

무선메쉬네트워크에서 지연 성능 보장을 위한 호 접속 제어 방안

정 대 인*

A Call Admission Control Scheme to Guarantee a Required Delay in the Wireless Mesh Networks

Dae-in Jeong*

요 약

본 논문은 무선메쉬네트워크 환경에서 패킷의 지연 보장을 위한 호 접속 제어 방안을 제안하였다. 각 노드에서 클래스별 가용 대역폭을 구하여 지연 성능을 예측하고 이를 기반으로 호 접속 허용 여부를 결정짓는다. 새로운 트래픽 증가로 인해 영향 받는 모든 노드들을 호 접속 제어에 반영하여 기존 트래픽의 지연 성능이 보전되도록 하였다. 그 과정에서 추가적인 메시지 교환 없이 간접 노드들의 가용 대역폭을 효과적으로 관측하는 방안을 제시 하였다. 클래스 간의 차별화된 지연 제어는 큐잉 정책으로 수용하여 MAC 동작을 간결하게 하였다. 컴퓨터 시뮬레이션을 이용하여 제안된 방식의 타당성을 확인하였다. 새로운 호 추가에 따르는 지연 예측이 적절하게 이루어짐을 확인하였고, 호 접속 제어 기능으로 지연 성능이 보장되는 것을 보였다.

Key Words : wireless mesh networks, call admission control, expected delay, MAC, queueing discipline

ABSTRACT

This paper proposes a call admission control scheme for delay guarantee in the wireless mesh networks. The admission of a new call is determined based on the expected delay inferred from the class level available bandwidth at nodes on the path. All nodes under the effects of the new call are considered in designing the call admission control scheme to maintain the delay guarantee of the pre-existing traffic. An effective technique for estimating the available bandwidth of the neighbor nodes is proposed with no addition of message interchanges. The class-level delay control is mainly performed by the queueing discipline while keeping the MAC operation simple. Simulations are performed to show the validity of the proposals. We observe acceptable performances in delay expectation with the addition of new calls. We also show that the proposed call admission control is helpful in guaranteeing the delay performances.

I. 서 론

최근 무선메쉬네트워크와 같은 무선 데이터 통신 기술은 관련 연구개발과 더불어 실생활에도 활발히 적용되는 단계에 있다^[1]. 네트워크 사용자들은 단순

한 접속뿐만 아니라 엄격한 서비스품질 등 다양한 요구를 가질 수 있다. 데이터의 중단 간 지연에 대한 요구가 그 한 예이다. 이를 수용하기 위해서는 지연 요구 수준에 따른 차별화된 트래픽 관리 기능과, 네트워크에 진입되는 트래픽 양을 제어하는 호

* 주저자 겸 교신저자 : 한국외국어대학교 공과대학 디지털정보공학과, djeong@hufs.ac.kr, 중신회원
논문번호 : KICS2012-05-261, 접수일자 : 2012년 5월 23일, 최종논문접수일자 : 2012년 12월 3일

접속 제어(Call Admission Control) 기능이 필요하다. 이 두 기능은 다음과 같이 연관성을 갖는다. 호 접속 제어에 의한 트래픽 양의 제어는 지연 요구를 충족하는 것이 목적이므로 지연 성능을 기반으로 동작한다. 따라서 지연 성능의 분석이 필요한데 지연 성능은 트래픽 관리 기능에 의해 제어된다. 호 접속 제어가 트래픽 관리 방식에 의존적임을 알 수 있다. 따라서 호 접속 제어 방안 연구는 각 노드에서의 트래픽 관리 방식과 연계되어 수행된다. 지연 성능 분석의 관점에서 트래픽 관리 기능은 전송대기 중인 패킷들 가운데 다음 전송할 패킷을 선정하는 방식을 의미하며, 이하 편의상 큐잉 정책으로 표기한다.

본 논문은 새로운 호 접속 제어 방안 설계를 주요 목표로 하며, 상기 분석을 반영하여 다음과 같은 세 가지 사항에 관심을 갖는다. 첫 째는 각 노드의 지연 제어를 위한 큐잉 정책이다. 호 접속 제어 설계에 반영이 용이한 특성을 갖는 큐잉 정책을 모색한다. 둘째는 지연 성능에 대한 예측 방안이다. 새로운 호 수락여부 판정을 위해서 실시간으로 지연 성능을 분석하는 것이 필수적이다. 특히 무선망에서 노드 간의 무선 채널 공유 메커니즘인 MAC 동작의 분석이 필요하다. 셋째는 새로운 호가 주변 노드들에 미치는 영향 분석이다. 무선 환경에서 새로운 호의 경로에 인접한 노드들은 새로운 호의 인입에 따른 영향을 받으므로 이들 노드들의 지연 성능 변화가 호 접속 제어에 반영되어야 한다.

위 세 가지 사항에 대한 본 논문의 접근방법은 다음과 같이 요약된다. 지연 성능 분석을 위해서는 적용된 큐잉 정책에 대한 모델링이 필요한데, 무선 환경에서 큐잉 정책의 모델링은 매우 복잡한 형태를 갖는다. 그 한 예로서, 패킷의 서비스 시간은 MAC 동작으로 인해 간단한 M/M/1 모델을 따르지 않는다.^[2,3] 이를 고려하여, 본 논문은 큐잉 정책에 대해 다음과 같이 접근한다. 우선 클래스별 지연 제어는 큐잉 정책에서 전담하여 MAC 지연의 예측 가능성을 높인다. 이는, IEEE 802.11e MAC 과 같이 클래스에 따라 무선채널 접근성을 차별화하는 MAC 기반 제어^[4]와는 다른 방식이다. 큐잉 정책은 호 접속 제어에 용이하게 반영될 수 있도록 간결한 방식을 취한다. 즉, 각 노드가 클래스별 큐를 설정하지 않고 단일 큐를 운용하면서 지연의 시급성에 따라 서비스 순서를 결정짓는 직관적인 방식을 적용한다. 새로운 호 주변 노드들을 호 접속 제어에 반영하는 방법으로는 추가적인 메시지 사용이 필요

없는 방식을 제시한다. 호 접속 제어를 수행하는 노드에서 확장된 영역^[5]의 채널감지를 활용하는 간접적인 방법이다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 본 논문과 관련된 연구 내용들을 살펴본다. 3장에서는 지연 성능을 분석하고 이를 호 접속 제어에 적용하는 방안 및 간접 노드들의 상태를 호 접속 제어에 반영하는 효과적인 방안을 제시한다. 4장에서는 제안된 방식에 대한 컴퓨터시뮬레이션 결과를 정리하며, 5장에서는 결론을 맺는다.

II. 관련 연구

무선메쉬네트워크에서의 호 접속 제어는 많은 연구에서 제시되어 있다. INSIGNIA^[6]는 호 접속 제어의 새로운 방법을 제시하고 있지만 간접 노드의 고려가 결여되어 있다. [7]에서는 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽에 대한 호 접속 제어를 별도로 구현하였고 hidden 터미널을 고려한 대역폭 예측을 수행하였는데, 역시 간접 노드를 고려하지 않았다. [8]에서는 실측 기반의 중앙제어식 호 접속 제어를 제시하고 있는데 단순히 현재의 지연 성능 정보를 기반으로 대략적인 QoS 제어를 목적으로 한다. [5]의 CACP (Contention-aware Admission Control Protocol)는 호 접속 제어에 미치는 간접 노드의 영향을 중요하게 다루고 있으며 소모되는 시그널링도 다루었다. 새로운 호의 경로 상에 있는 노드들과 간접 영역에 있는 노드들의 가용 대역폭 정보를 모두 반영하여 호 접속 제어가 이루어지며, 호 수락 판정은 노드단위의 가용 대역폭을 기반으로 수행된다. 그러나 노드단위로 수행되는 방식에서는 지연 성능이 클래스 별로 상이하게 주어지는 요구를 수용할 수 없으며, 클래스단위의 큐잉 정책과 호 접속 제어 기능이 지원되어야 한다. 이러한 검토를 배경으로, 본 논문은 다중 클래스 수용이 가능한 큐잉 정책과 더불어 그에 맞는 호 접속 제어 방안을 제시하며, 특히 호 수락 판정 기준을 클래스 단위로 설정한다.

다중 클래스 환경의 지연 성능 분석 방안도 여러 연구에서 제시되어 있다. 다만, 무선망의 특성으로 인해 지연 성능 분석의 어려움이 다음과 같이 확인된다. 각 노드에서 지연은 대기 지연과 서비스 시간으로 구분된다. 서비스 시간은 MAC 동작에 따라 발생하는 기간과 실제적인 패킷 전송 시간의 합이다. 주목할 점은 대기 지연이 서비스 시간에 밀접하게 의존하는 특성으로 인해 서비스 시간의 2차 모

멘트가 대기 지연을 구하는데 중요 변수로 작용함으로써^[9] 분석의 복잡성이 더해진다는 점이다. 또한, 서비스 시간은 이웃 노드들과의 채널 경합을 반영하므로 엄밀한 분석을 위해서는 이웃 노드들에 관한 실시간 정보가 필요하다. [1]은 이를 반영한 클래스별 대기 지연 표현식을 유도하였지만 복잡성으로 인해 실질적인 구현은 점진적 방안으로 대체하였다. [2]는 서비스 시간의 1, 2차 모멘트를 유도하여 이를 기반으로 MAC 파라미터를 튜닝하면서 지연 요구에 점진적으로 수렴해가는 알고리즘을 보였다. [10]은 대기 지연을 구하는 과정에서 서비스 동작을 M/M/1으로 모델링하여 서비스 시간의 1차 모멘트만을 사용하는 대기 지연 표현식을 제시하였는데 이는 서비스 시간이 지수적 분포를 갖는 것을 전제한다.

본 논문은 이러한 복잡성을 피해 가용 대역폭을 기반으로 지연 성능을 분석한다. 한 노드에서 연속적으로 서비스되는 패킷의 전송 간격으로부터 해당 노드의 가용 대역폭을 구한다. 이 대역폭이 큐잉 정책에 따라 클래스별로 분배되는 과정을 분석하여 클래스별 지연 성능을 산출하는 것이다. 따라서 FIFO(First In First Out)와는 달리 패킷을 지연 요구 수준에 따라 클래스로 분류하여 전송순서를 결정하는 큐잉 정책이 본 논문의 관심이다. Priority Queueing 정책에서는 버퍼에 있는 패킷 중 우선순위가 가장 높은 클래스의 패킷이 항상 다음 서비스 순서를 차지한다. 우선순위가 낮은 패킷은 긴 시간 동안 지속적으로 서비스 기회를 갖지 못할 수 있다. EDD(Earliest Due Date) 방식은 전송이 가장 시급한 패킷을 먼저 전송하는 직관적 방식이다. 지연 요구에 비해 남은 시간이 최소인 패킷부터 전송하는 방식으로서, 지연 초과 확률을 최소화하는 방안임이 증명되었다^[11]. 또한 남은 시간의 크기에 따라 패킷을 단일 큐로 배열하므로 복잡한 다중 큐 모델링이 필요 없다. 다중 클래스 트래픽을 처리하는 IEEE802.11e MAC은 각 노드에 클래스별 큐를 설치하고 각 큐에 차등화된 MAC 파라미터를 설정하여 지연 제어를 수행한다. 우선순위가 높은 클래스일수록 채널 경쟁에서 유리하게 파라미터가 설정된다. 하나의 노드에서 선택되어 전송된 패킷은 이웃 노드와의 충돌이 없는 경우에 성공적으로 전송된다. 따라서 노드 간 간섭과 더불어 단일 노드 내 클래스 간 간섭에 대한 분석도 필요하다.

이를 토대로 본 논문에서는 지연 제어를 위한 큐잉 정책으로 EDD 방식을 적용한다. 지연 예측을

위한 EDD 동작 모델링은 [1]에서 보인 바와 같이 매우 복잡한데, 흥미로운 점은 각 클래스 별 요구 지연 상한의 차이가 매우 클 경우 EDD 방식은 Priority Queueing 정책에 근접한다는 점이다. 이는, 지연 예측 과정에서 상대적으로 간편한 Priority Queueing 정책의 분석 결과를 근사적으로 적용할 수 있는 배경이 되며, 본 논문은 그러한 접근을 적용하였다.

III. 지연 기반 호 접속 제어 방안

다중 홉을 통해 서로 연결 가능한 임의의 개수의 노드로 구성된 무선메쉬네트워크를 가정한다. 트래픽은 요구하는 지연 상한 값에 따라 C 개의 클래스로 분류하며, 임의의 노드 i 에서 클래스 j 의 지연 요구는 D_i^j 로 표시하고 $D_i^1 < D_i^2 < \dots < D_i^C$ 의 관계를 갖는다. 종단 간으로 주어진 지연 요구는 이를 목적지까지의 경로를 구성하는 노드들에 균등하게 나누어 노드별 지연 요구로 대체될 수 있다. 임의의 노드 i 는 상호 채널 간섭을 일으키는 이웃 노드들을 가지며 이러한 노드들을 노드 i 의 간섭노드로 정의한다. 각 노드와 간섭노드 간에 무선채널 접속 제어를 위한 MAC 기능이 동작한다. 즉, 전송 충돌을 피하기 위해 각 노드는 독립적으로 설정된 랜덤 시간동안 head-of-line(이하에서 HOL으로 표기) 패킷의 전송을 유예하는 backoff 메커니즘을 구현한다. 전송 유예 시간은 contention window(이하 CW로 표기) 값 이내의 범위에서 랜덤하게 설정된다. 설정된 랜덤 숫자를 초기 값으로 갖는 backoff count는 채널의 유휴 상태가 유지되는 동안 매 슬롯마다 감소하여 0에 이르면 전송이 이루어진다. 전송된 패킷의 충돌이 발생하면 CW 값을 2배로 증가하여 위 동작을 반복하며 허용된 충돌 횟수를 초과하면 패킷을 폐기한다. 이와 같이 HOL에서의 서비스 시간은 CW와 같은 MAC 파라미터의 설정에 영향을 받는다.

3.1. 예상 지연 산출

지연 기반의 호 접속 제어 과정에서 새로운 호의 예상 지연과 기존 호들의 지연 성능 변화를 예측하는 것은 핵심적인 요소이다. 이러한 지연 성능 분석 방안으로서 본 논문에서는 노드별 가용 대역폭을 활용하는 방안을 제시한다. 임의의 노드에서 성공적으로 전송된 이웃한 두 패킷 간의 전송 간격으로부터

터 노드의 가용 대역폭을 유추할 수 있다. 패킷 전송 간격은 서비스 시간에 의존하는데, 본 논문에서는 [3]에서 보인 다음과 같은 관계식을 사용하여 임의의 노드 i 에서의 서비스 시간 X_i 을 분석한다.

$$X_i = DIFS + w_i t_s + m_i T_p + m_i^c T_c + T_p \quad (1)$$

여기서 $DIFS$ 는 MAC 파라미터이며, w_i 는 backoff 슬롯 개수, t_s 는 슬롯 타임, m_i 는 backoff 구간 중에 간섭노드들에서 전송된 패킷 개수, T_p 는 데이터 전송 시간, m_i^c 는 backoff 구간 중에 발생한 충돌 회수, T_c 는 충돌 구간을 의미한다. 일반적으로 충돌 구간은 매우 작아 무시할 수 있다^[2]. 노드 i 가 backoff 상태에 있을 때 하나의 슬롯 동안 간섭 노드에서 패킷을 전송할 확률을 q_i 라 하면 다음과 같은 관계를 얻는다.

$$E[m_i] = E[E[m_i|w_i]] = E[q_i w_i] = q_i E[w_i] \quad (2)$$

편의를 위해 노드 i 의 CW 값을 G_i 로 표기하면

$$E[w_i] = E[E[w_i|G_i]] = E\left[\frac{G_i}{2}\right] = \frac{1}{2} E[G_i] \quad (3)$$

이며, 이들을 적용하면 평균 서비스 시간 $E[X_i]$ 은 다음과 같다.

$$E[X_i] = DIFS + \frac{1}{2} E[G_i](t_s + q_i T_p) + T_p \quad (4)$$

전송된 패킷은 이웃 노드와 충돌할 경우 다시 backoff 과정을 반복한다. n 번까지 재전송이 허용되는 경우, HOL 이후 성공적인 전송이 이루어지기 까지 경과된 시간 H_i 는 다음과 같다.

$$\begin{aligned} E[H_i] &= \sum_{k=1}^n k E[X_i] q_i^{k-1} (1 - q_i) \\ &= \frac{E[X_i] \{1 - q_i^n (n + 1 - n q_i)\}}{1 - q_i} \approx \frac{E[X_i]}{1 - q_i} \end{aligned} \quad (5)$$

식(5)를 활용하면 노드 i 의 평균 가용대역폭 S_i 를 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$S_i = \frac{L_i}{E[H_i]} \quad (6)$$

여기서 L_i 는 노드 i 에서 전송되는 패킷의 평균 길이이다. q_i 값은 간섭 노드들의 동작에 의존하는데, 본 논문에서는 간편한 구현을 위하여 실측하여 구한다. 노드 i 의 클래스별 지연 성능은 클래스별로 분배된 대역폭에 의존하며, 노드 가용 대역폭의 클래스별 분배는 큐잉 정책에 의해 결정된다. 본 논문에서는 EDD 방식을 큐잉 정책으로 적용하는데, 클래스별 대역폭 분석을 위해서 EDD 동작의 복잡한 관계식^[1]을 유도하기 보다는 EDD에 유사한 Priority Queueing 정책으로 근접시켜 분석한다. EDD 정책에서 각 클래스간의 지연 요구 차이가 상당히 크면 Priority Queueing 정책에 근접하게 된다. 노드 i 에서 클래스 j 트래픽에 할당되는 대역폭을 $S_i^j (1 \leq j \leq C)$ 로 표시하면, Priority Queueing 정책에 의하여 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$\begin{aligned} S_i^1 &= S_i \\ S_i^j &= S_i - \sum_{k=1}^{j-1} \lambda_i^k \quad \text{for } 2 \leq j \leq C \end{aligned} \quad (7)$$

여기서 λ_i^k 는 노드 i 에 인가된 클래스 k 트래픽의 부하이다. 식(7)은 각 클래스별 가용한 대역폭을 나타내며, Priority Queueing 정책에서 상위 클래스가 먼저 서비스되는 정책을 반영하였다. EDD 방식과 Priority Queueing의 차이로 인해 최상위 클래스를 제외하고는 보수적인 접근이다. 클래스 j 의 평균 큐 길이가 Q_i^j 일 때 노드 i 에서 클래스 j 패킷의 지연 평균은 다음과 같다.

$$\overline{D_i^j} = \frac{Q_i^j}{S_i^j} \quad 1 \leq j \leq C \quad (8)$$

3.2. 호 접속 제어

식(8)은 호 접속 제어 판정에 활용될 수 있다. 또한 새로 인입될 트래픽으로 인한 각 노드 내 클래스별 대역폭의 변화는 노드 간 간섭효과를 고려하여 식(7)을 기반으로 산출할 수 있다. 이러한 점을 고려하여 본 논문에서 제안하는 호 접속 제어는 다음과 같다.

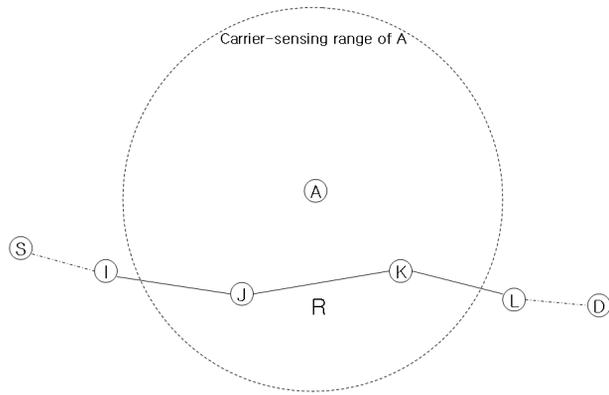


그림 1. 새로운 경로 R 과 노드 A의 간섭영역
Fig. 1. New path R and carrier-sensing range of node A

임의의 시점에 노드 S로부터 노드 D를 목적지로 하고 부하 λ_S^j 를 갖는 클래스 j 트래픽의 호 접속 요구가 발생한 것을 가정하자. 새로운 호의 경로는 R로 표기한다. 그림 1에서 임의의 노드 A의 간섭영역 내에 있는 노드 J와 노드 K는 R에 속해 있다. 노드 A는 새로운 트래픽을 처리하지는 않지만 노드 J와 K로부터의 간섭이 증가하므로 노드 A도 노드 S의 호 접속 요청에 대한 호 접속 제어에 참여한다. 이와 같이 호 접속 제어는 새로운 호의 경로 R을 구성하는 노드들뿐만 아니라 자신의 간섭 영역에 R이 거쳐 가는 노드들도 참여한다. 따라서 호 접속은 두 가지 판정 기준, 즉 새로운 경로 상에 있는 노드들의 가용자원을 기반으로 이루어지는 판정과 간섭 노드들의 가용자원을 고려한 판정에 따라 결정된다. 두 경우 모두 새로운 호에 의해 추가되는 부하를 감당할 수 있는지에 대한 판정이 이루어지며, 본 논문에서는 그 과정에 트래픽 클래스를 고려한다.

3.2.1. R에 속한 노드의 가용 대역폭

R에 속한 노드는, 자신의 간섭 범위 내에 속하면서 동시에 R에 속한 노드들의 개수를 알고 있다고 가정한다. 이는 라우팅 과정에서 확보될 수 있다. 임의의 노드 i에서 이 개수를 n_i 라 하면, 식(7)에 비해 $n_i \lambda_S^j$ 만큼의 가용 대역폭 감소가 노드 i에서 발생한다. 이러한 대역폭 감소는 이웃 노드의 채널 점유로 발생하는 것이므로 클래스와 무관하게 적용된다. 이와 더불어 노드 i에서는 새로운 트래픽을 처리하기 위한 부하도 고려해야 하는데 이 경우에는 새로운 호의 클래스에 무관하지 않다. 즉, 노드 내 클래스 j보다 상위 클래스 트래픽은 우선 순

위가 높으므로 노드 내 처리과정에서 영향을 받지 않는데 비해 클래스 j와 동등하거나 하위 클래스의 경우 새로운 부하만큼의 가용 대역폭 감소를 겪게 된다. 이와 같은 변화가 반영된 노드 i, 클래스 m의 예상 대역폭을 \overline{S}_i^m 라고 하면, 식(7)에 의해 산출된 가용 대역폭 S_i^m 을 기반으로 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$\overline{S}_i^m = S_i^m - \Theta_i^m \tag{9}$$

여기서

$$\Theta_i^m = \begin{cases} (n_i + 1)\lambda_S^j & \text{if } (i \in R) \text{ and } (j \leq m \leq C) \\ n_i \lambda_S^j & \text{otherwise} \end{cases}$$

이다. 식(9)의 예상 대역폭 \overline{S}_i^m 을 활용하여 다양한 호 접속 제어 정책을 구현할 수 있다. 본 논문에서는 다음과 같이 활용한다. 클래스 j 트래픽의 호 접속 요구를 수용하기 위해서 R에 속한 모든 노드 i는 다음을 만족해야 한다.

$$D_i^m \geq \frac{Q_i^m}{\overline{S}_i^m}, \quad 1 \leq m \leq C \tag{10}$$

여기서 Q_i^m 은 노드 i에서 클래스 m 트래픽의 평균 큐 길이이다.

3.2.2. 간섭 노드의 가용 대역폭

새로운 호의 경로가 자신의 간섭영역을 경유하지만 R에는 속하지 않은 노드들이 위 식(9)와 (10)을 수행하기 위해서는 새로운 호에 관련된 정보가 필요하며 또한 호 수락 판정 결과를 통보하기 위한 수단이 필요하다. 두 경우 모두 R에 속한 노드들과의 메시지 교환이 필요하며 이는 망에의 추가적인 부하 요소이다. CACP에서는 추가적인 메시지 전송 없이 R에 속한 노드에서 간섭 노드들의 가용 대역폭을 간접적으로 관측하는 방안을 제시하였다. 간섭 노드의 간섭 영역까지 포함하는 확장된 영역에서의 채널 점유도를 관측하는 방안이다. 이 방안은 추가적인 메시지가 필요 없다는 장점을 갖지만 다음과 같이 실제보다 작게 가용 대역폭을 산출하는 경향을 갖는다^[5]. 그림 2는 임의의 노드 A의 확장된 간섭 영역을 보인다. 노드 B와 C는 노드 A의 간섭 영역 내에 있는 간섭노드이며, 노드 D와 E는 각각 노드 B와 C의 간섭 노드이다. 채널

용량을 2Mbps로 가정한다. 노드 D와 노드 E가 각각 1Mbps로 전송한다면 노드 B와 C의 가용 대역폭은 각각 1Mbps가 된다. 그러나, 노드 A에서는 이 두 트래픽이 완전히 동일한 시간에 발생하는 경우에만 확장영역의 가용 대역폭을 1Mbps로 관측하며, 그렇지 않으면 훨씬 낮은 가용 대역폭을 산출하게 된다. 실제 노드 D와 E는 상호 간섭범위를 벗어나지만 이를 노드 A에서는 알 수 없기 때문이다. 확장된 간섭 영역 내에는 실제로 상호 간섭이 미치지 않는 영역들이 존재하는데도 불구하고 전체를 상호 간섭 영역으로 단순화하고 있다. 따라서 호 접속 제어가 비효율적으로 이루어질 수 있다. 본 논문에서는 추가 메시지가 필요 없는 장점을 유지하면서 효율이 개선될 수 있도록 위 방안을 수정하였다. 확장된 간섭 영역의 반경은 간섭 영역 반경의 두 배에 해당하므로 확장된 간섭 영역 내에 네 개의 독립된 간섭 영역을 가정할 수 있다. 상호 간섭이 미치지 않는 4개의 영역이다. 이들 각 영역의 채널 점유 확률이 균일하다고 가정하고 p 로 표시한다. A에서 감지된 확장 영역의 채널 점유율을 x 라고 하면 다음 관계가 성립된다.

$$x = 1 - (1 - p)^4 \tag{11}$$

이로부터

$$p = 1 - \sqrt[4]{1 - x} \tag{12}$$

를 얻는다. p 는 간섭 노드의 간섭 영역의 채널 점유율이므로 이를 이용하면 노드 A에서 간섭 노드의 가용 대역폭을 구할 수 있다. 채널 대역폭을 B , 간섭 노드 k 의 가용 대역폭을 B_k 라 하면,

$$B_k = B(1 - p) = B\sqrt[4]{1 - x} \tag{13}$$

가 된다. 따라서, 간섭 노드들의 가용 자원을 고려한 판정은 다음 조건에 따른다.

$$B\sqrt[4]{1 - x} > \overline{\lambda}_S^j \tag{14}$$

요약하면, R 에 속한 노드에서 자신의 가용 대역폭이 식(10)을 만족하고, 또한 관측된 간섭 노드의 가용 대역폭이 식(14)를 만족하는 경우 호 접속을 허락한다. 이로써 메시지의 추가 없이 경로 상에 있는 노드가 자신과 간섭 노드까지 고려한 호 접속 제어를 완성한다.

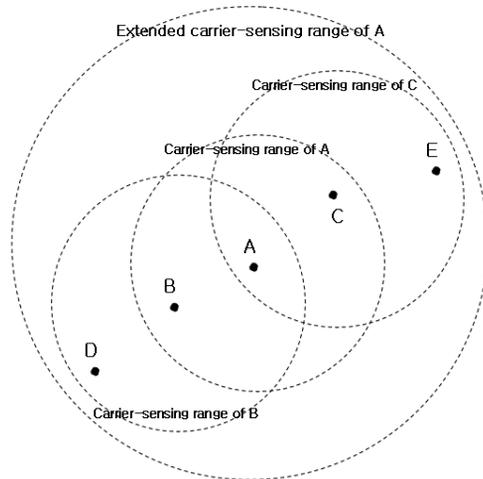


그림 2. 확장된 간섭영역
Fig. 2. Extended carrier-sensing range

IV. 실험 및 결과 분석

본 논문에서는 무선 환경에서 지연 성능 보장을 위한 호 접속 제어 방안을 제안하였다. 제안된 방안의 타당성을 확인하기 위해 컴퓨터 시뮬레이션 기반의 실험을 수행하였다. 실험은 저자가 연구과정에서 개발한 시뮬레이션 프로그램을 사용하였다.

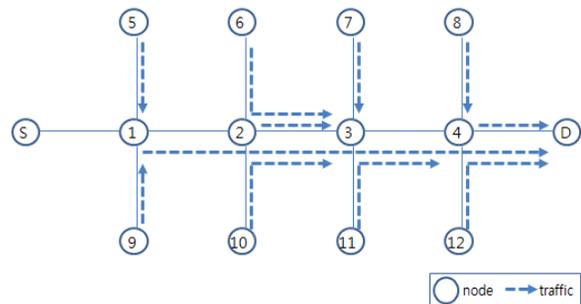


그림 3. 지연 실험 토폴로지 및 트래픽 설정
Fig. 3. Topology and traffic for delay experiment

4.1. 지연 예측 실험

호 접속 제어는 새로운 호를 수락하는 경우 수락된 호의 지연은 물론 기존 호들의 지연 성능이 어떻게 변할지를 예상하여 수락여부를 결정한다. 식(10)을 기반으로 하는 지연 예측의 정확성을 확인하기 위한 실험들을 수행하였다. 실험을 위한 망 토폴로지는 그림 3과 같다. 새로운 호가 경유하는 경로를 중심으로 구성된 토폴로지로서, 새로운 호의 소스는 노드 S 이고 목적지는 노드 D 이다. 다섯 hops를 경유하는 경로를 가지며, 새로운 호의 접속이 이루어지기 이전에 그림 3과 같이 13개 노드 간에 다양한 호 연결을 갖고 있다. 트래픽은 지연 요구 수준에 따라 구별되는 두 개의 클래스와 지연 요구

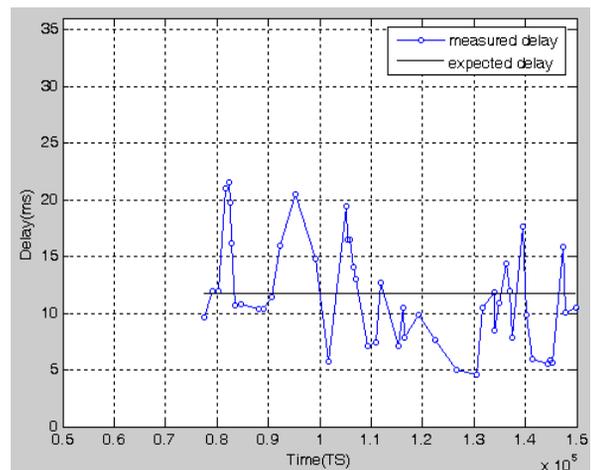
가 없는 백그라운드 트래픽으로 구성된다. 이를 각각 클래스 1, 2, 3으로 표기한다. 가장 빠른 전송을 요구하는 트래픽이 클래스 1이다. 그림 3의 호 각각은 세 클래스의 트래픽으로 구성된다. 그림 3에서 노드 S와 D 사이에 가장 많은 트래픽을 처리하는 노드는 노드 2이다. 따라서 노드 S로부터 노드 D로의 호 접속 제어과정에서 노드 2는 병목노드가 되며 중단 간 지연에 중요한 영향을 미치게 된다. 이를 고려하여 이 절의 모든 실험에서 각 트래픽의 개별적 인입 부하는 다음과 같이 설정된다. 우선, 호 접속을 요구하는 모든 호를 수용할 경우 예상되는 병목 노드 2에서의 총 부하를 설정한 후, 그러한 부하가 성립되도록 개별 트래픽의 인입 부하를 산출한다. 이는 호 접속 제어 기능의 효용성이 확인될 수 있는 충분한 부하의 인가가 필요한데, 우선 병목 노드의 목표부하를 정하고 이것이 달성될 수 있도록 역으로 부하를 산출한 것이다. 각 클래스 트래픽은 클래스 상관없이 동일한 부하의 CBR(Constant Bit Rate) 트래픽을 가정한다. 실험에 적용된 각종 파라미터 설정은 표 1과 같다. 시간은 슬롯을 단위로 사용하며 한 슬롯은 $9\mu s$ 길이를 갖는다.

첫 번째 실험 시나리오는 다음과 같다. 병목 노드인 노드 2의 총 부하가 채널 용량 대비 70%에 이르도록 각 클래스 트래픽 인입 부하를 0.3Mbps로 설정한다. 그림 3과 같은 트래픽이 처리되고 있는 상황에서 $t = 75,000$ 슬롯 지점에서 소스 노드 S에서 노드 D를 목적 노드로 하는 0.3Mbps 부하의 클래스 1 호 접속 요청이 발생한다. 경로는 노드 1, 2, 3, 4를 경유한다. 본 실험에서는 새로운 호가 경유할 노드들에서 새로운 호를 수용할 경우 예상되는 지연을 클래스별로 각각 구하여 노드 S에 전달하고, 노드 S에서는 이 값들을 이용하여 새로운 호의 중단 간 예상 지연을 구한다. 이후 해당 호를 수용하고 중단 간 지연을 측정하여 예상 지연과의 근접성을 확인한다. 기존 호에 대한 영향을 확인하기 위해 기존 호 중 노드 1과 노드 D 간의 클래스 1 트래픽의 지연 성능도 호 접속 전후에 대해 측정하였다. 10회의 실험 중에서 전형적인 결과를 그림 4에 보였다. 클래스 1의 중단 간 지연 요구는 27ms이며, 식(9)기반의 중단 간 지연 예상은 11.9ms로 확인되어 호 접속이 수락되었다. 그림 4(a)에서 변동 폭은 무시할 수 없지만 지연 측정값이 예상치를 중심으로 분포되어 있음을 볼 수 있다. 지연 예측의 정확성에 대한 논의는 다음 실험에서 논한다. 그림

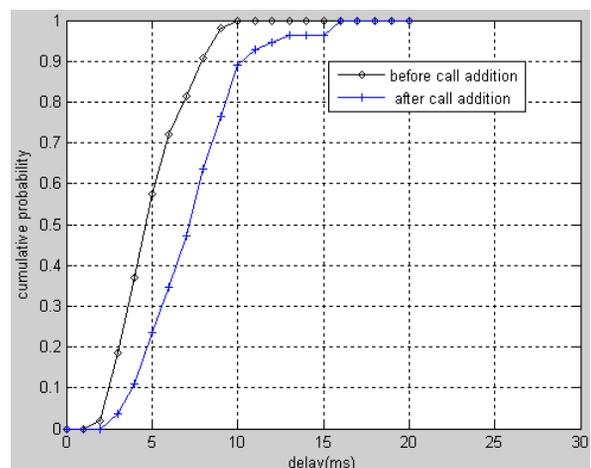
4(b)는 노드 1에서 발생한 기존의 클래스 1 트래픽의 지연 변화를 CDF(cumulative distribution function)로 보이고 있다. 새로운 호 추가에 따라 지연이 증가하는 것이 관측되며 지연 요구 27ms를 만족하고 있다.

표 1. 실험 환경 설정
Table 1. Parameters for experiment

channel capacity	24Mbps
number of classes	3
load ratio(class 1:2:3)	1:1:1
delay req.(class 1:2:3)	27ms : 2.7s : 270s
packet length	512 bytes
slot time	9μs
DIFS	4 slots
RTS,CTS,ACK,SIFS	2 slots
trial limit	7
Tx: Carrier-sense range	1:2



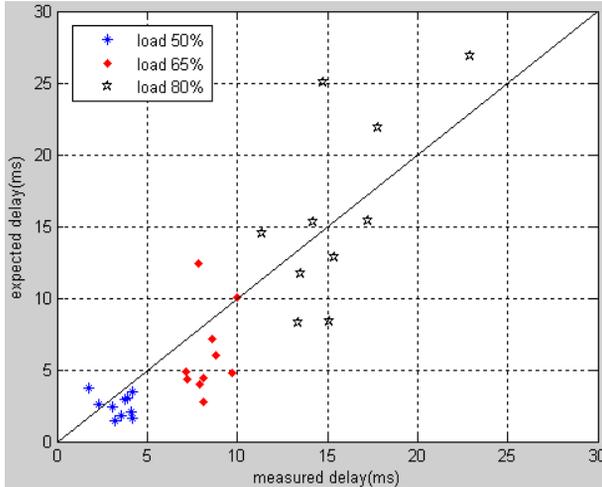
(a) Expected vs. measured delay of new call



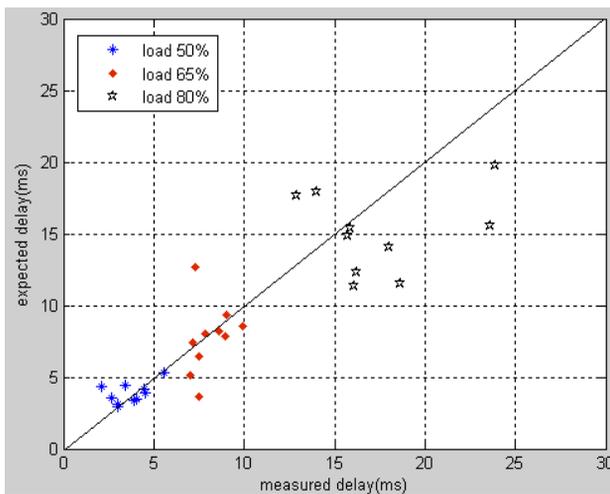
(b) Delay of pre-existing class 1 traffic

그림 4. 새로운 호 기존호 지연
Fig. 4. Delay of new call and pre-existing call

두 번째 실험에서는 식(10)으로 표현되는 지연 예상의 정확성을 망부하와 관련지어 확인한다. 병목 노드 2 부하를 다양하게 설정하여 각 설정에서 중단 간 지연 예상의 정확성을 확인한다.



(a) Without adjustment



(b) With adjustment

그림 5. 예상 지연과 실측 지연의 비교
Fig. 5. Comparison of the expected and measured delay

그림 3과 같은 트래픽 상태에서 100,000 슬롯 경과한 후 노드 S에서 노드 D를 목적지로 하는 새로운 클래스 1 호 요청을 발생시켜 중단 간 지연을 예측하고, 호 수용 이후 100,000 슬롯 동안 중단 간 지연을 관측하였다. 새로운 호가 접속되면 노드 2의 부하가 50%, 65%, 80%가 되는 각각의 부하 설정에 대해 지연 예상 값과 실측값을 그림 5(a)에 도시하였다. 각 부하에서의 실측값은 중단 간 지연의 평균값이다. 그림 5의 가로축은 지연 실측값, 세로

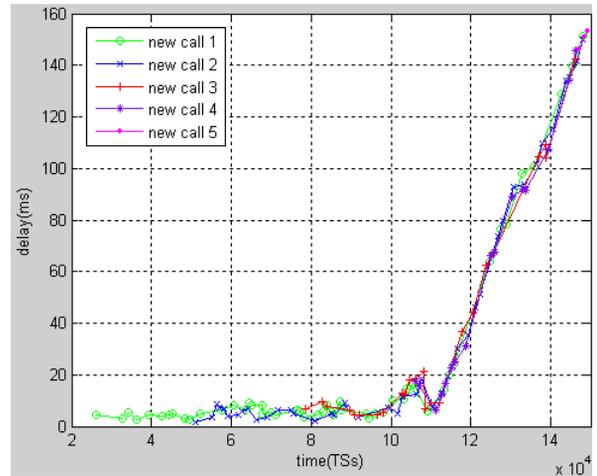
축은 지연 예상 값을 나타내며, 하나의 실험에서 확보한 실측 지연 값과 예상 지연 값을 각각 x 좌표, y 좌표로 설정하여 그림에 한 점으로 도시하였다. 이러한 점이 원점을 지나는 기울기 1인 점선에 근접할수록 예측이 정확함을 의미한다. 그림 5(a)에서 50% 부하의 경우 예상 값 보다 실측값이 큰 반면 부하 80% 영역에서는 예상 값이 다소 큰 것이 확인된다. 이는, 증가된 트래픽 부하 외에 충돌 증가의 개연성과 그에 따르는 오버헤드 증가 등으로 인한 실질적 성능 저하가 원인인 것으로 평가된다. 부하 80% 영역에서는 과부하로 인한 시스템의 불안정으로 지연 성능의 변동이 큰 것으로 분석된다. 이러한 부하 의존성을 시스템 해석 과정에 완전히 반영하는 것은 어려운 문제이다. 다음 실험에서는 이러한 부하 의존성을 반영하기 위한 보정 방안을 제시하고 그 적용 결과를 살펴본다. 개별 패킷들의 지연 편차는 무선망의 특성으로 인해 변동성을 피할 수 없으며, 이러한 편차를 반영하여 평균 개념의 지연 성능 대한 보다 정확한 예상을 하는 것이 본 논문의 주요 목표이다.

새로운 호의 예상 지연은 가용 대역폭을 기반으로 산출된다. 경로 상의 노드는 식(9)에서 보듯이 새로운 호에 의한 자신과 이웃 노드들에서의 부하 증가를 고려하여 가용 대역폭을 산출한다. 이에 더하여, 앞의 실험에서 확인한 바와 같이 트래픽 추가로 인한 패킷의 충돌 개연성 증가가 미치는 영향을 반영하기 위한 보정이 필요하다. 보정은 앞의 실험에서 관측된 바와 같이 노드 부하와 연계하여 다음과 같이 제시한다. 안정적인 시스템 운용은 부하 80% 이내에서 이루어지는 것을 고려하여, 이보다 부하가 작을수록 예상 가용 대역폭을 보수적으로 산출한다. 충돌 등에 따르는 성능 저하 비중이 부하 대비 상대적으로 커지는 것을 반영한 것이다. 식(9)에서 산출된 가용 대역폭을 $S(Mbps)$, 보정된 가용 대역폭을 \bar{S} , 노드에 인입되는 트래픽의 총 부하를 λ 라고 하면, $\bar{S} = S \left\{ \beta \left(\frac{\lambda}{S} - 0.8 \right) + 1 \right\}$ 와 같이 구하고, \bar{S} 값을 식(10)에 적용하여 지연을 예측한다. β 는 보정율을 결정하는 변수이다. 노드 부하가 80%를 상회하는 경우에는 오히려 가용 대역폭을 상향 조정하여 간헐적 대역폭 고갈시 예상 지연이 과다하게 산출되는 것을 보정한다. 그림 5(b)에는 앞의 실험과 동일한 환경에서 β 값을 0.6으로 하고, 병목 노드 부하가 50%, 65%, 80% 세 가지 경우 각

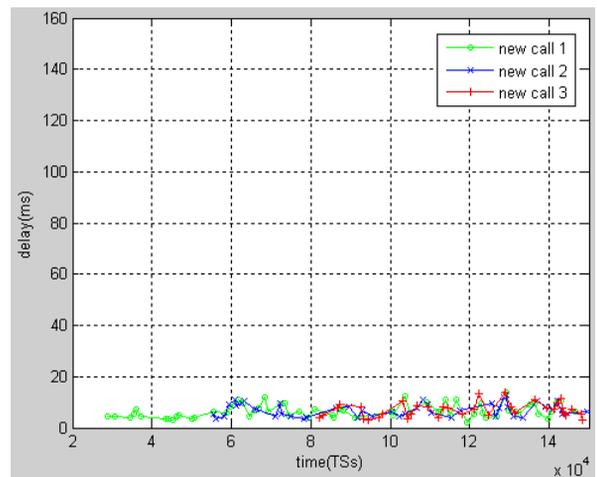
각에 대해서 실험을 수행하여 관측한 지연 예상과 실측값을 도시하였다. 그림 5(a)와 비교할 때 지연 예측의 정확성이 전반적으로 개선되는 점을 확인할 수 있다.

4.2. 호 접속 제어 기능 실험

이번 실험은 호 접속 제어의 적용 효과를 확인하는 실험이다. 새로운 호의 접속 요구에 대해 허용 여부를 판단하고, 수용 후 모든 트래픽의 지연 보장이 지속되는 것을 확인한다. 또한 수용해서는 안 될 트래픽을 수용하여 발생하는 기존 트래픽의 지연 성능 손실을 관측함으로써 호 접속 제어의 중요성을 확인한다. 실험을 위한 망 구성은 다양하게 하였다. 그림 3의 환경에서 먼저 수행하였고, 보다 일반적인 토폴로지 및 트래픽 환경에서도 수행하였다. 우선 그림 3 환경에서의 실험 결과는 다음과 같다. 트래픽 부하는 병목 노드 부하가 50% 되도록 설정하였다. 이 실험에서는 이와 같은 기존 트래픽을 처리하고 있는 상황에서 소스 노드 S 에서 일정한 시간 간격을 두고 목적지 노드를 D 로 하는 0.2Mbps의 새로운 호 접속 요청이 연속적으로 이어지는 상황을 가정하였다. 이들 호들은 클래스 1에 속하며 종단 간 지연 요구는 9ms로 가정하였다. 처음 25,000 슬롯 동안의 망운용이 진행된 이후 $t = 25,000$ 슬롯에서 첫 호(new call 1) 접속 요청이 발생한다. 이후 25,000 슬롯 간격으로 새로운 호 접속 요청이 연속적으로 이루어진다. 모두 5개까지의 호 접속 요청을 발생한다. 호 접속 제어 기능을 확인하기 위하여 두 가지 실험을 수행하였다. 그림 6(a)에는 호 접속 제어를 적용하지 않은 경우 각 새로운 호의 종단 간 지연을 보였다. 그림 6(b)에서는 각 호 접속 요청 시마다 호 접속 제어를 적용한 경우를 보였다. 후자의 경우 새로운 호 4와 5는 예상 지연이 지연 요구를 초과하여 호접속이 거부되었다. 이들 두 호가 접속 허용되는 경우 그림 6(a)에서 볼 수 있듯이 자신의 지연은 물론 이전에 접속된 다른 호들의 지연도 대폭 증가되는 것을 볼 수 있다. 반면에 이들 두 호가 접속 거부된 경우에는 그림 6(b)에서와 같이 접속된 모든 호들의 지연 요구가 충족된 상태를 유지하는 것을 볼 수 있다. 호 접속 제어가 적용되는 경우 지연 품질이 보장되는 것을 확인할 수 있다.



(a) Without CAC



(b) With CAC

그림 6. 호 접속 제어 적용 효과
Fig. 6. Effects of the Call Admission Control

보다 일반적인 토폴로지 및 트래픽 환경의 실험을 위한 망 구성은 다음과 같다. 반경 500m 내에 200개의 노드가 격자형으로 고르게 분포된 환경에서 2개의 호는 미리 연결되어 20,000 슬롯 동안 운용된 이후 순차적으로 서로 다른 8개의 노드에서 10,000 슬롯의 간격을 두고 호 접속을 요청한다. 모든 호는 경로가 고정되어 있으며 각각 4~5개의 홉 길이를 갖는다. 접속 순서도 미리 결정되어 있어 동일한 환경의 실험이 반복되도록 하였다. 기존 2개의 호는 각각 3개의 클래스로 구성되는 트래픽을 발생하며, 새롭게 접속을 요청하는 호는 모두 가장 상위 클래스의 트래픽으로 설정하여 접속 이후 지연 보장이 이루어지는지 확인한다. 가장 상위 클래스의 지연 요구는 54ms이다. 모든 호는 동일한 부하의

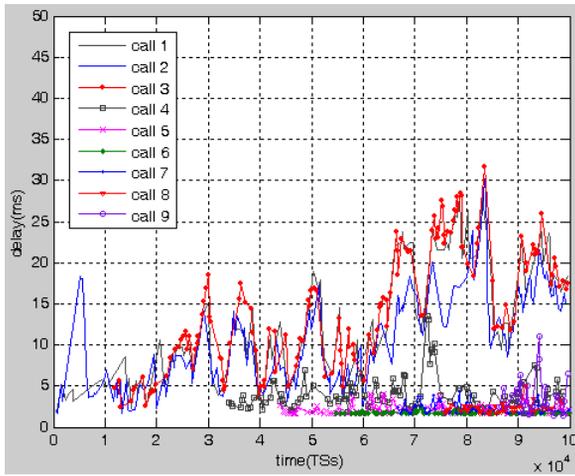
표 2. 호 별 수율(%)
Table 2. Call level throughput(%)

		call 1 (class 1,2,3)	call 2 (class 1,2,3)	admitted call(class 1)								
				3	4	5	6	7	8	9	10	
300m radius	DCAC	98.3, 81.6, 65.4	98.1, 97.1, 78.1	100	99.0	98.8	100	90.9	86.8	100	100	
	CACP	97.6, 96.6, 78.1	99.1, 97.7, 83.3	99.0	99.1	100	96.2	100	95.6			
500m radius	DCAC	95.7, 19.6, 4.3	98.3, 17.8, 1.9	99.2	98.1	100	100	100	100	92.3		
	CACP	99.2, 56.8, 10.3	98.7, 63.2, 6.2	100	100	100	100	100				

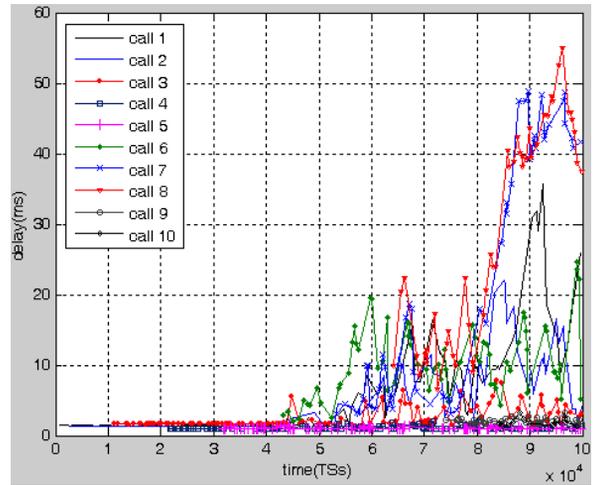
CBR(Constant Bit Rate) 트래픽이며, 호 접속 제어의 효율성을 확인할 수 있는 충분히 큰 부하가 되도록 10개호가 모두 수용될 경우 hot spot 부하가 80%에 이르게 하는 값을 부하로 설정하였다. 트래픽 밀도를 달리 하기 위하여 반경 300m 내에 85개의 노드가 격자형으로 고르게 분포된 환경도 실험하였다. 이 토폴로지에서 초기 2개의 호를 포함하여 모두 10개의 호를 구성하며, 10개의 호 경로 및 접속 순서는 고정시켜 동일한 환경의 실험이 반복되도록 하였다. 기존 방식과의 비교를 위해 CACP^[5] 방식을 병행하여 실험하였다. CACP 방식은 간섭 노드를 고려한 유력한 호 접속 제어 방식인데, 본 논문 방식과는 호 수락 판정의 기준과 간섭 노드의 가용 대역폭을 산출하는 방식에서 차이가 있다. 노드별 가용 대역폭을 채널의 유희상태 비율로 산출하는 것과, 지연이 아닌 가용 대역폭만을 평가 지표로 사용하는 점이 다르다. CACP 방식이 간섭 노드의 가용 대역폭을 간접적으로 산출하는 과정에서 보수성을 가짐은 3.2.2절에서 기술한 바 있다. 편의를 위하여 본 논문 제안 방식을 DCAC(Delay_based CAC)로 표기하기로 한다. 실험 파라미터는 지연 요구 외에는 표 1과 동일하며 10회 이상 수행하여 매우 유사한 결과들을 얻었다. 그림 7(a)와 (b)에는 반경 500m 실험에서 DCAC가 적용된 경우와 CACP를 적용한 경우 기존 호 및 추가된 호의 최상위 클래스의 지연 성능을 도시하였다. 그림 7에서 보듯이 DCAC의 경우 7개의 호를 추가 수용한 반면 CACP 방식에서는 5개의 호를 추가 수용하였고 모두 지연 요구를 만족하고 있다. 그림 8에는 반경 300m 실험 결과를 보이고 있는데, DCAC의 경우 8개 호, CACP의 경우 6개 호를 추가 수용하였으며 모두 지연 요구를 만족하고 있다. 지연 요구를 만족시킬 수 있음에도 CACP가 DCAC에 비해 적은 호를 수용하는 것은 CACP가 갖는 보수성을 보여준다. DCAC는 식(14)에서 그러한 보

수성을 완화하였고 보다 많은 호를 수용하여 자원 효율성 개선을 가능케 한다. 또한 호 수락 판정 과정에서 지연 요구를 직접적으로 반영하고 있다는 점도 이러한 개선된 결과의 요인으로 볼 수 있다. 표 2는 기존 호 및 추가 호의 실험기간동안 수율을 보이고 있다. 모든 실험에서 최상위 클래스 트래픽에게 우선적인 서비스가 제공되는 것을 알 수 있다. 반경 500m 실험은 영역은 넓지만 호 간섭이 많은 호 설정으로 인해 최상위 클래스와 다른 클래스 간의 서비스 차별성이 뚜렷이 나타난다.

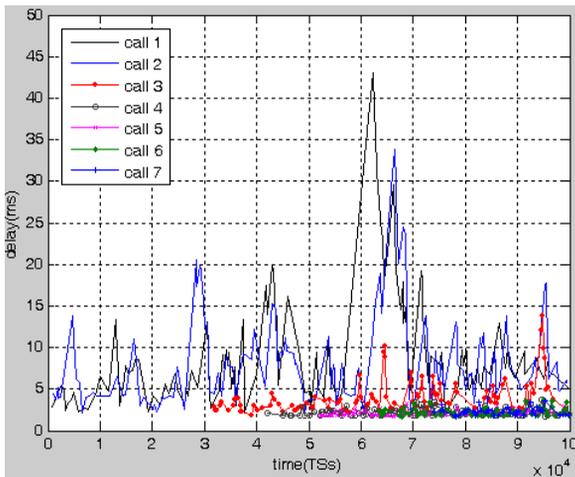
위 실험결과에서 볼 수 있듯이 호 접속 제어는 자칫 망 자원의 활용도를 저하시킬 수 있다. 이러한 문제점을 확인하기 위해 망의 hot spot 영역에서의 부하율을 관측하였다. 호 접속 제어로 인해 hot spot 영역의 부하가 낮은 상태를 벗어나지 못하면 이는 곧 호 접속 제어의 비효율성을 의미한다. 표 3에는 위의 두 실험에서 호 수락이 모두 완료된 후 각 망의 hot spot 영역이 갖는 부하율을 보이고 있다. 두 실험 모두에서 접속 허용된 호 개수가 상대적으로 많은 DCAC의 경우 높은 hot spot 부하율을 보이고 있다. 접속 허용된 모든 호의 지연 요구가 그림 7과 그림 8에서와 같이 만족되고 있으므로 이는 DCAC가 상대적으로 안정적이고 효과적인 호 접속 제어 방안임을 확인할 수 있는 실험 결과이다. 새로운 호의 지연 요구와 새로운 호 경로 주변의 간섭 노드들의 상태를 반영하여 수행되는 DCAC가 자원 효율성을 크게 저하시키지 않는다는 점이 확인된다.



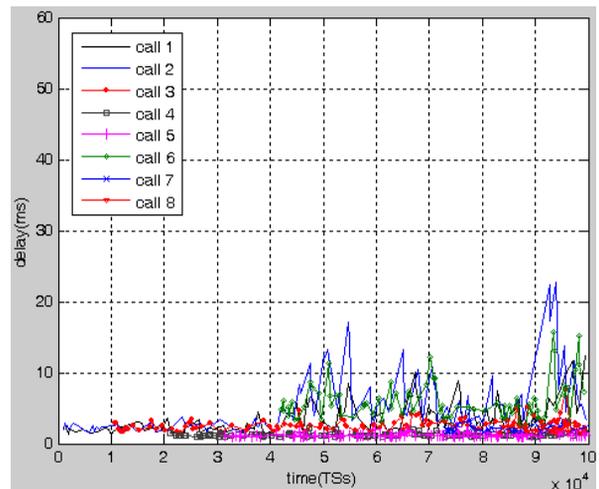
(a) Employing DCAC



(a) Employing DCAC



(b) Employing CACP



(b) Employing CACP

그림 7. 반경 500m 영역 실험 결과
Fig. 7. Results of the 500m radius experiment

그림 8. 반경 300m 영역 실험 결과
Fig. 8. Results of the 300m radius experiment

표 3. 호 수락 이후 hot spot 부하
Table 3. Loads on hot spot after call admissions

300m radius		500m radius	
DCAC	CACP	DCAC	CACP
80.0%	60.6%	71.9%	54.4%

V. 결 론

무선메쉬네트워크 환경에서 트래픽의 요구 지연을 보장하기 위한 호 접속 제어방안을 제시하였다. 호 접속 여부를 결정하는 주요 요소는 두 가지, 즉 지연 요구에 대한 충족과 기존 호들에 대한 지속적인 지연 보장이다. 노드별 가용 대역폭을 산출하고 이를 기반으로 새로운 트래픽 추가에 따르는 예상 지연 성능을 구하여 호 접속 제어를 수행하였다. 간접 노드들을 호 접속 제어에 반영하는 과정에서 효율적 자원 활용에 주안점을 두었다. 클래스 단위의 차별화된 지연 제어는 큐잉 정책으로 수용하여 MAC 동작을 단순화 하였다. 이와 같이, 지연 제어와 자원 효율성 개선이라는 두 가지 설계목표를 구

현한 것이 본 논문의 주요 기여 내용이다.

다음과 같은 점은 추후 연구로 미루어 둔다. 예상 지연을 산출하는 식(10)은 평균 값 기반이며 그러한 특성은 그림 4(a)에서 확인된다. 이에 비해 지연 요구가 결정적 한계 값으로 주어지는 경우 식 (10)으로 구한 예상 값에 대해 어느 정도의 유연성을 갖고 최대 지연을 예상할 수 있는지에 대한 연구가 추가로 요구된다. 또한, 비교적 큰 부하에서 지연 예측의 변동성이 커지는 문제에 대응하기 위해, 지연 성능 예측에 대한 신뢰성이 보장될 수 있도록 노드 부하의 상한을 제한하는 등 안정적 망운용 환경의 정의가 명확히 제시될 필요가 있다. 이는 특히 새로운 호의 경로에 속하지 않지만 간섭을 받는 영역에 속한 노드들이 호 접속 제어에 참여하는 방안을 다양하게 구현할 수 있게 해준다는 점에서 중요하다고 본다.

References

[1] J. Jung, J. Kim, Y. Ko, and S. Lee, "IEEE802.11s based Wireless Mesh Networks for Smart Grid," *J. of KICS*, vol. 35, no. 9, pp. 1390-1398, Sep. 2010.

[2] Y. Lim and J. E. Kobza, "Analysis of a delay-dependent priority queueing discipline in an integrated multiclass traffic fast packet switch," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 38, no. 5, pp. 659-665, May 1990.

[3] Y. Yang and R. Kravets, "Achieving delay guarantees in ad hoc networks through dynamic contention window adaptation," in *Proc. IEEE INFOCOM.*, April 2006.

[4] A. Torres, C. T. Calafate, J. C. Cano and P. Manzoni, "Assessing the IEEE 802.11e QoS effectiveness in multi-hop indoor scenarios," *Ad Hoc Networks*, vol. 10, no. 2, pp. 186-198, Mar. 2012.

[5] Y. Yang and R. Kravets, "Contention-aware admission control for ad hoc networks," *IEEE Trans. Mobile Comput.*, vol. 4, no. 4, pp. 363-377, July/Aug. 2005.

[6] S. B. Lee, G. S. Ahn, X. Zhang and A.

Campbell, "INSIGNIA: An IP-based Quality of Service Framework for Mobile Ad Hoc Networks," *J. of Parall. and Dist. Comput.*, vol. 60, no. 4, pp. 374-406, April 2000.

[7] Q. Shen, X. Fang, P. Li and Y. Fang, "Admission control for providing QoS in wireless mesh networks," in *Proc. ICC*, May 2008.

[8] D. Gupta, D. Wu, C. Chen, C. N. Chuah, P. Mohapatra and S. Rungta, "Experimental study of measurement-based admission control for wireless mesh networks," in *Proc. IEEE Int. Conf. on Mobile, Ad-hoc and Sensor Systems (MASS)*. Oct. 2007.

[9] L. Kleinrock, *Queueing Systems, Volume I: Theory*, Wiley-Interscience, 1975.

[10] K. Medepalli and F. A. Tobagi, "Throughput analysis of IEEE 802.11 wireless LANs using an average cycle time approach," in *Proc. IEEE GLOBECOM*, St. Louis, MO., Dec. 2005.

[11] H. Saito, "Optimal queueing discipline for real-time traffic at ATM switching nodes," *IEEE Trans. on Commun.*, vol. 38, no. 12, pp. 2131-2136, Dec. 1990

정 대 인 (Dae-in Jeong)



1984년 2월 서울대학교 공과대학 제어계측공학과(학사)
 1986년 2월 서울대학교 공과대학 제어계측공학과(석사)
 1997년 8월 Polytechnic Univ. (공학박사)
 1987년~1999년 한국통신 선

임연구원

2000년 9월~현재 한국외국어대학교 공과대학 디지털정보공학과 교수
 <관심분야> 무선센서네트워크, QoS 제어, MAC 프로토콜, 망 혼잡제어, 차량간 이동통신