

## 선형 토폴로지 무선메쉬네트워크의 종단간 최대 가능 전송률

유재용<sup>o</sup>, 김종원

광주과학기술원 정보통신공학과 네트워크미디어 연구실

## Maximum End-to-end Throughput of Chain-topology Wireless Mesh Networks

JaeYong Yoo<sup>o</sup>, JongWon Kim

Networked Media Lab., Dept. of Info. &amp; Com.,

GIST (Gwangju Institute of Science and Technology).

{jyyoo, jongwon}@nm.gist.ac.kr

## 요 약

일반적으로 선형 토폴로지 (chain topology) 무선메쉬네트워크의 종단간 최대 전송률은 경쟁관계 그래프 (contention graph)에 기반하여 트래픽 병목 구간의 노드 개수와 1 홉 링크의 평균 전송률을 결정하여 계산하는 방식이 널리 이용된다. 본 논문은 평균을 이용한 방법은 IEEE 802.11 DCF (Distributed Coordination Function)를 MAC 프로토콜로서 사용하는 무선메쉬네트워크에서 정확성에 한계가 있음을 보이며, 이와 같은 정확성의 한계를 유도하는 인자로서 전송률의 편차를 소개한다. 또한 전송률 편차를 고려하여, 단일 선형 토폴로지에서의 종단간 최대 전송률을 구하는 방법을 ns2 시뮬레이션을 통해 검증한다.

## 1. 서론

무선메쉬네트워크 (wireless mesh network)[1]는 최소한의 인프라를 활용하여 사용자의 무선 인터넷 접속 가능영역을 넓히는 기술이다. 무선메쉬네트워크는 인터넷 연결을 지원하는 메쉬포탈 (mesh portal), 사용자의 멀티홉 연결성을 제공하는 메쉬라우터 (mesh router), 그리고 사용자 디바이스를 의미하는 메쉬클라이언트로 구성된다. 무선으로 서로 연결하는 메쉬라우터는 기존 유선 액세스포인트 (wired access point)에 비하여 자유로운 배치가 가능하므로, 접속 영역을 쉽게 확장할 수 있다. 메쉬라우터가 설치된 영역 (전송 범위 이내)을 메쉬클라이언트는 자유롭게 이동하며 웹 서핑, 비디오 스트리밍, 이메일 등의 서비스를 이용한다. 본 논문에서는 요즘 각광받는 WiFi (즉 IEEE 802.11) 기반 WLAN 을 확장한 무선메쉬네트워크에 주목한다. 무선메쉬네트워크 백본을 구축하는 메쉬 라우터들은 라우터간 1 홉 연결성을 위한 MAC 프로토콜로서 DCF (Distributed Coordination Function)를 사용한다. DCF 는 주변 라우터들과 공유하고 있는 무선 매체 (wireless medium)에 접근하기 위해 현재 매체가 바쁜상태 (busy state)에 있는지를 확인하는 캐리어 센싱 (carrier sensing)방법과, 패킷간 충돌 (collision)이 일어났을 경우 다음 채널 접근시 충돌을 피하기 위한 랜덤 백오프 (random backoff) 방법을 혼합한 CSMA/CA (Carrier Sensing Multiple Access/Collision Avoidance)에 기반한 MAC 프로토콜이다.

IEEE 802.11 기반 무선메쉬네트워크는 유선네트워크에 비해 낮은 용량의 링크를 가진다. 그리고 넓은 간섭영역에 의해 여러 노드들이 낮은 용량의 링크를 공유하기 때문에 노드당 사용 가능한 용량은 더욱 낮아진다[5]. 또한 주어진 경로에서의 종단간 전송률을 최대화하는 출발지 전송률이 존재하며, 만약 더 높은 전송률로 데이터를 보내면 종단간 전송률은 감소한다[3]. 이러한 낮은 용량과 민감한 무선메쉬네트워크의 특징에 의해 흐름제어[2], 라우팅[6] 등의 설계는 중요하게 두각되며, 이때 종단간 전송률의 분석은 프로토콜을 설계하는 가이드

라인을 제시한다.

최근에 [8,9]에서는 랜덤 토폴로지 무선멀티홉네트워크<sup>1</sup>에서의 종단간 전송률의 근사치를 DCF의 분석을 바탕으로 비선형 방정식을 사용해 계산하였다. 하지만 선형 토폴로지 (chain topology) 무선메쉬네트워크에서의 종단간 전송률은 랜덤 토폴로지와는 달리 비교적 간단하게 경쟁관계 그래프 (contention graph)를 통해 계산할 수 있다. [4,5]에서는 경쟁관계 그래프를 사용해 트래픽의 병목 구간의 노드 개수를 구한 후, 그 값으로 1 홉 링크 최대 전송률의 평균을 나누는 방법을 사용한다.

본 논문에서는 선형 토폴로지의 종단간 최대 전송률을 얻기 위해 [4,5]에서 사용한 1 홉 링크의 전송률의 평균 사용에 대한 한계를 보인다. 그리고 전송률의 편차를 이용하여 보다 정교한 종단간의 최대 전송률을 구하는 방법을 논한다.

본 논문은 다음과 같은 순서로 작성되었다. 2 절은 무선메쉬네트워크에서의 종단간 전송률에 대해 논한다. 3 절은 전송률의 편차를 이용하여 정교하게 종단간 전송률을 구하는 방법과 기존에 평균을 이용하는 방법을 비교한다. 4 절에서는 시뮬레이션을 통한 검증을 한다. 그리고 5 절에서 결론을 내린다.

## 2. 무선메쉬네트워크의 종단간 전송률

무선메쉬네트워크는 지역적으로 떨어진 두 라우터간의 통신을 위해 전파를 사용하며, 전파 전달 (propagation)의 특징에 의해 전송범위 (transmission range)와 간섭범위 (interference range)로 구분한다. 두 노드가 패킷을 전달하기 위해 송신노드와 수신노드의 거리는 전송범위 내부에 있어야 하고, 수신노드 주변 간섭범위 안에 다른 송신노드는 존재하면 안된다. 만약 수

<sup>1</sup> 무선메쉬네트워크의 메쉬라우터들은 무선멀티홉네트워크를 이룬다. 본 논문에서는 메쉬포탈, 메쉬클라이언트를 고려하지 않으므로 무선메쉬네트워크와 무선멀티홉네트워크를 동일하게 고려한다.

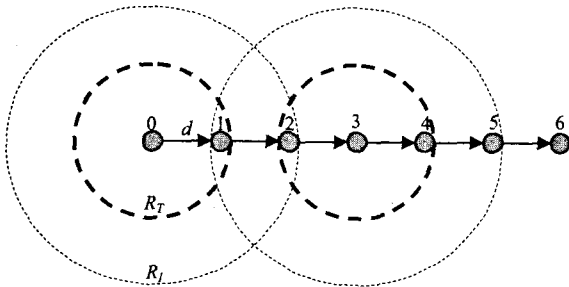


그림 1. 무선메쉬네트워크에서의 선형 토폴로지.

신노드의 간섭범위 안에 다른 송신노드가 있다면, 수신노드에서 패킷이 충돌하여, 성공적인 패킷 수신을 완료하지 못한다.

본 논문은 그림 1 과 같은 선형 토폴로지 무선메쉬네트워크를 가정한다. 전송범위  $R_T$ , 간섭범위  $R_I$  이고, 각 노드간의 거리는  $d$  로서 일정하다. 일반적으로  $R_T < 2R_I$  이고,  $d < R_T$  로 설정한다. 패킷의 크기는 동일하며 또한 각 링크의 1 홉 전송률은  $R_{MAC}$  으로 전 링크가 동일하게 가정한다. 그리고 외부 트래픽이 없는, 하나의 출발지 노드와 하나의 목적지 노드간의 고정 전송률은 가지는 트래픽 형태를 가정한다. 이러한 가정은 [7]에서 사용된 가정으로서, 가장 이상적 상태에서 최대 도달할 수 있는 중단간 전송률을 찾기 위함이다.

그림 2의 경우는  $R_T, R_I, d$  가 각각 550m, 250m, 200m 인 경우의 예제 선형 토폴로지이다. 노드 1 은 노드 3 의 간섭범위 안에 들어와 있으므로, 노드 1 이 수신하는 동안 노드 3 은 송신할 수 없다. 이때, 동시에 수신할 수 있는 노드는 4 홉 떨어진 노드 0 과 4 이다. 이와 같은 특징을 가지는 토폴로지에서 최적의 패킷 전달 스케줄은 그림 2 와 같이, 각 링크에서 하나의 패킷을 보내고, 3 번의 패킷을 보낼 수 있는 시간만큼을 기다린 후, 다음 패킷을 보내는 것이다. 이때 중단간 최대 전송률은 그림 2의 패킷 스케줄을 따라  $R_{MAC}/4$  이 된다[3].

위의 결론은 하나의 패킷을 보낼 때 걸리는 시간의 평균으로부터 링크 전송률을 구하여 ( $R_{MAC}$ ) 그 값에서 유도된 결론이다[3]. 위의 중단간 전송률은 실제 시뮬레이션으로부터 얻은 값과 일치하지 않는데, 본 논문에서는 이러한 불일치의 원인을 패킷이 출발지로부터 목적지를 향해 전달되어 갈수록, DCF의 랜덤 백오프에 의한 패킷간 도착시간 차이의 변동 (inter-arrival time deviation)으로 지적한다. DCF는 동기화된 시분할 접근방식이 아니기 때문에, 중단간 전송률의 결정을 평균만으로 계산하면, 미세한 도착 시간의 차이에도 충돌이 발생할 수 있다. 그러므로 보다 정교한 중단간 전송률을 찾기 위해 전송률의 편차를 고려하는 방식을 본 논문에서 제안한다.

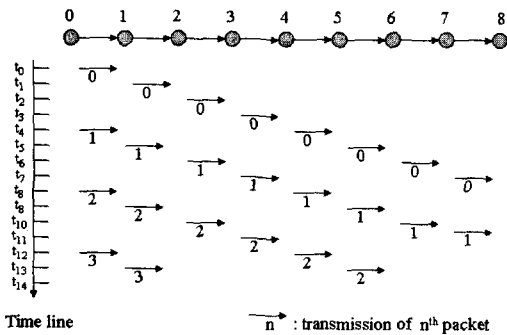
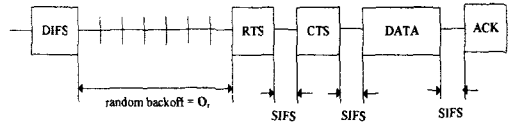


그림 2. 선형 토폴로지에서의 최적 패킷 전달 스케줄.



$O_r \equiv \text{random backoff}$

$O_c \equiv \text{DIFS} + \text{RTS} + \text{CTS} + \text{DATA} + \text{ACK} + 3\text{SIFS}$

그림 3. DCF의 매체 접근 방법.

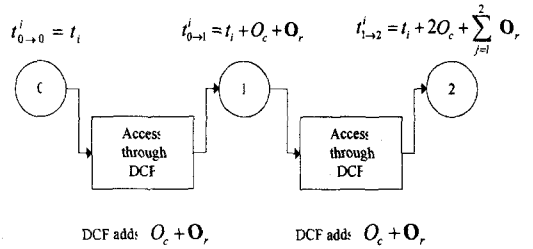


그림 4. 각 노드 A, B, C에서 i번째 패킷 도착 시간.

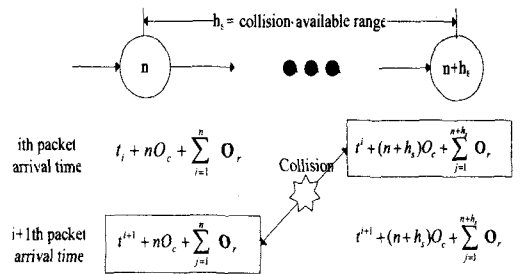


그림 5. 시간축을 중심으로 한 충돌 가능 시나리오.

한편 [8,9]에서 랜덤 토폴로지 무선멀티홉네트워크의 중단간 전송률에 대한 분석을 하였다. [8]과 [9]는 DCF의 2차원 마코브모델 기반 매체접근확률을 구한후, 토폴로지에서 이웃 노드들의 특징 (hidden node, flow in the middle, protocol hidden node, 등)을 구하여, 이로부터 충돌 확률 관계식을 구한다. 이 관계식을 fixed-point 계산을 통해 충돌확률의 수렴지점을 찾은 후 이로부터 중단간 전송률을 계산한다. 하지만 이러한 방법은 많은 근사치를 이용하게 되어서 선형 토폴로지에서의 정확한 최대 중단간 전송률을 계산함에 있어 적합하지 않은 것으로 판단된다.

### 3. 전송률 편차를 이용한 정교한 중단간 전송률 계산

보다 자세한 관찰을 위해, 패킷 도착시간을 기준으로 살펴 보도록 한다. 그림 3은 DCF를 통한 매체 접근의 절차를 보인다. 패킷이 DCF를 통해 매체에 접근 하려면, 일정 시간이 걸리게 되는데, 그 중 백오프에 의한 랜덤 부분을 랜덤변수  $O_r$ 로 정의하고, 데이터전송, ACK 전송, DIFS, SIFS 등의 상수 부분

을  $O_c$  로 정의한다.  $O_r$  은 경쟁원도우 크기를 범위로 가지는 uniform 랜덤변수로서 정의된다.  $O_r$  과  $O_c$  를 사용하여, 패킷이  $n$  번째 노드에 도착하는 시간을 얻을 수 있다.  $i$  번째 패킷이  $n-1$  번째 노드로부터  $n$  번째 노드에 도착하는 시간을  $t'_{n-1 \rightarrow n}$  으로 표현한다. 그림 4 는  $i$  번째 패킷이  $t'(t'_{0 \rightarrow 0})$  시간에 0 번 노드에 도착하여 DCF 를 통해 1 번 노드와 2 번 노드에 전달되는 시간을 보인다. 패킷이 DCF 를 통과할 때 상수 시간  $O_c$  와 랜덤 시간  $O_r$  이 누적된다. 위의 관찰로부터  $t'_{n-1 \rightarrow n}$  은 식 (1)로서 표현된다.

$$t'_{n-1 \rightarrow n} \equiv t' + nO_c + \sum_{j=1}^n O_r \quad (1)$$

$i$  번째 패킷의 도착 시간을  $i+1$  번째 패킷의 도착시간과 비교한다면,  $O_c$  는 상수로서 모든 노드에서 동일하지만,  $O_r$  은 랜덤시간이므로 두 패킷간의 도착 시간의 차이가 변하기가 생길 수 있다. 홉 수가 늘어나면  $O_r$  에 대한 합도 커지므로, 도착시간의 차이는 더욱 커진다. 패킷간 충돌은 두 개의 연속적 패킷간 발생하므로, 충돌이 발생하는 경우를 그림 5 와 같이 나타낼 수 있다. 두 패킷의 충돌은  $n + h_s$  노드에서 패킷  $i$  가 도착하기 전에  $n$  노드에서  $i+1$  번째 패킷이 도착하여  $n+1$  노드로 패킷을 전달할 경우 발생한다. 위의 관계로부터 충돌이 발생할 경우와, 발생하지 않는 경우를 고려한 식을 (2)와 같이 나타낸다. 만약 식 (2)를 만족할 경우, 충돌은 발생하지 않는다.

$$t'_{i+1 \rightarrow n} = t'^{i+1} + nO_c + \sum_{j=1}^n O_r > t'_{n+h_s, i \rightarrow n+h_s} = t' + (n+h_s)O_c + \sum_{j=1}^{n+h_s} O_r \quad (2)$$

$$t'^{i+1} - t' > h_s O_c + \sum_{j=1}^{n+h_s} O_r - \sum_{j=1}^n O_r \quad (3)$$

$$r_s < \frac{PS}{h_s O_c + \sum_{j=1}^{n+h_s} O_r - \sum_{j=1}^n O_r} \quad (4)$$

두 패킷간의 시간차는 링크 전송률과 패킷의 크기로 나타낼 수 있다. 두 패킷간의 시간은 아래 식 (5)와 같이 표현된다.

$$t'^{i+1} = t' + \frac{PS}{r_s} \quad (5)$$

식 (5)를 식 (3)에 치환하여,  $r_s$  로 정리하면 식 (4)를 얻는다. 식 (5)에서  $PS$  는 패킷의 크기를 나타내고,  $r_s$  는 출발지 전송률을 나타낸다.

식 (4)는 충돌을 피하기 위한 전송률의 경계를 표현한다. 하지만 식 (4)에 포함된 랜덤변수  $O_r$  에 의해 어떠한 값이 정확히 달성할 수 있는 최대 중단간 전송률인지를 식 (4)를 통해서 알 수 없다. 선형 토폴로지에서의 중단간 전송률은 패킷의 충돌이 시작하면 급격히 하락한다. 이 점을 바탕으로  $O_r$  을 통해 전송률에 대한 충돌확률을 구하여, 충돌을 시작하는 점이 선형 토폴로지에서의 중단간 최대 전송률을 알 수 있다.

$O_r$  은 DCF 에 의해 정의된 경쟁원도우의 크기에 의해 결정되는 uniform 랜덤변수이다. 식 (4)에 따라, 현재 전송률은 충돌이 없는 경우를 나타내며, 단일 출발지와 목적지를 가정하였으므로, 경로를 구성하는 모든 노드의 경쟁원도우 값은 최소값이 된다. 이 경우,  $O_r$  은 1 에서 31 사이의 값을 가지는 uniform 랜덤변수이다. 이때, uniform 랜덤변수의 합을 아래와 같이 랜덤변수  $X_{n,h}$  로 정의한다. 식 (6)은 uniform 랜덤변수의 합으로서 중심 극한점 이론 (central limit theorem)에 의해, 식 (7)와 같은 확률밀도함수를 가진다.

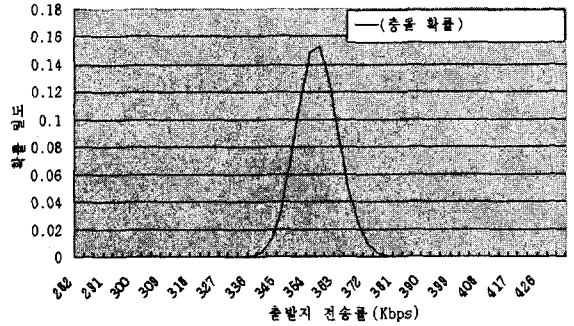


그림 6. 출발지 전송률에 대한 패킷 충돌의 확률밀도함수.

$$X_{n,h} \equiv \sum_{j=1}^{n+h_s} O_r - \sum_{j=1}^n O_r \quad (6)$$

$$f_{X_{n,h}}(x) = \frac{g\left(\frac{x-h_s\mu}{\sqrt{(2n+h_s)\sigma}}\right)}{\sqrt{(2n+h_s)\sigma}} \quad (7)$$

$g$  는 정규 랜덤변수의 확률밀도함수이고,  $\sigma$  는  $O_r$  의 편차,  $\mu$  는  $O_r$  의 기대값이다.  $X_{n,h}$  에 대한 확률밀도함수를 알고 있으므로, 새로운 랜덤변수  $R_s$  를  $X_{n,h}$  로부터 정의하여,  $R_s$  의 확률밀도함수를 구하면 식 (8)과 같다.

$$f_{R_s}(r) = \frac{PS}{r^2} f_{X_{n,h}}\left(\frac{PS}{r} - h_s O_c\right) \quad (8)$$

위의 식을 그래프로 그리기 위해, 상수  $h_s$  는 4, 경로의 길이는 15 홉, MAC 전송률이 2 Mb, 그리고 패킷의 크기는 1 Kbytes 로 정한다. 식 (8)을 그리면, 그림 6 과 같은 그래프를 보인다. 위의 그래프로부터, 출발지 전송률이 340 Kbps 을 지나는 점에서 충돌이 시작되는 것을 볼 수 있다. 이것은 중단간 전송률이 340 Kbps 을 넘을 수 없다는 것을 의미한다.

### 3.1 전송률의 평균 이용 방법과 비교

식 (4)는 패킷간 충돌을 방지하기 위한 출발지 노드에서의 전송률 범위를 나타낸다. 식 (4)는 기존 경쟁관계의 노드를 고려하여 평균으로 나눈 것을 일반화하는 식이다. 만약  $O_r$  의 기대값  $E[O_r]$  을 사용하여 계산하면, 위 식 (4)의 랜덤변수 부분은 식 (9)과 같이 바뀐다.

$$E\left[\sum_{j=1}^{n+h_s} O_r - \sum_{j=1}^n O_r\right] = h_s E[O_r] \quad (9)$$

$$r_s < \frac{PS}{h_s(O_c + E[O_r])} \quad (10)$$

식 (9)을 식 (4)에 대입하면 식 (10)을 얻는다. 식 (10)에서 상수 시간과 평균 랜덤시간의 합은 하나의 패킷을 보낼 때 걸리는 평균 시간이 되고, 그 시간을 패킷 크기로 나누면, 1 홉 링크의 최대 전송률인  $R_{MAC}$  이 나온다. 이 전송률을  $h_s$  (2 절에서 상수 4 로 표현)인 충돌 가능범위로 나누는 것은 2 절에서 소개된 기존 방법과 같다. 즉 기존 방법으로 중단간 최대 전송률을 구한 결과는 다음과 같다. 3 절과 같은 설정상황에서, DCF 의 오버헤드에 의해,  $R_{MAC}$  은 1.6 Mbps 가량이 나온다[3].

이것은 4로 나누면, 중단간 최대 전송률은 400 Kbps 가 나온다. 이 결과는 전송률의 편차를 이용한 방법과 비교하여 차이를 보이는데, 4 절에서 시뮬레이션을 통한 검증으로 성능상의 제약을 확인한다.

#### 4. 시뮬레이션 검증

본 절에서는 3 절의 결과를 ns2 시뮬레이터를 사용해 검증한다. 시뮬레이션에서 사용된 토폴로지는 단일 선형 15 홉 토폴로지이고, MAC 전송률은 2 Mbps로 설정한다.  $R_T, R_i, d$ 는 각각 250m, 550m, 200m로 설정한다. 위의 설정으로부터  $h_s$ 는 4가 된다. 패킷의 크기는 1 Kbytes이다. 패킷 라우팅은 미리 정해진 경로를 통해 전달되며, 출발지 전송률을 변화시키며 중단간 전송률을 관찰한다.

그림 7의 시뮬레이션 결과로부터, 중단간 최대 전송률은 340 Kbps임을 알 수 있다. 이 결과는 식 (8)에서 제시한 확률밀도함수의 결과와 일치한다. 출발지 전송률이 340 Kbps를 넘으면 중단간 전송률은 급격히 하락한다. 이것은 패킷간 충돌 발생 확률이 증가하여, 경쟁윈도우 크기의 증가를 유도하고, 증가된 경쟁윈도우가 낮은 링크 전송률을 유도함으로써, 더 많은 충돌이 발생하기 때문이다. 또한 예상과 같이 전송률의 평균을 이용하여 나온 400 Kbps와 차이를 보인다. 한편 그림 7에 함께 제시한 평균 경쟁윈도우 크기는, 각 노드의 경쟁윈도우의 크기에 대한 시뮬레이션 시간과 노드 개수로부터 평균을 나타낸다. 출발지 전송률이 340 Kbps를 넘으며 평균 경쟁윈도우 크기는 150 가량을 갖는다. 결국, 더 많은 백오프 시간으로부터 하나의 패킷을 보낼 때 걸리는 시간이 더 커지게 되어 충돌에 대한 확률밀도함수가 변한다. 그림 8을 보면, 경쟁윈도우 크기가 150인 경우 (출발지 전송률이 340 Kbps 이상일 경우 발생하는 현상)와 31인 경우의 충돌 확률밀도를 볼 수 있다.

그림 8에서 보는 바와 같이 경쟁윈도우의 크기가 커질수록 그래프가 왼쪽으로 이동한다. 이것은 작은 출발지 전송률에도 민감하게 충돌이 발생한다는 것을 의미한다. 이때는 출발지 전송률이 290 Kbps 이상부터 충돌이 발생하는데, 현재 출발지 전송률은 340 Kbps 이므로, 충돌 확률은 1에 가깝게 되어, 중단간 전송률이 급격히 하락한다.

#### 5. 결론

본 논문은 선형 토폴로지 DCF MAC을 이용하는 무선메쉬 네트워크에서 1 홉 링크 전송률의 평균을 이용한 방법으로 중단간 전송률을 계산하는 방식의 한계를 지적하며, 보다 정교하

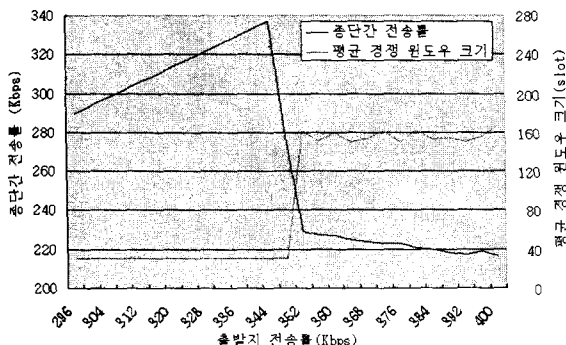


그림 7. 출발지 전송률을 변화하며 관찰한 중단간 전송률과 평균 경쟁윈도우 크기.

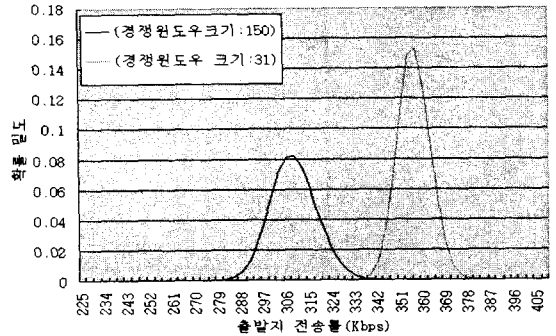


그림 8. 경쟁윈도우 크기를 변화시킨 경우의 충돌 확률밀도.

게 중단간의 최대 전송량을 구하는 방법을 제안한다. 패킷의 도착시점을 시간 축을 중심으로 분석하여, 출발지 전송률에 대한 충돌발생 확률밀도함수를 유도하여, 출발지 전송률에 대한 중단간 전송률의 변화 및 경로를 구성하는 노드들의 경쟁윈도우 크기의 변화에 대해 논한다.

본 논문에서 제안한 방식을 랜덤 토폴로지 경우에 적용하기 위해 두 가지의 확장이 필요하다. 첫째, 한 경로에서의 충돌이 아닌 일반적인 경우의 (여러 경로가 겹칠 때) 충돌에 대한 확률밀도함수를 구해야 한다. 둘째, 충돌이 발생한 경우 경쟁윈도우크기가 변하기 때문에 범위가 다른 uniform 랜덤변수의  $X_{n,h}$ 를 유도해야 한다. 위의 두 가지 문제가 해결되면, 본 논문에서의 제안한 방식을 확장하여 랜덤 토폴로지의 중단간 전송률 분석이 가능할 것으로 보인다.

#### 6. 감사의 글

본 연구는 한국과학재단 특정기초연구 (R01-2006-000-10556-0) 지원으로 수행되었음.

#### 7. 참고 문헌

- [1] I. F. Akyildiz, X. Wang, and W. Wang, "Wireless mesh networks: A survey," *Elsevier Computer Networks Journal*, March 2005.
- [2] K. Chen, Y. Xue, S. Shah, and K. Nahrstedt, "Understanding bandwidth-delay product in mobile ad hoc networks," *Elsevier Computer Communications (Special issue on protocol engineering for wired and wireless networks)*, vol. 27, pp. 923-934, 2004.
- [3] J. Li, C. Blake, D.S.J. De Couto, H.I. Lee, and R. Morris, "Capacity of ad hoc wireless networks," in *Proc. ACM/IEEE MobiCom*, pp. 61-69, 2001.
- [4] B. Li, "End-to-end fair bandwidth allocation in multi-hop wireless ad hoc networks," in *Proc. 25th IEEE ICDCS*, pp. 471-480, 2005.
- [5] J. Jun, M. and L. Sichitiu, "Nominal capacity of wireless mesh networks," *IEEE Wireless Communication Magazine*, Oct. 2003.
- [6] R. Draves, J. Padhye, and B. Zill, "Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks," in *Proc. ACM MobiCom*, pp. 114-128, 2004.
- [7] Y. Gao, D.M. Chiu, and J. C.S. Lui, "The fundamental role of hop distance in IEEE 802.11 multi-hop ad hoc networks," in *Proc. IEEE International Conference on Network Protocols*, 2005.
- [8] M. Garetto, T. Salonidis, and E.W. Knightly, "Modeling per-flow throughput and capturing starvation in CSMA multi-hop wireless networks," in *Proc. 25th IEEE INFOCOM*, 2006.
- [9] Y. Gao, D.M. Chiu, and J. C.S. Lui, "Determining the end-to-end throughput capacity in multi-hop networks: Methodology and applications," in *Proc. ACM SIGMETRICS*, pp. 39-50, 2006.