

Ad Hoc 망에서 경로단절 사전감지를 통한 TCP 성능향상

정희원 이병열*, 임재성

Improving TCP Performance through Pre-detection of Route Failure in Mobile Ad Hoc Networks

Byoung-Yeul Lee, Jae-Sung-Lim *Regular Members*

요 약

Ad hoc망에서는 이동 호스트들의 움직임으로 인해 경로 단절이 발생한다. 전송 경로의 단절은 목적지까지의 패킷을 전송할 수 없는 상태이므로 패킷의 손실과 지연을 가져온다. 따라서 TCP와 같은 전송 프로토콜은 이를 망의 혼잡으로 간주하여 혼잡 제어 알고리즘을 구동한다. 혼잡 제어 알고리즘은 망의 혼잡을 피하기 위한 수단으로 사용되는데, 경로 단절 시 혼잡 제어 알고리즘이 동작하면 TCP 성능이 떨어진다. 이를 해결하기 위해 본 논문은 TCP-P (TCP Pre-freezing) 기법을 제안한다. TCP-P는 라우팅 프로토콜에서 경로 단절에 대한 정보를 얻지 않고, MAC 계층에서 직접 경로 단절을 감지한다. 그리고 경로 단절 정보를 소스에게 보내어 TCP를 Pre-Freezing 하고 혼잡 제어 알고리즘을 멈추게 한다. 따라서 경로 단절로 인한 패킷 손실을 막고, 경로 재설정 후에도 경로 단절 이전 상태로 전송을 재개할 수 있게 한다. 실험 결과 TCP-P는 ad hoc 망의 경로 단절 환경에서 Proactive하게 반응하며, 패킷 손실 측면에서 다른 TCP 향상 기법들보다 좋은 성능을 보였다.

Key Words : Ad Hoc Networks, Wireless TCP, Route Failure, Congestion Control, TCP Performance

ABSTRACT

Route failure is mainly caused by mobility of mobile host in ad hoc networks. Route failure, which may lead to sudden packet losses and delays, is losing the route from source to destination. In this situation, TCP assumes that congestion has occurred within the network and also initiates the congestion control procedures. Congestion control algorithm provides the means for the source to deal with lost packets. TCP performance in ad hoc environments will be degraded as TCP source cannot distinguish congestion from route failure. In this paper, we propose TCP-P as pre-detection approach to deal with route failure. TCP-P freezes TCP through pre-detection of route failure. Route failure information of the proposed mechanism is obtained not by routing protocol but by MAC protocol. The intermediated node, obtaining route failure information by its MAC layer, relays the information to TCP source and lets TCP source stop the congestion control algorithm. Results reveal that TCP-P responding with proactive manner outperforms other approaches in terms of communication throughput under the presence of node mobility.

* 삼성전자 정보통신 책임연구원

논문번호 : KICS2004-07-116, 접수일자 : 2004년 7월 25일

제1장 서론

Ad hoc 망은 무선 링크를 사용하여 통신하는 이동 호스트들로 구성된 다중 홉 무선 망이다. 이러한 Ad hoc 망에서 두 이동 호스트는 일정 범위 안에서 이웃 호스트와 통신을 할 수 있어 다른 호스트의 전송을 수신할 수 있다. 모든 이동 호스트들은 서로 협력하는 형태를 지니며, 경로는 이동 호스트들을 경유하여 최종 목적지 호스트까지 설정된다. 그림 1.1처럼 노드 S1이 노드 D1으로 패킷을 전송할 때, D1이 S1의 전송 가능 범위 안에 없기 때문에 패킷은 S1의 이웃 노드중 하나로 보내진다. 이때 경로상의 이웃 노드들은 라우터로 동작하게 되며 패킷을 다음 노드로 전달하여 최종 목적지까지 보낸다.

Ad hoc 망의 토폴로지는 이동 호스트가 움직일 때 마다 새로운 무선 링크를 설정하거나 무선 링크의 단절이 일어난다. 토폴로지 변경 비율은 호스트의 이동 반경과 호스트의 전송 범위에 따르며 라우터들은 이동 호스트들의 상대적인 위치에 의존한다. 따라서 전송 경로는 호스트의 이동으로 인해 일시적인 형태를 반복할 것이다. 전송 경로상의 한 노드의 이동은 그것을 통해 지나가는 여러 경로에 영향을 미친다. 예를 들면 그림 1.1에서 Ad hoc 망에 두 개의 경로가 존재한다. 한 개는 S1에서 D1까지 경로, 다른 하나는 S2에서 D2까지 경로이다. 이때 8번 호스트가 7번 호스트의 위치로 이동한다면 현재의 경로는 라우팅 프로토콜에 의해 새로운 경로를 찾아서 변경하게 된다.

Ad hoc 망은 라우팅 맥락에서 연구가 활발하게 진행되고 있으며, 수많은 라우팅 프로토콜들이 제안되고 있다. 이들은 Table Driven 방식의 Destination

Sequenced Distance Vector Routing (DSDV) [1], On Demand 방식의 Ad-hoc On-Demand Vector Routing (AODV) [2], Dynamic Source Routing (DSR) [3], Temporally Ordered Routing Algorithm (TORA) [4] 등의 알고리즘이 있다.

또한 Ad hoc망에서는 신뢰성 있는 스트림 기반의 End-to-End 통신을 구현하는 연구들도 중요한 분야로 다루어지고 있다. 이는 기존의 셀룰라 무선망 관점에서 많이 연구되었으며, 일반 TCP의 수많은 수정본과 확장 본들이 제안되었다[5]. 이러한 제안들은 무선망에서 FTP, Email, 웹 브라우징과 같은 어플리케이션에 seamless probability를 제공하기 위한 것이다. 본 논문에서는 ad hoc망 관점에서 TCP 행동을 연구하고 망의 동적인 토폴로지의 영향에 의한 TCP 성능을 평가한다. 이것은 ad hoc 망의 도메인에서 많은 변경 없이 TCP를 사용하기 쉬운지를 결정하고자 하는 것이다. 사전 연구결과에 따르면 빈번하고 미리 예상할 수 없는 경로 단절로 인해 TCP의 전송 성능이 상당히 떨어지는 것으로 나타났다[6].

Ad hoc망에서 이동 호스트들의 이동성으로 인해 경로 단절이 발생하며, 경로 단절 시 라우팅 프로토콜은 새로운 경로를 빨리 재 설정하는데 그 목적을 둔다. 따라서 경로 단절 시 패킷 손실이 일어나고 TCP는 혼잡 제어 알고리즘을 구동하게 된다[7]. 이때 혼잡 제어 알고리즘은 윈도우 사이즈를 줄이고, 재전송 타이머를 백오프 시켜 네트워크의 혼잡을 줄여 packet을 계속 전송한다. 그러나 경로 단절 시 목적지와의 연결이 끊어진 상태이므로 혼잡 제어와 패킷 전송은 불필요한 동작이며, TCP 성능을 감소시키는 결과를 가져온다.

이러한 문제를 해결하는 한가지 방법은 TCP로 하여금 경로 단절과 혼잡제어를 구분하도록 하는 것

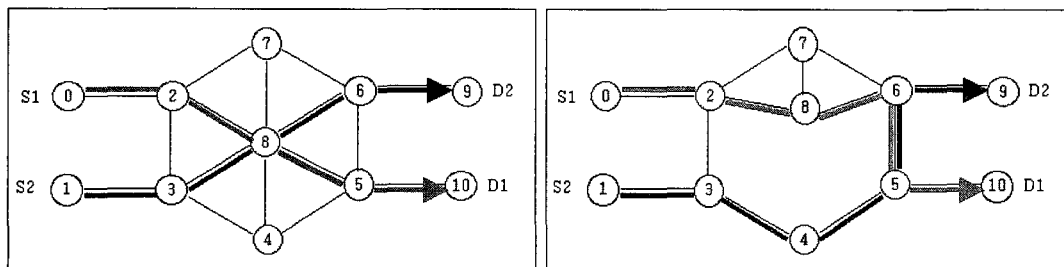


그림 1.1 Ad hoc망에서 이동 호스트의 움직임으로 인한 경로 변경
Fig. 1.1 Route Changing through Mobility of Mobile Host in Ad Hoc Networks

이다. 이 방안의 기본 생각은 ad hoc 망에서 모든 패킷 손실을 혼잡으로 판단하는 TCP의 오 동작을 막아 성능을 떨어뜨리는 문제를 해결 하는 것이다. TCP 성능 향상을 위한 기존 제안들 중 TCP-F 기법은 경로 단절을 소스에게 피드백 하여 경로 단절 시 TCP를 freezing한다[6]. ATCP[8]는 TCP-F를 기반으로 혼잡상태와 무선 링크 에러 등의 상태를 관리하는 기법을 추가하였으며, TCP-BuS[9]는 TCP-F를 기반으로 경로 단절 시 손실되는 패킷을 중간 노드에서 버퍼링하여 경로 재설정 시 재사용하도록 하는 기법이다. 이들의 공통점은 경로 단절을 소스에게 알려주는 방식을 취했다. 그러나 라우팅 프로토콜에서 경로 단절 정보를 제공 받기 때문에 경로 단절을 빠르게 인식하지 못하여 많은 패킷 손실을 보게 되는 단점이 있다.

본 논문에서는 ad hoc 망에서 TCP의 성능을 향상 시키기 위한 새로운 방안을 제시한다. 이는 경로 단절 사전 감지 기반의 TCP-P (Pre-Freezing) 기법이다. 기존 제안들과 비교하여 두드러진 차이점은 경로 단절 시 발생하는 패킷 손실을 사전에 막을 수 있는 점이다. 이는 라우팅 알고리즘에서 경로 단절 정보를 받는 것이 아니고, MAC 계층에서 RSSI (Received Signal Strength Indicator)를 이용해 신호 세기를 직접 감지하여 실제 경로 단절과 가장 근접한 판단을 할 수 있도록 하는 방안이다. 기존 연구들 중 경로 단절을 신호세기로 판단한 제안들이 있었으나, 이들은 라우팅 알고리즘 맥락에서 빠른 경로 재설정에 초점을 맞추고 있다 [10,11]. 이들은 라우팅 프로토콜의 수정본으로 제안된 것이며 공통점은 경로 단절이 발생하기 전에 새로운 경로를 찾아 seamless하게 경로를 재설정하는 것이다. Route Handoff 제안은 중간 노드의 움직임으로 인한 경로 단절이 예상되면 바로 이웃 노드를 찾아 경로 handoff를 시도한다. 그러나 경로 단절을 인식하는 시점과 실제 경로 단절이 일어나는 시점이 매우 짧기 때문에 ad hoc 망의 라우팅 프로토콜에서 handoff를 통해 이득을 보기가 쉽지 않다. 또한 Preemptive 알고리즘은 경로 단절 시 소스 노드에게 피드백을 주고, 소스는 즉시 라우팅 프로토콜을 이용해 새로운 경로를 찾아 재설정한다. 이 제안의 단점은 실제 경로단절의 인식과 발생 구간에서 새로운 경로를 재설정하는 것이 쉽지 않기 때문에 Route Handoff 방안처럼 이득을 보기가 쉽지 않다.

본 논문에서 제안하는 TCP-P 기법은 TCP 맥락에서 접근하였으며, 경로 단절을 사전에 감지하여

TCP를 freezing하는 방안이다. 이는 라우팅 프로토콜에 의지하지 않으며, 오버헤드를 주지 않는다. 또한 경로 단절에 대한 Proactive 동작으로 경로 단절 시 발생하는 패킷 손실을 막고, 혼잡 제어 알고리즘의 오 동작을 막아 성능을 향상시키는 방안이다.

본 논문은 제 2장에서 기존 Ad hoc 망의 TCP 성능 향상을 위한 기법들을 살펴보고, 제 3장에서 제안하는 TCP-P 알고리즘을 설명한다. 제 4장에서 TCP-P의 시뮬레이션 결과를 보이고, 마지막으로 제 5장에서 결론을 맺는다.

제2장 Ad Hoc 망에서의 기존 TCP 성능 향상 기법들

제1절 일반 TCP의 동작

Ad hoc망에서 이동 호스트의 이동성은 경로 단절의 원인이 되며, 경로 단절 시 라우팅 프로토콜의 반응은 새로운 경로의 빠른 설정에만 그 목적을 둔다. 또한 경로 단절 시 발생하는 패킷 손실은 TCP와 같은 전송 프로토콜에게 직접 영향을 준다. 한편 TCP는 패킷 손실의 원인을 망의 혼잡으로 판단하고 혼잡 제어 알고리즘을 구동한다. 그림 2.1은 TCP의 혼잡 제어 알고리즘 동작 절차를 보여준다. Duplicate ACK로 인한 재전송은 무선 링크의 불안정으로 인한 원인으로 무선 환경의 특성상 일반적인 동작이다. 경로 단절 시의 동작은 그림 2.1의 Timeout 구간에서 발생하며, 윈도우 크기가 1로 떨어지고 재전송 타이머가 백오프되는 혼잡제어 알고리즘의 동작을 보여준다.

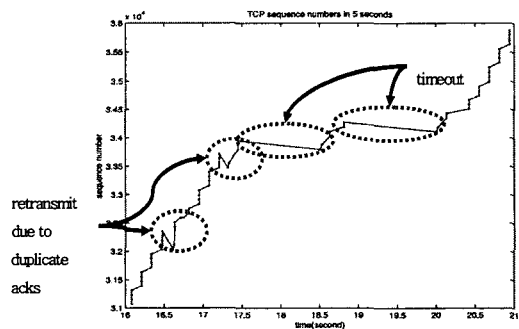


그림 2.1 Ad hoc망에서 TCP의 혼잡제어 알고리즘 동작
Fig. 2.1 Congestion Control Algorithm of TCP in Ad Hoc Networks

제2절 기존 TCP 성능 향상 기법

Ad hoc망에서 경로 단절로 인한 TCP의 오 동작

을 해결하기 위해 많은 기법들이 제안되었는데, TCP-F, ATCP, TCP-BuS 등이 대표적인 메커니즘이다 [6,8,9].

TCP-F는 전송 경로상에서 경로 단절이 발생하면 경로 단절을 감지한 중간 노드에서 RFN (Route Failure Notification)을 소스에게 알려준다. RFN을 수신한 소스는 TCP를 freezing하여 패킷 전송을 멈추게 된다. Freezing은 경로가 재설정될 때까지 지속되며, RRN (Route Re-establishment)을 받게 되면 TCP freezing을 해제하고 패킷 전송을 재개한다.

ATCP는 TCP-F를 기반으로 패킷 전송 시 발생할 수 있는 여러 상태를 구분하여 관리하는 방법을 제시했다. 패킷 전송 상태를 4가지 상태로 구분하였는데, 정상적인 패킷 전송 상태를 NORMAL STATUS, 경로 단절 상태를 DISCONN STATUS, 혼잡제어 상태를 CONGESTION STATUS, 링크 에러로 인한 패킷 손실 상태를 LOSS STATUS로 구분하였다. 여기에서 주목할 점은 경로 단절로 인한 패킷 손실과 링크 에러로 인한 패킷 손실을 동일하게 처리하는 부분이며, 링크 에러 시에도 TCP를 freezing하는 부분이 TCP의 또 다른 오버헤드로 작용하는 단점을 보였다. 경로 단절 시의 동작은 TCP-F와 동일하다.

TCP-BuS 기법은 경로 단절 시 ERDN (Explicit Route Disconnection Notification) 메시지를 소스에게 알려주며 메시지를 수신한 소스는 TCP를 freezing 시키게 된다. 경로가 재설정되면 ERSN (Explicit Route Successful Notification)을 보내어 TCP freezing을 해제하게 된다. TCP-BuS의 특이점은 중간 노드에서 경로 단절 시 손실 되는 패킷을 버퍼링하는 점인데, 경로 단절 시 발생하는 패킷 손실을 어느 정도 막을 수 있도록 했다. 그러나 실제 경로 단절을 인식하고 ERDN을 소스에게 보내는 짧은 순간의 패킷 만을 저장하므로 많은 이득을 볼 수 없는 구조가 단점으로 지적된다.

Ad hoc망에서 성능 향상을 위한 이러한 제안들의 공통점은 경로 단절을 혼잡과 구분하고자 하는 의도이다. 따라서 경로 단절 시 소스에게 경로 단절에 대한 피드백을 주어 TCP를 freezing하는 방법을 사용하였다. 그림 2.2는 기존 제안들에서 경로 단절 시의 동작 절차를 보여주는데 실제 경로 단절이 일어나고 이를 인식하는 동안 많은 패킷 손실을 경험한다는 것이다. 이유는 경로 단절에 대한 정보를 라우팅 프로토콜을 통해 얻기 때문이다 [14]. 라우팅 프로토콜은 이웃 노드에게 주기적으로 HELLO 패

킷을 보내며, 전송 경로 상의 노드들은 HELLO 패킷을 통해 이웃 노드의 존재를 판단하게 된다. 노드가 전송 경로에서 멀어질 때 소스에서 발생한 패킷의 손실이 발생하는 동시에 경로상의 노드들은 이동 노드의 HELLO 메시지를 받지 못하게 되는데, 이때 라우팅 프로토콜은 경로 단절이라 판단하고 경로 재설정 단계를 진행하게 된다. AODV와 같은 라우팅 프로토콜은 1초 간격으로 HELLO를 발생하며, 3회 연속 HELLO 메시지를 수신하지 못하면 경로 단절이라 판단한다. 따라서 경로 단절 시 기본적으로 최소 3초 동안의 패킷 손실을 경험하게 된다.

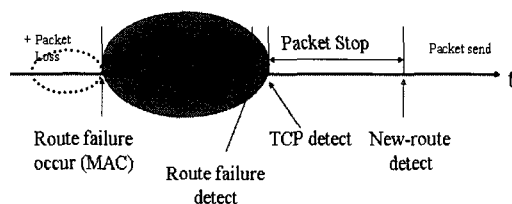


그림 2.2 기존 제안들의 경로 단절에 대한 동작
Fig. 2.2 Route Failure Procedure of Existing Proposals

기존 제안들은 이러한 경로 단절을 인식하는 부분을 라우팅 프로토콜에 의존하여 경로 단절 시 TCP freezing을 수행함에도 불구하고 많은 패킷 손실을 경험하게 되는 단점을 보인다. 따라서 본 논문의 중심 생각은 경로 단절의 정확한 인식에 초점을 맞추었으며, 실제 경로 단절이 일어나는 시점에 소스에게 경로 단절을 피드백하여 TCP를 freezing하는 것이다.

제3장 Ad hoc 망에서 제안하는 TCP-P 기법

제1절 TCP-P 기법의 특징

Ad hoc에서 경로 단절은 TCP의 성능에 많은 손실을 가져온다. 이를 해결하기 위해 기존에는 경로 단절에 대한 정보를 소스에게 알려주는 기법을 통해 TCP의 성능을 향상 시키려는 시도를 보여 왔다. 그러나 이들 제안들은 경로 단절을 너무 늦게 인식하여 많은 패킷 손실을 경험하게 된다. 따라서 패킷 손실로 인해 혼잡 윈도우 크기(cwnd)가 1로 떨어지게 되고 경로가 재설정 되어 전송을 재개할 때에는 slow start로 시작하게 되는 단점이 있다.

본 논문에서 제안하는 TCP-P는 이를 해결하기 위해 MAC 계층에서 이동 호스트가 이동할 때 변하는 RSSI(Received Signal Strength Indicator)를

이용하여 경로 단절을 사전에 감지하도록 했다. 패킷 전송 경로 상의 노드들은 자신이 전달(forward)하는 노드의 움직임을 계속 모니터링 하면서 패킷을 전송하게 되며, 경로 단절이 예상되면 소스에게 경로 단절 경고 메시지를 전송하도록 하였다. 소스가 경고 메시지를 받게 되면 TCP를 freezing하여 혼잡 제어 알고리즘의 동작을 멈추게 한다. 그림 3.1은 경로 단절을 사전에 감지하게 될 경우의 경로 단절에 대한 반응을 보여준다. 기존의 제안들에서 경로 단절 인식 지연으로 인해 발생하는 패킷 손실을 미리 감지하여 TCP를 freezing하여 이득을 보게 되는 구조이다.

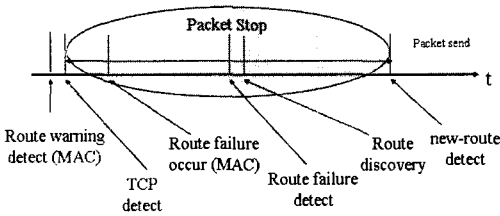


그림 3.1 TCP-P의 경로 단절에 대한 동작
Fig. 3.1 Route Failure Procedure of TCP-P

TCP-P의 장점은 경로 단절을 MAC에서 RSSI의 신호세기 값으로 유추하기 때문에 경로 단절 시점과 거의 근접하여 경로 단절을 감지할 수 있다는 것이다[12]. 따라서 경로 단절이 감지되면 경고 메시지를 소스에게 전달하여 TCP를 pre-freezing하게 되며 경로 단절로 인한 패킷 손실을 사전에 막는 Proactive 행동을 취하게 된다. 이로써 경로 단절로 인한 TCP의 혼잡제어 알고리즘은 경로가 재설정될 때까지 동작을 멈추게 되므로 성능 향상을 가져올 수 있다.

제2절 경로 단절 사전 감지 알고리즘

경로 단절 사전 감지를 위한 RSSI(Received Signal Strength Indicator)의 측정 값은 노드의 위치와 이동 속도에 영향을 받는다. 또한 수신된 패킷의 RSSI를 이용하여 송신 노드와 수신 노드간의 거리를 측정할 수 있다. WaveLAN에서 전방향성 안테나(Omni-directional antenna)를 사용하는 신호의 전송세기는 280mw 이하로 제한한다[12]. 따라서 경로 손실에 의한 신호의 수신 세기는 일반적으로 아래 수식처럼 표현 될 수 있다.

$$P_r = \frac{P_0}{r^n} \tag{3.1}$$

r은 transmitter로 부터 거리이며, P0는 송신 출력이고, n은 일반적으로 2와 4 사이의 이상적인 경로 손실 지수 값이다. 이러한 방정식은 주위의 지형에 대한 의존성이 높아 일반적으로 channel fading을 설명할 수 없다. 따라서 Fading이 존재하는 일반적인 무선 환경을 고려하여 최대 전송 범위에서의 경로 손실 모델에 따라 신호 세기가 1/r4로 떨어진다 고 가정하면 수신되는 최대 신호세기는 다음과 같다.

$$P_{range} = \frac{P_0}{r^4} \tag{3.2}$$

WaveLAN에서의 최대 전송 신호 세기는 Prange는 3.65x10-10 watts이다. 경로 단절을 사전 판단하기 위한 한계(threshold) 신호 세기는 감지 구역의 가장자리에서의 신호 세기이다. 감지 구역의 길이가 w이면 한계 신호세기는 다음과 같다.

$$P_{threshold} = \frac{P_0}{r_{pre-detection}^4} \tag{3.3}$$

Pre-detection은 사전 감지 구역 거리가 w일 때 (range > w)이다. Pre-detection Ratio는 다음과 같다.

$$\delta = \frac{P_{threshold}}{P_{range}} = \frac{\frac{P_0}{(range-w)^4}}{\frac{P_0}{range^4}} = \left(\frac{range}{range-w}\right)^4 \tag{3.4}$$

그림 3.2는 한 이동 호스트의 RSSI를 수신할 수 있는 최대 전송 거리와 경로 단절을 예상할 수 있는 경고 감지 거리를 나타내며, 이들 내부의 거리를 사전 감지 구역으로 정한다.

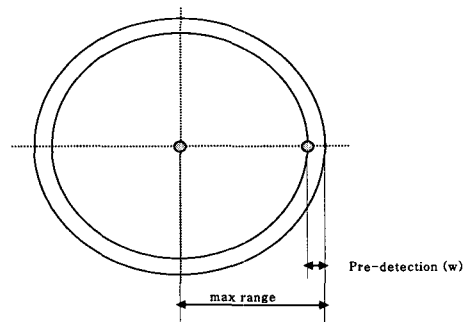


그림 3.2 경로 단절 사전 감지를 위한 전송 범위
Fig. 3.2 Transmission Range for Pre-detection of Route Failure

최대 250m의 전송 범위를 가진 900MHz WLAN의 경우 최대 RSSI는 3.65×10^{-10} 이다. 최적 사전 감지 구역을 4m로 지정하면, warning ratio는 $(250/(250-4))^4 = 1.07$ 이며, 경로 단절 사전 감지 신호세기, Prange = 3.9×10^{-10} watts가 된다. 한편 이동 호스트의 사전 감지 구역을 넓게 지정할 경우와 좁게 지정할 경우에 장단점이 발생한다. 사전 감지 구역을 넓게 지정할 경우 경로 단절을 감지할 수 있는 확률이 크지만 패킷을 전송할 수 있는 조건에서 TCP freezing이 발생할 수 있기 때문에 성능이 떨어질 수 있다. 사전 감지 구역을 좁게 지정할 경우 경로 단절을 가장 정확하게 판단할 수 있으나, 무선 구간의 특성으로 RSSI의 허용 오차를 넘게 될 경우 사전 감지 능력이 떨어지게 되어 경로 단절 시 TCP freezing을 못하는 경우가 발생하게 된다. 따라서 MAC 환경에 따라 최적 감지 구역은 실험이나 망의 용도에 따라 조절 해야 할 것이다. 실제 환경에서 사전 감지 구역 설정 시 적용되는 요소는 이동 호스트의 평균 이동속도와 최대 전송반경 그리고 최대 전송 세기를 고려하여 설정해야 한다. 이동 속도가 높은 환경에서는 빠른 경로 단절이 발생하므로 감지구간 구역을 상대적으로 넓게 설정해야 한다. 이동 속도가 느린 환경에서는 사전 감지 구역을 좁게 설정하여도 MAC에서 RSSI를 충분히 감지가 가능하다. 따라서 감지 구간의 설정은 각 이동 호스트의 이동 속도를 고려하여 동적으로 설정하도록 구현되어야 할 것이다. 만일 또한 이동 호스트가 사전감지 구역을 통과하는 동안 경로 단절을 감지 못할 경우에는 라우팅 프로토콜의 기본 동작을 따르게 된다. 패킷을 정상적으로 송수신할 수 있는 범위에서 경로 단절로 오판 하는 경우가 발생할 경우의 TCP freezing 동작에 대해서는 PROBE 메시지를 통해 정상 복귀가 가능하다.

제3절 TCP-P 기법의 동작

경로 단절 사전 감지를 위한 TCP-P 기법에서는 전송 경로 상의 이동 호스트들에게 각자의 역할이 주어진다. 그림 3.3처럼 TCP 송수신 노드의 경로 상에 위치하는 중간 노드(intermediate node)의 경우 보통은 이전 노드에서 받은 패킷을 다음 노드에게 전달하는 기능을 수행하는 동시에, MAC의 RSSI를 이용한 경로 단절 사전 감지 알고리즘을 구동하게 된다. 이웃 노드가 경로 단절 감지 구역 내에서 포착이 되면 해당 노드의 경로 단절을 미리 판단하여 소스에게 ROUTE WARNING 경고 메시지를 전송

하게 된다.

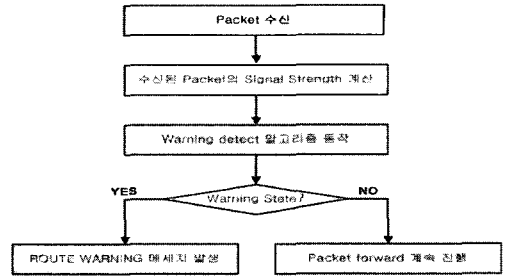


그림 3.3 TCP-P의 중간 노드의 동작 절차
Fig. 3.3 Route Failure Processing Procedure of Intermediate Node in TCP-P

전송할 패킷을 처음 발생시키는 소스 노드에서는 일반적으로 어플리케이션에서 생성하는 패킷을 목적지 경로 상의 다음 홉으로 전송하는 기능을 수행한다. 그림 3.4에서 패킷 전송 도중 ROUTE WARNING 메시지를 받게 되면, 소스 노드는 경로 단절로 인한 패킷 손실의 인식으로 판단하고 TCP를 freezing하게 된다. 따라서 윈도우 크기와 재전송 타이머의 동작을 멈추게 된다.

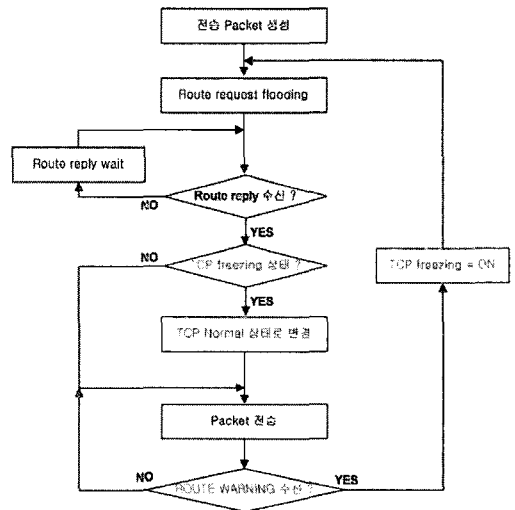


그림 3.4 TCP-P의 소스 노드의 동작 절차
Fig. 3.4 Route failure Processing Procedure of Source Node in TCP-P

TCP freezing의 해제 시점은 두 가지로 구현된다. 첫 번째 해제 방법은 AODV 라우팅 프로토콜의 ROUTE REPLY 메시지가 도착할 때이다. 이는 경로 단절 후 정상적인 경로가 재설정 되었음을 라우팅 프로토콜에서 알려주는 것이므로 TCP

freezing은 해제 되고 패킷 전송은 재개된다. 두 번째는 사전 감지에 대한 False Positive 관점에서의 해결 방법으로 만일 ROUTE WARNING 수신 후 경로 단절이 발생하지 않을 경우 TCP는 계속 freezing 상태로 있게 된다. 이러한 문제점을 해결하기 위해 TCP-P에서는 freezing 상태인 소스에서 주기적인 PROBE 메시지를 발생하도록 했다. 만일 PROBE 메시지에 목적지 노드가 응답을 하면 해당 경로가 단절되지 않은 상태라 판단하게 되고 TCP freezing을 해제하여 정상적인 패킷을 전송한다. 그러나 만일 PROBE 메시지에 대한 응답이 없을 경우에는 경로 단절이 일어난 경우라 판단하게 된다. 경로 단절일 경우에는 AODV 라우팅 프로토콜이 다음 역할을 수행한다. ROUTE REQUEST 메시지를 망의 모든 이동 호스트에게 플러딩(flooding)하여 목적지까지의 경로를 재 설정하게 된다.

제4장 TCP-P 성능 분석

제1절 시뮬레이션 환경

본 논문의 시뮬레이션 목적은 Ad hoc 망에서 경로 단절 사전 감지를 통한 TCP-P의 성능향상을 증명하는 것이다. 이를 위해 일반 TCP와 TCP-F를 여러 측면에서 TCP-P와 비교 분석하였다. 이들 비교 대상 각각의 특징들을 살펴보면 일반 TCP의 경우 경로 단절 시 혼잡 제어 알고리즘을 구동하게 되어 윈도우 크기가 줄어들고, 재전송 타이머가 백오프 되는 결과를 가져온다. TCP-F는 경로 단절에 대한 피드백을 통해 재전송 타이머의 freezing에 대한 효과는 있으나, 경로 단절을 인식할 때까지의 패킷 손실로 인해 윈도우 크기는 1로 떨어진 상태를 보일 것이다. 이는 AODV 라우팅 알고리즘의 특성상 HELLO 패킷을 연속 3회 동안 수신되지 않으면 경로 단절로 판단하기 때문이다. 본 논문의 제안인 TCP-P는 경로 단절을 사전 감지하여 패킷 손실이 일어나기 전에 TCP를 freezing시킨다. 따라서 윈도우 크기를 사전에 저장하게 되고, 재전송 타이머도 멈추도록 한 상태에서 패킷 전송을 멈추게 되어 혼잡 윈도우 크기와 재전송 타이머 백오프 측면에서 이득을 가져오게 된다. 이러한 특성들을 비교하기 위해 다음과 같은 요소들을 시뮬레이션 하였다.

첫 번째, 노드의 이동 시 RSSI를 통한 경로 단절 사전 감지 시간과 실제 물리적으로 발생하는 경로 단절 시간을 시뮬레이션을 통해 확인해 보고, 소스 노드에서 경로 단절을 인식하는 시간을 확인해 본

다. 이를 통해 TCP-F와 TCP-P의 동작 특성을 볼 수 있다.

두 번째, 성능 비교 대상인 TCP와 TCP-F, TCP-P의 재전송 타이머 백오프 간격을 실험한다. 경로 재설정 후 재전송 타이머가 동작할 경우 해당 타이머가 종료해야 패킷 전송을 재개할 수 있는 TCP 특성으로 인해 백오프를 최대한 줄이는 것이 성능에 이득을 준다. 따라서 각 비교 대상의 백오프 동작을 실험을 통해 증명한다.

세 번째, 혼잡 윈도우 크기(cwnd)를 비교해 본다. 경로 단절 시 패킷 손실이 발생하게 되면 TCP는 윈도우 크기를 1로 줄여 slow start를 하도록 하여 혼잡에 반응하게 되는데, 경로 단절 시에는 불필요한 동작이다. 따라서 최대 윈도우 사이즈를 유지하는 것이 성능에 도움을 준다. 따라서 각 비교 대상들의 윈도우 크기를 비교해 본다.

네 번째, 시뮬레이션 기간 동안 TCP 패킷의 순서번호를 확인하여 목적지까지 전달한 바이트 수를 비교해 본다. 이를 통해 TCP freezing을 통한 이득을 확인할 수 있다.

다섯 번째, 경로 단절 사전 감지 구간(w)에 대한 최적 값에 대한 분석이다. 3장에서 설명한 바와 같이 w가 너무 크면 전송 가능한 시간을 freezing하는 효과를 가져오고, w가 너무 작으면 경로 단절을 감지 못하는 위험성이 있다. 따라서 w값을 여러 가지로 설정하여 TCP-P의 경로 단절 사전 감지 동작을 분석해 본다.

본 논문의 성능 평가는 NS-2 기반의 시뮬레이션 모델을 사용하였다 [13]. NS-2에는 CMU의 Monarch 연구 그룹이 완성한 다중 홉 무선 망을 시뮬레이션 하기 위한 물리계층과 링크계층, MAC 계층이 포함되어 있다. 표 4.1에서 시뮬레이션을 위한 ns-2 파라미터를 설정하였다.

표 4.1. 시뮬레이션 기본 파라미터
Table 4.1 Basic Parameters for Simulation

Parameters	values
Channel type	Channel/WirelessChannel
Radio propagation model	Propagation/TwoRayGround
Network interface type	Phy/WirelessPhy
MAC type	Mac/802_11
Interface queue type	Queue/DropTail/PriQueue
Link layer type	LL
Antenna model	Antenna/OmniAntenna
Network Range (x,y)	670m x 670m
Max packet in ifq	50 packets
Simulation 시간	200 sec

표 4.2는 시뮬레이션 시나리오를 위한 구체적인 파라미터를 나탄내다. 시나리오는 ad hoc망에서 경로 단절 전후의 평가 요소들을 비교하도록 설정되었다.

표 4.2 시뮬레이션 시나리오 파라미터
Table 4.2 Scenario Parameters for Simulation

Parameters	values
Channel type	Channel/WirelessChannel
Radio propagation model	Propagation/TwoRayGround
Network interface type	Phy/WirelessPhy
MAC type	Mac/802_11
Interface queue type	Queue/DropTail/PriQueue
Link layer type	LL
Antenna model	Antenna/OmniAntenna
Network Range (x,y)	670m x 670m
Max packet in ifq	50 packets
Simulation 시간	200 sec

그림 4.1은 ns-2의 NAM(Ns Animation)을 이용한 시뮬레이션 환경을 보여준다. 홉 수는 3으로 구성하고, WLAN의 MAC 802.11 환경에서 홉 간 최대 전송거리는 250m이다. 따라서 홉간 거리를 200m로 설정하여 순차적인 경로 설정을 하도록 하였다. 패킷 전송은 소스 0번에서 시작되며, 중간 노드는 1번과 2번 노드이며, 3번이 최종 목적지가 된다. 패킷 전송 도중 2번 노드를 경로 상에서 이동시켜 경로 단절 상태를 발생시켰으며, 경로 재설정 은 4번 노드를 경로 상에서 감지할 수 있도록 이동시켜 구현 하였다.

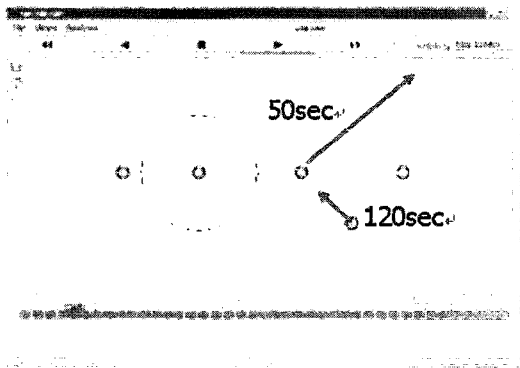


그림 4.1 시뮬레이션 환경
Fig. 4.1 Simulation Environments

제 2 절 시뮬레이션 결과 및 분석

표 4.3은 이동 노드의 이동으로 인한 경로 단절

시 발생하는 이벤트의 시간 측정 결과이다. 이동 호스트는 50.00sec에 30m/s 속도로 이동하여 경로상에서 멀어지도록 했을 때, TCP-P의 MAC에서 경로 단절을 사전에 감지하는 시간은 55.00sec이며, 물리적으로 패킷을 전송할 수 없는 경로 단절 발생은 55.03sec였다. 따라서 경로 단절 사전 감지와 실제 단절 시간이 30ms의 간격을 보였다. 라우팅 프로토콜에서 HELLO 메시지를 통해 경로 단절을 감지하는 시간은 62.07sec로 7.04sec의 시간 간격을 보였다. 측정 결과에 따르면 경로 단절의 사전 감지와 실제 물리적인 경로 단절 간의 시간은 라우팅 프로토콜에서 경로 단절을 감지하는 시간에 비해 미약하다. 한편, TCP-P는 경로 단절을 MAC의 RSSI를 통해 사전 감지 후 바로 TCP를 freezing하므로 기존 제안들의 경로 단절 인식 동안 패킷 손실을 막을 수 있음을 보였다.

표 4.3 이동 호스트의 움직임으로 인한 경로단절 발생시간
Table 4.3 Time Stamp of Route Failure due to Mobile Host's Mobility

	이동 시간	경로 단절 감지 시간	경로 단절 발생 시간	라우팅 프로토콜 경로 단절 감지 시간
시간	50.00 sec	55.00 sec	55.03 sec	62.07 sec
간격	0 sec	5 sec	30 ms	7.04 sec

그림 4.2는 재전송 타이머의 백오프에 대한 시뮬레이션 결과이다. 일반 TCP와 TCP-F를 TCP-P와 비교하였다. TCP의 경우 경로 단절이 발생하여 패킷 손실이 발생할 때부터 재전송 타이머를 구동하게 된다. 타이머가 종료될 때까지 패킷에 대한 응답이 없으면 타이머는 지수적(exponential)으로 백오프된 값을 설정하게 된다. 따라서 경로 단절 기간 동안 혼잡 제어 알고리즘의 동작으로 인해 최대 32초까지 타이머가 백오프 됨을 보인다. TCP-F의 경우 라우팅 프로토콜이 경로 단절을 감지하고 소스에게 피드백하여 TCP를 freezing할 때까지 타이머의 백오프 동작이 발생한 후 멈추게 된다. 시뮬레이션에서는 재전송 타이머가 8초동안 동작 했음을 보인다. TCP-P의 경우 사전 감지로 인해 패킷 손실이 발생하기 전에 TCP를 freezing하므로 재전송 타이머가 동작 되지 않게 된다.

그림 4.3은 혼잡 윈도우 크기에 대한 시뮬레이션 비교 결과이다. TCP의 경우 경로 단절 시 패킷 손실에 대해 혼잡 제어 알고리즘이 동작하므로 혼잡 윈도우 크기는 1로 떨어진다. 따라서 경로 재설정

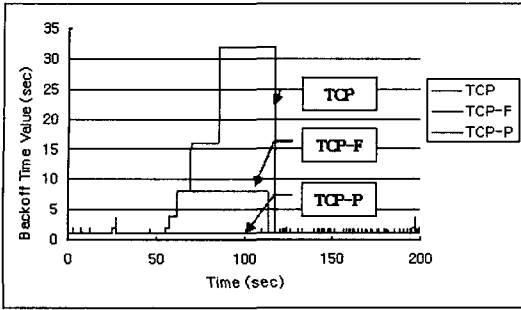


그림 4.2 재전송 타이머 백오프 비교 (backoff_)
Fig. 4.2 Comparison of Retransmission Timer Backoff (backoff_)

후 slow start 동작을 보여준다. TCP-F의 경우에도 라우팅 프로토콜에서 경로 단절을 감지 할 때까지 패킷 손실이 발생해 혼잡 윈도우 사이즈는 1로 떨어진다. TCP-P는 기존 전송 윈도우 크기를 freezing 하여 경로 재설정 후에도 기존의 전송 윈도우 크기를 그대로 가져감을 보인다.

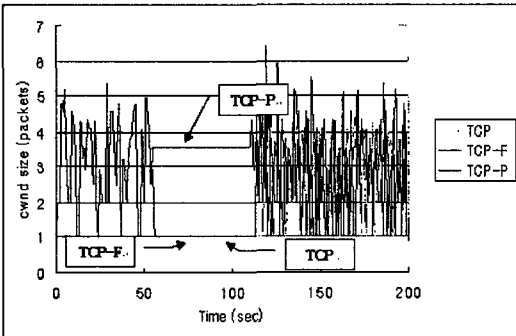


그림 4.3 혼잡 윈도우 크기 비교 (cwnd_)
Fig. 4.3 Comparison of Congestion Window Size (cwnd_)

그림 4.4는 TCP 데이터 스트림의 바이트 인식을 의미하는 순서번호를 비교하였다. 경로 단절 사전 감지를 통한 TCP-P의 경우 윈도우 크기와 재전송 타이머의 freezing으로 인해 경로 단절로 인한 손실이 보상되었음을 보여준다.

그림 4.5는 목적지에서 패킷 수신 throughput을 측정한 결과이다. TCP-P의 경우 TCP와 TCP-F보다 평균 throughput에 있어서 더 좋은 결과를 보였다.

그림 4.6은 경로단절 사전 감지 시 감지 구간(w)에 따른 TCP-P의 동작 과정을 보여준다. 감지 구간이 너무 크게 되면 너무 일찍 경로 단절을 판단하여 TCP를 freezing 하므로 중간 노드의 패킷 포워딩 능력을 감소시킨다. 감지 구간이 너무 작게 되면

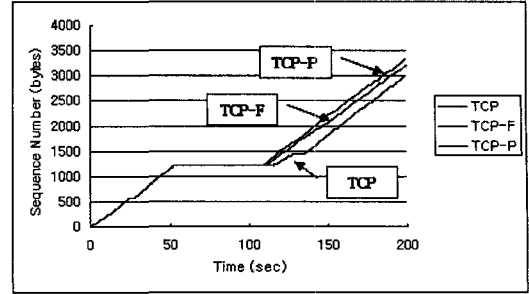


그림 4.4 순서 번호 비교 (seqno_)
Fig. 4.4 Comparison of Sequence Number (seqno_)

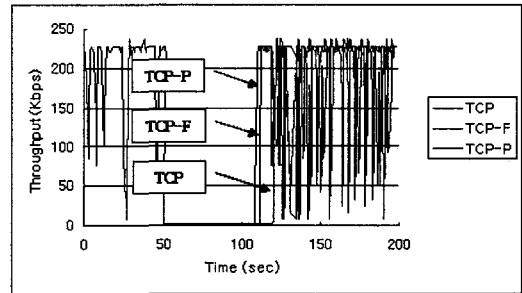


그림 4.5 Throughput 비교
Fig. 4.5 Comparison of Throughput

경로 단절을 감지 못하게 되어 일반 TCP의 동작 과정을 보이게 되어 패킷 손실을 유발한다. 본 시뮬레이션에서 감지 구간은 1m, 4m, 10m 세 가지로 설정하여 현상을 비교하였다. 1m의 경우 30 m/s로 이동하는 노드를 RSSI가 감지할 수 한계 범위를 벗어나 TCP를 freezing 못하는 결과를 보여 가정 나쁜 결과를 보였다. 감지 구간을 10m로 설정 시에는 4m보다 낮은 결과를 보이는데 이는 너무 일찍 경로 단절을 판단하고 TCP freezing을 하게 되어 실제 패킷 전송 가능한 시간에 전송을 멈추기 때문이다. 따라서 4m의 감지 구간 설정 시 TCP-P는 가정 좋은 성능을 보임을 확인 했다.

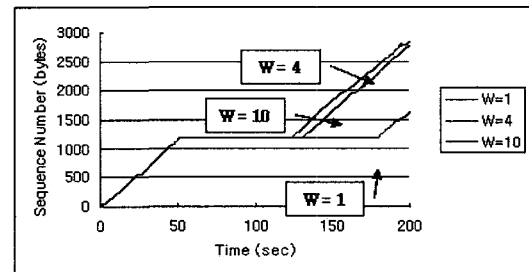


그림 4.6 사전 감지 구간에 따른 비교
Fig. 4.6 Comparison of Pre-detection Range

제5장 결론

Ad hoc 망에서는 이동 호스트들의 이동으로 인해 경로 단절이 발생할 경우 패킷 손실을 일으킨다. 유선 망을 위해 설계된 TCP 전송 프로토콜은 이를 혼잡으로 인한 패킷 손실로 오인하여 혼잡 제어 알고리즘을 구동하게 되는데, 이는 불필요한 성능 저하를 가져온다. 이를 해결하기 위해 Ad hoc 환경에 제안된 기존의 TCP-F와 같은 알고리즘은 라우팅 프로토콜의 정보를 이용하여 경로 단절을 소스에게 피드백하여 TCP를 freezing하도록 하였으나, TCP freezing 이전에 많은 패킷 손실을 일으킨다. 따라서 경로 재설정 후 혼잡 윈도우 크기가 1로 떨어져 slow start를 하게 되는 단점을 보였다.

본 논문에서 제안하는 TCP-P는 MAC에서 경로 단절을 사전에 감지하도록 하여 경로 단절 시 발생하는 패킷 손실을 줄였으며, 윈도우 크기와 재전송 타이머의 백오프를 freezing하여 기존 제안들의 단점을 수정하였다. 따라서 TCP-P는 경로 단절을 사전에 감지하는 Proactive 동작을 취하며, 경로 단절에 가장 근접한 감지 능력을 보유한다. 또한 경로 단절 시 TCP를 Pre-freezing하므로 기존의 혼잡 제어 알고리즘의 동작으로 발생하는 성능 저하를 사전에 막는 효과를 보였다. 실제 시뮬레이션 결과 재전송 타이머의 백오프, 혼잡 윈도우 크기의 Pre-freezing 효과를 보였으며, Throughput 측면에서 소스의 전송 순서에서 일반 TCP와 TCP-F에 비해 높은 전송 성능을 보였다. 또한 Ad hoc 망의 Throughput 측정결과 TCP나 TCP-F보다 더 좋은 성능을 보임으로써 본 논문에서 제안하는 TCP-P 기법이 이동 호스트의 움직임으로 인한 경로 단절 시 발생하는 TCP의 성능을 향상시킬 수 있음을 증명하였다.

향후 연구과제로 TCP-P의 라우팅 프로토콜에 대한 일반성을 보이기 위해 제안된 TCP-P 방식을 DSDV, DSR에 적용하여 성능 분석을 추진하고 있으며, 802.15 W-PAN에 적용하여 이득을 확인할 예정이다. 또한 TCP-P의 사전 감지 알고리즘에 전력 소모량을 추가하여 알고리즘의 적용 범위를 확대할 예정이다.

참고 문헌

[1] C. E. Perkins and P. Bhagwat, "Highly

Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers," *Computer Communication Review*, vol.24, no.4, pp.234-244, Oct. 1994.

[2] C. E. Perkins, Elizabeth Belding-Royer, and Samir Das, "Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing," RFC 3561, July 2003.

[3] J. Broch, D. Johnson, and D. Maltz, "The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad hoc Networks," IETF Internet draft (draft-ietf-manet-dsr-07.txt), Feb. 2002.

[4] V. PARK and S. Corson, "Temporally-Ordered Routing Algorithm (TORA) VERSION 1 : Functional Specification," IETF Internet Draft(draft-ietf-manet-tora-spec-04.txt), July 2001.

[5] H. Balakrishnan, V. N. Padmanabhan, S. Seshan, and R. H. Katz, "A Comparison of Mechanisms for Improving TCP Performance over Wireless links," *IEEE Trans. on Networking*, vol.5, no.6, pp.756-769, Dec. 1997.

[6] K. Chandran, S. Raghunathan, S. Venkatesan, and R. Prakash, "A feedback-based scheme for improving TCP performance in ad hoc wireless networks," *IEEE Personal Communications Magazine*, vol.8, no.1, pp.34-49, Feb. 2001.

[7] V. Jacobson, "Congestion Avoidance and Control," *SIGCOMM*, pp.314-329. Sept. 1988.

[8] J. Liu and S. Singh, "ATCP: TCP for mobile Ad Hoc networks", *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, vol.19, no.7, pp.1300-1315, 2001.

[9] D. Kim, C. K. Toh, and Y. Choi, "TCP-BUS: improving TCP performance in wireless Ad Hoc networks," *Jrn. of Comm. and Net.*, vol.3, no.2, June 2001.

[10] Tom Goff, Nael B. Abu-Ghazaleh, Dhananjay S. Phatak, and Ridvan Kahvecioglu, "Preemptive routing in Ad Hoc networks," *Mobicom*, pp.43-52, 2001.

[11] P. Abhilash, Srinath Perur, and Sridhar Iyer,

"Router Handoff: An Approach for Preemptive Route Repair in Mobile Ad Hoc Networks," HiPC, pp.347-356, 2002.

- [12] IEEE Standards Department, "Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications," IEEE standard 802.11-1997, 1997.
- [13] Kevin Fall and Kannan Varadhan (Eds.), "ns notes and documentation," available from <http://www-mash.cs.berkeley.edu/ns/>, 2003.
- [14] D. Maltz, J. Broch, J. Jetcheva, and D. Johnson, "The effects of on-demand behavior in routing protocols for multi-hop wireless ad hoc networks", IEEE Journal on Selected Areas in Communication, pp.1439-1453, Aug. 1999.

이 병 열(Byoung-Yeul Lee)

정회원



1994년 2월 : 한국항공대학교
전산학과 졸업
2004년 8월 : 아주대학교 정보
통신공학과 석사
1994년~현재: 삼성전자 전보통
신 책임연구원

<관심분야> 이동통신, 무선인터넷

임 재 성(Jae-Sung Lim)

정회원



1983년 2월 : 아주대학교 전자
공학과 졸업
1985년 2월 : 한국과학기술원
전기및전자공학과 석사
1994년 8월 : 한국과학기술원
전기및전자공학과 박사
1985년~1988년: 대우통신종합

연구소 전임연구원

1988년~1995년: 디지콤정보통신연구소 책임연구원
1995년~1998년: SK 텔레콤 중앙연구원 책임연구원
1998년~현재 : 아주대학교 정보통신전문대학원

<관심분야> 이동통신, 무선인터넷