

논문 2006-43TC-9-20

IEEE 802.11 기반 무선 멀티홉 망에서 TCP의 성능향상을 위한 새로운 경쟁 윈도우 제어 알고리즘

(New Contention Window Control Algorithm for TCP Performance Enhancement in IEEE 802.11 based Wireless Multi-hop Networks)

허 인*, 이 기 라*, 이재 용**, 김 병 철**

(In Huh, Gi Ra Lee, Jae Yong Lee, and Byung Chul Kim)

요 약

본 논문에서는 IEEE 802.11 기반 무선 멀티홉 망에서 TCP의 성능을 향상시키기 위하여 새로운 Contention Window(CW) 제어 알고리즘을 제안 하였다. 제안한 Contention Window(CW) 제어 알고리즘은 무선 멀티홉 망에서 빈번히 발생하는 hidden terminal 문제의 영향을 경감시킨다. 무선 멀티홉 망에서 발생하는 대부분의 패킷 손실은 패킷의 충돌에 의한 것이 아니라 hidden terminal과 exposed terminal로 인하여 발생된다. 그러나 IEEE 802.11 DCF 알고리즘에서는 전송에 실패한 사용자의 CW를 지수형태로 증가시키므로 해당노드가 전송에 성공할 확률을 더욱 감소시킨다. 이는 전송에 성공한 노드가 연속해서 패킷 전송에 성공할 가능성을 높여주어 burst한 데이터 전송이 일어날 수 있다. 한편, 최대 재전송을 시도한 후에도 데이터를 보내지 못한 노드는 네트워크 계층에서의 경로 재설정을 시도하게 되는데 이로 인해 데이터 전송이 중지되고 성능감소가 일어날 수 있다. 이와 같은 문제를 해결하기 위하여 본 논문에서 제안한 기법에서는 backoff 재전송의 횟수를 증가시키고 적절한 CW의 크기를 설정하는 방안을 제안 하였다. Ns-2를 사용하여 체인 토폴로지와 격자 토폴로지에서의 시뮬레이션을 수행해 제안된 기법이 무선 멀티홉 망에서 TCP 성능을 향상시킴을 확인 하였다

Abstract

In this paper, we propose a new contention window control algorithm to increase TCP performance in wireless multi-hop networks. The new contention window control algorithm is suggested to reduce the hidden and exposed terminal problems of wireless multi-hop networks. Most of packet drops in wireless multi-hop networks results from hidden and exposed terminal problems, not from collisions. However, in normal DCF algorithm, a failed user increases its contention window exponentially, thus it reduces the success probability of failed nodes. This phenomenon causes burst data transmissions in a particular node that already was successful in packet transmission, because the success probability increases due to short contention window. However, other nodes that fail to transmit packet data until maximum retransmission attempts try to set up new routing path configuration in network layer, which cause TCP performance degradation and restrain seamless data transmission. To solve these problems, the proposed algorithm increases the number of back-off retransmissions to increase the success probability of MAC transmission, and fixes the contention window at a predetermined value. By using ns-2 simulation for the chain and grid topology, we show that the proposed algorithm enhances the TCP performance.

Keywords : Wireless multi-hop network, TCP, Hidden terminal, Contention Window control

* 학생회원, 충남대학교 정보통신공학과
(Department of Information and Communications Engineering, Chungnam National University)

** 중신회원, 충남대학교 전기정보통신공학부
(Division of Electrical and Computer Engineering, Chungnam National University)

접수일자: 2006년3월26일, 수정완료일: 2006년9월16일

I. 서론

현재 무선 ad-hoc망에서 가장 일반적으로 사용되는 MAC 프로토콜은 IEEE 802.11이다. IEEE 802.11 MAC 프로토콜에서는 패킷을 전송하기 위하여 Distributed Coordination Function(DCF)과 Point Coordination Function(PCF)을 사용한다. IEEE 802.11 DCF 방식은 패킷 전송시 충돌을 방지 하기 위하여 Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance (CSMA/CA)를 기반으로 하여 모든 노드들이 동등한 관계에서 경쟁을 통하여 채널을 점유한 후 패킷을 전송하는 방식을 사용한다. 반면, PCF는 Access Point(AP)와 같은 point coordinator가 단말이 전송할 우선 순위를 결정하는 폴링 방식을 사용한다. 또한, PCF는 접근 우선권 기법(access priority mechanism)에 기반을 둔 가상적인 carrier sensing 방식을 사용한다. 즉, PCF는 단말에 대해 Network Allocation Vector (NAV)를 설정하여 매체접근을 제어하기 위해 Beacon management frame을 통해 정보를 알리며 DCF를 통해 전송되는 프레임의 Inter Frame Space (IFS)보다 짧은 IFS를 사용함으로써 DCF를 사용하는 단말 보다 매체접속의 우선권을 갖도록 하고 있다.

DCF가 사용하는 CSMA/CA 에서는 각 노드 간의 충돌을 피하기 위하여 random backoff timer를 사용한다. Random backoff time을 결정하기 위하여 각 노드는 최소 contention window(CW)값 CW_{min} 과 최대 CW 값 CW_{max} 구간을 갖게 된다. 각 station은 초기에 채널을 사용하기 전에 0과 CW_{min} 범위 안에서 임의의 CW 값을 선택하게 되며, 이 값과 slot time의 곱으로 random backoff time을 계산하게 된다. 전송할 데이터를 가진 노드는 채널이 유희한 시간동안 backoff time을 줄여나가다가 가장 먼저 0에 도달하는 스테이션이 채널의 사용권을 얻게 된다. 만약 두개 이상의 노드가 동시에 패킷을 전송하여 충돌이 발생하면 재전송을 하며, 이와 같은 경우에는 충돌 확률을 감소시키기 위하여 backoff contention window의 범위를 2배 증가 시킨 후 0에서 $CW-1$ 사이의 임의의 값을 선택하여 이에 따른 새로운 backoff time으로 사용하게 된다. 충돌에 의해 증가하는 backoff contention window의 범위는 CW_{max} 값까지 증가하며 그 후엔 더 이상 증가하지 않고 최대 전송 횟수만큼 전송을 시도한 후에도 실패하면 해당 패킷의 전송을 포기한다. 그러나 패킷의 전송이

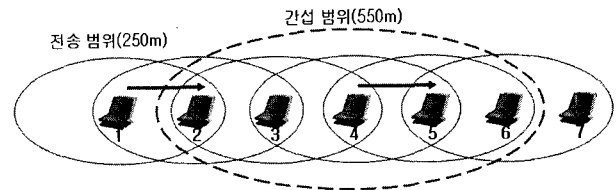


그림 1. 무선 멀티홉 망에서 hidden-terminal 문제

Fig. 1. Hidden terminal problem in wireless multi-hop networks.

성공적으로 수행되었을 경우에는 contention window 값을 CW_{min} 으로 줄여서 새로 전송 시도를 시작한다.

현재 사용하고 있는 CW 의 크기 및 제어 방법은 그림 1과 같이 실질적으로 무선 멀티홉 망을 구성하고 있는 단말의 수가 적은 대부분의 경우에는 매우 비효율적이다 왜냐하면 구성하는 노드의 수가 적은 무선 멀티홉 망에서는 작은 CW 의 크기를 가져도 두개 이상의 노드가 동시에 패킷을 전송하여 충돌이 발생할 확률이 매우 적기 때문이다. 큰 CW 의 크기는 패킷을 전송하기 위하여 기다리는 노드의 대기시간을 증가시키므로 무선 멀티홉 망의 throughput을 감소시키는 결과를 초래한다^[1-3]. 또한 그림 1에서 4번 노드와 5번 노드가 통신을 하고 있을 경우 1번 노드와 2번 노드는 4번 노드와 5번 노드의 통신이 끝날 때까지 간섭범위에 의한 hidden-terminal문제로 패킷을 전송할 수 없게 된다. 한편 4번 노드와 5번 노드가 전송이 성공적으로 수행되었다면 다음 경쟁 윈도우는 CW_{min} 의 값을 갖는다. 반면 노드 1과 2번은 hidden-terminal 문제로 전송에 실패하였으므로 현재의 전송을 미루고 자신의 backoff contention window의 범위를 두배 증가 시키므로 다음 경쟁에서도 질 가능성이 높아 패킷을 전송하기 위한 채널을 얻을 수 없으므로 4번 노드와 5번 노드 사이에 burst한 트래픽 전송을 발생 시킨다. 또한 이와 같이 전송 범위와 간섭 범위의 불일치로 인하여 발생하는 hidden-terminal 문제가 빈번한 무선 멀티홉 망에서 Request-To-Send (RTS) 패킷을 7회 전송 후 Clear-To-Send (CTS) 패킷을 수신하지 못하면 네트워크 계층에서 해당 경로가 단절되었다고 판단하고 현재의 패킷 전송을 포기하고 ad-hoc 라우팅 프로토콜의 경로 재설정 절차를 수행한다. 이것은 그동안 패킷 전달이 불가능하게 되고 TCP의 재전송과 같은 오버헤드를 유발하므로, 무선 멀티홉 망에서 TCP 성능을 하락 시키는 원인이 된다. 다시 말해 경로단절이 생기지 않았음에도 불구하고 경로 재설정을 시도하여 성능을 떨어뜨

린다. 본 논문에서는 이와 같은 문제점들을 해결하기 위하여 최대 contention window의 크기와 RTS 패킷의 재시도 횟수를 조절하여 무선 멀티홉 망에서 TCP의 성능을 향상 시키는 방안을 제안하였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 제 II장에서는 IEEE 802.11 MAC 프로토콜인 DCF에 대한 기본적인 설명과 무선 멀티홉 망에서의 문제점을 설명하며, 제 III장에서는 본 논문에서 제안한 기법을 설명하고, 제 IV장에서는 시뮬레이션을 통한 성능을 분석하였다. 마지막으로 제 V장에서는 결론 및 향후 연구계획을 제시한다.

II. 무선 멀티홉 망에서 IEEE 802.11 DCF 매체 접근 제어 방식 문제점

IEEE 802.11 기본 MAC 프로토콜은 패킷을 충돌 없이 성공적으로 전송하기 위하여 CSMA/CA에 따른 DCF의 매체 접근 제어 방식을 사용한다. 그림 2는 DCF 방식을 사용 했을 경우 노드의 동작을 나타낸다. Busy medium 상태가 종료된 후 DIFS 시간동안 채널이 유힤하면 매체에 대한 접근을 연기했던 노드들이 매체의 상태를 확인함과 동시에 자신의 random backoff time을 감소시켜 나간다. 만약 어떤 노드의 backoff time이 0이 될 때까지 매체가 유힤하면 해당 노드는 매체에 접근하게 된다. 그러나 backoff time이 0이 되기 전에 매체를 다른 노드가 사용하게 되면 감소하고 있는 자신의 backoff time을 멈추고 다음 DIFS 후에 남아있는 backoff time을 사용한다. 따라서 이 노드는 처음 random backoff time을 생성한 다른 노드들 보다 더 작은 backoff time을 가질 확률이 높으므로 매체에 접근할 확률이 높아진다. Backoff time이 0이 되어 패킷을 전송한 노드는 ACK의 수신 여부를 통하여 패킷 전송에 대한 성공여부를 결정하게 된다. 패킷의 전송이 성공적으로 수행되었을 경우 CW 의 값을 CW_{min} 값으로 감소시킨다. 그러나 전송을 실패했을 경우에는 exponential backoff에 의해 CW 를 2배 증가시킨다. CW 의 크기는 무한대로 증가시키는 것이 아니라 최대 설정된 CW_{max} 값까지 증가한다. 그 후 지정된 재시도 횟수만큼 시도를 하게 되며 이 횟수만큼 전송시도를 한 후에도 성공하지 못한 프레임은 버리게 된다. 이와 같이 전송에 성공한 노드는 CW_{min} 에서 새로 시작하고 실패한 노드는 CW 를 2배로 하여 contention window를 설정하게 되므로 무선 멀티홉 망과 같이 hidden-terminal 문제가

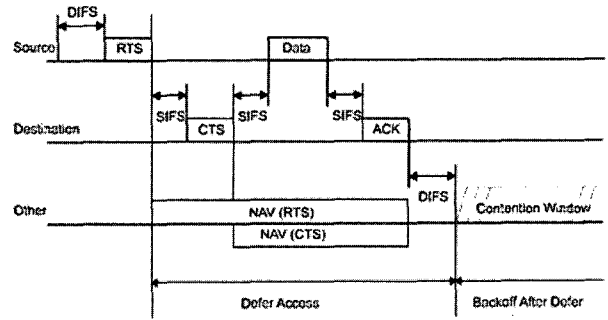


그림 2. DCF의 기본 접근 방법
Fig. 2. Basic access method in DCF.



그림 3. 시뮬레이션을 위한 체인 토폴로지
Fig. 3. Chain topology for a simulation.

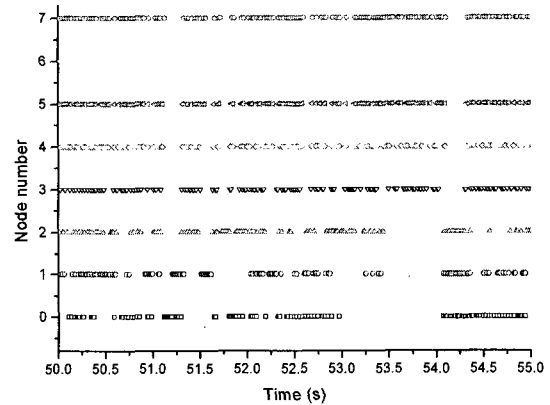


그림 4. IEEE 802.11 DCF를 사용하는 노드간 전송 기회의 불공평성
Fig. 4. Unfairness of transmission opportunity between nodes using IEEE 802.11 DCF.

발생하는 경우는 전송한 노드가 계속 우선권을 가지게 되어 트래픽 전송에 있어 버스트한 특성을 나타낸다.

이와 같은 문제로 인하여 발생하는 노드들 사이의 불공평한 전송을 살펴보기 위하여 그림 3과 같은 chain topology에서 전송 기회의 불공평성을 비교 분석하였다. 노드 9개를 그림 3과 같이 위치시키고 hidden terminal의 영향과 전송기회의 공평성을 분석하기 위해 대역폭 2 Mbps, 패킷 사이즈 1 Kbyte, 전송간격을 30 ms로 설정한 UDP 트래픽을 8홉 떨어진 0번 노드와 8번 노드 사이에 전송하였다.

그림 4에서는 각 노드가 전송 기회를 얻어 패킷을 전송한 시간을 나타내었다. 그림에서 보듯이 IEEE 802.11 DCF의 경우 노드의 전송에 있어 버스트한 특성을 나타

내는데 이는 hidden terminal(0일 경우 3)로 인해 노드가 전송을 하지 못하고 CW 만 증가하여 전송대기 시간이 증가하고 전송에 성공한 노드는 계속해서 전송 기회를 얻기 위한 경쟁에 있어 우위를 차지하기 때문이다. 예를 들어 53초에서 54초 사이에 0번 노드는 채널이 유희한 상태라고 판단하지만 hidden terminal인 3번 노드가 전송중에 있기 때문에 전송을 하지 못하게 되고 최대 재전송 회수만큼 시도 후 경로가 손실되었다고 판단하고 경로 재설정을 수행하기 때문에 버스트한 트래픽 특성이 나타나게 된다.

III. TCP의 성능향상을 위한 새로운 경쟁 윈도우(contention window) 제어 알고리즘

현재 무선망에서 가장 일반적으로 사용되는 MAC 프로토콜인 IEEE 802.11 MAC 프로토콜^[4]은 매체 접근 제어 기법으로 DCF를 사용한다. DCF는 CSMA/CA 방식을 기반으로 하고 있기 때문에 매체에 패킷을 전송하기 전에 송신측에서는 Request-To-Send (RTS) 패킷을 수신측으로 전송하고 수신측에서는 현재 패킷을 전송하고 있지 않고 전송 매체가 idle하면 Clear-To-Send (CTS) 패킷을 송신측으로 전송함으로써 패킷의 충돌을 방지하여 성공적으로 패킷을 전송할 수 있게 된다. 또한 전송을 위하여 대기하고 있는 공유 미디어를 사용하는 무선 멀티홉 망의 각 노드들은 패킷의 전송 시 동시에 두개 이상의 노드가 패킷을 전송하여 발생하는 충돌을 피하기 위하여 backoff time과 contention window (CW)를 사용한다. 그러나 현재 CW 제어 알고리즘에서 사용되고 있는 CW 의 크기는 실질적으로 무선 멀티홉 망을 구성하고 있는 노드의 수가 적은 무선망에서는 비효율적이다. 왜냐하면 데이터 전송 실패의 원인이 충돌에 의한 것보다는 hidden-terminal에 의해 일어날 확률이 크고 CW_{max} 값을 너무 크게 설정할 경우 대기 지연시간이 늘어나기 때문이다.

전송에 성공한 노드는 CW 의 최소값을 가지고 다음 전송을 위하여 대기하고 있는 다른 노드들과 채널을 점유하기 위한 경쟁을 한다. 그러나 전송에 실패한 노드는 exponential backoff에 의해 두 배 증가된 CW 를 가지고 매체를 점유하기 위하여 경쟁을 하게 된다. 그러므로 전송에 성공한 노드가 계속해서 매체를 점유할 확률이 높아지게 되고 이로 인하여 무선 멀티홉 망에 버스트한 트래픽을 발생 시킨다. 또한 RTS 패킷을 최대

7회 전송한 후 수신측으로부터 CTS 패킷을 수신하지 못하면 해당 경로가 끊어졌다고 판단하여 전송을 시도 하던 해당 패킷을 버린 후 라우팅 프로토콜의 경로 재설정 절차를 수행하는 것은 무선 멀티홉 망에서 큰 오버헤드이며 이로 인하여 무선망에서의 throughput이 감소하게 된다. 본 논문에서는 이와 같은 문제점들을 해결하기 위하여 두 가지 새로운 contention window (CW) 제어 알고리즘을 제안 하였다.

1. 최대 Contention Window 크기의 제어와 최대 재시도 횟수 제어를 이용한 TCP 성능향상 기법

앞에서 설명한 바와 같이 현재 무선망에서 사용되는 DCF 매체 제어 접근 기법의 contention window (CW)의 크기와 RTS 패킷의 최대 재시도 횟수는 무선 망을 구성하고 있는 노드의 수가 적은 무선 멀티홉 망에서는 비효율적이다. 왜냐하면 큰 CW 의 크기는 무선망에서 전송을 하기 위하여 대기 하고 있는 노드들의 지연시간을 증가시키며 또한 특정 노드에 burst한 트래픽을 발생시켜 무선 멀티홉 망에서는 TCP의 성능을 하락 시킨다. 본 논문에서는 이와 같은 문제점을 해결하기 위하여 DCF 매체 접근 기법의 최대 CW 의 크기와 RTS 패킷의 최대 retry횟수를 제어 하는 방안을 제안 하였다. 현재 DCF 매체 접근 기법에서 사용되는 큰 CW 의 크기가 비효율적이지만 너무 작은 CW 의 크기는 무선망에서 패킷을 전송시 두개 이상의 다른 노드가 동시에 전송할 확률을 증가시키므로 바람직하지 못하다. 그러므로 무선망에 가장 적합한 CW 의 크기를 결정하기 위하여 CW 의 최소값은 현재 DCF에서 사용되고 있는 크기로 설정한 후 최대값을 32, 64, 128, 256, 512, 1024, 2048로 변경하여 시뮬레이션 하였다. 이때 CW 의 크기를 256으로 설정하는 것이 최적의 성능을 내는 것을 확인 하였다. 또한, 본 논문에서는 RTS 패킷의 최대 retry를 7회 시도한 후 CTS 패킷을 수신하지 못하면 경로가 단절 되었다고 판단하여 라우팅 프로토콜의 경로 재설정 알고리즘을 수행하는 것을 방지하기 위하여 retry횟수를 증가시키는 방안을 제안 하였다. 왜냐하면 무선망의 경우 hidden-terminal 문제로 인해 일시적인 경로의 단절이 빈번하게 발생하는데 이때 라우팅 프로토콜이 잘못된 경로 재설정을 수행하게 되면 TCP 계층에서 불필요한 재전송을 유발시키고 이 오버헤드로 인해 무선망에서 TCP의 throughput이 하락하기 때문이다. 제 IV절에서 ns-2 시뮬레이터를 사용하여 제안된

기법이 기존의 DCF 보다 우수한 성능을 보이는 것을 확인 하였다.

2. 고정 Contention Window 크기와 RTS 패킷의 재시도 횟수 제어를 이용한 TCP 성능향상 기법

현재 무선망의 매체 접근 제어기법으로 사용되고 있는 DCF의 *CW*의 크기와 RTS 패킷의 최대 재시도 횟수는 무선 멀티홉 망과 같은 망을 구성하고 있는 노드의 수가 적은 환경에서는 효과적인 성능을 내지 못하는 것을 확인 하였다. 이 방법에서는 이와 같은 문제점을 해결하기 위한 두 번째 방안으로 RTS 패킷의 최대 재시도 횟수를 증가시키면서 *CW*의 최대값과 최소값을 동일하게 설정하여 *CW*의 크기를 고정하여 [0, *CW*-1]에서 랜덤하게 backoff time을 결정하게 하는 방안을 제안하였다. *CW*의 크기를 전송실패에 상관없이 고정하는 이유는 hidden-terminal에 의한 전송실패의 경우 기존 DCF 방식이 성공한 노드에게 우선권을 주게 되어 burstiness가 발생하므로 이를 방지하여 노드간의 공정성을 증가시키는 효과를 가지기 때문이다. 제안한 두 기법 모두 RTS 패킷의 최대 재시도 횟수를 증가시키는데 이는 hidden-terminal로 인해 발생하는 잘못된 경로 단절 판단으로 인한 경로 재설정 of 오버헤드를 감소시키기 위함이다. 여기서 주의할 점은 이 제어방식을 적용함에 있어서 고정된 *CW*값이 작을 경우 재시도 횟수가 너무 적으면 현재 전송중인 hidden terminal의 data 프레임의 전송이 끝나기도 전에 재시도가 끝나버려 연속적인 전송실패가 발생할 수 있으므로 재시도 횟수는 적어도 최대 프레임 전송시간 이상이 되도록 해야 한다는 점이다. 본 절에서는 *CW*의 최대값과 최소값을 동일하게 설정한 후 재시도 횟수를 제어함으로써 ns-2^[6] 시뮬레이터를 통하여 *CW*크기에 따른 성능을 비교하였으며 최적의 *CW*크기를 구하여 고정된 *CW*를 유지할 경우 제안된 기법이 기존의 DCF 보다 우수한 성능을 보이는 것을 확인하였다.

IV. 시뮬레이션 및 성능평가

본 장에서는 무선 멀티홉 망에서 기존의 DCF 매체 접근 제어 기법과 본 논문에서 제안한 기법과의 throughput과 RTT 그리고 경로 재설정 횟수를 ns-2 시뮬레이터를 이용하여 비교 하였다.

시뮬레이션을 위하여 설정된 파라미터는 표 1과 같

표 1. 시뮬레이션을 위한 파라미터
Table 1. Parameters for simulation.

| 파라미터 | 값 |
|------------------|----------------------|
| Bandwidth | 11Mbps |
| Topology size | 5000m × 1500m |
| Routing protocol | DSR, AODV |
| Simulation time | 300s |
| Packet size | 1024bytes |
| Topology | Chain, Grid topology |

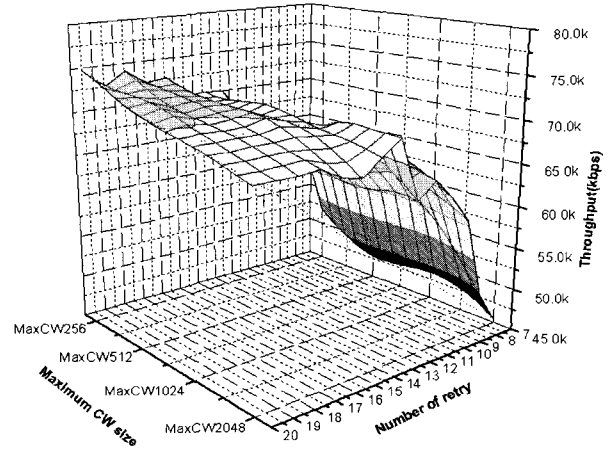


그림 5 제안된 기법 I 과 기존 DCF와의 성능 비교 (DSR)

Fig. 5. Throughput comparison between the proposed scheme I and the existing DCF scheme(DSR).

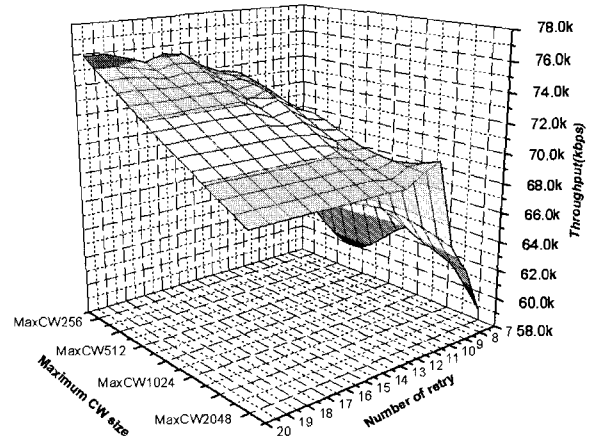


그림 6. 제안된 기법 I 과 기존 DCF와의 성능 비교 (AODV)

Fig. 6. Throughput comparison between the proposed scheme I and the existing DCF scheme (AODV).

으며, 다양한 환경에서 시뮬레이션 하여 보다 정확한 결과를 얻기 위하여 8홉의 체인 토폴로지와 8×8 격자 토폴로지에서 DSR^[7]과 AODV^[8] 라우팅 프로토콜을 사용하여 제안된 기법과 기존의 DCF와의 성능을 비교하였다.

앞으로 CW_{max} 값을 변화시키면서 재시도 횟수를 증가시키는 방안을 제안기법 I 이라 하고 고정된 CW 값을 사용하는 방안을 제안기법 II 라고 한다.

그림 5와 6은 제안된 기법 I의 재전송 횟수에 따른 성능을 DSR과 AODV 라우팅 프로토콜을 사용하여 시뮬레이션한 결과이다. 기존 DCF의 경우 CW_{max} 는

1024, 재시도 횟수는 7이 기본값이며 이때의 성능을 그래프로 나타내었다. 앞에서 설명한 바와 같이 무선 망을 구성하고 있는 노드의 수가 적은 환경에서는 현재 사용되고 있는 큰 CW 는 비효율적인 것을 알 수 있다. 또한, 일정 재시도 횟수 이상에서 최대 CW 의 크기를 256으로 설정하는 것이 가장 높은 throughput을 나타내는 것을 알 수 있었다. 이는 큰 CW 의 크기는 무선망에서 패킷을 전송하기 위하여 대기하고 있는 노드들의 지연 시간을 증가시키기 때문이다. 또한 전송에 성공한 노드는 자신의 CW 의 크기를 CW_{min} 값으로 설정하여 다음 패킷에 대한 경쟁을 시작하고 hidden-terminal로 인해 전송에 실패한 노드는 exponential backoff에 의하여 자신의 CW 의 크기를 두배 증가 시킨 후 매체를 점유하기 위한 경쟁을 하기 때문에 버스트한 트래픽을 유발 시키는 문제가 커지기 때문이다.

그러나 본 논문에서 제안한 방식에서는 최대 CW 의 크기를 256으로 제한함으로써 전송을 하기 위하여 대기하고 있는 노드의 지연시간을 감소시키고 버스트한 트래픽의 발생 확률을 감소시킴으로써 기존의 DCF 매체 접근 제어 알고리즘 보다 향상된 throughput을 보

이는 것을 알 수 있었다. 또한, RTS 패킷의 최대 재시도 횟수를 증가시킴으로써 hidden-terminal로 인하여 유발되는 라우팅 프로토콜의 경로 재설정 절차의 수행 빈도와 재전송으로 인한 오버헤드를 감소시킴으로써 무선 멀티홉 망에서 TCP의 성능을 향상 시키는 것을 알 수 있었다^[9].

그림 7은 본 논문에서 제안한 기법을 보다 정확하게 평가하기 위하여 격자구조에서 시뮬레이션한 결과이다. 시뮬레이션 환경 및 파라미터는 표 1과 동일하며 8x8의 노드를 구성하여 시뮬레이션하였다. 격자구조에서는 체인 토폴로지에서와는 다르게 hidden-terminal로 인해 일시적인 경로단절을 유발하여 송신측에서 수신측까지의 경로변화가 빈번하게 발생한다. 그러나 본 논문에서 제안한 기법에서는 RTS 패킷의 최대 재시도 횟수를 증가시킴으로써 hidden-terminal로 인하여 발생하는 일시적인 경로단절로 인한 경로 재설정 절차의 수행 횟수를 감소시킨다. 이는 무선망의 오버헤드를 감소시키므로 무선망에서 throughput을 향상 시킨다. 또한, 기존의 DCF보다 작은 CW 의 크기는 전송을 위하여 대기하고 있는 노드들의 지연시간을 감소시키고 버스트한 트래픽의 발생 확률을 감소시키므로 제안된 기법이 기존의 DCF보다 우수한 성능을 보이는 것을 알 수 있다. 체인 토폴로지와 마찬가지로 격자구조에서도 RTS 패킷의 재시도 횟수를 증가시키고 CW_{max} 값을 256으로 설정하는 것이 가장 우수한 성능을 보이는 것을 알 수 있었다. 256보다 작은 CW 의 크기는 무선 멀티홉 망에서 두개 이상의 노드가 동시에 패킷을 전송할 확률을 증가시켜서 패킷의 충돌로 인한 손실을 증가시키기 때문에 너무 작은 CW 의 크기도 무선망에서는 바람직하지 못하다. 그러므로 본 논문에서의 시뮬레이션 결과에서 보듯이 CW_{max} 의 크기를 256으로 설정하는 것이 체인 토폴로지와 격자구조와 같은 다양한 환경에서 우수한 성능을 보이는 것을 알 수 있었다.

그림 8은 grid topology에서 RTS 패킷의 최대 재시도 횟수만큼 전송을 시도한 후에도 CTS 패킷을 수신하지 못하여 라우팅 프로토콜의 경로 재설정 절차를 수행한 빈도를 나타낸 그래프이다. 그래프의 x축은 시뮬레이션 시간을 나타내며 y축은 시뮬레이션 시간동안 변경된 경로의 홉수를 나타낸다. 앞에서 설명한 바와 같이 무선 멀티홉 망에서는 hidden-terminal 문제가 빈번하게 발생한다. 이러한 환경에서 단지 7회의 재시도 후에 해당 경로가 단절되었다고 판단하여 해당 패킷을 버린

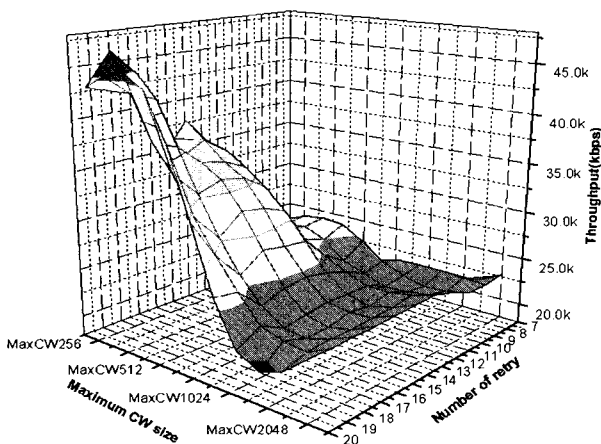
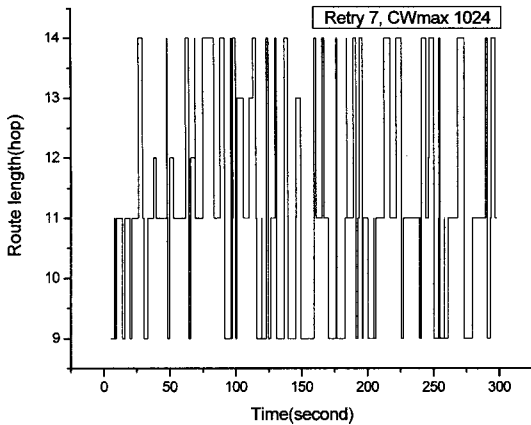
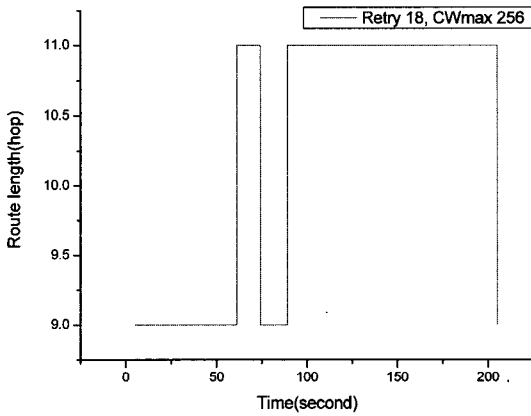


그림 7. 격자구조에서 제안된 기법 I 과 기존 DCF와의 성능 비교 (DSR)

Fig. 7. Throughput comparison between the proposed scheme I and the existing DCF scheme in grid topology (DSR).



(a) 기법 I: Retry 7, CWmax 1024



(b) 기법 II: Retry 18, FixedCW 64

그림 8. 격자 구조에서 경로 재설정 빈도 (기법 I) (DSR)
 Fig. 8. Frequency of route change in grid topology (Scheme I) (DSR).

후 경로 재설정 절차를 거쳐 패킷을 재전송하는 것은 빈약한 자원을 사용하는 무선망의 성능을 하락시키는 원인이 된다. 그러므로 앞에서의 성능을 비교한 결과에서 제안한 기법이 우수한 성능을 보인 이유도 그림 8에서의 결과를 통하여 알 수 있다.

본 논문에서 제안한 무선 멀티홉 망에서 TCP의 성능을 향상시키기 위한 두 번째 방안은 CW의 최대, 최소값을 동일하게 설정하는 방안이다. 첫 번째 기법에서 처럼 기존의 CW의 크기보다 작은 값으로 설정한 후 RTS 패킷의 재시도 횟수를 증가시켜가면서 시뮬레이션 하였다. 시뮬레이션 환경은 표 1에서 설명한 값으로 설정하여 8홉의 체인 토폴로지에서 시뮬레이션 하였다.

그림 9는 제안된 기법II의 성능을 나타내며 그림 10은 제안된 기법을 사용하였을 경우에 향상된 노드간

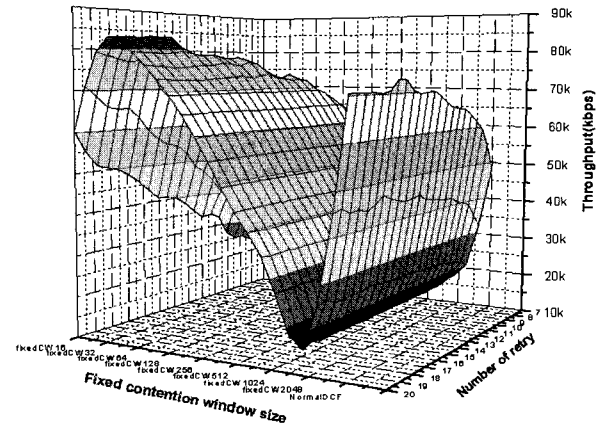


그림 9. 제안된 기법II와 기존 DCF와의 성능 비교 (DSR)

Fig. 9. Throughput comparison between the proposed scheme II and the existing DCF scheme (DSR).

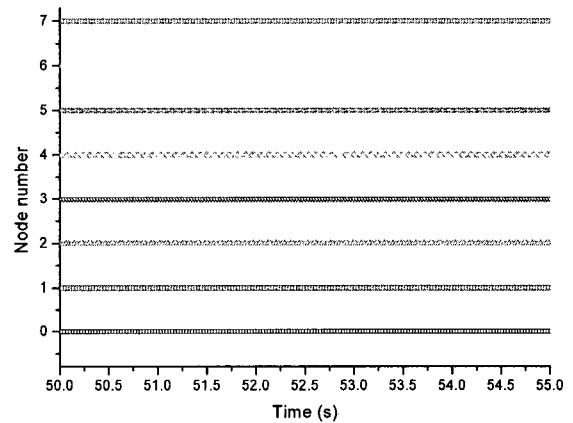
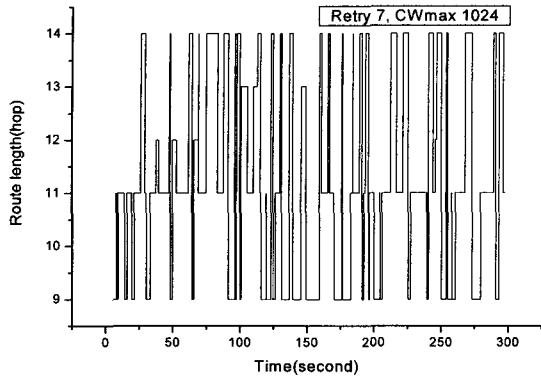


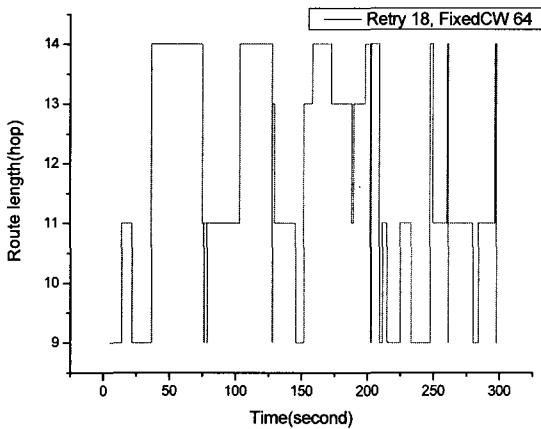
그림 10. 노드 간 전송 기회의 공평성 비교
 Fig. 10. Fairness comparison of transmission opportunity between nodes.

전송기회의 공평성을 나타낸다. 가장 적절한 CW의 크기를 얻기 위하여 CW의 크기를 16부터 2048까지 다양하게 시뮬레이션 한 결과 CW의 크기를 32나 64로 고정하는 것이 가장 향상된 throughput을 보이는 것을 알 수 있었다. 또한 그림 10의 결과에서 보듯이 논문에서 제안한 기법을 사용하면 작은 CW값을 설정하여 노드 간 전송 대기시간을 줄임으로써 효과적으로 망을 사용하며 hidden terminal로 인해 전송을 실패할 경우 CW를 증가시키지 않고 고정된 CW값을 갖기 때문에 노드 간 전송 기회의 공평성을 보장한다.

그림 11은 제안된 기법II에서 발생하는 경로 재설정 빈도를 나타낸다. 앞에서 설명한 바와 같이 제안된 기법을 사용하면 전송에 실패한 노드가 CW를 지속적으로 증가시키지 않게 되어 성공한 다른 노드와 동일한



(a) 기법 I: Retry 7, CWmax 1024



(b) 기법 II: Retry 18, FixedCW 64

그림 11. Grid topology에서 경로 재설정 빈도(기법 II) (DSR)

Fig. 11. Frequency of route change in grid topology (Scheme II) (DSR).

조건에서 채널을 액세스하기 위한 경쟁을 하므로 한번 전송에 실패한 노드가 패킷을 전송하기 위하여 채널을 점유할 확률이 높아지게 된다. 이를 통해 이전 DCF의 문제점이 개선됨을 알 수 있다. 또한, RTS 패킷의 최대 재시도 횟수를 증가 시키므로 불필요한 경로 재설정이 감소하고 이로 인하여 TCP계층에서의 재전송이 감소한다. 표 2에서는 재시도 횟수증가에 따른 경로 재설정 절차의 수행 빈도를 나타내었다. 표에서 보듯이 재시도가 증가 할수록 경로 재설정 절차의 수행 빈도가 줄어드는 것을 알 수 있다. 그림 9와 10, 11을 통하여 제안된 기법II가 기존의 DCF에 비해 우수한 성능을 보임을 확인 하였다. 그림 12는 제안된 기법II를이용하여 격자구조에서 시뮬레이션 한 결과이다. 체인에서와 같이 CW의 크기를 32나 64로 설정했을 때가 가장 좋은 성능을 나타냈다.

표 2. 경로 재설정 발생 빈도

Table 2. Frequency of route change.

| retry | DCF | 10 | 12 | 14 | 16 | 18 |
|-------------------|-----|----|----|----|----|----|
| # of route change | 134 | 82 | 62 | 56 | 48 | 43 |

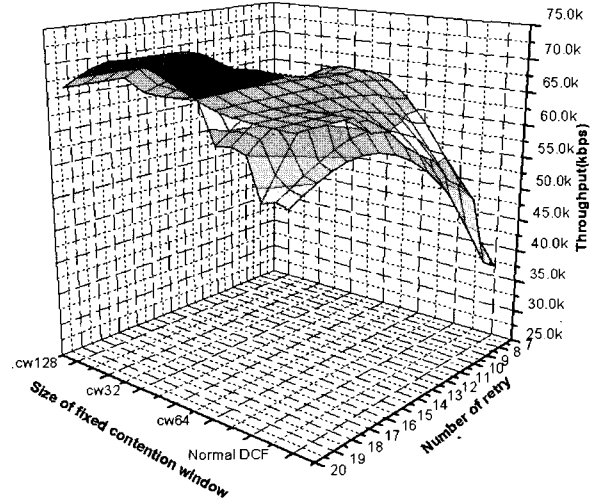


그림 12. 격자구조에서 제안된 기법II와 기존 DCF와의 성능 비교 (DSR)

Fig. 12. Throughput compare with proposed scheme II and existing DCF scheme in grid topology (DSR).

N_s-2 를 사용한 시뮬레이션을 통하여 기존의 DCF와 논문에서 제안한 기법의 성능을 비교한 결과 적절한 CW값을 설정할 경우 제안된 기법 I 과 II 모두 훨씬 향상된 성능을 보이는 것을 알 수 있다.

V. 결론 및 향후 연구과제

본 논문에서는 무선 멀티홉 망에서 발생하는 대부분의 패킷 손실의 원인이 되는 hidden terminal 문제를 살펴보고 hidden terminal의 영향을 최소화시키기 위한 방안을 제안하였다. 현재 사용되고 있는 DCF의 RTS/CTS 방식은 hidden terminal 문제를 해결하지 못한다는 것은 잘 알려진 사실이며 또한, random backoff 방식에서 전송 실패후 CW값을 지속적으로 증가시키는 방법은 망을 구성하는 노드의 수가 적은 무선 멀티홉 망에서는 바람직 하지 못하고 한 노드에 의해 burst 한 트래픽이 생성되는 문제가 있다. 본 논문에서는 이와 같은 문제점을 해결하기 위한 두가지 방안을 제안하였다. 각각은 재전송 횟수를 증가시켜 가면서 최대 contention window를 줄이거나 고정 contention window를 사용하는 방법이다. 제안한 방식에서는 전송

기회의 불공평성을 해결함으로써 hidden terminal로 인한 전송기회의 불공평성을 감소시켜 노드간 전송 기회의 공평성을 보장하고 기존의 방식보다 작은 CW값을 가지므로 전송대기 시간을 줄이며, 재전송 횟수를 증가 시킴으로써 경로 재설정에 따른 오버헤드를 줄여 성능 향상을 얻을 수 있다.

향후 연구과제로는 보다 정확한 성능평가를 위하여 시뮬레이션에 배경 트래픽을 추가하여 성능을 평가하고, hidden-terminal로 인한 일시적인 경로의 단절이 아니라 실제적으로 경로가 단절되었을 경우를 대비하여 제안된 알고리즘의 수정 및 보완을 할 것이다. 그리고 이동성이 추가된 ad-hoc 네트워크에서의 TCP 성능 개선을 위한 CW 제어 알고리즘에 대한 연구를 수행할 것이다.

참 고 문 헌

- [1] C. E. Perkins, "AD HOC NETWORKING", Addison Wesley, 2001.
- [2] E. M. Royer and C. Toh, "A review of current routing protocols for Ad-hoc mobile wireless networks", IEEE Personal Communications, pp.207-218, April 1999.
- [3] K. Chandran, S. Raghunathan, S. Venkatesan, P. Prakash, "A Feedback-Based scheme for Improving TCP Performance in Ad Hoc wireless Networks", IEEE Personal Communications, February 2001.
- [4] The Editors of IEEE 802.11. IEEE Standard for Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) specifications, November. 1997.
- [5] S. Xu, T. Saadawi, "Revealing the problems with 802.11 medium access control protocol in multi-hop wireless ad hoc networks," Computer Networks 2002.
- [6] Ns-2, <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- [7] D. B. Johnson, D. A. Maltz, Y. Hu, "Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks(DSR)", Internet Draft <draft-ietf-manet-dsr-09.txt>, April 2003.
- [8] Perkins, C., Belding-Royer, E., and S. Das, "Ad hoc On-demand Distance Vector (AODV) Routing", RFC 3561, July 2003.
- [9] S. M. ElRakabawy, C. Lindemann, M. K. Vernon, "Improving TCP Performance for Multihop Wireless Networks," IEEE DSN'05, 2005.

저 자 소 개



허 인(학생회원)
2004년 서원대학교
정보통신공학과 학사
2006년 충남대학교 정보통신
공학과 석사
2006년~현재 한국타이어 전산실

<주관심분야 : 이동통신 네트워크, 데이터 통신,
초고속 통신>



이 재 용(중신회원)
1988년 서울대학교 전자공학과
학사
1990년 한국과학기술원 전기 및
전자공학과 석사
1995년 한국과학기술원 전기 및
전자공학과 박사

1990년~1995년 디지콤 정보통신 연구소
선임연구원

1995년~현재 충남대학교 정보통신공학부 부교수
<주관심분야 : 초고속통신, 인터넷, 네트워크 성
능분석>



이 기 라(학생회원)
2005년 배재대학교
정보통신공학부 학사
2006년~현재 충남대학교
정보통신공학과 석사과정
<주관심 분야 : 이동인터넷, 이동
통신 네트워크, 데이터통신>



김 병 철(중신회원)-교신저자
1988년 서울대학교 전자공학과
학사
1990년 한국과학기술원 전기 및
전자공학과 석사
1996년 한국과학기술원 전기 및
전자공학과 박사

1993년~1999년 삼성전자 CDMA 개발팀
1999년~현재 충남대학교 정보통신공학부 부교수
<주관심 분야 : 이동인터넷, 이동통신 네트워크,
데이터통신>