
전송률 제어 채널에서 비대칭 무선 링크 네트워크를 이용한 트래픽 성능 분석

정유선*, 윤영지*, 신보경*, 김혜민*, 박동석*, 나상동**

Traffic Performance Analysis using Asymmetry Wireless Link Network in Transmission Rate Controlled Channels

You Sun Jeong*, Young Ji Youn*, Bo Kyoung Shin*, Hye Min Kim*, Dong Suk Park*, Sang Dong Ra**

이 논문은 2008년도 조선대학교 학술연구비의 지원을 받아 연구되었음

요 약

전송률 기반의 흐름 제어 및 정체 제어 메커니즘을 사용하는 무선 네트워크에서 양방향 TCP/IP 연결의 성능을 연구한다. 전송률 기반의 흐름 제어를 이용하여 데이터의 흐름을 원활하게 유지함으로써, TCP 윈도우 흐름 제어에서 나타났던 다양한 유형의 버스트 현상을 제거하거나 완화시키는데 논하고, 대기열에서 전송률 제어 채널을 통해 실행되는 동안 버스트 반응에 의해 TCP ACK 압축 문제가 발생한다. 소스 IP 대기열의 주기적인 버스트 반응을 분석하여, 양방향 트래픽으로 인해 쓰루풋 저하됨으로써 향상된 퍼포먼스와 상황에 적용 가능한 쓰루풋 저하 예측을 나타내어 대기열의 최대값을 성능분석한다.

ABSTRACT

Performance of TCP/IP is studied on the wireless network using flow control and congestion control mechanism based on transmission rate. We discuss the elimination or the reduction of various phenomena of burst by flow controlling on transmission rate and verify that there are TCP ACK compression problems on the queue by burst reaction while executing transmission rate controlled channels. Analyzing periodic burst reaction on the queue of source IP, the maximum value of queue is expected, which represents the applicable expectation of throughput reduce and shows the improvement of performance by the reduce of throughput due to bi-directional traffic.

키워드

전송률 제어, TCP over ATM, 정체 제어, 양방향 트래픽

I. 서론

전송률 제어 채널을 이용한 데이터그램 무선 네트워크의 양방향 트래픽에서 쓰루풋(Throughput)이 저하되

데 데이터 패킷 다음에 병목 링크에서 다수의 ACK (ACKnowledgment)가 한꺼번에 물리는 현상의 한 원인이 있다. ACK는 일반적으로 데이터 패킷에 비해 라우터에서 처리되는데 걸리는 시간이 적은 편이므로, 무선 네

* 조선대학교 대학원 컴퓨터공학과
** 조선대학교 컴퓨터공학과, 교신저자

트래픽을 이동할 때 무리 지어 다니는(bunched) 경향이 있다.

본 연구에서는 전송률[1] 제어 채널 상에서 운영되는 TCP에 초점을 두었다. 무선 네트워크 노드, 즉 스위치나 라우터에서 나타나는 트래픽의 버스트 현상은 전송률이 제어되지 않는 경우보다 전송률 제어 네트워크에서 더 줄어들 것으로 예상된다. 따라서 전송률 제어 환경에서는 무선 네트워크 노드로부터 시작되는 양방향 TCP 트래픽의 효과가 별로 논의되지 않는 경향이 있다. 그러나 연결간의 바람직하지 못한 상호 작용(interaction)은 최종 시스템에서 발생할 수 있으며, 스위치나 라우터에서는 ACK 압축과 유사한 효과를 유발한다는 사실을 연구를 통해 확인한다.

ABR 서비스 클래스[2]는 지연을 허용하는(delay-tolerant) best-effort 응용을 지원하고, 무선 네트워크 가용 용량을 심분 활용할 수 있도록 소스에서 전송률을 조정하게 하는 전송률 기반 피드백 메커니즘[3]을 적용한다.

쓰루풋 저하는 상호 작용하는 연결들의 상대적 단계와는 상관없이 윈도우 크기, 전송률 및 무선 네트워크 지연으로부터 영향을 받으므로 각 연결의 윈도우 크기가 왕복 거리-대역폭의 곱으로 설정될 때 각 연결은 단방향 트래픽 쓰루풋이 향상된 상태로 유지하므로 쓰루풋을 저하시킬 수 있다. 또 비대칭 링크에서 향상된 성능 결과를 나타내고, 분석 결과를 시뮬레이션을 통해 분석한다.

2. 전송률 제어 채널

전송 제어 채널 통신 시스템에서 무선 링크 네트워크가 중요한 역할을 확신하면서 TCP가 현재 인터넷 환경에서 대표적인 전송 프로토콜로 꼽히기 때문에 TCP 역시 무선 링크 네트워크로 확장되고 있다. TCP는 신뢰성을 갖춘 연결 중심의 전이종 바이트 스트림 전송계층 프로토콜로서 흐름 및 혼잡제어를 지원하는 종단 간 시스템 프로토콜이다.

무선 링크 네트워크는 유선 네트워크 주변에 무선 링크 네트워크가 존재하는 유무선 복합 네트워크와 모바일 ad hoc 네트워크로 고속 백본망을 제공하고 무선 LAN 네트워크의 주변에 연결된다. 무선 링크 네트워크

영역은 셀로 나누어지고 고정 기지국이 유선 영역과 무선 영역을 연결하면서 각 셀을 제어하여 이동 호스트가 셀 사이를 자유롭게 이동할 수 있으므로 한 무선 링크 네트워크에서 다른 무선 링크 네트워크로 발신하는 호는 반드시 유선 백본망을 통과한다. 모바일 ad hoc 네트워크는 고정 기지국이 없으며 각 이동 호스트는 다른 호스트의 이동과 상관없이 움직이고 언제나라도 시스템에 도착하거나 떠날 수 있다. 이러한 이유로 인해 고정 백본망이 없으면 이동 호스트는 상호 협력하면서 서로 메시지를 전달한다. 패킷 손실은 트래픽 전송 과정에서의 혼잡에서 발생하는 것으로서 TCP 송신기는 수신노드로 전송될 패킷을 큐에 버퍼링한다. 수신노드는 누적 ACK를 전송하여 패킷의 수신을 알리며, 송신기는 손실된 패킷을 재전송하여[4,5] 신뢰성 있는 전달을 보장하기 위해 왕복 지연 시간의 실행해 평균 시간 및 평균 선형 편차 시간을 유지 관리함으로써 신뢰성을 보장한다.

2.1 재전송 프로토콜

무선 재전송 프로토콜은 윈도우 기반 대신 속도 기반의 전송 제어 방식으로 이 문제를 효과적으로 해결하기 위해 주로 송신노드 속도와 수신노드 속도의 비율을 사용하여 패킷 손실 및 재전송 타임아웃 대비 전송률을 제어하여 정체와 관련 없는 패킷 손실 및 대규모 RTT(Round trip Time) 편차로 인한 문제가 크게 줄어든다. WTCP(Wireless Transmission Control Protocol) [6,7]은 속도 기반의 전송률 제어를 하며, TCP는 자체 동기에 ACK를 사용하는 윈도우 기반 전송률 제어 메커니즘을 적용한다. WWAN(Wireless-Wide Area Network)에서는 기지국에서 ACK를 그룹화하여 송신노드로 전송할 때 RTT 시간이 크게 줄어들고 송신노드는 연속적으로 대량의 데이터 패킷을 보내게 된다. WTCP는 자체 동기에 ACK를 사용하지 않고 대신 송신노드와 수신노드의 패킷 간 지연 비율을 사용하여 정체 여부를 파악한다. 패킷 간 지연 비율에 따라 전송률이 증감하므로 정체로 인한 패킷 손실을 줄일 수 있다.

WTCP에서는 수신노드가 전송률 제어 메커니즘을 실행하므로 송신노드는 최신 패킷 간 분리를 수신노드로 전송하고, 수신노드는 예상 전송률을 계산한 다음 다시 송신노드로 보내기 때문에 ACK가 지연되거나 손실되더라도 전송률은 영향을 받지 않는다. 또 연결이 설정에서도 WTCP는 slow start로 진행하지 않고 'packed-pair'

방식을 통해 최초 전송률을 결정한다. 최대 세그먼트 크기 2개의 패킷을 연속 전송하고 패킷간 지연을 계산해서 예상 발신율의 근사치를 파악하여 이 메커니즘의 블랙아웃 복구 시에 사용된다.

WTCP는 신뢰성을 보장하기 위해 재전송 타임아웃 대신 SACK(Selective acknowledgment)를 사용하기 때문에 수신노드는 송신노드에 정기적으로 누적 SACK를 보낸다. 송신노드는 ACK를 읽고 수신된 패킷의 수신노드 시퀀스에서 빠진 부분을 파악하여 송신노드가 ACK에 전송되지 않은 패킷 상태를 검사하고 그 상태를 최근 재전송 시 저장한 로컬 상태와 비교하면서 패킷이 손실되었는지 아니면 아직 전송 중인지 확인하여 손실된 패킷만 재전송된다.

2.2 비대칭 링크 양방향 트래픽 구성

대기열의 크기가 해당 노드를 시작점으로 하는 연결의 윈도우 크기를 초과할 수 없으므로 연결 j의 busy period의 세그먼트가 노드 i에 도달할 때 노드 i의 대기열의 크기가 최대가 되고 $\tau_{j,m}$ 을 연결 j의 m 번째 busy period의 세그먼트가 노드 i에 도달하는 시간이라고 한다. 이 때 대기열의 크기는 노드 i 대기열에 있는 세그먼트 개수에 나머지 무선 네트워크에서 연결 j의 세그먼트 및 ACK 개수를 더한 값이 노드 i의 윈도우 크기 W_i 와 같아야 한다.

연결 j의 m 번째 busy period 세그먼트는 시간 $t_1 = \tau_{j,m} - D_{ji}$ 일 때 노드 j에 의해 전송된다. 시간 t_1 에서 노드 j의 발신 대기열에는 연결 i의 ACK가 들어있지 않으므로 구간 $(t_1, \tau_{j,m})$ 에서 연결 i로부터 전체 $(\tau_{j,m}, t_1)\rho = D_{ji}\rho = L_{ji}$ 개의 세그먼트가 노드 j에 도착했다. 게다가 연결 i의 L_{ij} 개의 세그먼트가 시간 $\tau_{j,m}$ 에서 i에서 j로 가는 링크를 통해 이동 중이다. 그러므로 $\tau_{j,m}$ 시간에 전체 시스템에서 연결 i의 세그먼트 및 ACK의 전체 개수는 다음 식 (2.1)과 같다.

$$Q_i(\tau_{j,m}) + L_{ij} + L_{ji} \tag{2.1}$$

이를 윈도우 크기 W_i 와 같다고 하면, 식 (2.2)과 같이 쓸 수 있다.

$$Q_i(\tau_{j,m}) = W_i(L_{ij} + L_{ji}) \tag{2.2}$$

반대 방향의 전송률이 다른 때 비대칭형 사례의 결과를 확장하여 적용한다. ρ_i 와 ρ_j 를 각각 연결 i와 j의 전송률 이므로 ACK 압축의 발생 조건은 다음 식(2.3)과 같다.

$$\frac{W_i}{\rho_i} + \frac{W_j}{\rho_j} > D_{ij} + D_{ji} \tag{2.3}$$

위 식에서 ACK 압축이 발생하기 위해서는 두 연결 윈도우의 전송률 합이 왕복 지연 보다 커야 한다. 이 필수 조건이 만족되면, 연결 효율에 대한 정리는 다음과 같이 비대칭형으로 정리1과 같다.

정리1: 비대칭 링크 속도의 양방향 트래픽 구성에서 연결 i의 효율 F_i 는 식(2.4)와 같다.

$$F_i = \begin{cases} 1, & \\ \frac{W(W_i/\rho_i)}{(W_i/\rho_i) + (W_j/\rho_j) + (D_{ij} + D_{ji})}, & \\ \frac{(W_i/\rho_i)}{(W_j/\rho_j)}, & \\ \frac{(W_i/\rho_i)}{(W_j/\rho_j) + (D_{ij} + D_{ji})}, & \\ \frac{(W_j/\rho_j) - (D_{ij} + D_{ji})}{(W_i/\rho_i)}, & \\ \text{otherwise} \end{cases} \tag{2.4}$$

위 식은 최종 노드에서의 대기열의 최대 크기를 결정할 수 있다. 식(2.4)과 같이 두 방향의 전송률에 상당한 차이가 있을 경우, 대역폭이 높은 쪽 연결의 효율은 낮은 쪽 연결의 윈도우 전송 시간에 의해 제한을 받게 될 것이다. 이는 상당한 성능 저하를 가져올 수 있으므로 이 문제를 설명하기 위해, 윈도우 크기가 $W_i = W_j = 126\text{Kbytes}$ 이고 링크 지연이 154Mbytes/sec 이므로 연결 i의 전송률은 155Mbps 로 일정하게 유지 된다.

그림 2.1에서 연결 i, j의 효율의 변이를 연결 j에 할당된 전송률의 함수로 나타낸 것이다. 연결 i의 가용 대역폭이 낮을 때, 연결 j는 가용 링크 대역폭의 극히 작은 일부만 사용할 수 있다. 그러므로 ρ_j 가 20Mbps 일 때 연결 j의 효율은 15%를 넘지 못한다. 연결 i의 대역폭이 증가 할수록 연결 i의 쓰루풋은 이상적인 값을 유지하는 한편, 연결 j의 쓰루풋은 약 59Mbps 까지 선형으로 증가한다. 식(2.4)의 3번째 항목은 연결 j에 대해 이 구간에서 적용된다. 이 지점을 넘어서면 쓰루풋은 등식의 2번째 항목에 해당되고, 연결 j의 쓰루풋이 더 느린 속도로 증가한다. 연결 i의 전송률이 59Mbps 에서 154Mbps 로 증

가하면 연결 j 의 유효 효율은 35%에서 59%로 증가한다. 그러나 연결 i 의 전송률을 늘린다고 해서 연결 j 에 직접적인 도움이 되지 않는다는 것이다. 연결 j 의 효율이 39%에서 59%로 증가하는 동안 연결 i 의 효율은 59%까지 떨어진다. 게다가 전체 링크 대역폭이 94Mbps만큼 증가하더라도, 두 연결의 전체 쓰루풋 향상 폭은 63Mbps에 불과하다. 나머지 30Mbps는 ACK 압축 효과가 커지면서 소모되므로 양방향 트래픽의 쓰루풋 저하는 대칭형보다 비대칭형 링크 속도가 더 크다고 본다.

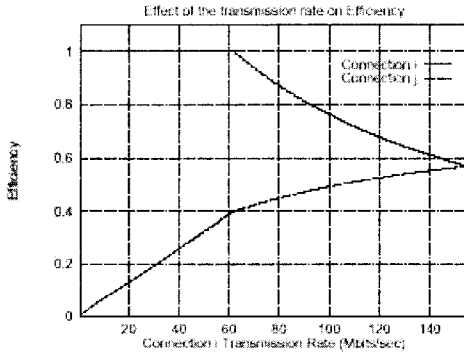


그림 2.1: 비대칭형 구성에서 연결 i 의 전송률 ρ_i 가 연결 i, j 의 효율에 미치는 영향.

($W_i = W_j = 128\text{Kbytes}$, $D_{ij} = D_{ji} = 5\text{ msec}$).

Fig. 2.1 Effect of transmission rate ρ_i of connection i on the efficiencies of i and j in an asymmetric configuration.

($W_i = W_j = 127\text{Kbytes}$, $D_{ij} = D_{ji} = 5\text{ msec}$).

3. 비대칭 무선링크 네트워크시뮬레이션 결과

비대칭 무선 네트워크 시뮬레이션에서 TCP ACK 전송 시간을 0으로 할 때 분석을 단순화시키기 위해 몇 가지를 전제로 했다. 이 시뮬레이션에서 ACK의 크기는 작지만 0은 아니다 라는 것을 가장한 결과에 큰 영향을 미치지 않는다는 것을 입증한다. 또 2개의 노드 i, j 의 구성보다 더 무선 네트워크에서도 그 결과를 적용할 수 있음을 무선 네트워크 구성의 시뮬레이션을 통해 증명한다.

3.1 대칭형 무선 링크 네트워크

그림 3.1과 같이 2개의 노드로 구성되고 각 방향으로 하나씩 한 쌍의 TCP 연결이 설정된 구성을 검토한다. 그

림에서 왼쪽 노드 및 오른쪽 노드에서 출발한 연결을 각각 1L, 1R이라고 한다. 각 방향의 링크 용량은 155 Mbps로 동일하다. RM(Resource Mangement) 셀로 인한 대역폭 손실처럼 하위 계층에서의 오버헤드를 모두 고려하면 각 TCP 연결의 가용 대역폭은 링크 용량의 85% 수준인 약 131Mbps이다. 본 시뮬레이션에서는 임의의 연결에서 측정된 효율은 하나의 TCP 연결에서 얻을 수 있는 최대 쓰루풋으로 정규화 된다.

이 구성시뮬레이션에서 단 방향 전파 지연은 8ms이므로 이는 대략 14개 세그먼트의 전송 시간과 같다. 그러나 최종 시스템에서 하나의 세그먼트를 셀로 분할할 때 추가되는 지연이 세그먼트 1개의 전송 시간과 같으므로, 최종 시스템 간의 유효 단 방향 지연을 세그먼트 개수로 표현하면 약 15이다. 양쪽 연결의 윈도우의 크기는 256 Kbyte이며, 이는 28개 세그먼트에 해당된다. 초기의 양쪽 연결은 시간 $t=0$ 에서 동시에 시작한다고 가정할 때 양쪽 연결의 반응이 대칭적이므로, left-to-right 연결한다.



그림 3.1 각 방향마다 1개의 TCP 연결이 설정된 양방향 트래픽 구성.

Fig.3.1 Two-way traffic configuration with a single TCP connection each direction.

3.2 비대칭형 무선 링크 네트워크

양방향의 전송률이 서로 다른 비대칭 무선 링크 네트워크의 분석한 결과는 그림 3.2와 같은 단순한 구성을 가정할 때 left-to-right 연결의 전송률은 51.6Mbps이고, right-to-left 연결의 전송률은 155 Mbps로 설정한다. left-to-right 연결에서 최대 윈도우 크기를 14 세그먼트로 하고, right-to-left 연결은 28 세그먼트로 설정하면 링크의 전파 지연은 그대로이다. 식(2.4)을 사용하여 전송률이 더 높은 right-to-left 연결 j 의 효율을 식(3.1)과 같다.

$$F_i = \frac{2W_i}{\left(\frac{W_i}{\rho_i} + \frac{W_j}{\rho_j} + D_{ij} + D_{ji}\right)\rho_i} \approx 57\% \quad (3.1)$$

위 식에서 left-to-right 연결의 효율은 이보다 높아 약 80%에 달한다. 그림 3.2, 3.3은 시뮬레이션 결과를 나타낸 것이다. 그림 3.2에서는 right-to-left 연결 1R의 쓰루풋이 실제로 양방향 트래픽 효과의 영향을 받는다는 것을 알 수 있으며, 이 경우 반대 방향 연결의 가용 대역폭이 더 낮음으로 인해 ACK가 대기열에 쌓이게 된다.

그림 3.3에서 시간 0부터 시뮬레이션을 시작한 평균 연결 쓰루풋은 식 (3.1)의 예상 결과와 유사하다. right-to-left 연결은 73.8 Mbps에서 안정적인 쓰루풋에 도달하고, 이는 57%의 효율을 바탕으로 분석한 예상 쓰루풋과 실제로 동일하다. 이러한 쓰루풋 저하는 오른쪽 노드의 IP 대기열의 변화에서도 확인할 수 있으며, 그림 3.3의 대기열 크기의 변화와 비교하면 최고점 간의 간격이 훨씬 길다. 또한 주기 간의 공백이 증가하는 차이점에서도 확인할 수 있듯이 채널의 유휴 시간이 길어진다.

클라이언트-서버 형태의 모델에서 3개의 원격 노드가 중앙 서버와 통신하게 되면 원격 노드와 서버 노드 사이에는 각 방향으로 하나씩 2개의 TCP 연결이 설정된다. 즉 3개의 TCP 연결이 서버 노드로부터 시작되고, 각 반대 방향으로도 3개의 TCP 연결이 존재한다. 각각의 클라이언트-서버 연결은 서로 다른 ATM VC를 통해 수행되며, 임의의 연결에서 ACK는 역방향의 데이터 세그먼트 전달에 사용하는 VC를 공유한다. 이번 예에서는 발신 트래픽의 대기 과정이 ATM 계층에서만 일어나도록 IP 서비스 시간을 매우 작게 설정하여 각 VC마다 별도의 대기열을 제공한다.

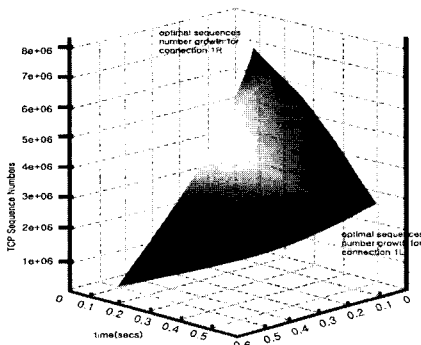


그림 3.2 left-to-right 및 right-to-left 연결의 일련 번호 증가.
Fig. 3.2 Sequence number growth for the Left-to-Right and Right-to-Left connections.

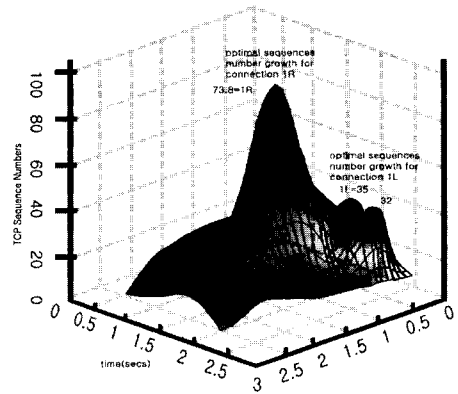


그림 3.3 t = 0부터 평균 연결 쓰루풋 분석을 통해 계산된 예상 쓰루풋과의 비교.
Fig. 3.3 Connection throughput averaged from time t=0 and comparison with the analytically computed expected throughput.

그림 3.2, 3.3의 시뮬레이션 결과에서 서로 다른 중단점 페어 간의 트래픽은 각기 다른 VC를 통해 전달되므로 완전히 분리하여 성능을 분석하였다.

4. 결론

비대칭 무선 링크 네트워크에서 스위치의 대기열 길이를 작게 유지하여도 ACK 압축으로 양방향 연결의 성능을 연구하였다.

본 연구에서 각 방향으로 대칭형의 대역폭을 사용하고 윈도우의 크기가 왕복 파이프를 채울 만큼 충분히 큰 경우에 각 연결의 성능은 단방향 트래픽이 높은 편이었다. 서로 반대 방향의 연결에 할당된 전송률이 다른 경우, 각 연결의 윈도우 크기가 각 방향의 대역폭 지연의 곱과 일치할 때 쓰루풋이 저하하는 것은 한쪽의 대역폭이 다른 쪽의 대역폭보다 훨씬 커진다는 것을 알 수 있었다. TCP 연결이 안정된 상태에 도달한 지점부터 시작하여 최종 시스템의 대기열 반응 및 양방향 트래픽의 성능 저하 계산은 Fi 식에서 right-to-left 연결은 73.8Mbps에서 쓰루풋이 57%의 분석한 결과는 최고점간의 간격을 넓힐 수 있음을 나타내었다.

본 연구에서 양방향 TCP 트래픽의 효과가 발생하므로 할당된 전송률과 윈도우 크기 및 지연에 대한 함수에

의해 쓰루풋이 큰 차이로 성능이 향상됨을 알 수 있었다.

향후에도 TCP연결에서 양쪽에 전송할 데이터가 있는 한 동적 특성의 문제점이 나타날 수 있으므로 이에 계속 연구가 이루어져야 한다.

참고문헌

[1] L. Kalampoukas and A. Varma, "Performance of TCP over multi-hop ATM networks: A comparative study of ATM layer congestion control schemes", in *Proc. of ICC 95*, pp. 1472-1477, 1995.6

[2] L. Kalampoukas, A. Varma, and K.K. Ramakrishnan, "Dynamics of an explicit rate allocation algorithm for ATM networks", in *Proc. of international Broadband Communications Conference 96*, iFIP-iEEE, 1996.4

[3] L. Kalampoukas, A. Varma, and K.K. Ramakrishnan, "Two-way TCP traffic over ATM: Effects and analysis", Tech. Rep. UCSC-CRL-96-23, Univ. of California, Santa Cruz, 1996

[4] W. R. Stevens and G.R. Wright, *TCP/IP illustrated*, vol.2. Addison-Wesley Publishing Company, 2004.. 2

[5] L. Kalampoukas and A. Varma, "Analysis of source policy in rate-controlled ATM networks", in *Proc. of ICC96*, iEEE, 1996.6

[6] R. Cole, D. Shur, and C. Villamizar, "IP over ATM: A framework document", *Request for Comments(RFC)*: 2003.4

[7] S.S. Sathaye, *Traffic management specification, version 4.0*. Traffic Management Working Group, 2002.4.

저자소개

나 상 동(Sang dong Ra)



1968년 조선대학교 전기공학과 졸업 (공학사)
1980년 건국대학교대학원 전기전자공학과 졸업(공학석사)

1995년 원광대학교대학원 전기공학과(컴퓨터 응용. 제어 전공) 졸업(공학박사)

1995년~1996년, 2001년~2002년: Dept. of Electrical & Computer Eng. Univ. of California Irvine 연구교수.

1998년: 조선대학교 정보전산원 원장 역임

1973년~현재: 조선대학교 전자.정보공과대학 컴퓨터공학부 교수

※ 관심분야: 실시간 통신, 디지털 통신 신호제어, 데이터 및 이동통신, 신경망, 적응 신호처리 등임

정 유 선 (You Sun Jeong)



1999년 2월 원광대학교 의상학과 졸업(학사)

2005년 8월 조선대학교 대학원 컴퓨터공학과 졸업(공학석사)

2007년~현재 조선대학교 일반 대학원 컴퓨터공학과 재학 중(박사과정)

※ 관심분야: 실시간 통신, VOIP, VR 가상현실, 이동통신, 신경망, 적응 신호처리 등

윤 영 지 (Young Ji Youn)



2005년 광주대학교 컴퓨터학과 졸업 (공학사)

2006년~현재 조선대학교 교육대학원 정보컴퓨터교육(교육석사과정)

※ 관심분야: 무선네트워크, 패턴인식

김 혜 민 (Hye min Kim)



2005 광주대학교 컴퓨터학과 (공학사)

2007 ~ 현재 조선대학교 교육대학원 정보컴퓨터교육(교육석사과정)

※ 관심분야: Ubiquitous, 전자상거래, 무선네트워크



신 보 경(Bo Kyoung Shin)

2000년 조선대학교 컴퓨터공학과 졸업(공학사)

2007년~ 현재 조선대학교 교육대학원정보컴퓨터교육(교육석사과정)

※ 관심분야 : 전자상거래, 무선네트워크, 패턴인식



박 동 석 (Dong Suk Park)

1995년 2월 광주대학교 전자계산학과 학사

2000년 2월 :조선대학교 컴퓨터공학부 공학석사

2005년 3월-현재:조선대학교 컴퓨터공학부 박사과정

※ 관심분야 : Ubiquitous, 전자상거래, 무선네트워크