

논문 2010-47TC-10-4

그린 컴퓨팅을 위한 무선 네트워크 전송 파워 조절에서 고출력 전송의 성능 불공평성에 대한 연구

(Study on The Throughput Unfairness of High-power transmission in
The Transmission Power Controlled Wireless Networks Considering
Green Computing)

이 희 진*, 김 중 권*

(Heejin Lee and Jong-kwon Kim)

요 약

무선 패킷 망에서 무선 자원과 무선 단말의 전력을 얼마나 효율적으로 사용할 수 있는가 하는 것은 무선 패킷 망 보급을 위한 기본 해결 과제이다. 이에 단말의 전력 소모를 줄이면서 무선 망 용량 (capacity)을 증가시키는 기법으로 전송 파워 조절 기법이 주목받고 있다. 무선 패킷 망에 전송 파워 조절 기법을 적용할 때 전송 파워의 세기에 따라 공평한 전송성능을 보장하지 못하고 기아상태에 이르는 전송 불공평성 문제가 지금까지 깊이 연구되지 않고 있다. 이에 본 연구에서는 전송 파워의 세기에 따른 성능 불공평성을 경쟁자 수의 차이에 의한 불공평한 매체 접근 기회에 있음을 분석을 통해 보이고 불공평성을 해결하기 위한 간단한 물리-맥 (PHY-MAC) 계층 간 접근법을 제안한다.

Abstract

In wireless packet networks, energy and wireless resource efficiency is critical issue to addressed for wide deployment. To achieve the both goals of saving the mobile station's energy and increasing the wireless capacity, transmission power control is introduced to wireless packet networks. In the transmission power controled networks, it is not deeply studied on unfairness among transmissions with different power levels that reaches starvation. Through the performance analysis, this paper explains the throughput unfairness of high power transmission with the unfair media access probability owing to the contending node number difference and proposes a simple PHY-MAC cross layer approach.

Keywords: Green computing, transmission power control, media access unfairness, wireless data network

I. 서 론

그린 컴퓨팅 (green computing)을 비롯한 에너지 절약 기법은 이미 다양한 분야에서 미래 지향적인 주제로 세계적인 주목을 받고 있다^[1~2]. 무선 패킷 망에서는 전

송 파워를 조절 (transmission power control, TPC)을 통해 일차적으로 무선기기의 전송 파워 소모를 절감하고 이차적으로 망의 전송 효율을 높여 전송 대기시간을 줄이고 파워절감모드 (power save mode)로 들어감으로써 전체적인 에너지 낭비를 줄이는 기법이 연구되고 있다. 특히 TPC가 주목받는 또 다른 이유는 무선랜 (WLAN)이 폭발적으로 확산되는 과정에서 형성된 고밀도 망 (chaotic network^[3])의 성능에 관건인 간섭 (interference)을 줄이고 공간 재활용을 통해 용량 (capacity)을 증가시킬 수 있는 단순하고 강력한 기법이 때문이다^[4]. 그러나 높은 파워를 사용하는 전송은

정회원, 서울대학교
(Seoul National University)

* 이 논문은 2006년 정부재원으로 학술진흥재단 (교육인적자원부 연구구성사업비) 지원을 받아 연구되었음 (KRF-2006-511-D00324).

접수일자: 2010년8월12일, 수정완료일: 2010년10월15일

작은 파워에 비해 전송 기회가 장기적으로 불공평하게 주어지는 문제가 있다. 전송기회의 불균형이 심한 경우 무선 노드가 기아상태 (starvation)에 이르게 되어도 자신의 상태를 무선을 통해 다른 노드에게 알릴 방법이 없기 때문에 문제가 어려워진다^[5]. 본 연구를 통해서 전송 파워에 따른 매체 접근 기회 및 링크별 성능을 분석하여 고출력 (high power) 전송이 저출력 (low power) 전송에 비해 불공평한 원인을 설명하고 물리-맥 계층간 (cross-layer) 기법을 제시하였다.

본 논문은 II장에서 전송 파워 조절의 필요성과 한계 및 기존 연구를 설명한다. III장에서 성능 분석을 통한 전송파워에 따른 매체 접근 불공평성의 원인을 규명하고 IV장에서는 이를 해결하기 위한 기법을 제안하고자 한다. V장에서 결론을 맺고 향후 과제에 대해 논한다.

II. 무선 패킷방에서의 전송 파워 조절

1. 전송 파워 조절의 필요성

무선 패킷망에서 무선 자원과 단말의 배터리 전력을 효율적으로 사용하기위해 전송 파워 조절 기법이 제안되었다. 이는 기존 무선랜이나 애드혹 (ad-hoc) 망 혹은 센서 망 등에서 전송 거리에 상관없이 고정된 전송 파워를 사용하는 것과는 달리, 전송 거리나 채널 품질에 따라 수신 측에서 성공적인 디코딩 (decoding)에 필요한 만큼의 파워로 전송하는 기법이다. 전송 파워 조절을 통해 망 용량 증대와 에너지 절약이 가능하다. 필요 이상의 전송파워를 사용하는 일이 없으므로, 많은 전송에 있어 간섭 영역 (interference area)과 미디어 점유 영역 (medium busy area)이 줄어들게 되고 결국 플로어 내에서 동시에 전송 가능한 링크의 수가 증가한다. TPC는 이와 같은 효율적인 공간 재활용 (spatial reuse)을 통해 무선 패킷 망의 용량을 향상 시킬 수 있다. 또한 필요한 만큼의 전력으로 전송하기 때문에 전송 전력의 소모가 작은 것은 기본이고, 오버히어링 (overhearing)해야 하는 노드의 수도 줄어들게 되므로 두 가지 방면에서 전력 소모를 줄일 수가 있다^[6].

그림 1에서 전송 거리와 무관하게 고정된 파워로 전송하는 경우 백색 실선 원으로 표시된 전송 영역에 있는 노드 G는 물론 다음 백색 동심원인 간섭 영역 안에 있는 노드 C, D, E, F도 전송을 하지 못하고 있다. 반면 전송 거리에 필요한 만큼의 파워로 전송할 때 노드 C, D, E, F가 동시에 전송하는 것이 가능하다. 그림 1의

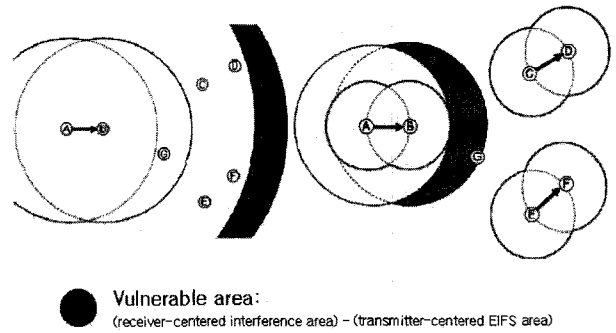


그림 1. 전송 파워 조절이 무선 패킷망의 용량에 미치는 영향

Fig. 1. Effect of transmission power control on wireless packet network capacity.

회색 영역은 위험 영역 (vulnerable area^[7])로 해당 영역에 들어가는 노드가 전송을 시도 할 경우 진행 중인 전송의 수신을 방해하게 된다. 위험 영역은 수신 노드를 중심으로 한 간섭 영역에서 송신 노드를 중심으로 한 EIFS (extended inter-frame space) 보호 영역을 뺀 것이다. 어떤 수신 노드의 간섭 영역 안에서 전송은 인어날 경우 해당 수신은 방해를 받게 된다. 이 영역은 수신 측에서 받는 수신 시그널 크기에 대해 디코딩할 수 있는 노이즈 파워의 크기인 SNR 임계값 (signal to noise ratio threshold)에 따라 간섭 노드의 전송 파워와 시그널 감쇄를 고려해 결정된다. EIFS는 캐리어 센싱은 가능 하나 디코딩이 안 되는 영역의 노드가 캐리어 센싱을 했을 때, 진행 중인 전송이 끝난 후 EIFS 기간만큼 더 쉬고 전송 백오프를 진행하는 것으로, EIFS를 사용하면 RTS/CTS 영역 밖의 노드로부터 Ack 전송까지 보호할 수 있게 된다.

2. 가변 거리 히든 터미널 문제

전송 파워의 조절을 통해 공간 재화용이 가능하지만, 전송 파워 조절을 하면 무선 플로어는 다양한 전송 거

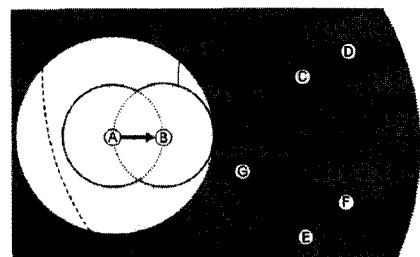


그림 2. 가변 거리 히든 터미널 문제

Fig. 2. Variable range hidden terminal problem.

리가 뒤섞이게 된다. 이렇게 되면 공간 재활용은 전송 링크의 크기 편차 작을 때보다 히든 터미널 (hidden terminal)로 인한 성능 저하가 급격해진다. 이것이 그림 2에서 설명하고 있는 가변 파워 (variable-range hidden terminal) 문제이다.

그림 2에서는 그림 1에 비해 위험 영역의 크기가 큰데 이는 그림 1에서는 링크(C, D)와 같이 낮은 파워의 전송에 대한 위험 영역을 도식했기 때문이고, 그림 2에서는 링크(C, F)처럼 높은 파워를 쓰는 전송에 대한 위험 영역을 도식했기 때문이다. 다시 말해, C는 A, B간의 전송 존재에 대해 알지 못하므로, A, B 간의 전송을 방해하는 가변 거리 히든 터미널이 된다.

3. 기존 연구

가변 거리 히든 터미널 (variable-range hidden terminal) 문제를 해결하기 위한 대표적인 방법들로 Pmax RTS/CTS 기반 방식과 밴드 밖 (out-band) 및 밴드 내 (in-band)에서 제어를 하는 간섭 인식 (interference aware) 방식이 있다. 최대 파워를 사용한 RTS/CTS 기반의 기본 방식은 가변 거리 히든 터미널 문제를 해결하지만, 최대 파워를 이용해 플로어를 예약했기 때문에 공간 재활용을 할 수 없다.

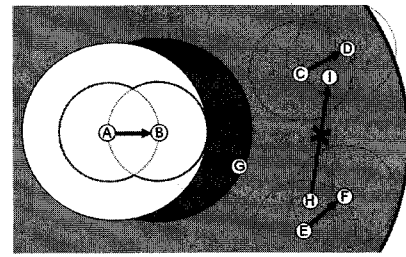
그 외에 간섭을 고려한 간섭 인식 (interference aware) MAC 기법이 주류를 이루는데, 제어를 밴드 내 [8~10]에서 하느냐 밴드 밖 [4, 7, 11]에서 하느냐에 따라 구분할 수 있다. 그림 2의 노드 B가 자신의 최대 간섭 영역에 있는 모든 노드들에게 간섭 여유를 공지하는 것이 간섭 인식 MAC 원리이다. 간섭 여유란 노드 B가 성공적인 수신을 위해 감당할 수 있는 노이즈 파워의 크기로, 노드 B의 간섭 영역 내에서는 간섭 여유 내에서 전송 파워가 정해진다. 따라서 그림 2의 C, F 간 전송은 미뤄져 기존 전송을 방해하지 않고, 간섭이 작은 C, D 및 E, F간 전송은 가능하게 된다.

II. 고출력 전송의 불공평성

본장에서는 고출력 전송의 불공평성에 대한 고찰과 함께 성능 분석을 통한 원인을 규명하고 한다.

1. 고출력 전송의 불공평성

간섭 인식 (interference aware) MAC 방식의 경우 플로어를 크고 작은 거리를 갖는 전송들로 빈틈없이



● Short-range Vulnerable area ● Long-range Vulnerable area

그림 3. 고출력 전송의 불공평성

Fig. 3. Unfairness of high-power transmission

매워 효율적인 공간 재활용이 가능해진다. 그러나 고출력 전송과 저출력 전송이 공유 스펙트럼을 잡기위해 경쟁하는 경우, 대부분 저출력 전송을 쓰는 단 거리 전송이 플로어를 차지하게 되는데, 이를 고출력 전송의 불공평성 (high power transmission unfairness) 혹은 장거리 전송이 대표적인 고출력 전송이라는 점을 고려해 장거리 전송 불이익 (long-range transmission disadvantage) 이라고 하자. 이 불공평성 문제는 간섭 인식 MAC 기법의 문제라기보다는 고출력 전송과 저출력 전송이 동일 공간에서 경쟁할 때 일반적으로 저출력 전송이 유리한 현상을 말한다.

그림 3에서 진한 회색은 C, D간 전송이나 E, F간 전송처럼 단거리 전송에 대한 수신 노드 B의 위험영역으로 그 구간에 들어가지 않는 C, D간 전송이나 E, F간 전송은 A, B간 전송과 동시에 이루어 질 수 있다. 연한 회색 구간은 H, I 간 전송처럼 장거리 전송에 대한 수신 노드 B의 위험 영역으로 이 구간 안에 들어 가 있는 H, I 간 전송은 A, B 간 전송이 끝날 때까지 이루어지지 않는다. 그러나 A, B간 전송이 끝났다하더라도 A, B가 전송하고 있는 동안 새로 전송을 시작한 C, D 간 전송이나 E, F간 전송이 계속 되고 있다. 면 그들의 위험 영역에 들어가는 H, I 간 전송은 다시 연기되어야 한다.

이런 식으로 전송기회의 우선순위가 단 거리 전송에게 주어지다 보면, 결국 단거리 전송이 장거리 전송에 비해 더 많은 기회를 갖게 된다.

2. 시스템 모델

본 연구는 CSMA/CA 기반의 무선 패킷망을 가정한 다. 네트워크 내의 노드들은 최대 전송 거리 내에 있는 노드들과 전송이 가능하다. 채널은 거리 d에 따라 신호 강도가 감쇄하는 pass loss model을 사용하여 수신 신호 강도, $P_r = P_t G_t G_r h_t^2 h_r^2 / d^k$ 이다. G와 h는 송수신

측에서의 안테나 이득 (gain)과 안테나의 높이로 상수이다.

전송에 앞서 채널을 센싱하는데, 송신 신호의 크기가 특정 임계값 (threshold), P_{CS} 를 넘게 되면 무선 채널을 사용 중인 노드가 있는 것으로 판단해 전송 시도를 지연시킨다. 상시 채널 모델에서 상수를 α 로 놓고 P_r 을 P_{CS} 로 하면 캐리어 센싱 (carrier sensing) 거리, $R_{CS} = (\alpha P_t / P_{CS})^{1/k}$ 를 구할 수 있다^[12].

수신측에서 수신 민감도 (receiver sensitivity), S 이 상의 파워로 들어올 경우에만 수신을 시작하기 때문에 전송거리, $R_t = (\alpha P_t / S)^{1/k}$ 이다^[12].

또한 무선 수신측에서 시그널 대 간섭 비율 (signal to interference ratio, SIR)를 넘을 경우 디코딩에 성공할 확률이 매우 높아지게 되는데, 이를 이용하여 간섭 거리 (interference range), $R_{intf} = SIR^{1/k} \cdot d$ 를 구할 수 있다^[12].

장기 불공평성 (long term unfairness)을 야기하는 EIFS는 배제시키고^[13] 라우팅 (routing)을 하지 않는 단일 합 플로우를 가정해 MAC 계층 성능을 분석한다. 또한 포화 트래픽 (saturated traffic)을 가정하므로 모든 노드는 백로그 (backlog)되어 있다. 노드의 분포는 람다 (λ)의 밀도로 포아송 포인트 과정 (Poisson point process)을 따를 때 영역 A 의 공간에 k 개의 노드가 분포할 확률은 식 1과 같다^[8].

$$P[k \text{ nodes in } A] = e^{-\lambda A} \frac{(\lambda A)^k}{k!} \quad (1)$$

이 때, 유한 공간의 경우 포아송 포인트 과정은 랜덤 분포 (random distribution)와 동일하며 대규모 망에서 두 분포는 동일 사용가능하다. 또한 일반성에 어긋나지 않으므로 람다를 1로 가장한다. 따라서 식 1에 따라, 단위 밀도를 갖는 포아송 랜덤 망에서 어떤 노드와 그 노드에서 가장 가까운 노드 간의 거리 R 이 r 보다 클 확률은 A 가 $\theta \cdot r^2 / 2$ 이므로 식 2와 같다.

$$P[R > r] = \exp(-r^2 \phi / 2) \quad (2)$$

식 2는 (complementary cumulative distribution)이므로 R 은 평균이 $(\pi / 2 \cdot \theta)^{1/2}$ 인 레일레이 (Rayleigh) 분포를 따른다고 할 수 있다.

예를 들어 2단계의 파워 레벨을 가정한다고 할 때, 식 2를 이용해 파워레벨 1과 레벨 2를 나누는 거리 r_1 이 주어지면, 세타 (θ)는 $2 \cdot \pi$ 이므로 노드가 사용

할 파워레벨의 확률 $P_x(r)$ 을 식 3과 같이 계산할 수 있다.

$$\begin{aligned} P_x(r_1) &= P[P_{tx} = P(r_1)] = 1 - \exp(-A(r_1)), \\ P_x(r_2) &= 1 - \exp(-A(r_2)) - P[P_{tx} = P(r_1)], \quad r_1 < r_2. \end{aligned} \quad (3)$$

이때, $A(r)$ 은 반지름이 r 인 영역의 넓이다. 식 4와 같이 네트워크의 연결성을 보장하기 위해서 적어도 상위 파워 레벨을 사용할 때 전송할 수 있는 거리 r_2 안에 노드가 하나 이상 존재한다는 조건부 확률을 이용하면 보다 정확한 값을 얻을 수 있다.

$$\begin{aligned} P_x(r_1)' &= P_x(r_1) / (1 - \exp(-A(r_2))), \\ P_x(r_2)' &= P_x(r_2) / (1 - \exp(-A(r_2))), \quad r_1 < r_2 \end{aligned} \quad (4)$$

3. 성능 분석

분석 모델은 네트워크가 주어졌을 때 전송 모델과 수신 모델로 이루어진다. 이터레이션을 돌면서 전송 모델을 통해서 채널 점유 타임 (channel busy time)을 반영하고 수신 모델을 통해 충돌 확률 (collision probability)을 반영하여 각 노드의 성능 (throughput)을 점진적으로 구한다. 그림 4는 기본 이터레이션 과정이며 그림 5는 그림 4의 이중 박스를 친 람다와 타우 (τ)를 구하는 과정을 구체화한 것이다. 네트워크가 G 가 주어지면 각 노드를 기준으로 캐리어 센싱 영역내의 노드에 대해서 충돌 그래프, C 를 구한다. 그 후 각 C 에 대해 람다와

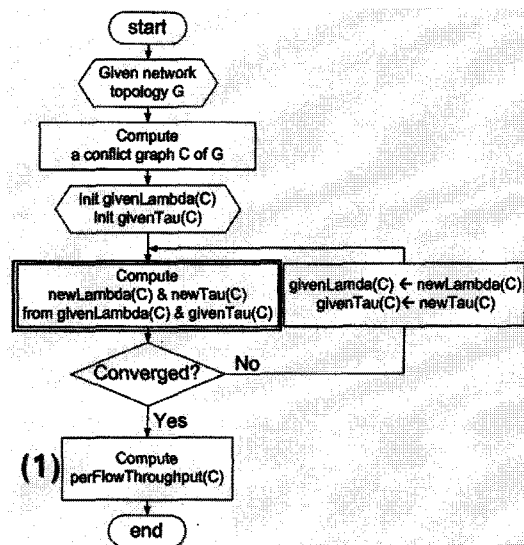


그림 4. 기본 동작 흐름도
Fig. 4. Basic flowchart.

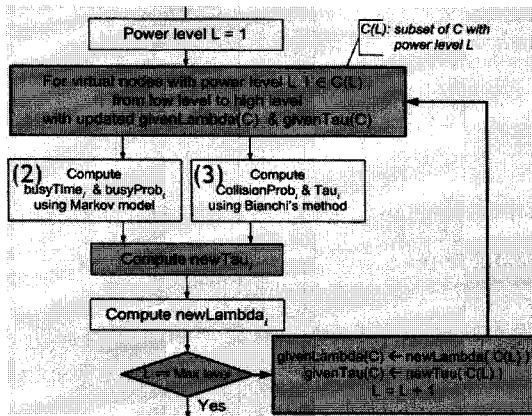


그림 5. 그림 4의 세부 동작
Fig. 5. Operation detail of Fig. 4.

타우를 초기화 한 후 새로운 람다와 타우를 계산한다. 그림 5의 (2)와 (3)에서 구한 점유 타임과 점유 확률 (busy probability)을 이용해 타우와 람다를 갱신하는 과정을 반복하고 구해진 값이 수렴하면 과정이 끝난다. 이때 망 성능에 영향이 큰 전송 파워가 낮은 링크를 먼저 계산하면 이터레이션 횟수를 줄일 수 있다.

성능은 Knightly^[13] 등의 기존 연구에서와 같이 식 5와 같이 정의하고, 각 노드의 입장에서 채널을 관찰했을 경우를 가정한다. 멀티 홉 망에서는 노드들이 경험하는 무선 채널의 상태가 모두 상이하기 때문에 싱글 홉 망에서와 같이 채널 자체를 분석할 수가 없기 때문이다. 식 5에서 채널 접근 확률 (channel access) 과 충돌 확률, 점유 확률을 다음 항의 과정을 통해서 구할 수 있다.

$$T_p = \frac{\tau'(1-p) \cdot 1}{\tau'(1-p)T_s + \tau'(p)T_c + (1-\tau')(1-b)T_{slot} + (1-\tau')bT_B}$$

- τ : conditional access probability given that slot is idle
- τ' : channel access probability taking the total busy time as one slot
- p : conditional collision probability given that the node accesses the channel
- b : conditional busy probability given that the node is not transmitting

(5)

가. 전송 모델

전송 모델의 목표는 식 5에서 평균 점유 타임, T_B 를 구하는 것이다. 이를 위해 각 경쟁 그래프 (contention graph) 마다 전송중인 링크들의 집합을 마코프 (Markov) 모델로 정의하고 채널의 아이들(idle) 확률을 구한다. $\bar{T}_i : \bar{T}_{basic} = \pi(\phi) : 1 - \pi(\phi)$, where $\bar{T}_i = (\frac{1}{\tau} - 1) \cdot T_{slot}$ 관계를 통해 T_B 를 구할 수 있다.

실제 점유 타임이 몇 번에 걸쳐 일어났는가에 따라

DIFS가 반영되는 횟수가 결정되기 때문에 점유 타임이 일어난 횟수가 필요하며 식 6에 따라 구할 수 있다.

$$\bar{T}_B = \bar{T}_{Basic} + n_B \cdot T_{DIFS}, \text{ where } n_B = \left(\frac{1}{\tau} - 1\right) \cdot \sum_b M(\phi, b) \tag{6}$$

이때 M은 간섭 구간에 따라 결정되는 간섭 중첩층 (interference cumulation tier)내의 노드를 포함한 상태 transition model에서 아이들 상태 (idle state)에서 다른 모든 상태로 가는 확률을 합한 것이다.

상태 천이 모델 (state transition model^[14])은 각 노드 관점에서 본 채널의 상태로 각 상태는 캐리어 센싱 range 내의 on-going transmission이다. 각 conflict graph마다 c개의 transmission이 존재할 때, 가능한 상태의 수는 2^c 개가 된다. 이는 기존 연구의 상태수를 대폭 줄여 계산 횟수를 $f(2^N)$ 혹은 $f(2^{C/2}) \cdot N$ 에서 $f(2^C) \cdot N$ 으로 줄인 것으로 c와 N을 기존 값에 비해 더 줄일 수 있다. 상태 천이 확률 (state transition probability)은 식 7과 같이 정의할 수 있다.

$$M_i(A, B) = \prod_{m \in \bar{A} \setminus B} P_{00}(m | C_i(A)) \prod_{m \in \bar{A} \cap B} P_{01}(m | C_i(A)) \prod_{m \in A \setminus B} P_{10}(m | C_i(A)) \prod_{m \in A \cap B} P_{11}(m | C_i(A)) \tag{7}$$

식 7에서 P는 그림 6에 보인 바와 같이 각 링크가 mode를 바꿀 조건부 확률이다. P00 은 다음 타임 슬롯 (time slot)에서 아이들 (idle) 상태를 유지할 확률, P11 은 전송을 유지할 확률, P10은 전송을 마칠 확률, P01은 전송을 새로 시작할 확률이다. 예를 들어 노드 i의 conflict graph에 노드 n1, n2, n3이 있고 식 8에서와 같이 상태 n1에서 상태 n2로 바뀔 확률을 구한다고 하자. 이때, n3은 아이들 상태를 유지해야 하는데, 이 때 이미 캐리어 센스 영역 내의 n1이 전송 중에 있었으므로 그것을 조건부로 n3이 아이들 상태를 유지할 확률을 계산

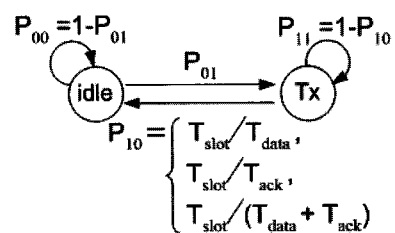


그림 6. 개별 모드 전환
Fig. 6. Individual mode transition.

해야한다. 나머지 확률도 같은 원리를 따른다.

$$M_i(n1, n2) = \prod_{m \in (n3)} P_{00}(m | C_i(n1)) \prod_{m \in (n2)} P_{01}(m | C_i(n1)) \prod_{m \in (n1)} P_{10}(m | C_i(n1)) \prod_{m \in (p)} P_{11}(m | C_i(n1)) \quad (8)$$

P00, P10, P11은 그림 6에 주어진 식으로 구할 수 있으며 P01은 식 9와 같다.

$$P_{01}(m | C_i(A)) = \text{Pr}[\text{Channel is idle \& BackoffCnt}=0 \& m \text{ has data to transmit}] = \prod_m \tau_{m|n \in N(A \cap B) \cap N(m)} \cdot Q(m) \quad (9)$$

P01은 Ci(A)조건 외에 채널이 아이들이고 백오프 계수기(backoff counter)가 0이고 전송할 패킷이 있을 때 비로소 전송을 할 수 있다. 여기에서 N(X)는 X의 캐리어 센스 영역 내의 노드의 집합이고, Q(X)는 X가 패킷을 가지고 있을 확률로 포화 (saturation)된 경우 1이다. 이를 확장하면 트래픽 량을 조절하여 성능을 분석할 수 있다.

이때, $\tau_{m|n \in N(A \cap B) \cap N(m)}$ 는 노드 m의 조건부 채널 접근 확률로 조건은 n이 아이들인 경우이다. 예를 들어 노드 i의 캐리어 센싱 영역에서 서로 이웃하지 않는 n1과 n2의 공동 이웃 n3이 있을 때, 상태 {n1}에서 상태{n1, n2}로 상태 전환을 할 확률을 구하려면, n1과 n2의 공동 이웃인 n3이 n이 되어, $\tau_{n2|\{n3\}}$ 을 구하면 되는데, n3은 n1에 의해 채널 접근이 불가능 한 상태이므로 n2의 채널 접근 확률은 n3이 아이들인 조건부 확률을 구해야 한다. 이때 타우는 충돌 확률, p에 따라 결정되는데, lili 등의 기존 연구에서처럼 식 10과 같이 구할 수 있다^[14].

$$\tau = \frac{2q(1-p^{m+1})}{q(1-p^{m+1}) + W_0[1-p-p(2p)^{m'}(1+p^{m-m'}q)]} \quad (10)$$

여기에서 $q=1-2q$ 이고, m은 최대 재전송 한계 (maximum retry limit), m'는 최대 백오프 단계 (maximum backoff stage), W0은 최소 윈도우 크기 (minimum window size)이다.

나. 수신 모델

수신 모델에서는 전송한 패킷이 충돌이 일어날 확률을 식 11에 의해 구하는 것이 가장 중요한 목표이다.

$$p(i) = 1 - \prod_{j \in C_{synch}(i)} [1 - p_{synch}(i, j)] \cdot \prod_{j \in C_{asynch}(i)} [1 - p_{asynch}(i, j)] \quad (11)$$

충돌 (collision)은 크게 동기(synchronous) 충돌과 형성 (coordinated) 충돌로 나눌 수 있다. 동기 충돌이란 두개 이상의 노드가 동시에 전송을 시도해 발생한 충돌로 백오프 계수기가 0에 도달해 캐리어 센싱을 할 당시에는 채널이 클리어 했기 때문에 전송을 시도한 경우로 노드가 전송을 시도 했을 때 충돌이 일어날 조건부 확률을 식 12와 같이 구할 수 있다.

$$P_{synch}(i, j) = I_{(j|n \in N(i) \cap N(j))} \tau_{(j|n \in N(i) \cap N(j))} \quad (12)$$

이때 I(j|n)은 노드 모든 n이 전송하고 있지 않을 때 j도 아이들일 조건부 확률이다. 노드와 충돌을 일으키는 영역은 노드의 캐리어 센싱 영역과 수신측의 간섭 영역이 교차하는 영역이다.

동기 충돌은 전송 노드가 캐리어 센스 영역 밖에 있어서 일어나는 히든 터미널 (hidden terminal) 충돌로 물리 히든 충돌 (physical hidden collision)과 프로토콜 히든 충돌 (protocol hidden collision)로 나눈다. 전자는 수신측의 간섭 영역 내에 있어서 물리적인 충돌을 야기 하는 경우이고, 후자는 수신측의 캐리어 센스 영역에 있기 때문에 수신측이 MAC 계층 제어 메시지인 Ack이나 CTS를 보내지 못해 발생하는 충돌이다.

이들은 세부 동작은 다르나 같은 모델을 이용해 충돌 확률을 구할 수 있다. 노드의 충돌확률을 구하기 위해 각 노드의 아이들 시간 (idle time), T_{off}는 지수분포 (exponential)를 따른다고 가정하면 노드i가 각 노드가 채널이 비어 있는 기간에 전송을 시작해 전송을 끝낼 때에만 충돌을 피할 수 있음을 알 수 있다. 이를 수식으로 정리하면 식 12와 같다.

$$P_{asynch}(i, j) = 1 - \frac{\overline{T_{off}(j)}}{T_{on}(j) + \overline{T_{off}(j)}} e^{-\frac{T_w(i)}{\overline{T_{off}(j)}}} \quad (13)$$

이때, $\frac{T_{on}(j)}{T_{on}(j) + \overline{T_{off}(j)}} = \lambda_{(j|n \in N(i) \cap N(j))}$.

그림 7에서 보인 동기 충돌에 연관된 수신 노드들과 전송 노드들의 관계에 따라 8가지 경우로 표1과 같이 정리 할 수 있다. 이들 상세 값을 식 18에 적용하여 각각의 경우에 대해 충돌률을 계산할 수 있다.

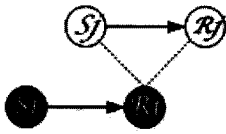


그림 7. 동기 충돌에 연관된 노드들
Fig. 7. Related nodes with synchronous collision.

표 1. 8 가지 동기 충돌에서 Ttx 와 Ton
Table 1. Ttx and Ton in 8 cases of synchronous collision.

R_i, S_j	R_i, R_j	T_{tx}	T_{on}
Phy. hidden	Phy. hidden	$T_{SPS} + T_{Data} + T_{SPS} + T_{ACK}$	$T_{Data} + T_{SPS} + T_{ACK}$
	Prot. hidden	$T_{SPS} + T_{Data} + T_{SPS}$	$T_{Data} + T_{SPS} + T_{ACK}$
	Out of range	$T_{SPS} + T_{Data}$	T_{Data}
Prot. hidden	Phy. hidden	$T_{SPS} + T_{ACK}$	$T_{Data} + T_{SPS} + T_{ACK}$
	Prot. hidden	T_{SPS}	$T_{Data} + T_{SPS} + T_{ACK}$
	Out of range	T_{SPS}	T_{Data}
Out of range	Phy. hidden	$T_{SPS} + T_{ACK}$	T_{ACK}
	Prot. hidden	T_{SPS}	T_{ACK}

다. 수리적 결과

그림 8은 단순한 토폴로지에서의 분석 결과로 시뮬레이션과 거의 동일한 성능을 보인다. 여기에서 중요한 것은 TPC 불공평성 문제가 기존 IEEE 802.11 불공평성 문제의 확장된 개념이라는 점이며 경쟁노드의 수에 따라 그 정도가 결정됨을 알 수 있다.

그림 9는 일반적인 토폴로지에서도 전송 파워 조절시 성능 분석 결과로 시뮬레이션과 최악의 경우 평균 9.82%의 오차를 보였다. 특히 링크 5, 24, 1의 경우 가장자리 현상 (가장자리 현상)의 영향으로 고출력 전송 임에도 불이익을 받지 않았다. 경쟁하는 이웃 노드의 수에 따라 채널 접근률이 달라지는 것을 확인할 수 있었는데 고출력 전송의 경우 이미 전송 중인 노드들을 방해하지 않기 위해 결과적으로 캐리어 센싱 영역이 커야 하며, 커진 만큼 경쟁 노드 수가 늘어나면서 전송 기회가 불공평해졌다. 특히 포화 트래픽 (saturated

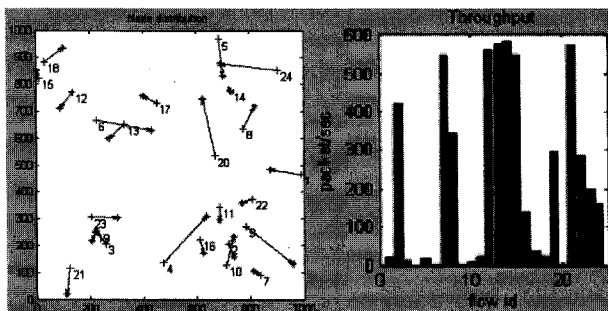


그림 8. 단순한 토폴로지에서의 성능 분석 결과
Fig. 8. Simple topology results.

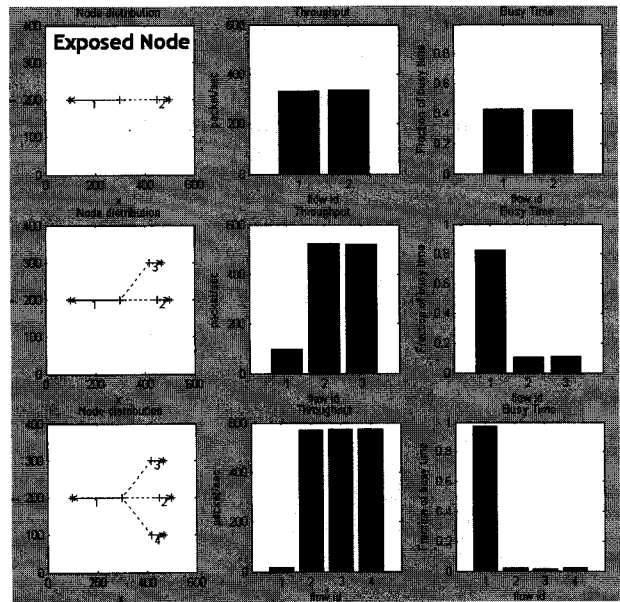


그림 9. 일반적인 토폴로지에서의 성능 분석 결과
Fig. 9. General topology results.

traffic)을 가정하였기 때문에 고출력 전송의 경우 가장자리 현상 외 대부분의 링크에서 가아상태를 겪는다.

IV. 비지 톤 예약 기법

이와 같은 고출력 전송 불공평성 문제를 해결하기 어려운 이유는 가아상태를 겪고 있는 노드들이 자신의 상태를 알리는 것이 힘들기 때문이다. 이미 가아상태에 빠져있어서 컨트롤 메시지를 보내기 위해 채널을 접근하는 것도 불가능하기 때문이다. 만약 이 문제를 해결하기 위해 제어를 위한 채널을 따로 사용할 경우, 채널 효율성이 떨어짐은 물론 제어 채널의 성능에 전체 성능이 제한되는 단점이 있다. 따라서 이미 가아상태에 들어간 노드가 단일 채널 내에서 분산된 제어를 통해 가아상태를 극복하는 분산 프로토콜을 제안하고자 한다.

비지 톤 예약 (busy tone reservation) 기법은 고출력 전송 불공평성은 물론 캐리어 센싱 되는 노드의 차이에서 발생하는 중간 플로우 (flow in the middle, FIM)^[13] 문제에도 적용 가능한 방법이다. 이들 문제의 공통점은 각 전송 노드가 캐리어 센싱 하는 영역에 있는 경쟁 노드의 수가 다르다는 것인데, 비지 톤 예약을 통해 캐리어 센싱 되는 노드의 수를 가능한 동일하게 맞춰주는 것이 핵심이다. 그림 10은 비지 톤 예약에서 캐리어 센스 수준 (degree)을 맞추는 원리를 보여주고 있다. 기본적인 A, B, C 노드로 구성된 FIM 토폴로지에서는 노드

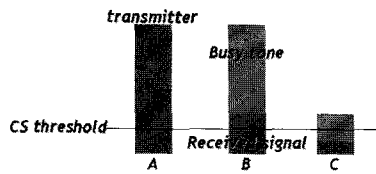


그림 10. 비지 톤 예약 기법의 원리
Fig. 10. Concept of busy tone reservation.

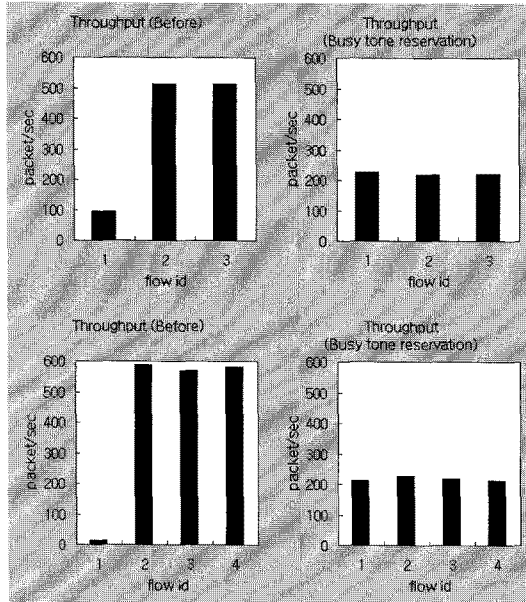


그림 11. 비지 톤 예약 기법의 성능
(그림 8의 2, 3번째 토폴로지 적용)
Fig. 11. Performance of busy tone reservation.
(Fig. 8 2nd and 3rd topology)

A와 C는 서로 캐리어 센싱이 되지 않을 때 중간에 자리한 노드B가 이들의 캐리어 센싱을 도울 수 있는 있는 만큼의 비지 톤을 전송하여 노드 A와 C가 서로 캐리어 센싱할 수 있게 된다. TPC로 일반화하면, 고출력 전송은 캐리어 센싱 영역 내에서 전송 중인 노드들을 방해하지 않을 만큼의 작은 비지 톤으로 출발해 일정 영역이 예약되면 다시 좀 더 비지 톤의 크기를 키워 캐리어 센스 영역을 모두 reserve할 때까지 확장해 간다. 이 과정에서 전송 영역 내에서 새로운 저출력 전송이 시작하지 못하기 때문에 한 노드가 전송을 마치면 그만큼의 power를 증가시켜 채널 플로어를 예약할 수 있게 된다. 이를 그림8의 간단한 토폴로지에서 시뮬레이션한 결과 그림 11과 같은 성능을 얻었다.

V. 결 론

무선 패킷 네트워크에서 전송 파워를 조절할 때, 고

출력 전송이 불공평한 전송 기회를 얻는 것은 저출력 전송에 비해 경쟁 노드의 수가 많기 때문으로 분석을 통해 확인하였다. 따라서 기존의 FIM 문제를 가변 파워 환경으로 일반화시킨 문제로 이해할 수 있다. 또한 본 불공평성 문제를 해결하기 위해 비지 톤 예약 기법의 프레임워크를 제안하였으며 본 기법은 기존 FIM 문제 해결에 적용 가능하다. 비지 톤으로 인한 간섭을 고려해 대규모의 멀티홉 네트워크에 적용 가능한 확장성 높은 알고리즘 연구가 향후 과제로 진행 중이다.

참 고 문 헌

- [1] 정성인, 이승민, 이효성, 이홍호, “무선전력통신 시스템의 저전력화를 위한 기술적 개선방안,” 대한전자공학회논문지, 제47권 TC편 제1호, 53쪽-57쪽, 2010년 1월.
- [2] 배진현, 김건욱, “대규모 센서 네트워크에서의 에너지 효율성을 고려한 MAC 프로토콜,” 대한전자공학회논문지, 제44권 CI편 제3호, 31쪽-36쪽, 2007년 5월.
- [3] A. Akella, G. Judd, S. Seshan, and P. Steenkiste, “Selfmanagement in chaotic wireless deployments,” in Proc. of ACM International Conference on Mobile Computing and Networking, Cologne, Germany, 28 August-2 September, 2005.
- [4] M. Krunz and A. Muqattash and S.-J. Lee , “Transmission power control in wireless ad hoc networks: challenges, solutions and open issues,” IEEE Network, vol. 18, no.5, pp. 8-14, September-October. 2004.
- [5] Kawadia, V.; Kumar, P.R., “Principles and protocols for power control in wireless ad hoc networks,” IEEE JSAC. vol. 23, no. 1, pp. 76-88, January, 2005.
- [6] S. Narayanaswamy, V. Kawadia, R. S. Sreenivas, and P. R. Kumar, “Power control in ad-hoc networks: theory, architecture, algorithm and implementation of the COMPOW protocol,” in Proc. of Euro. Wireless, pp. 156-162, 2002.
- [7] A. Muqattash and M. Krunz, “Power Controlled Dual Channel (PCDC) Medium Access Protocol for Wireless Ad Hoc Networks,” in Proc. of IEEE INFOCOM, pp. 470-80, San Francisco, CA, USA, March 30 - April 3, 2003.
- [8] Muqattash, A.; Krunz, M., “POWMAC: a single-channel power-control protocol for throughput enhancement in wireless ad hoc networks,” IEEE JSAC, vol. 23, no. 5,

pp.1067-84, May 2005.

- [9] E.-S. Jung and N. H. Vaidya, "A power control MAC protocol for ad hoc networks," in Proc. of ACM International Conference on Mobile Computing and Networking, pp. 36-47, Atlanta, Georgia, USA, September 23-28, 2002.
- [10] V. Kawadia and P. R. Kumar, "Power control and clustering in ad hoc networks," in Proc. of IEEE INFOCOM, pp. 459-469, San Francisco, CA, USA, March 30 - April 3, 2003.
- [11] S.-L. Wu, Y.-C. Tseng, and J. P. Sheu, "Intelligent Medium Access for Mobile Ad Hoc Networks with Busy Tones and Power control," IEEE JSAC, vol. 18, no. 9, pp. 1647-57, 2000.
- [12] K. Xu, M. Gerla, and S. Bae, "How effective is the IEEE 802.11 RTS/CTS handshake in ad hoc networks?," in Proc. of IEEE GLOBECOM, vol. 1, pp. 72-76, Taipei, Taiwan, November 17-21, 2002.
- [13] J. Shi, O. Gurewitz, V. Mancuso, J. Camp, and E. Knightly, "Measurement and Modeling of the Origins of Starvation in Congestion Controlled Mesh Networks," in Proc. of IEEE INFOCOM, Phoenix, Phoenix, USA, April 13-20 2008.
- [14] Yi Li, Lili Qiu, Yin Zhang, Ratul Mahajan, Eric Rozner, "Predictable performance optimization for wireless networks," in Proc. of SIGCOMM, pp. 413-426, Seattle, Washington, USA, August 17 - 22, 2008.

저 자 소 개



이 희 진(정회원)

1997년 광운대학교 전자계산학과
학사 졸업.

2002년 서울대학교 전기.컴퓨터
공학부 석사 졸업

2010년 서울대학교 전기.컴퓨터
공학부 박사 졸업예정

<주관심분야 : 네트워크, 무선통신, 미래인터넷>



김 증 권(정회원)

1981년 서울대학교 산업공학 학사

1982년 Georgia Institute of
Technology M.S. in
Operational Research

1987년 Univ. of Illinois at
Urbana-champaign Ph. D
in C.S.

<주관심분야 : 네트워크, 무선통신, 미래인터넷>