theta) = \sum_{\tau=1}^{\lfloor G/2 \rfloor} \Psi(\tau, \gamma | n, \theta) \quad \text{for } c=0 \quad (14)$$

$$Y(c, \gamma | n, \theta) = \sum_{\tau=c-(c-1)+\lfloor G/2 \rfloor+1}^{c+\lfloor G/2 \rfloor} \Psi(\tau, \gamma | n, \theta) \quad \text{for } 0 < c < R_M \quad (15)$$

$$Y(c, \gamma | n, \theta) = \sum_{\tau=c-(R_M-1)+\lfloor G/2 \rfloor+1}^{c+R_M} \Psi(\tau, \gamma | n, \theta) \quad \text{for } c=R_M \quad (16)$$

우리는 TCP 성능을 분석하기 위해 각 epoch에서 시스템을 관찰하여 embedded Markov 체인 $\{S_i = (I_i, N_i, U_i, V_i, H_i, Q_i), i = 0, 1, \dots\}$ 을 구성한다. 여기서 N_i 는 i 번째 패킷 그룹에 속하는 패킷의 수를 나타내며 이것은 TCP가 $(i-1)$ 번째 패킷 그룹의 마지막 패킷에 대한 ACK을 수신했을 때의 윈도우 크기와 동일하다. U_i 는 i 번째 epoch에서의 지정 단말기의 MCS level이다. I_i 는 S_i 가 정상전송 상태인지 재전송 상태인지를 결정하는 변수이다. 정상전송 상태일 경우 I_i 는 1이며 재전송 상태일 때 0이 된다. V_i 와 H_i 는 각각 정상 전송 상태에서의 $RTTVAR$ 과 $SRTT$ 를 나타내며 Q_i 는 재전송 상태일 때의 RTO 를 나타내는 확률 변수이다. 그러므로 V_i 와 H_i 는 $I_i=1$ 일 때만 의미를 가지며 Q_i 는 $I_i=0$ 일 때만 의미를 가진다.

상태 전이확률 $\Pr\{S_{i+1} = (x, \omega, \gamma, v, \phi, -) | S_i =$

$(\zeta, n, \theta, \eta, \chi, \phi)\}$ 를 구하도록 하자. i 번째 epoch과 $(i+1)$ 번째 epoch의 MCS level은 각각 θ 와 γ 이다. 패킷 그룹의 마지막 패킷을 시한 패킷으로 가정하며 그 패킷의 타이머 측정값을 c 로 한다. RT_i 를 i 번째 패킷 그룹에 적용된 RTO 라고 하자. i 번째 epoch에서의 $RTTVAR$ 과 $SRTT$ 를 이용하여 RT_i 를 구할 수 있다. R_m 과 R_M 을 각각 RTO 의 최소값과 최대값이라고 한다면 RT_i 는 식 (13)을 이용하여 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$RT_i = \min\{\max\{\lfloor (\chi + 4\eta) \rfloor, R_m\}, R_M\} \quad (17)$$

우선 정상전송 상태 S_i 에서 정상전송 상태 S_{i+1} 로의 전이를 살펴보자. 이는 $0 \leq c < RT_i$ 일 경우 일어난다. 처음 TCP 연결이 시작되었을 때 C_{win} 은 1로 설정된다. C_{win} 은 ssthresh에 도달할 때까지 잠시 동안 지수적으로 증가하다 ssthresh를 넘어서면 한 RTT에 하나씩 증가한다. 그러므로 정상전송 상태에서는 C_{win} 가 1씩 증가하는 것으로 생각할 수 있다. 따라서 i 번째 패킷 그룹의 크기가 n 이고 advertised window의 크기가 W_a 일 때, $(i+1)$ 번째 패킷 그룹의 크기는 $w = \min\{n+1, W_a\}$ 가 된다. 그러므로 두 정상전송 상태의 전이 확률은 다음과 같다.

$$\Pr\{S_{i+1} = (1, \omega, \gamma, v, \phi, -) | S_i = (1, n, \theta, \eta, \chi, -)\} = Y(c, \gamma | n, \theta) \quad \text{for } 0 \leq c < RT_i \quad (18)$$

여기서 $w = \min\{n+1, W_a\}$, $v = \lfloor (1-\beta)\eta + \beta | \chi - c | \rfloor$, $\phi = \lfloor (1-\alpha)\chi + \alpha c \rfloor$ 가 된다. 위에서 언급했듯이, 정상전송 상태에서는 RTO 를 나타내는 확률변수 값이 의미를 가지지 않으므로 '-'로 표시하였다.

다음으로 정상전송 상태 S_i 에서 재전송 상태 S_{i+1} 로의 전이 확률을 계산한다. 잘 알려진 바와 같이, TCP는 timeout이 발생하면 slow start 상태로 들어간다. slow start 상태가 되면 ssthresh는 C_{win} 의 절반이 되며 C_{win} 은 1이 된다. 또한 RTO 는 현재 RTO 의 두 배가 된다. 패킷 손실이 없다고 가정하기 때문에, timeout이 발생했을 당시 아직 ACK이 도달하지 않은 패킷들의 ACK은 사실상 손실된 것이 아니므로 잠시 후 서버에 도착한다. 결과적으로 C_{win} 은 빠른 속도로 ssthresh에 도달하게 된다. 재전송 상태에서의 TCP 동작을 자세히 살펴보면 i 번째 패킷 그룹의 크기가 n 일 때 timeout이 일어난 때까지 ACK이 도달하지 못한 패킷의 수는 n 이다. 따라서 이 n 개의 패킷들 모두가 재전송되며 재전송된 이 n 개의 패킷에 대한 ACK이 모두 도달했을 때 추가적으로 ssthresh만큼의 새로운 패킷이 전송된다. 그러

므로 정상전송 상태 S_i 에서 재전송 상태 S_{i+1} 로의 전이 확률은 다음과 같다.

$$\Pr\{S_{i+1} = (0, \omega, \gamma, -, -, \phi) \mid S_i = (1, n, \theta, \eta, \chi, -) = Y(c, \gamma \mid n, \theta) \text{ for } RT_i < c \leq R_M \quad (19)$$

여기서 $w = \max\{1, \lfloor n/2 \rfloor\}$ 이며 $\sigma = \min\{2 RT_i, R_M\}$ 이다.

다음은 재전송 상태 S_i 에서 정상전송 상태 S_{i+1} 로의 전이 확률을 계산한다. 앞 단락에서 언급했듯이, 재전송 상태 S_i 에서 $N_i = n$ 일 때 $2n$ 개의 패킷은 재전송 패킷이며 n 개의 패킷이 새롭게 전송되는 패킷이다. 그러므로 전송되는 총 패킷의 합은 $3n$ 개가 된다. 또한 ssthresh가 n 이므로 정상전송 상태로 전이한 후에 윈도우의 크기는 1씩 증가하게 된다. 그러므로 재전송 상태 S_i 에서 정상전송 상태 S_{i+1} 로의 전이 확률은 다음과 같다.

$$\Pr\{S_{i+1} = (1, n+1, \gamma, v, \phi, -) \mid S_i = (0, n, \theta, -, -, \phi) = Y(c, \gamma \mid 3n, \theta) \text{ for } 0 < c < \phi \quad (20)$$

여기서 $v = \lfloor c G/2 \rfloor$ 이고 $\phi = c G$ 가 된다.

마지막으로 재전송 상태 S_i 에서 재전송 상태 S_{i+1} 로의 전이 확률은 다음과 같다.

$$\Pr\{S_{i+1} = (0, \omega, \gamma, -, -, \phi) \mid S_i = (0, n, \theta, -, -, \phi) = Y(c, \gamma \mid 3n, \theta) \text{ for } \phi < c \leq R_M \quad (21)$$

여기서 $w = \max\{1, \lfloor n/2 \rfloor\}$ 이며 $\sigma = \min\{2 \phi, R_M\}$ 이다.

$\Pi_{(\zeta, n, \theta, \eta, \chi, \phi)}$ 를 상태 $(\zeta, n, \theta, \eta, \chi, \phi)$ 의 안정상태 확률이라고 하자. $\Pi_{(\zeta, n, \theta, \eta, \chi, \phi)}$ 은 식 (18)-(21)과 모든 가능한 상태의 안정상태 확률의 합은 1이라는 사실을 이용하여 계산할 수 있다.

$\Pi_{(\zeta, n, \theta, \eta, \chi, \phi)}$ 로부터 처리량 λ_A , 최대 처리량 λ_F , 평균 윈도우 크기 W 를 구할 수 있다. 최대 처리량은 TCP를 고려하지 않은 상태에서 기지국의 대기열에 항상 전송할 패킷이 존재하는 경우의 처리량을 말한다. λ_A 와 λ_F 를 비교함으로써 TCP에 의한AMC를 사용하는 무선 채널의 성능저하 정도를 측정할 수 있다. l_s 를 슬롯의 길이라고 하고 $\xi_{n, \theta} = \sum_{\tau=1}^{\infty} \sum_{\gamma=1}^M \tau \cdot \phi(\tau, \gamma \mid n, \theta)$ 라 할 때, λ_A , λ_F , W 는 각각 다음과 같이 계산된다.

$$\lambda_A = \frac{L_p}{l_s} \cdot \frac{\sum n \cdot \Pi_{(1, n, \theta, \eta, \chi, -)} + \sum n \cdot \Pi_{(0, n, \theta, -, -, \phi)}}{\sum \xi_{n, \theta} \cdot \Pi_{(1, n, \theta, \eta, \chi, -)} + \sum \xi_{3n, \theta} \cdot \Pi_{(0, n, \theta, -, -, \phi)}} \quad (22)$$

$$\lambda_F = \sum_{k=1}^M q_k \cdot \pi_k \cdot \frac{b(k)}{l_s} \quad (23)$$

$$W = \sum n \cdot \Pi_{(1, n, \theta, \eta, \chi, -)} + \sum n \cdot \Pi_{(0, n, \theta, -, -, \phi)} \quad (24)$$

4. 수치결과

4장에서는 3장에서 분석으로부터 얻어진 결과를 제시한다. 사용된 파라미터 값들은 다음과 같다. $G=300$ slots, $W_a=32$, $L_p=12000$ bits, $l_s=1.667$ msec, $R_m=2$, $R_M=20$. 한편, MCS level의 수, SIR과 MCS level의 대응관계 및 각 MCS level에서 전송 가능한 비트 등과 같은 무선 채널을 모델링하기 위한 파라미터들은 2GHz의 반송 주파수를 사용하는 1xEV-DO 시스템에 기반을 두고 설정되었다. 구체적인 파라미터 값들은 표 2와 같다. 표 2에서 $b(k)$ 는 MCS level이 k 일 때 한 슬롯에서 전송 가능한 비트 수이다. MCS level i 에서 MCS level j 로의 전이확률인 p_{ij} 는 표 2에 제시된 SIR의 범위를 토대로 [12]에서 서술한 방법으로 계산하였다.

표 2 각 MCS level의 슬롯 당 비트와 SIR 범위

MCS level, k	bits/slot, b(k)	최소 SIR	최대 SIR
1	0	-	-13.5
2	64	-13.5	-10.5
3	128	-10.5	-7.4
4	256	-7.4	-4.2
5	512	-4.2	-1.2
6	1024	-1.2	1.5
7	1536	1.5	3.4
8	2048	3.4	7.1
9	3072	7.1	9.1
10	4096	9.1	-

그림 1은 단말기의 속도가 5km/h이고 단말기의 수 N 이 10이며 평균 SIR이 3dB일 때 Δ 에 따른 처리량을 나타낸 것이다. 그림에서 볼 수 있듯이, 처리량은 Δ 에 따라 크게 감소한다. 이것은 종단간 RTT를 반영하는 파라미터인 Δ 가 증가함에 따라 기지국에 있는 단말기의 대기열이 비게 될 확률이 증가하기 때문에 나타나는 현상이다.

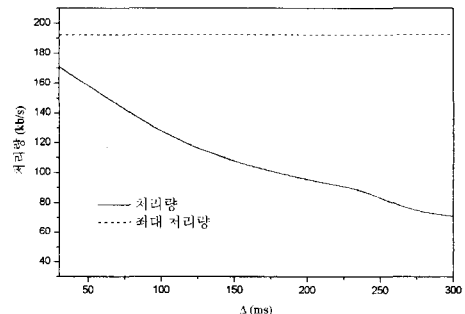


그림 1 Δ 에 따른 처리량

그림 2는 단말기의 수 N 에 따른 처리량의 변화를 보여준다. 여기서 $\Delta=100\text{ ms}$, 평균 SIR은 0dB, 단말기의 속도는 5km/h이다. 단말기의 수가 증가할수록 최대 처리량에 대한 처리량의 비율이 감소하는 것을 볼 수 있다. 이것은 한 기지국에 속한 단말기의 수가 많으면 많을수록 TCP에 의한 성능의 저하가 심해지는 것을 보여준다.

그림 3은 $\Delta=200\text{ ms}$ 이고 $N=10$ 이며 단말기의 속도가 5km/h일 때 평균 SIR에 따른 처리량을 보여준다. 평균적인 채널 상태가 좋은 단말기일수록 더욱 심한 성능 저하를 겪는 것을 볼 수 있다. AMC를 사용하는 무선 채널에서 TCP를 사용할 경우 단말기의 평균 채널 상태가 좋아지더라도 처리량은 특정한 값 이상을 넘지 못함을 알 수 있다.

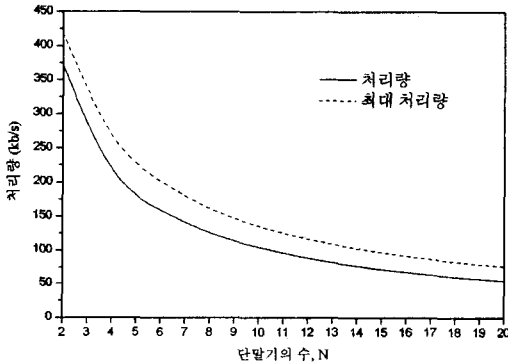


그림 2 단말기 수 N 에 대한 처리량

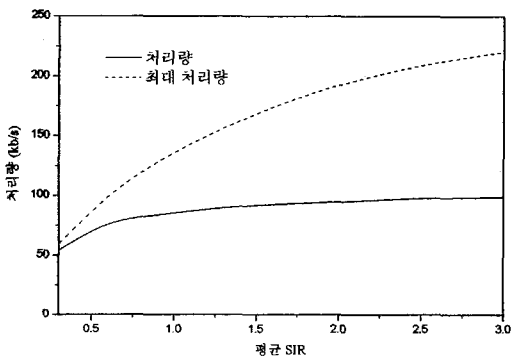


그림 3 평균 SIR에 대한 처리량

5. 결론

이 논문에서는 AMC를 사용하는 무선 채널에서의 TCP 성능을 Markov 과정을 이용하여 분석하였다. AMC를 사용하는 무선 채널은, 지금까지 무선 환경에서의 TCP 성능 분석의 주된 주제였던 패킷 손실이 빈번

히 발생하는 채널과는 매우 다른 성질을 지닌다. AMC를 사용하는 무선 채널은 낮은 에러율을 가지지만 전송 속도의 변화는 매우 크다. 이러한 전송 속도 변화 때문에 TCP에서 time out이 자주 발생하게 된다. 이는 평균적인 윈도우 크기를 낮추어서 기지국에 있는 단말기의 대기열이 빌 확률이 높아지고 결과적으로 처리량이 감소한다. 이 논문의 결과는 AMC를 사용하는 고속 순방향 데이터 전송 시스템인 HSDPA, 1xEV-DO, 1xEV-DV 등의 설계와 운영에 지침이 될 수 있을 것이다.

참고 문헌

- [1] D. G. Jeong and W. S. Jeon, "CDMA/TDD system for wireless multimedia services with traffic unbalance between uplink and downlink," IEEE J. Select. Areas Commun., vol. 17, no. 5, pp. 939-946, May 1999.
- [2] 3GPP, TR25.848 v4.0.0, "Physical Layer Aspects of UTRA High Speed Downlink Packet Access(Release 4)," March 2001.
- [3] 3GPP2, C.S0024, "cdma2000 High Rate Packet Data Air Interface Specification," Oct. 2000.
- [4] 3GPP2, C50-20010507-004R2, "1xEV-DV Evaluation Methodology(Rev.26)," May 2001.
- [5] J. Padhye, V. Firoiu, and D. Towsley, and J. Kurose, "Modeling of TCP throughput: A simple model and its empirical validation," in Proc. SIGCOMM '98, Sept. 1998.
- [6] A. Kumar, "Comparative performance analysis of versions of TCP in a local network with a lossy link," IEEE/ACM Trans. Networking, vol. 6, no. 4, pp. 485-498, Aug. 1998.
- [7] A. Chockalingam, M. Zorzi, and V. Tralli, "Wireless TCP performance with link layer FEC/ARQ," in Proc. IEEE ICC '99, June 1999, pp. 1212-1216.
- [8] W. S. Jeon, D. G. Jeong, and B. Kim, "Design of packet transmission scheduler for high speed downlink packet access systems," in Proc. IEEE VTC 2002-Spring, Birmingham, AL, USA, May 2002.
- [9] W. R. Stevens, TCP/IP Illustrated Vol. 1: The Protocols, Addison Wesley, 1994.
- [10] V. Paxson and M. Allman, "Computing TCP's Retransmission Timer," RFC 2988, Nov. 2000.
- [11] Thomas M. Cover and Joy A. Thomas, Elements of Information Theory, Wiley-Interscience, 1991.
- [12] H. S. Wang and N. Moayeri, "Finite-State Markov channel - a Useful Model for Radio Communication Channels," IEEE Trans. Veh. Technol., vol. 44, Feb. 1995.

전 화 속

1983년 서울대학교 공과대학 컴퓨터공학과 학사. 1985년 서울대학교 대학원 컴퓨터공학과 석사. 1989년 서울대학교 대학원 컴퓨터공학과 공학박사. 1989년~1999년 2월 한성대학교 컴퓨터공학과 부교수. 1999년 3월~현재 서울대학교 컴퓨터공학과 부교수. 관심분야는 이동통신망, 통신망 프로토콜 설계, 통신망 성능평가, LAN/MAN

최 계 원

2001년 서울대학교 지구환경시스템공학부 학사. 2003년 서울대학교 컴퓨터공학부 석사. 2003년~현재 서울대학교 컴퓨터공학부 박사 과정. 관심분야는 wireless packet scheduler, call admission control, wireless TCP.

정 동 근

1983년 서울대학교 공과대학 제어계측공학과 학사. 1985년 서울대학교 대학원 제어계측공학과 석사. 1993년 서울대학교 대학원 제어계측공학과 공학박사. 1986년~1990년 한국데이터통신(주) 정보통신연구소 주임연구원. 1993년~1994년 서울대학교 자동화시스템공동연구소 특별연구원. 1994년~1997년 (주)신세기통신 기술연구소 책임연구원. 1997년~현재 한국외국어대학교 전자공학과 조교수. 관심분야는 이동통신망, 통신망 프로토콜 설계, 통신망 성능평가