

무선망에서 패킷의 전송 긴급성을 고려한 적응적 지연 제어 방안

정회원 정대인*

An Adaptive Delay Control based on the Transmission Urgency of the Packets in the Wireless Networks

Daein Jeong* *Regular Member*

요 약

본 논문은 무선망 환경에서 패킷의 지연 제어를 위한 트래픽 관리 방안을 제시한다. 전송 노드의 버퍼에서 서비스 순서를 결정짓는 방안으로 EDD(Earliest Due Date) 스케줄링 정책을 적용하여 각 패킷의 긴급성에 근거한 서비스 제어가 이루어지도록 하였다. 또한 채널 공유 제어를 위한 MAC 파라미터인 contention window 값은 MAC의 non-work conserving 특성을 최소화하여 지연을 감소시킬 수 있도록 시스템 상태에 따라 적응적으로 설정하는 방안을 제시하였다. 이 방안은 트래픽 클래스와는 무관하게 각 패킷별 지연 제어가 이루어지므로 클래스 단위의 파라미터 설정이 필요 없게 된다. 이러한 구현의 간편성 이외에 기능 및 성능의 타당성을 확인하기 위하여 시뮬레이션을 수행하였으며, IEEE 802.11e와 같은 클래스 단위의 큐 운용 방식에 비해 지연 감소 및 지연 요구 충족률이 높은 것을 확인하였다.

Key Words : wireless networks, delay control, MAC, EDD scheduling policy, work conserving

ABSTRACT

This paper proposes a traffic management policy for delay control in the wireless networks. The so-called EDD(Earliest Due Date) scheme is adopted as the packet scheduling policy, so that the service provision is performed in the order of the transmission urgency of the backlogged packets. In addition, we derive a formula to determine the contention window, one of the MAC parameters, with the goal of minimizing the non-work conserving characteristics of the traditional MAC scheme. This method eliminates the burden of the class-wise parameter settings which is typically required for the priority control. Simulations are performed to show the validity of the proposed scheme in comparison with the policy that adopts the class-level queue management such as the IEEE 802.11e standard. Smaller delays and higher rates of delay guarantees are observed throughout the experiments.

1. 서 론

무선망 환경은 전송 채널의 공유와 이웃 노드 간의 간섭 등 QoS 지표에 영향을 미치는 요소가 다

양하다. 이러한 요소들을 고려하여, QoS 지표인 전송 지연과 패킷 손실률 제어를 위한 연구가 이미 오래 전부터 이어져 오고 있다. 무선 망 환경에서 특히 전송 지연에 영향을 미치는 요소 중 본 논문

※ 이 논문은 2006년도 정부재원(교육인적자원부 학술연구조성사업비)으로 한국학술진흥재단의 지원을 받아 연구되었음.(KRF-2006-521-D00312)

* 한국의국어대학교 공과대학 디지털정보공학과(djeong@hufs.ac.kr)

논문번호: KICS2009-11-596, 접수일자: 2009년 11월 30일, 최종논문접수일자: 2010년 1월 13일

에서 관심을 갖는 것은 CSMA/CA(Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance)에 기반을 둔 MAC(Media Access Control)의 backoff 메커니즘이다. Backoff 메커니즘은, 충돌을 예방하기 위해 노드별 전송을 랜덤하게 분산시키는 효과를 갖는데, 주목할 점은 이러한 기능이 non-work conserving 방식으로 구현된다는 것이다. 즉, 각 노드들이 전송 대기 중인 패킷을 보유하고 있는 상태에서, 채널이 유희상태일 때에도 backoff 메커니즘에 의해 대기상태를 유지해야 한다. 이는 무선 환경에서 충돌을 감소시키기 위해 필요한 정책으로서 지연의 증가를 유발하는 요인이 된다. 반면, backoff 메커니즘을 지연 제어를 위한 방법으로 활용할 수도 있다. 즉, 상이한 트래픽 클래스에 대해 상이한 backoff 설정을 하여 클래스 간의 차별화된 지연 제어가 이루어질 수 있다.

본 논문에서 주목하는 점은, backoff 메커니즘이 갖는 non-work conserving 특성으로 인해 이러한 방안이 채널 효율성을 더욱 낮출 수 있다는 점이다. 또한, 각 패킷이 전송 지연에 대한 QoS를 요구할 때 이를 충족시키기 위한 MAC 파라미터 튜닝이 실질적으로 어렵다는 점도 간과될 수 없다. 무선 환경에서 전송 채널을 이웃 노드들과 공유하므로 이웃 노드들에 대한 실시간적 정보가 확보되지 않으면 채널 점유의 정확한 예측이 불가능한 것이다.

본 논문에서는 이러한 점을 고려하여, 지연 요구의 다양성을 큐잉 정책으로 수용하는 방안을 제시한다. 각 노드는 전송대기 중인 패킷을 버퍼에 저장해두고 채널 점유 시 이들을 전송하는데, 저장된 패킷 중 어느 패킷을 선택하여 전송할지 결정하는 방법을 큐잉 정책, 또는 스케줄링으로 부르기로 한다. 본 논문은 무선망에서 큐잉 정책으로 지연 성능 제어를 실현하는 방안을 제시한다. 아울러, 위에서 언급한 backoff 메커니즘의 non-work conserving 특성을 최소화하여 지연을 단축시키기 위해 IEEE 802.11 MAC의 backoff 메커니즘에 대한 분석을 기반으로 MAC 파라미터 설정 방안을 제시한다. 이러한 방안들을 결합하여 패킷의 지연 요구를 수용하고 채널을 효율적으로 활용하는 트래픽 관리 방안을 정립하는 것이 본 논문의 목표이다.

유선망에서 큐잉 정책으로 활용되고 있는 EDD(Earliest Due Date) 방식^[1]은 전송대기 중인 패킷 중에서 지연 요구 정보를 기반으로 서비스 순서를 결정한다. 각 패킷은 지연 상한을 요구하고, 서버는 이를 기반으로 각 패킷의 긴급성을 비교하

여 가장 긴급한 패킷을 선택하여 전송한다. 이러한 정책에 의하면, 서비스 순서에 대한 아무런 제약이 없는 FIFO(First-In First Out) 방식과는 다른 전송이 이루어진다. EDD 방식은 지연 요구가 초과되는 패킷의 비율을 최소화 하는 것이 증명되었다.[2] 따라서 다양한 지연 요구를 충족시키기 위한 적절한 스케줄링 알고리즘으로 평가된다. 이러한 점에 주목하여 본 논문에서는 EDD 방식을 무선 환경에서 지연 제어를 위한 큐잉 정책으로 적용한다.

Non-work conserving 특성은 채널의 유희 상태에서 contention window(이하 CW로 표기) 크기가 필요 이상으로 크게 설정되는 것에 기인한다. 이를 방지하기 위해 본 논문에서는 MAC 메커니즘을 분석하고 여기에 실시간적 채널 점유 현황에 대한 측정값을 결합하여 동적으로 적절한 CW 값을 결정하는 방안을 연구하였다. 큐잉 정책으로 지연의 클래스별 차별화 제어를 수행하고 MAC 파라미터 조절로 채널 유희 시간을 줄임으로써 지연 제어의 기능과 성능 모두를 개선할 수 있는 방안을 모색하고자 하였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 큐잉 정책으로서 EDD 방식을 분석하고, 3장에서는 IEEE 802.11 MAC 메커니즘을 분석하여 CW에 대한 관계식을 도출하였다. 이를 기반으로 지연 감소를 위한 CW 값 설정 방법을 제시한다. 4장에서는 큐잉 정책과 MAC 설계를 결합한 제안 방식의 타당성 확인을 위한 실험을 수행하고 그 결과를 분석하였다. 5장에서는 결론과 향후 계획을 기술하였다.

II. 접근 방법

노드에 도착한 패킷이 경험하는 두 가지 지연 요소는 큐잉 지연과 서비스 지연이다. 큐에 인입된 후 head-of-line(HOL)이 되기까지의 시간을 큐잉지연, HOL에 위치한 이후 서비스 완료되기까지의 시간을 서비스 지연으로 부른다. 주목할 점은, 큐잉 지연은 노드 내 전송대기 중인 패킷 간의 경쟁이며, 서비스 지연은 전송을 위해 무선채널 확보가 필요한 노드 간의 경쟁이라는 점이다. 본 논문에서는 무선 환경 고유의 특성들을 고려하여 위 두 지연 요소를 분석한다. 우선 EDD 방식을 적용한 큐잉 지연 분석을 살펴본다.

유선망 환경에서 EDD 방식의 큐잉 지연 분석은 참고문헌[3]에 제시되어 있으며 본 논문과 관련된 내용만 간략히 아래에 기술한다. 네트워크 내의 트

래픽은 지연 요구에 따라 C 개의 클래스로 분류되는 것을 전제하고, $D_i, i=1, 2, \dots, C$ 를 클래스 i 의 지연 요구 값으로 정의한다. $D_1 < D_2 < \dots < D_C$ 의 관계를 갖는다. 클래스 i 패킷은 λ_i 를 발생 속도로 하는 Poisson 분포를 갖는 것을 가정하고, 각 패킷의 길이는 고정된 것으로 가정한다. 클래스 i 패킷 p_i 가 특정 노드에 도착한 시점을 $t=0$ 로 두고, 도착 이후부터 HOL이 되기까지 겪는 큐잉 지연을 W_i 로 정의하면 다음의 관계를 얻는다.^[3]

$$E[W_i] = E[W_{FIFO}] - \sum_{j=i+1}^C \rho_j \int_0^{\sum_{k=i+1}^j T_k} P(W_j > t) dt + \sum_{j=1}^{i-1} \rho_j \int_0^{\sum_{k=i-j+1}^i T_k} P(W_i > t) dt \quad (1)$$

여기서, $E(W_{FIFO})$ 는 단순한 FIFO 방식의 서비스인 경우 패킷이 겪는 평균 지연을 말한다. 또한, $T_k = D_k - D_{k-1}, k=2, \dots, C$ 를 나타내며, ρ_j 는 클래스 j 의 부하로서 다음과 같다.

$$\rho_j = \lambda_j E[X_j] \quad (2)$$

여기서 X_j 는 클래스 j 패킷의 서비스 시간이다. 식(1)은 FIFO 방식과 구별되는 EDD 방식의 결과를 보여준다. 식(1)의 오른쪽 첫 번째 항은 FIFO 방식에서의 큐잉 지연이고, 두 번째 항은 클래스 i 패킷보다 먼저 도착했지만 EDD 정책에 의해 늦게 서비스되는 하위 클래스 패킷으로 인해 감소하는 지연 값, 세 번째 항은 클래스 i 패킷보다 늦게 도착하였지만 먼저 서비스 받는 상위 클래스 패킷으로 인해 증가하는 지연 값을 각각 나타낸다. 이와 같은 M/G/1 시스템에서, 임의의 패킷 도착 시 현재 서비스 중인 패킷의 서비스 잔여시간을 W_0 로 정의하면,

$$E(W_{FIFO}) = \frac{E(W_0)}{1-\rho} = \frac{1}{1-\rho} \sum_{i=1}^C \rho_i \frac{E[X_i^2]}{2E[X_i]} \quad (3)$$

이 된다. 여기서 $\rho = \sum_{j=1}^N \rho_j$ 이며, 잘 알려진 평균 서비스 잔여시간 관계식[4]을 적용하였다.

식(3)(또는 식(1))은 유선 환경을 기반으로 주어졌지만, 무선 환경에서도 그대로 적용될 수 있다. 다만, 채널 공유를 제어하는 MAC 메커니즘으로 인

해 서비스 시간 X_j 항 분석에서 큰 차이가 있다. 유선망에서는 패킷이 HOL이 되면 즉시 서비스를 받으며 서비스 시간은 패킷 길이와 링크 성능에 따라 결정된다. 기본적으로 work-conserving 특성이 유지된다. 그러나 무선 환경에서는 패킷이 HOL이 된 이후에도 backoff 구간이 설정되므로 work-conserving 특성이 유지될 수 없다. 따라서 무선망에서의 서비스 시간 X_j 에 대한 분석이 필요하며 다음 절에서 기술하였다.

큐잉 정책으로 EDD 방식을 적용하면 각 노드는 클래스별 큐를 설정하지 않고 단일 큐로 모든 트래픽을 수용할 수 있다. 각 패킷의 지연 요구 값을 참조하여 sorting 알고리즘을 적용하면 전송의 긴급성에 따르는 순서가 단일 큐 내에서 정렬된다. 즉, 가장 긴급한 패킷이 HOL이 된다. 이미 서비스 받고 있는 데이터는 계속 서비스가 유지되는 non-preemptive 방식을 전제한다. Sorting 구현의 복잡성은 하드웨어적 기법^[5]을 적용하여 해결할 수 있다. 본 논문에서 제시하는 방식의 특징을 정리하면 다음과 같다.

단일 큐를 사용하므로 클래스 단위의 큐잉 지연 분석이 간결하게 이루어진다. 즉, IEEE 802.11e MAC^[6]이 갖는 클래스 간의 가상 충돌 개념이 단일 큐의 경우에는 적용되지 않으므로 지연 성능의 예측성을 개선하는 효과를 갖는다.

제한 없는 개수의 클래스를 수용할 수 있으며, 각 패킷은 도착과 동시에 긴급성에 따라 큐에 정렬되므로 HOL에 도달하기까지 겪는 큐잉 지연에 클래스별 차별성이 반영된다. 따라서, MAC 파라미터인 CW는 패킷의 클래스와는 무관하게 결정될 수 있다. 이는 CW 설정을 보다 간결하게 설계할 수 있게 한다.

기존 MAC의 non-work conserving 특성을 완화시키기 위한 CW 설정 방안을 제시한다. 노드 간 정보 교환 없이 측정 정보를 활용하여 work conserving 특성에 가깝도록 CW를 설정한다. 현재의 채널 상태에 적응하여 동적인 제어가 이루어지도록 한다.

III. 서비스 시간 분석 및 MAC 파라미터 설정

무선 환경에서 서비스 시간은 두 가지 요소로 나눌 수 있다. Backoff 지연과 전송지연이다. 전송지연은 패킷 길이와 채널 전송속도에 의해 결정된다. 반면에, CW 값 이내에서 랜덤하게 설정된 backoff 타이머에 의해 규정되는 backoff 지연은 무선망에

고유한 특성이다. 식(1)의 큐잉 지연과는 달리 backoff 지연의 해석은 간섭영역 내 노드들 간의 MAC 동작 분석에 의존한다. 본 논문에서는 클래스별 지연 차별화를 큐잉 정책으로 수용하므로 MAC은 클래스와 무관하게 운용한다. 그러므로, 모든 클래스의 패킷 길이를 동일한 것으로 가정하면, 서비스 시간은 클래스 레벨이 아닌 노드 레벨에서 정의된다. 따라서 식(2)와는 달리 X_i 는 노드 i 의 서비스 시간을 표기하는 것으로 하며, 다음과 같이 둔다.

$$X_i = Y_i + T_d \quad (4)$$

여기서, Y_i 는 노드 i 의 HOL 패킷의 backoff 지연, T_d 는 패킷의 전송 시간이다. 식(2)와 (3)을 식(1)에 적용하면, 큐잉 지연 W_i 를 구하기 위해서 X_i 의 2차 모멘트까지의 정보가 필요하다. 주목할 점은, Y_i 가 간섭 영역 내의 이웃 노드로부터 영향을 받으며, 따라서 정확한 분석을 위해서는 노드 간의 정보 교환이 필요하다는 점이다. 이는 다양한 지연 요구에 대해 동적으로 MAC 파라미터를 설정하는 것을 어렵게 한다.

X_i 가 노드 레벨 표기로 바뀌었으므로 클래스 레벨의 큐잉 지연을 나타내는 W_i 는 W_i^j 로 바꾸며, 이는 노드 i 의 클래스 j 패킷이 겪은 큐잉 지연을 나타낸다. 이미 큐잉 지연 W_i^j 를 경험한 패킷은 해당 노드에서 $D_j - W_i^j$ 의 지연이 허용된다. 따라서 Y_i 는

$$Y_i \leq D_j - W_i^j - T_d \quad (5)$$

을 만족해야 한다. Y_i 는 CW 설정 값에 큰 영향을 받는다. 노드 i 에서 임의의 패킷 p_i 가 HOL이 될 때 CW를 설정하는 기준은 두 가지의 목표를 갖도록 본 논문에서 설계하였다. 첫째는 식(5)와 같이 지연 요구를 만족시키는 것이고, 둘째는 work conserving 특성에 최대한 접근하는 것이다. 지연 요구를 만족시키는 CW는 CW가 가질 수 있는 최대값이 된다. 지연의 요구 한계를 근거로 산출된 값이기 때문이다. 또한 work conserving 특성을 갖도록 하는 CW는 CW가 가질 수 있는 최소값이 된다. 채널 유희 시간을 최소화하는 방향으로 결정되기 때문이다. 3장의 나머지 부분에서는 Kravets[7]에서 보인 backoff 지연 분석 과정을 참조하여 Y_i 를 분석하며, 그 기반 위에 본 논문 고유의 CW 설정

방법을 제시한다.

IEEE 802.11 MAC에 의하면, 패킷 p_i 가 노드에 도착(발생)한 시점의 채널 상태에 따라 backoff 지연의 적용여부가 구분된다. 채널이 유희상태일 때 도착한 패킷은 DIFS 이후 서비스 받게 된다. 반면에 채널이 점유되어 있는 상태에서 발생한 패킷은 두 가지 상태에 놓인다. 즉, 노드 i 의 큐에 전송대기중인 패킷이 있어 큐에서 대기하고 선행 패킷들이 처리된 후 HOL으로 되거나, 큐가 비어있어 즉시 HOL이 되는 경우이다. 두 경우 모두 HOL이 된 후 DIFS와 backoff 지연을 갖게 된다. Backoff 지연을 결정하는 backoff 타이머는 채널이 유희상태일 때는 감소하다가 간섭영역 내의 다른 노드로부터 채널 점유가 감지되면 감소를 멈추고 다시 DIFS 동안 유희 채널이 감지되면 감소를 재개하며, 0에 이르면 패킷 전송이 이루어진다. 이 점을 고려하여 backoff 지연을 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$Y_i = \begin{cases} DIFS & \text{채널 유희시 도착} \\ DIFS + b_i t_s + n_i (T_d + DIFS) & \text{채널 점유시 도착} \end{cases} \quad (6)$$

여기서 b_i 는 초기 backoff slot 개수이며 t_s 는 slot 타임, n_i 는 패킷 p_i 의 backoff 지연 구간 동안 간섭영역 내의 다른 노드로부터 발생하는 패킷 전송 횟수이다. 충돌에 의한 지연은 전송 성공 구간에 비해 매우 작으므로[7] 무시한다. 지연 요구를 초과하지 않기 위해서는 식(5)을 만족하도록 CW를 설정해야 한다. 식(5)의 조건을 CW에 대해 정리하면 다음과 같다. 채널 유희 시 도착한 패킷에는 backoff 설정이 적용되지 않으므로, 채널 점유 시 도착한 경우에 대해서 기술한다. 우선, 식(6)의 양변에 평균값을 취한다.

$$E[Y_i] = DIFS + E[b_i]t_s + E[n_i](T_d + DIFS) \quad (7)$$

CW 크기를 G_i 로 표시하면, $E[b_i] = \frac{G_i}{2}$ 로 둘 수 있다. $E[n_i]$ 를 구하기 위해, 간섭영역 내의 노드들로부터 노드 i 의 backoff slot에 패킷이 전송되는 확률을 q_i 로 두자. 그러면

$$E[n_i] = E[E[n_i|b_i]] = E[q_i b_i] = q_i E[b_i] = \frac{q_i G_i}{2} \quad (8)$$

와 같다. 식(8)을 식(7)에 대입하면

$$E[Y_i] = DIFS + \frac{G_i}{2} \{t_s + q_i(T_d + DIFS)\}. \quad (9)$$

을 얻는다. 식(9)를 식(5)에 적용하여 G_i 에 대해 정리하면 다음과 같은 관계를 얻는다.

$$G_i \leq \frac{2(R_i - T_d - DIFS)}{[t_s + (T_d + DIFS)q_i]} \quad (10)$$

여기서 잔여 시간 $R_i \equiv D_j - W_i^j$ 를 사용하였다. 패킷은 자신의 헤더에 잔여시간 R 영역을 갖고 있는 것을 전제한다. R 영역은 D_j 로 초기화된 이후 노드에서 실시간에 동기화되어 감소하는 것을 가정한다. 따라서 R_i 는 패킷이 노드 i 에서 허용된 잔여 시간을 의미한다. 식(10)은 잔여시간 R_i 를 갖는 패킷이 애초의 지연 요구 D_j 를 만족하기 위해 패킷이 HOL 되는 시점에 설정하는 G_i 값의 범위를 보인다. 식(10)에서 주요 변수인 q_i 는 간섭 영역 내 이웃 노드들의 G 값과 부하 정보에 영향을 받는다. 이러한 이웃 노드의 정보를 확보하기 위해 서로 정보를 교환하는 것은 시스템의 복잡성을 증가시키므로 바람직하지 못하다. 본 논문에서는 이웃 노드 간 정보 교환을 배제하고 다음과 같이 실측을 사용하는 방법을 취한다.

앞에서, $R_i \equiv D_j - W_i^j$, 즉 HOL 되는 시점에서의 패킷의 잔여시간을 R_i 로 정의 하였다. 이제 패킷이 backoff 지연 구간을 경과한 후 실질적인 전송 시작 시점에서 측정된 잔여시간 값을 \bar{R}_i 로 두자. 그러면 $R_i - \bar{R}_i$ 는 실측된 backoff 지연에 해당된다. 이를 \bar{Y}_i 로 둔다. 즉

$$\bar{Y}_i = R_i - \bar{R}_i \quad (11)$$

이다. 이 값을 식(9)의 $E[Y_i]$ 에 적용하면 현 상태에서의 q_i 의 추정 값 \bar{q}_i 은 다음과 같다.

$$\bar{q}_i = \frac{2t_s}{G_i(t_d + DIFS)} \left[\bar{Y}_i - DIFS - \frac{G_i}{2} \right] \quad (12)$$

HOL이 된 패킷의 G_i 를 설정하는 방법은 다음과 같다. 우선 식(10)의 변수 q_i 에 식(12)의 \bar{q}_i 를 대입한다. 또한 전송할 패킷의 헤더로부터 R_i 값을 확보하여 식(10)의 변수 R_i 에 대입한다. 이와 같이 전송

할 패킷의 잔여 시간 값에 의존하여 G_i 를 설정한다. 이렇게 구한 G_i 는 현재 노드 i 에서 지연 충족을 위해 가능한 CW의 최대값을 나타낸다. 본 논문의 목적이 지연 충족과 더불어 work conserving 특성에 근접하는 것임을 고려할 때 G_i 를 식(10)을 만족하는 최대값으로 설정하는 것은 부적합하다. 따라서, work conserving 특성에 근접하도록 G_i 를 설정하기 위해 다음과 같은 점도 고려해야 한다.

q_i 의 정의를 다시 보면, 노드 i 의 backoff slot 동안 다른 노드로부터 패킷이 전송될 확률이다. Work conserving 특성에 접근하기 위해 각 backoff slot 마다 패킷의 전송확률을 가능한 크게 할 필요가 있다. 이웃 노드들로부터 특정 slot에 전송이 발생할 확률이 q_i 일 때, 노드 i 에서 동일 slot에 취할 수 있는 최대 전송 확률은 $1 - q_i$ 이다. 이로부터

$$G_i \geq \frac{2}{1 - q_i} \quad (13)$$

의 관계를 얻는다. 식(10)과 (13)을 만족하는 정당한 G_i 가 존재하기 위해서는

$$\frac{2}{1 - q_i} \leq \frac{2(R_i - T_d - DIFS)}{[t_s + (T_d + DIFS)q_i]}$$

와 같은 조건이 충족되어야 한다. 이 조건을 \bar{q}_i 에 대하여 정리하면 다음과 같다.

$$\bar{q}_i \leq \frac{R_i - T_d - DIFS - t_s}{R_i} \quad (14)$$

\bar{q}_i 가 이 조건에서 벗어나면 간섭 영역에 과부하가 인입된 것을 의미하며, 지연 요구 충족은 보장되지 않는다. 그림 1에는 이러한 분석을 기반으로 정당한 G_i 가 존재하는 영역을 도시하였다. 명확한 설명을 위하여 가로축과 세로축의 스케일을 다르게 하였다. 특정 R_i 를 가정한 식(10) 커브와 식(13) 커브 사이의 색칠된 영역이 정당한 G_i 영역이다. 임의의 \bar{q}_i 값이 주어지면 그에 따라 정당한 G_i 범위를 그림 1에서 찾을 수 있다. 설계 목적에 따라 정당한 영역 내에서 G_i 설정 방침을 선택할 수 있다. Work conserving 특성에 근접하기 위해 본 논문에서는 정당한 G_i 영역 내에서 최소값으로 G_i 를 설정한다. 즉,

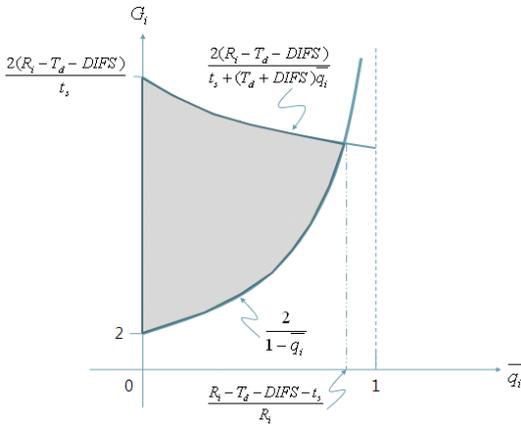


그림 1. \bar{q}_i 값에 따른 G_i 의 범위

$$G_i = \frac{2}{1 - \bar{q}_i} \quad \text{for } 0 < \bar{q}_i < \frac{R_i - T_d - DIFS - t_s}{R_i} \quad (15)$$

와 같다. G_i 는 \bar{q}_i 가 비교적 큰 영역에서는 \bar{q}_i 증가에 따라 지수함수적으로 증가하는데, 이는 IEEE 802.11 MAC에서 충돌 발생에 따라 CW를 기하급수적으로 증가시키는 것과 유사하다. 이와 같이, 간섭 영역 부하에 의존하여 CW를 설정함으로써 지연 제어와 더불어 자원 효율성 개선을 기대할 수 있다. 식(1)과 (14)는, 제안된 방안이 실제 구현되는 환경에서 지연 요구 충족을 보장하기 위한 호 접속 제어(call admission control)를 설계하는 과정에 참조되는 중요한 조건이 된다. 호 접속 제어 방안에 대해서는 별도의 연구를 진행하고 있다.

IV. 실험 및 평가

본 논문에서 제안한 지연 제어 방안은 큐잉 정책과 MAC 파라미터 설정으로 구성되는데, 두 과정에서 모두 패킷의 잔여 허용 시간 정보를 활용하였다. 따라서, 제안된 방안을 RADC(Residual-life Aware Delay Control)로 부르기로 한다. 4장에서는 RADC 방안에 대한 다양한 실험을 수행하여 기능의 정당성을 확인한다.

4.1 실험 환경

무선 패킷 전송망에서 큐잉 정책 EDD는 임의의 지연 요구 값을 초과하는 확률을 최소화하는 스케줄링 방식으로 입증되었다[2]. 무선 환경에서는 non-work conserving 성격을 갖고 지연 성능이 이

웃 노드의 동작에 직접적인 영향을 받는 차이가 있으므로, 이러한 환경에서의 EDD 적용 결과가 관심을 끈다.

본 논문의 모든 실험은 저자가 연구과정에서 C언어를 사용하여 작성한 시뮬레이션 프로그램으로 수행되었다. 임의의 개수의 무선 노드들로 망을 구성하여 IEEE 802.11 MAC 등의 제어를 기반으로 다중 홉 무선통신을 수행하는 환경을 제공한다. 프로그램 내역은 참고문헌[8]에 기술되어 있다.

실험은 두 가지 토폴로지에서 수행하였는데 그림 2(a)와 (b)에 보였다. 그림 2(a)에서는 한 홉의 무선 통신이 이루어지는 환경을 고려하였다. 상호 간섭 범위 안에 있는 6개 노드가 모두 중앙의 목적지 노드 C로 패킷을 전송한다. 그림 2(b)는 병목 노드가 있는 세 홉 통신 환경이다. 모든 노드가 노드 C를 목적지로 하는 패킷을 발생한다. 그 결과 노드 B는 병목 노드가 되며 큰 큐잉 지연이 유발된다. 위 두 토폴로지 모두 각 노드에서 발생하는 트래픽은 지연 요구 값이 서로 다른 세 가지 클래스로 구성된다. 각 노드에서의 패킷 발생은 모두 일정한 간격을 갖고 발생하며 클래스 간의 트래픽 배분은 매 발생 시점마다 확률적으로 분배한다. 한 주기 내의 패킷 발생시점을 랜덤하게 두어 이웃 노드 간 간섭 영향을 랜덤하게 하였다. 채널 대역폭은 24Mbps로 설정하였으며, 패킷 길이는 512 바이트로 고정하였다.

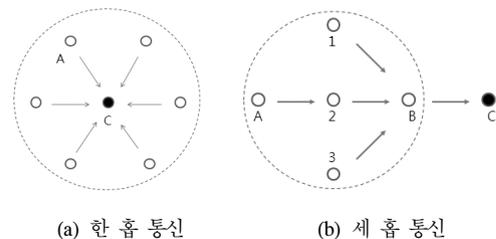


그림 2. 실험 토폴로지

4.2 한 홉 토폴로지에서의 지연 성능

첫 번째 실험은 그림 2(a)의 환경에서 수행하였다. 노드 C를 제외한 모든 노드가 노드 C로 패킷을 전송하는 환경에서 노드 A에서 발생한 패킷이 노드 C에 전송 완료되기까지의 지연을 측정하였다. 실험 환경은 표 1에 정리하였다. 지연 제어의 효과를 확인하기 위해 큐잉이 발생하는 부하를 설정했다. 실시간 1초에 해당하는 기간 동안 트래픽을 발생하고, 큐잉 지연을 고려하여 관측은 2초간 수행하였다. 그림 3에는 클래스별 평균지연 값을 도시하였다.

표 1. 한 홉 노드 실험 환경

노드별 부하	3.5Mbps
클래스 수	3 클래스
클래스 간 트래픽 비율	1:1:1
클래스별 지연 요구	30ms,300ms,30s
전송 재시도 제한 회수	7회
slot time	9 μ s
DIFS	4 slots
RTS,CTS,ACK,SIFS	2 slots
클래스별 CWmax*	30,200,1200 slots
AIFS[0],[1],[2]*	5, 7, 9 slots

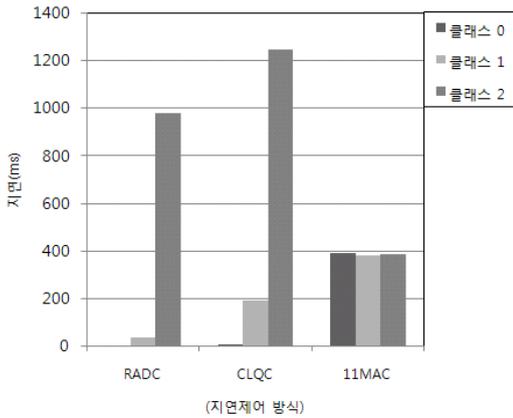


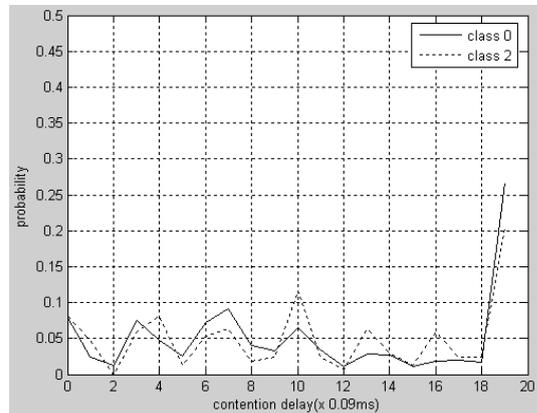
그림 3. 한 홉 환경에서 클래스별 평균 지연

비교를 위하여 RADC 방식에 더하여, IEEE 802.11e의 클래스별 개별 큐 운용에 따른 QoS 제공방식[6]의 실험도 수행하였다. 즉, 각 노드는 클래스별로 큐를 설정하고, AIFS(Arbitration InterFrame Space), CWmax 등 MAC 파라미터를 차별화하여 클래스 간의 채널 경합이 수행되도록 한다. 본 실험에서는 IEEE 802.11e의 QoS 기능 중 이러한 contention based channel access 개념만을 구현하여 비교 실험하였다. 이점을 명확히 하기 위해 이를 CLQC(Class-Level Queue Control) 방식으로 부르기로 한다. CLQC에서 사용된 파라미터도 표 1에 보였다(*로 표시). RADC 방식이 CLQC와 다른 점은 단일 큐를 사용하므로 MAC 파라미터가 노드별로 운용되며, 패킷별 긴급성에 따라 전송 순서가 결정된다는 것이다. 이와 더불어 QoS 제어가 없는 기존 IEEE 802.11 MAC도 같이 실험하였고, 이 방식은 11MAC으로 부르기로 한다.

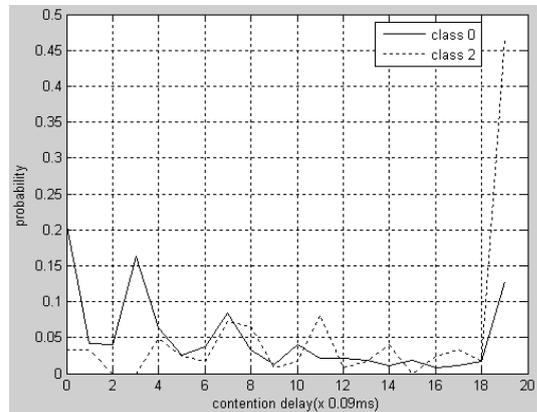
그림 3에서 보듯이, 11MAC 방식과는 달리 RADC 및 CLQC 방식은 클래스 간의 차별성을 명

확히 지원한다. 여기서, RADC 방식이 상대적으로 작은 지연을 보이는 것은 CW 값을 식(15)와 같이 설정한 것에 기인하는 것으로 분석된다. 지연 요구를 초과한 패킷의 개수도 측정하였다. RADC의 경우 지연 초과 패킷은 전혀 발생하지 않은 반면, CLQC의 경우 클래스 0과 클래스 1 각각 6.8%, 7.9%의 초과 패킷이 발생하였다. QoS 제어가 없는 11MAC에서는 클래스 0가 84%, 클래스 1이 51.4% 등 과도한 지연 초과 패킷이 발생하였다.

RADC는 EDD 정책을 활용하는 반면 CLQC는 MAC 파라미터를 사용하여 클래스 간 지연 제어를 수행한다. 따라서 contention delay에 따른 non-work conserving 특성이 CLQC 방식에서 클 것으로 예상된다. 이를 확인하기 위해 그림 4에서는 RADC와 CLQC 방식에 대해 contention delay 값의 분포도를 보였다. 클래스 0와 2를 비교하였다. 가로축은 contention delay 값이고 세로축은 확률



(a) RADC



(b) CLQC

그림 4. Contention delay 분포도

값이다. 가로축의 최대값인 $19(x\ 0.09ms)$ 가 갖는 확률을 낮은 contention delay가 $19x0.09ms$ 이상인 확률을 모두 합한 것이다. RADC의 경우 contention delay 분포가 클래스와 거의 무관한 반면 CLQC 방식에서는 클래스 2의 경우 contention delay가 큰 쪽의 확률이 큰 것을 볼 수 있다. 11MAC은 지연 초과 패킷이 과다하여 생략하였는데, 클래스와 무관한 분포도를 보인다.

4.3 다중 홉 토폴로지에서의 지연 성능

RADC는 각 노드에서 패킷의 잔여 허용 지연 값을 기반으로 지연제어가 이루어지는 상황인지제어의 성격을 갖는 것에 비해 CLQC는 상황인지에 따르는 적응성이 부족하다. 이러한 성격의 차이는 다중 홉 환경에서 수행한 시험결과에서 확인될 수 있다.

다중 홉 시험을 위한 토폴로지는 그림 2(b)와 같다. 앞 실험과 마찬가지로 각 노드에서 발생하는 트래픽은 동일한 부하를 갖는 세 개의 클래스로 구성되며, 각 노드별 세 클래스를 합하여 1.5Mbps의 부하가 되도록 하였다. 각 클래스 별 단대단(end-to-end) 지연 요구 값은 7ms, 70ms, 70ms 로 두었다. 앞의 홉 실험보다 부하가 작지만, 다중 홉 환경이라는 점과 클래스 2의 지연 요구가 매우 짧아졌으므로 큐잉 지연이 유발된다. 그 외의 설정은 표 1과 같다. 본 실험에서는 노드 A에서 발생한 패킷이 세 홉을 거쳐 노드 C에 도착하기까지의 지연을 클래스별로 측정하여 그림 5에 도시하였다. 시뮬레이션은 실시간 1초 구간동안 트래픽을 발생하고 2초간 관측하였다. RADC 방식에서 각 패킷에는 초기에 자신의 지연 요구 값이 헤더 영역에 기록되고, 경로상의 각 노드에서 시간의 경과에 맞추어 감소되는 것을 가정하였다. 따라서 각 노드에서의 잔여 허용 시간과 같고, 이를 참조하여 EDD 정책이 구동된다. 식(10)의 R 은 하나의 노드에서 허용된 잔여 시간을 의미하므로, 단대단 지연 요구를 각 노드별 요구로 변환하는 등의 방법으로 대체하여 적용한다. 그림 5에는 클래스 별 평균 지연시간을, 표 2에는 지연 초과율을 정리하였는데, CLQC 방식의 경우 RADC 방식보다 지연이 클 뿐만 아니라 지연 초과율도 큰 것을 보이고 있다. 이는 호 접속 제어 관점에서 접속 허용 영역이 RADC의 경우 가장 큰 것을 예상하게 한다.

호 접속 허용 영역에 대하여 보다 구체적으로 관측하기 위해 지연 요구 상한 값을 변화시키면서 지연 요구 충족 현황을 측정하였다. 그림 2(b)와 같은

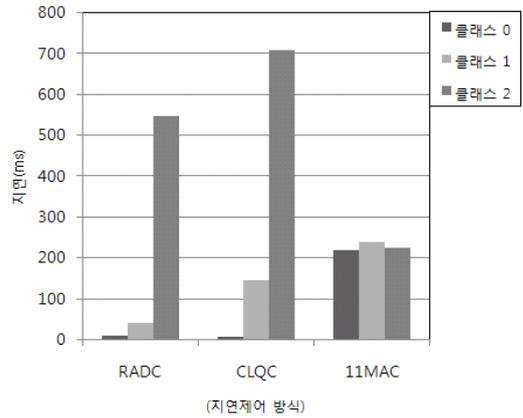


그림 5. 세 홉 통신에서의 지연 비교

표 2. 지연 초과 발생률

	RADC	CLQC	11MAC
class 0	26.8%	27.9%	97.3%
class 1	23.9%	80.5%	79.6%
class 2	22.4%	38.1%	0%

환경에서 앞의 실험과 동일한 조건으로 수행하였으며, 이번에는 노드 B에서 발생한 패킷이 노드 C에 도달하기까지의 지연을 측정하였다. 지연 요구 값은 (3ms, 30ms, 300ms), (4ms, 40ms, 400ms), (5ms, 50ms, 500ms), (6ms, 60ms, 600ms)의 네 경우에 대해 실험을 수행하였고, 클래스별 지연 초과 패킷 개수를 RADC와 CLQC 방식별로 측정하여 그림 6에 도시하였다. 그림 6에서 모든 지연 요구 조건에 대해 RADC 방식의 지연 요구 충족률이 상대적으로 우수함을 볼 수 있다. 특이한 점은 CLQC의 경우 클래스 1의 지연 초과율이 지속적으로 높게 유지되는 점이다. 이는, CLQC에서는 클래스 별 지연 요구를 AIFS와 CWmax 값의 차별성에 의존하여 수용하는데, 이들 값의 선택이 다양한 지연 요구 값에 연동되어 동적으로 결정되기 어려우므로 특정 지연 요구 설정에 대해서는 적절하지 않은 지연 충족율을 보일 개연성이 크기 때문인 것으로 파악된다. 이에 반하여 RADC 방식에서는 전송의 긴급성에 따르는 상황인지적 서비스 제공이 이루어지므로 유연한 지연 제어가 이루어지는 것이 확인된다.

이번 실험에서는 클래스 별 부하를 달리하여 비교하였다. 그림 2(b)의 토폴로지서 각 노드에서의 총 부하는 1.42Mbps로 하였고 각 클래스 별 부하의 비중, 즉 (클래스 0:클래스 1:클래스 2)의 비율을 (1:1:1), (2:1:1), (1:2:1)과 같이 세 경우로 설정하여

각각 실험하였다. 클래스 별 지연 요구는 30ms, 300ms, 3s로 두었다. 그 외의 설정은 표 1과 같다. 노드 A에서 발생한 패킷이 노드 C에 도착할 때까지의 평균 지연을 측정하여 그림 7에 도시하였다. 그림 7에서, 클래스별 부하 비중에 무관하게 RADC 방식이 항상 우수한 결과를 보이고 있다. QoS 제공

기능이 없는 11MAC 방식에서는 클래스 0의 거의 모든 트래픽이 지연 초과되었다. 그림 6과 그림 7의 결과를 종합하면, 클래스별 지연 요구 값이나 트래픽 비중과 무관하게 RADC 방식의 지연 제어기능이 가장 우수하며, 따라서 호 접속 제어의 관점에서 RADC가 가장 넓은 호 접속 허용 영역을 제공

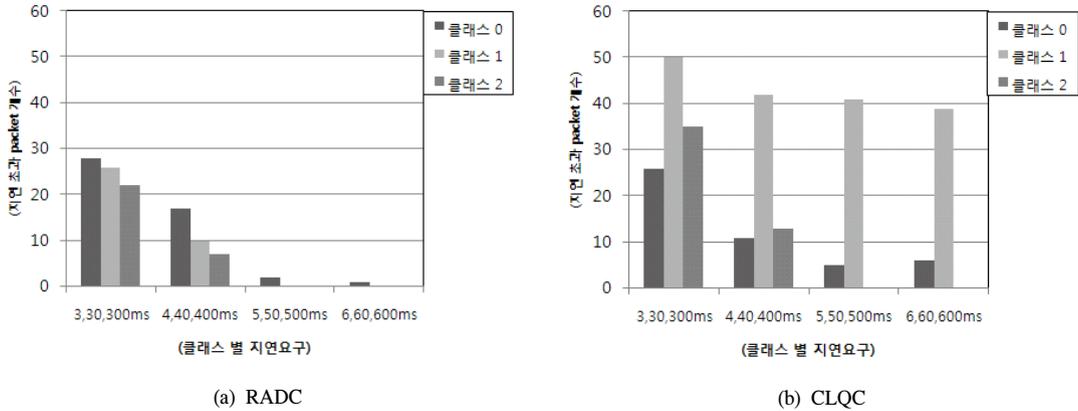


그림 6. 지연 요구 변화에 따른 지연 성능 비교

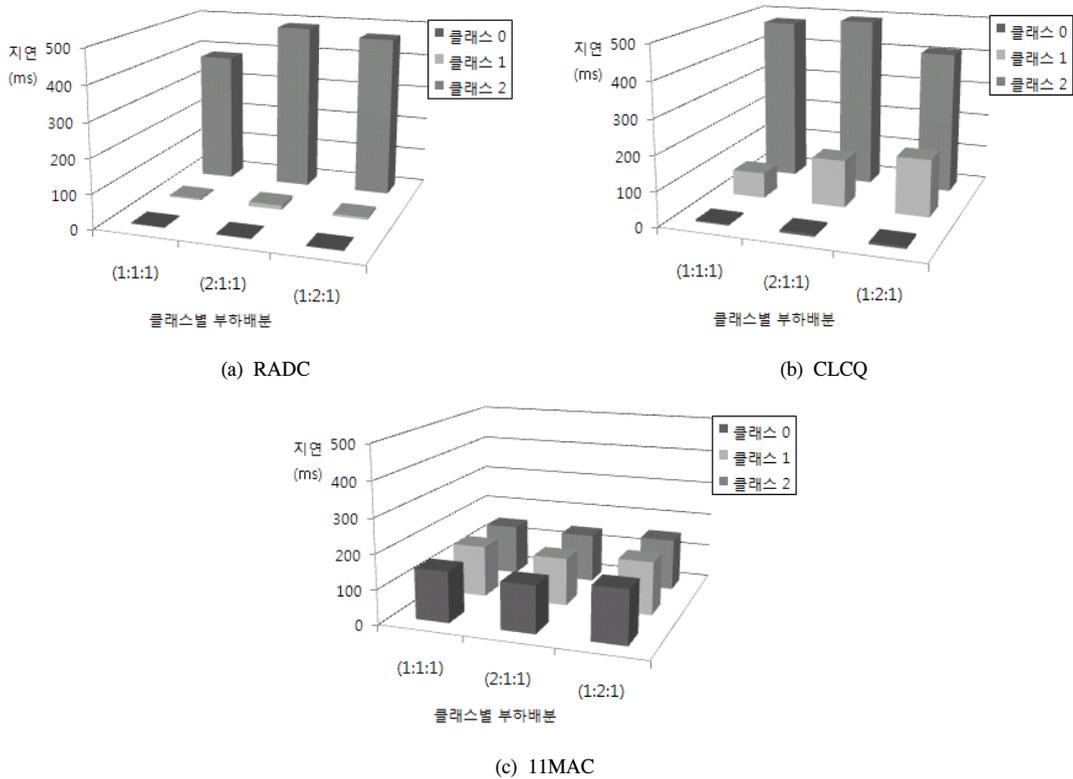


그림 7. 클래스별 부하 변동에 따른 지연 성능 비교

할 것을 예상할 수 있다.

V. 결론 및 향후 계획

큐잉 정책을 통한 차별화된 지연 제어와, 채널 유희 시간을 줄이기 위한 CW 설정에 모두 패킷의 지연 정보를 활용하는 방안을 제안하였다. 주목할 점은, 지연 보장을 위해서는 기본적으로 호 접속 제어가 전제되어야 한다는 것이다. 접속이 허용된 모든 트래픽에 대해 지연을 보장하기 위해서는 허용된 트래픽의 양을 제한하여야 한다. 본 논문의 식 (14)에서 호 접속 제어 구현 방안을 엿볼 수 있다. 실시간으로 측정되는 변수 \bar{q}_i 를 기반으로 지연 보장 가능성을 판정할 수 있다. 다만 측정값 \bar{q}_i 의 동적 특성으로부터 판정이 불안정할 수 있다는 점에 대한 보완 연구가 필요하다. 호 접속 제어에 대한 연구는 진행 중에 있다.

본 논문에서 제안한 방식은 단일 큐 운용으로 간단한 구현이 가능하고, 클래스 구분에 무관한 유연한 지연 제어가 지원된다는 점에서 실제적인 적용이 용이한 장점을 가진 것으로 평가된다. 또한 호 접속 제어 기능을 설계하는 과정도 상대적으로 수월할 것으로 기대된다.

참 고 문 헌

[1] H. M. Goldberg, "Analysis of the earliest due date scheduling rule in queueing systems," Math. Oper. Res., Vol.2, No.2, 1977.

[2] H. Saito, "Optimal queueing discipline for real-time traffic at ATM switching nodes," IEEE Trans. on Communications, Vol.38, No.12, pp.2131-2136, Dec. 1990.

[3] Y. Lim and J. E. Kobza, "Analysis of a delay-dependent priority queueing discipline in an integrated multiclass traffic fast packet switch," IEEE Trans. on Communications, Vol.38, No.5, pp.659-665, May 1990.

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

[5] H. J. Chao and N. Uzun, "A VLSI sequencer chip for ATM traffic shaper and queue manager," IEEE J. Solid-State Circuits, Vol.27, pp.1634-1643, Nov. 1992.

[6] S. Mangold, S. Choi, G. R. Hiertz, O. Klein, and B. Walke, "Analysis of IEEE 802.11e for QoS support in wireless LANs," IEEE Wireless Communications, pp.40-50, Dec. 2003.

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

[8] D. Jeong, "센서네트워크에서의 에너지 효율적인 MAC 프로토콜 및 라우팅 알고리즘 설계", 최종결과보고서, 과제번호 R08-2003-000-10632-0, 한국과학재단, 2005.

정 대 인 (Daein Jeong)

정회원

1984년 2월 서울대학교 제어계측공학과

1986년 2월 서울대학교 제어계측공학과 석사

1987년 5월~1999년 8월: KT 선임연구원

1998년 1월 Polytechnic Univ. 박사(E.E)

2000년 9월~현재: 한국외국어대학교 공과대학 디지털정보공학과 교수

<관심분야> 패킷네트워크 QoS, 초고속 라우터, 유선네트워크 성능분석.