

KOINONIA 고속 WPAN의 멀티미디어 전송을 위한 채널 타임 할당 및 CAC 알고리즘

준회원 박종호*, 종신회원 이태진*, 정회원 진선도**, 연구정**, 원윤재**, 조진웅**

KOINONIA High-Rate WPAN Channel Time Allocation and CAC Algorithm for Multimedia Transmission

Jong-Ho Park*, Tae-Jin Lee*, Sun-Do June**, Kyu-Jung Youn**

Yun-Jae Won**, Jin-Woong Cho** *Regular Members*

요약

KOINONIA는 고속 무선개인네트워크(Wireless Personal Area Network: WPAN) 기술로 개인 영역에서 고속의 데이터 전송과 멀티미디어 트래픽 전송을 지원하기 위해 개발되었다. 마스터와 슬레이브가 스타 토폴로지 형태로 피코넷을 구성한다. 멀티미디어 트래픽의 QoS를 위해 마스터가 슬레이브의 요청을 받아 채널을 할당해주는 TDMA방식의 매체 접근 방법을 사용하는데 이때 마스터가 각 할당요청에 대해 스케줄링을 하는 방법이 네트워크 전체의 성능에 크게 영향을 끼치게 된다 따라서 채널을 효율적으로 사용하고 멀티미디어 트래픽의 QoS를 효과적으로 보장하기 위해서는 효율적인 채널 할당 스케줄링알고리즘이 필요하다. 본 논문에서는 슈퍼프레임의 길이와 관계없이 일정 간격으로 채널타임을 할당할 수 있는 스케줄링 및 CAC(Connection Admission Control) 알고리즘을 제안하고 시뮬레이션을 통해 채널 사용과 QoS 측면에서 효과적임을 보였다 또한 제안한 알고리즘은 기본적인 스케줄링 기법인 WRR(Weighted Round-Robin)에 비해 데이터 특성에 맞게 채널타임을 할당하므로 채널 타임 절약과 더불어 전력소비도 절약할 수 있다.

Key Words : KOINONIA, WPAN, Scheduling, QoS, CAC.

ABSTRACT

KOINONIA is high-rate Wireless Personal Area Network (WPAN) technology, and is developed for multimedia traffic transmission in personal area. A KOINONIA piconet is a collection of one or more associated slaves under a single master. Efficient scheduling of a master for the traffic of slaves is essential to use channel effectively and to guarantee QoS of multimedia traffic. We propose a new scheduling algorithm to allocate channel time at desired intervals regardless of superframe length, and a Connection Admission Control(CAC) algorithm to regulate the number of traffics in a piconet. Our proposed algorithms have been shown to save channel time and to meet QoS requirements compared to the conventional weighted round-robin algorithm.

* 성균관대학교 정보통신공학부 네트워크시스템연구소(tamalove@ece.skku.ac.kr), ** 전자부품연구원 (jsd@keti.re.kr)

논문번호 : KICS2004-12-302, 접수일자 : 2004년 12월 3일

※본 연구는 전자부품연구원 Electro-0580 사업의 지원으로 수행되었습니다.

I. 서론

WPAN(Wireless Personal Area Network)은 10m 내외의 영역에서 무선으로 연결하여 통신을 지원하기 위한 기술로써 표준으로는 IEEE 802.15.1 (Bluetooth)^[1], IEEE 802.15.3^[2], IEEE 802.15.4^[3] 등이 있다. IEEE 802.15.1은 저비용, 저전력 WPAN 기술로 최대 1Mbps의 비교적 낮은 전송속도를 지원한다. IEEE 802.15.3은 고속 WPAN 기술로 22Mbps 이상의 고속 데이터 전송을 지원하고 휴대용 멀티미디어 기기를 위해 QoS보장 및 저전력 소비를 특징으로 하는 WPAN 표준이다. IEEE 802.15.4는 저속 WPAN 기술로 수 개월 또는 수 년간 배터리를 사용할 수 있을 정도의 저전력 소비 낮은 복잡도와 저가를 목표로 하는 표준으로 센서나 리모트 컨트롤, 홈오토메이션에 응용될 수 있다.

국내에서 독자적으로 개발 중인 KOINONIA^[4] 기술은 고속, 저전력, 단거리 무선 통신 기술로 고속 데이터 전송과 멀티미디어 트래픽 전송을 위해 개발되었다. KOINONIA는 Binary CDMA 기술을 PHY 계층으로 사용하고 MAC 계층은 IEEE 802.15.3^{[2][5]}과 유사한 CSMA/CA와 TDMA방식을 사용한다. Binary CDMA를 사용함으로써 채널의 상태와 트래픽의 요구조건에 따라 유연하게 전송률을 바꾸어 낮은 비트 에러율을 유지할 수 있다. Binary CDMA의 특성으로 리시버의 구조가 간단하여 낮은 가격으로 제작할 수 있고 nonlinear amplifier를 사용함으로써 기본적으로 전력소비면에서 유리한 장점을 갖는다. 그리고 TDMA를 사용함으로써 멀티미디어 트래픽의 QoS를 보장할 수 있는 방법을 제공하며 Ad-hoc 네트워크를 지원하여 간편하게 네트워크 구성이 가능하다.

KOINONIA 네트워크는 마스터와 슬레이브가 스타 토폴로지의 형태의 피코넷(piconet)으로 구성되고 40개의 장치까지 수용할 수 있다. 마스터는 슈퍼프레임의 구성과 데이터 전송을 위한 채널 타임의 할당 전력소비 모드 관리 등 피코넷의 전반적인 사항을 관리한다. 비콘과 관리 프레임(management frame)은 마스터와 슬레이브 사이에서만 전송되지만 실제 데이터 프레임은 peer to peer 전송이 가능하며 고속의 전송률을 지원한다.

KOINONIA의 슈퍼프레임은 비콘과 Contention Access Period(CAP), Channel Time Allocation Period(CTAP)로 구성된다. 비콘은 피코넷에 대한 정보와 슈퍼프레임 구성에 대한 정보, 채널 타임 할

당에 대한 정보 등으로 구성되어 마스터에 의해 모든 슬레이브에게 브로드캐스트 된다. CAP는 기존 CSMA/CA 방식으로 경쟁에 의해 채널을 사용하며 결합 요청이나 채널 타임 요청(channel time request)등의 관리 프레임의 전송에 사용된다. CTAP는 마스터에 의해 할당을 받아 충돌없이 전송이 이루어지는 구간으로 Channel Time Allocations(CTA) 구간들로 나누어진다. CTA는 일반 데이터나 멀티미디어 데이터를 전송하는 구간으로 대부분의 QoS 지원이 필요한 트래픽은 CTA를 이용해 전송된다. Slave는 자신에게 할당된 CTA이외의 구간에서는 물리계층을 비활성화 하여 전력소비를 줄일 수 있다.

피코넷의 제한된 대역폭을 효율적으로 활용하고 멀티미디어 트래픽의 QoS를 보장해 주기 위해서는 CTA를 효율적으로 스케줄링 하는 방법이 매우 중요하다. [6][7]에서 기존에 제시되어 있던 CTA 할당 방법은 CTA 간격이 슈퍼프레임 간격에 의존적이기 때문에 QoS요구 조건을 정확히 만족시키기 어렵다. [8]에서 제시한 CTA 할당 방법은 MPEG4 트래픽에 대해서는 유용하지만 다른 트래픽에 대해서는 해당 알고리즘을 사용하기 어렵다. 또 슈퍼프레임 간격은 piconet마다 다를 수 있고 상황에 따라 달라지기 때문에 CTA요청 파라미터를 정하기 어렵고 슈퍼프레임 간격이 변할 때마다 CTA Duration을 변경해야만 트래픽의 전송률 요구조건을 만족시킬 수 있다. 이러한 문제를 해결하기 위해서 본 논문에서는 슈퍼프레임 간격에 관계없이 트래픽의 요구조건에 맞게 CTA를 할당할 수 있는 알고리즘을 제안한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서 WPAN에 대해 기술하고 3장에서 KOINONIA 스케줄링과 관련된 문제점 및 이슈를 제시하고 4장에서 제안한 CTA 할당 알고리즘을 설명한다. 5장에서 제안한 알고리즘에 대한 성능분석을 다루고 6장에서 결론을 맺는다.

II. KOINONIA 기술

KOINONIA는 Binary CDMA 기술을 PHY 계층으로 사용하고 CSMA/CA와 TDMA방식을 사용한다. Binary CDMA를 사용함으로써 채널의 상태와 트래픽의 요구조건에 따라 code 할당량을 변화시켜 유연하게 전송률을 바꾸어 낮은 비트 에러율을 유지할 수 있다. KOINONIA 네트워크는 마스터와 슬레이브가 그림 1과 같이 스타 토폴로지의 형태의 피코넷으로 구성된다. 마스터는 피코넷 내에 마스터

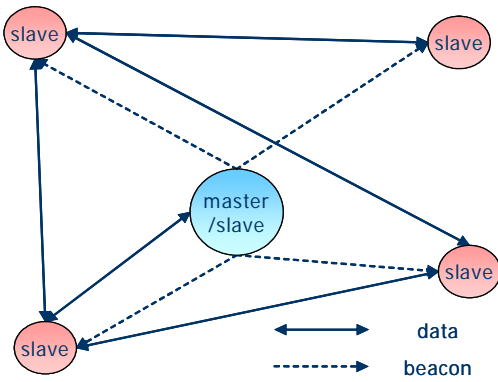


그림 1. KOINONIA 피코넷

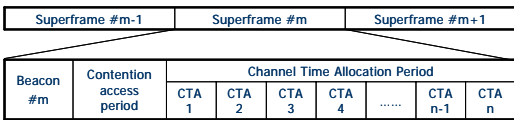


그림 2. KOINONIA 슈퍼프레임 구조

의 기능을 가진 단말 중에 선택되며 마스터의 전원이나 자원 상태에 따라 양도 할 수 있다 마스터는 주기적으로 비콘을 전송하여 슈퍼프레임의 구성과 데이터 전송을 위한 채널 타임의 할당 등의 정보를 슬레이브에게 제공하고 CTA의 스케줄링, 슬레이브의 결합, 분리와 전력소비 모드의 관리 등 피코넷의 전반적인 상황을 관리한다. 비콘과 관리 프레임은 마스터와 슬레이브 사이에서만 전송 되지만 실제 데이터 프레임은 마스터를 통하지 않고 peer to peer 전송이 가능하다 KOINONIA의 슈퍼프레임은 비콘과 Contention Access Period(CAP), Channel Time Allocation Period(CTAP)로 구성된다 (그림 2 참조). 비콘은 피코넷에 대한 정보와 슈퍼프레임 구성에 대한 정보, 채널 타임 할당에 대한 정보 등으로 구성되어 마스터에 의해 모든 슬레이브에게 브로드캐스트 된다 CAP는 기존 CSMA/CA 방식으로 경쟁에 의해 채널을 사용하며 IEEE 802.15.3에서와는 다르게 일반 데이터의 전송은 하지 않고 결합 요청이나 채널 타임 요청(channel time request)등의 관리 프레임의 전송에 사용된다 CTAP는 마스터에 의해 할당을 받아 충돌없이 전송이 이루어지는 구간으로 Channel Time Allocations(CTA) 구간들로 나누어진다. CTA는 일반 데이터나 멀티미디어 데이터를 전송하는 구간으로 대부분의 QoS 지원이 필요한 트래픽은 CTA를 이용해 전송된다 슬레이브는 데이터를 전송하기 전에 마스터에게 채널 타

임 요청 프레임을 보내서 CTA의 할당을 요청해야 한다. 채널 타임 요청 프레임을 받은 마스터는 채널 사용 상태에 따라 수용여부를 결정하여 슬레이브에게 응답하고 수용되면 CTA를 스케줄링 하여 할당해준다. 한 CTA 내에서 여러 프레임을 SIFS 간격으로 연속해서 보낼 수 있으며 CTA 사이에는 Guardtime을 두어 Propagation delay로 인한 충돌을 방지한다.

III. WPAN의 스케줄링 이슈

KOINONIA 슬레이브는 데이터를 전송하기 전에 먼저 채널 할당을 마스터에게 요청해야 한다 채널 할당 요청시 자신의 트래픽의 요구사항에 맞는 파라미터들을 CAP구간을 통해 마스터에게 넘겨 주어 야한다. KOINONIA 표준에서는 Desired number of slot, Minimum number of slot, Resource Allocation Period 등의 채널 타임 요청 파라미터가 정의되어 있는데 그 구체적인 사용방법은 제시되어 있지 않다. Desired number of slot은 슬레이브가 할당받기를 원하는 CTA의 크기이고, Minimum number of slot은 할당받기를 원하는 CTA의 최소 크기, Resource Allocation Period는 CTA 자원할당 주기를 나타낸다 (그림 3 참조).

CTAP 스케줄링 방법으로 고려할수 있는 방법은 Weighted-Round-Robin(WRR)^[6]이 있다. 슬레이브가 CTA 요청시 마스터가 받은 Desired number of TUs을 바탕으로 그 크기만큼 한 슈퍼프레임의 CTAP를 분할하여 할당하는 방식이다 한 슈퍼프레임의 CTAP구간은 할당이 요청된 모든 CTA의 길이의 합이 된다. 이 방법은 같은 특성의 트래픽이 같은 크기의 CTA만 요청하게 되면 CTAP를 공평하게 나누어 쓰게 되어 overload 상황이 아니라면 좋은 성능을 보인다. 하지만 여러 가지 다른 QoS 요구조건을 가지는 트래픽들이 서로 다른 CTA 크기를 요청하게 되면 그 트래픽이 요구하는 대역폭이나 지연시간 등의 요구사항을 반영할 수 없다 새로운 트래픽에 대해 CTA가 할당되면 슈퍼프레임의 크기, 즉 CTA 할당 간격이 커지기 때문에 이전에 CTA를 할당 받아 전송 중이던 트래픽들의 사용가

byte:1	1	1	1	1	1	2
Dest. ID	Stream Request ID	Stream ID	Resource Allocation Period	Minimum Number of Slot	Desired Number of Slot	Required BER

그림 3. Channel time request block

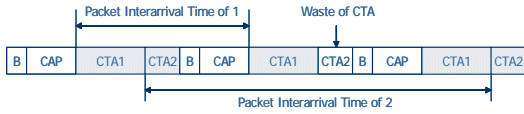


그림 4. 낭비되는 CTA 의 예

능한 대역폭이 줄어들게 되어 drop율이 증가하거나 지연시간이 길어지는 등 성능 저하가 발생하게 된다. 이 방식은 채널 타임 할당간격이 전적으로 슈퍼프레임의 길이와 관계되고 슈퍼프레임의 길이가 가변이기 때문에 트래픽의 특성에 맞는 CTA 크기를 결정하기 어렵다. 그리고 그림 4에서와 같이 슈퍼프레임의 길이가 트래픽의 상위계층의 packet 생성 간격보다 짧을 경우 할당은 되었으나 사용되지 않는 CTA가 발생하여 대역폭을 낭비하게 된다.

따라서 슈퍼프레임의 길이와 트래픽 특성에 맞게 적응적으로 CTA를 할당할 수 있는 알고리즘이나 슈퍼프레임의 길이에 관계없이 트래픽의 QoS 요구 사항을 만족시킬 수 있는 알고리즘이 필요하다. 적응적인 CTA 할당 알고리즘은 CTA의 길이를 채널 사용 상태에 따라 변화시켜 트래픽의 대역폭 요구 조건을 만족시킬 수 있지만 할당 간격은 슈퍼프레임에 간격에 여전히 의존적이기 때문에 지연시간이나 지터(jitter) 등의 QoS 관련 요구조건을 만족시키기에는 부족한 면이 있고 상위계층의 packet 생성 간격 이 슈퍼프레임 간격보다 길면 낭비되는 CTA도 발생하여 트래픽의 수가 많은 피코넷 상황에서 성능이 저하된다. 본 논문에서는 슈퍼프레임 간격에 관계없이 트래픽의 요구조건에 맞게 CTA를 할당할 수 있는 알고리즘을 제안한다.

IV. 제안하는 스케줄링 알고리즘

본 논문에서 제안하는 스케줄링 알고리즘은 슈퍼프레임에 관계없이 트래픽의 요구조건에 맞게 CTA를 할당할 수 있는 알고리즘이다. 즉, CTA의 할당 간격이 슈퍼프레임의 크기에 영향을 받지 않게 하기 위해서 CTA를 요청할 때 CTA의 크기와 함께 원하는 CTA 할당 간격을 명시하여 요청하도록 한다. 할당 간격은 KOINONIA 표준의 Resource Allocation Period 필드에 ms단위로 설정하여 전송한다. 마스터가 스케줄링을 위해 유지해야할 트래픽 스트림 별 정보는 그림 5와 같다.

CTA Position은 이 스트림에 대해 다음에 할당해야할 위치를 나타내는 정보로 CTA 할당에 성공하

Dest. ID	Src. ID	Stream ID	CTA Interval	CTA Duration	CTA Position
----------	---------	-----------	--------------	--------------	--------------

그림 5. 마스터의 각 스트림별 스트림 정보 테이블

면 할당된 위치에 CTA Interval을 더하여 갱신한다. CTA를 처음 요청받아 한 번도 할당한 적이 없는 경우에는 스트림에 대해서는 CTA Position을 무한대로 설정하고 슈퍼프레임의 가장 뒤쪽에 남은 시간이 있을 경우 CTA를 할당하고 할당된 위치로 CTA Position을 갱신한다. 마스터는 항상 이 리스트를 CTA Position에 대해 오름차순으로 정렬상태를 유지하고 가장 첫 번째부터 할당해 나간다. 첫 번째 스트림이 이번 슈퍼프레임에 할당 가능하다면 CTA Position에 해당하는 위치에 CTA를 할당한다. 만약 이전에 할당된 CTA와 겹친다면 그 CTA 바로 뒤에 할당한다. 그리고 식 (1)과 같이 CTA Position을 갱신하고 리스트를 정렬 상태로 유지한다

$$T_{CTA\ Position,i} = T_{CTA\ Position,i} + T_{CTA\ Interval,i} \quad (1)$$

여기서 $T_{CTA\ Position,i}$ 와 $T_{CTA\ Interval,i}$ 는 각각 스트림의 CTA Position과 CTA Interval을 나타낸다. 이 과정을 가장 위에 있는 스트림의 CTA position + CTA Duration이 이번 슈퍼프레임을 벗어날 때 까지 계속한다. 스케줄링이 끝난 후 모든 리스트의 CTA position에 대해서 이번 CTAP 길이와 다음 CTAP 시작시간을 빼준다 이는 다음 CTA position을 다음 슈퍼프레임에서의 상대적인 시간으로 표현하기 위한 과정이다 (그림 6 참조).

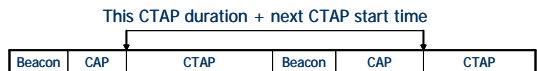


그림 6. CTA Position 계산의 예

이 방식으로 CTA를 할당하게 되면 슈퍼프레임의 크기에 관계없이 일정 크기의 CTA를 일정간격으로 할당 받을 수 있다. 그러나 이 방식으로 CTA를 할당하게 되면 할당된 CTA는 낭비 없이 사용가능 하지만 CTA와 CTA 사이에 작은 간격이 생겨 그림 7(a)와 같이 CTAP의 단편화(fragmentation)를 초래할 수 있다.

이를 방지하기 위하여 현재 할당하려는 CTA의 바로 앞에 할당된 CTA와의 간격이 할당하려는 트래픽의 CTA Interval * a (0 ≤ a ≤ 1) 이하일 경우 CTA 위치를 앞으로 당겨서 할당해준다 (그림 7(b))

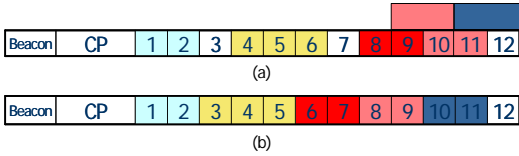


그림 7. CTAP의 단편화 현상(a)과 그 개선 방법(b) 예

참조). 여기서 α 는 트래픽 특성이나 채널 상태에 따라 다르게 할당 해줄 수 있다. 지연시간에 민감한 트래픽일 경우 α 를 작게 설정하여 CTA 위치가 조정되는 한계를 작게 설정해 줄 수 있다 또한 채널의 사용량이 적을 경우 단편화로 인한 손실이 작으므로 α 를 작게 하고 채널의 사용량이 많으면 α 를 크게 하여 보다 많은 CTA를 할당 할 수 있도록 할 수 있다. CTA Duration과 CTA Interval은 트래픽의 특성에 따라 정해지는데 평균적으로 packet이 전송을 기다리는 시간은 CTA Interval의 1/2정도가 되므로 CTA Interval은 트래픽의 QoS 요구조건인 최대 지연시간 값의 두 배 보다 작아야하고 CTA Duration은 평균 크기의 패킷 전송시간의 배수로 CTA Interval과 전송률을 바탕으로 결정하는 것이 효율적이다. CTA Duration과 CTA Interval, 최대 지연시간, 전송률의 관계는 식 (2), (3)과 같다.

$$T_{CTA\ Duration,i} = n \times T_{avg.\ packet\ TX\ time,i} \quad (2)$$

$$= \frac{R_{Desired,i}}{R_{channel}} \times T_{CTA\ Interval,i}$$

$$T_{CTA\ Interval,i} \leq 2 \times T_{DelayBound,i} \quad (3)$$

여기서 $T_{CTA\ Duration,i}$, $T_{CTA\ Interval,i}$, $T_{DelayBound,i}$ 는 각각 스트림의 CTA Duration, CTA Interval, 최대 지연시간을 나타내고 $T_{avg.\ packet\ TX\ time,i}$ 는 평균 크기의 패킷을 전송하는데 걸리는 시간을 나타낸다. $R_{Desired,i}$ 는 스트림이 요구하는 전송률을 나타내고 $R_{channel}$ 은 채널의 대역폭을 나타낸다. n 이 크면 CTA Interval이 작아지고 그로 인해 지연시간이 작아지지만 상위 계층의 패킷 생성간격 보다 작아지게 되면 사용되지 못하고 버려지는 CTA가 발생하게 된다. 식 (2),(3)을 정리하면 식 (4)와 같고 이를 만족하는 범위 안에서 n 을 선택하여야 한다

$$n \leq \frac{R_{Desired,i} \times 2 \times T_{DelayBound,i}}{R_{channel} \times T_{avg.\ packet\ TX\ time,i}} \quad (4)$$

또한 QoS를 보장하기 위해서는 단말트래픽의 허용을 제한하는 Connection Admission Control

(CAC) 방법이 필요하다 이를 위해 본 논문에서는 다음의 CAC 알고리즘을 제안한다. 즉, 각 스트림에 대해 스트림의 채널 이용률($U_{channel}$)을 CTA Duration/CTA Interval로 계산한다. 즉, 식 (5)와 같다.

$$U_{channel} = \frac{T_{CAP}}{T_{Superframe\ Interval}} + \sum_{i=0}^N \left(\frac{T_{CTA\ Duration,i}}{T_{CTA\ Interval,i}} \right) \quad (5)$$

여기서, T_{CAP} 는 비콘을 포함한 CAP구간의 길이이며 $T_{Superframe\ Interval}$ 은 슈퍼프레임의 간격이다. N 은 현재 스트림 정보 테이블에 있는 트래픽들의 총 개수이다. 이상적인 경우 채널 이용률의 합이 1이 되면 채널이 모두 사용되고 있는 것이지만 단편화문제와 CTA가 중복되는 문제들로 인해 1이 될 때까지 CTA를 할당하게 되면 QoS를 보장할 수 없게 된다. 따라서 식 (6)을 만족할 때 까지만 CTA를 할당하고 새로운 트래픽으로 인해 β 보다 커지면 CTA를 할당하지 않음으로써 QoS를 보장해 줄 수 있다. β 값은 할당 되어 있는 CTA의 특성과 단편화와 관계된 α 값과 관련하여 정해줄 수 있다.

$$\beta > U_{channel} \quad (0 < \beta < 1) \quad (6)$$

이러한 CTA 할당 알고리즘의 순서도는 그림 8에 나타내었다.

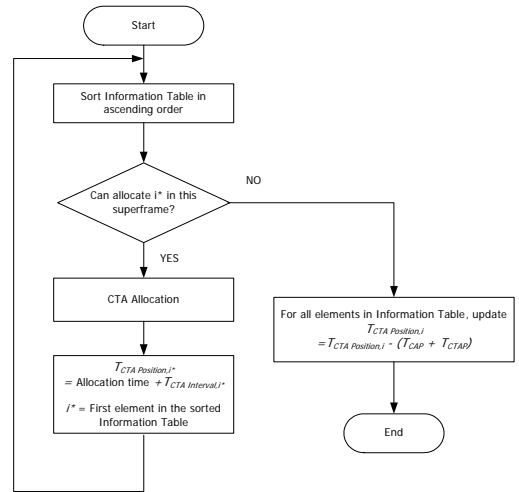


그림 8. CTA 할당 알고리즘의 순서도

V. 성능 분석

제안한 스케줄러의 슈퍼프레임 길이는 64000 μ s의 고정된 길이를 갖는다. 비교 대상인 WRR 스케줄러

는 CTA 할당량에 따라 가변 슈퍼프레임 길이를 갖는다. 제안한 스케줄러의 CTAP 시작시간은 2000 μ s 이고 WRR의 CTAP 시작시간은 100 μ s이다. 이는 슈퍼프레임 길이의 차이를 감안한 것이다 종류가 다른 트래픽이 존재할 때 스케줄러의 성능을 알아보기 위해 3개의 CBR(Constant Bit Rate) SDTV 트래픽이 전송되고 있는 상황에서 G.711^[10] VoIP 트래픽을 5~50개까지 변화시키면서 시뮬레이션 하였다. 트래픽 특성은 표 2에 제시되어 있다. CTA Interval은 WRR에서는 적용되지 않으며 CBR SDTV의 경우 2개의 packets을, G.711 VoIP의 경우 1개의 packet을 전송할 수 있는 길이의 CTA를 요청하였다. 또 두 트래픽은 실시간 트래픽이므로 생성되고 deadline이 지나도록 전송되지 못한 packet은 버려진다고 가정한다. 두 트래픽 모두 deadline은 30ms로 한다. 시뮬레이션을 위한 네트워크 토폴로지는 그림 10에 나타내었다.

표 1. 시뮬레이션 파라미터

Parameter	Value
Guard Time	10 μ s
PHY Header tx time	15 μ s
MAC Header Length	16byte
SIFS	10 μ s
Data Rate	22Mbps

표 2. 트래픽 파라미터

Parameter	Traffic	
	CBR SDTV ^[9]	G.711 VoIP ^[10]
Payload Size	1500Byte	208Byte
Interarrival Time	3ms	20ms
CTA Duration	1230 μ s	150 μ s
CTA Interval	6ms	20ms
Number of Nodes	3	5~50

그림 9에서와 같이 WRR의 경우 슈퍼프레임마다 G.711 VoIP 트래픽에 CTA가 할당되므로 슈퍼프레임의 크기가 G.711 VoIP 트래픽의 packet 생성간격보다 짧으면 사용되지 않는 CTA가 발생한다. 이로 인해 SDTV에 충분한 CTA가 할당되지 못함으로써 G.711 VoIP 트래픽이 증가함에 따라 throughput이 감소한다. 그림 10의 제안한 알고리즘에서는 트래픽의 packet 생성간격을 고려하여 CTA를 주기적으로 할당하므로 여분의 사용되지 않는 CTA가 거

의 발생하지 않는다. 대역폭의 한계 때문에 VoIP 슬레이브 단말수가 43개를 넘어서부터 throughput이 감소하는데 본 논문에서 제시한 CAC방법을 이용하면 β 값이 0.965일때 43개까지의 단말을 피코넷에 수용하여 throughput 감소 없이 CTA 할당이 가능함을 확인할 수 있다.

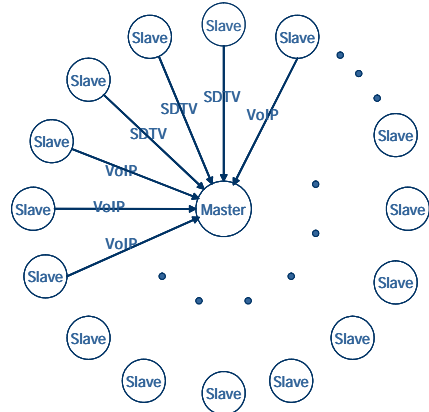


그림 9. 시뮬레이션에 사용된 네트워크의 토폴로지

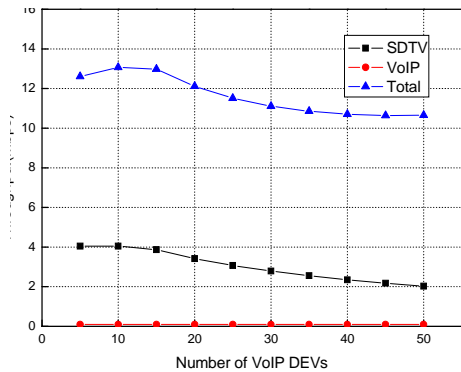


그림 10. WRR의 Throughput

그림 11, 12는 두 트래픽의 지연시간을 나타내는데 그림 11의 WRR의 경우 트래픽의 수가 적을 때는 트래픽의 전송률 요구조건보다 더 많은 채널타임이 확보되어 두 트래픽 모두 적절한 지연시간을 보인다. 그러나 G.711 VoIP 트래픽으로 인해 SDTV가 필요로 하는 만큼의 CTA를 할당해주지 못하게 되어 packet이 계속 지연되게 된다. 따라서 G.711 VoIP 트래픽이 10개 이상이 되면서 SDTV의 지연시간이 deadline인 30msec정도 까지 증가하고 G.711 VoIP 트래픽은 여전히 충분한 CTA를 할당 받고 있으므로 지연시간이 크게 증가하지는 않

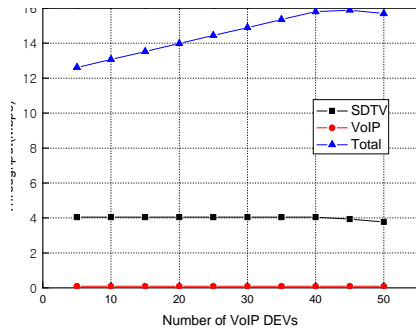


그림 11. 제안한 CTA 할당 알고리즘의 Throughput

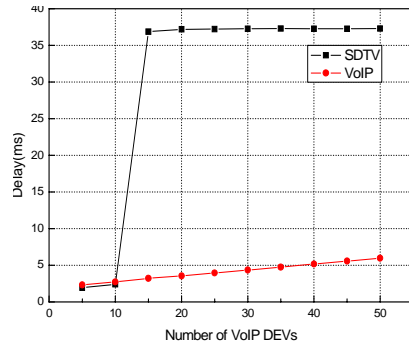


그림 12. WRR의 지연시간

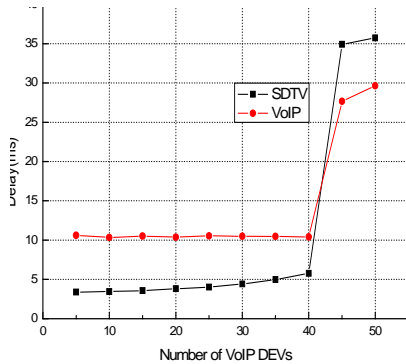


그림 13. 제안한 CTA 알고리즘의 지연시간

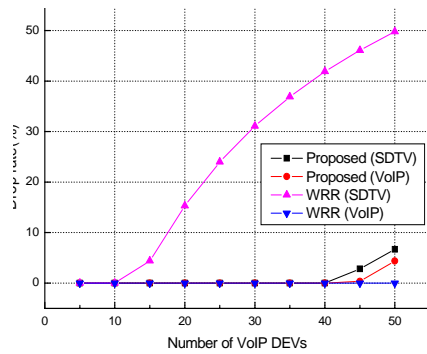


그림 14. WRR과 제안 CTA 할당 알고리즘의 Drop rate

는다. 반면 그림 12의 제안한 알고리즘에서는 지연 시간이 CTA 할당간격의 1/2정도로 트래픽이 적을 때는 WRR보다는 지연시간이 크다 그러나 G.711 VoIP 트래픽이 많아져도 정확히 필요한 만큼만 CTA를 할당 받기 때문에 트래픽이 overload 되지 않으면 지연시간의 증가가 거의 없다 VoIP 단말수가 40개를 넘어서부터 지연시간이 증가하는 이유는 위의 throughput의 경우와 같은 이유이고 역시 제안한 CAC를 통해 해결이 가능함을 알 수 있다

그림 13은 deadline을 지나 packet이 버려지는 비율을 나타낸다. 앞의 그래프들과 마찬가지로 WRR의 경우 G.711 VoIP 트래픽이 10개를 넘으면서부터 SDTV 트래픽의 packet 이 버려지기 시작하여 drop rate가 계속 증가하고 제안한 알고리즘에서는 40개를 넘어서부터 G.711 VoIP 트래픽과 SDTV에서 drop이 서서히 발생하기 시작한다

터미디어 데이터 전송 시 QoS 성능향상을 위해 슈퍼프레임의 길이와 관계없이 일정 간격으로 채널 타임을 할당할 수 있는 알고리즘을 제안하였다 또한 QoS를 보장하기 위한 CAC 알고리즘을 제안하였다. 제안한 알고리즘을 검증하기 위해 시뮬레이션을 통해 WRR과 제안한 채널타임할당 및 CAC 알고리즘의 성능을 비교 분석하였다 WRR에 비해 제안한 알고리즘이 트래픽의 QoS 요구조건에 맞게 CTA를 할당하여 채널 사용과 전송률, 지연시간, 손실률 등 QoS 측면에서 효과적임을 보였다 또한 슬레이브 자신에게 채널 타임이 할당되지 않은 구간은 sleep 모드로 동작하도록 해서 전력을 절약할 수 있기 때문에 채널 타임의 낭비를 최소화 본 논문에서 제안한 알고리즘을 사용하면 대역폭의 효율적인 활용과 더불어 소비전력도 절약할 수 있다는 이점을 얻을 수 있다.

VI. 결론

참고문헌

본 논문에서는 KOINONIA 고속 WPAN에서 멀

[1] IEEE Std. 802.15.1, "Wireless Medium

Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Wireless Personal Area Networks (WPANs),” June 2002.

- [2] IEEE Std. 802.15.3, “Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Wireless Personal Area Networks (WPANs),” Sep. 2003.
- [3] IEEE Std. 802.15.4, “Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs)” Oct. 2003.
- [4] Koinonia 표준규격서, 물리 계층과 데이터링크 계층 규격 버전 1.0, KETI, 5월 2003.
- [5] J. Karaoguz, “High-rate Wireless Personal Area Networks,” *IEEE Communications Magazine*, Vol.39, No.12, PP.96-102, Dec. 2001.
- [6] M. Demirhan, “IEEE 802.15.3 NS2 Extention”
- [7] R. Mangharam and M. Demirhan, “Performance and Simulation Analysis of 802.15.3 QoS,” *IEEE 802.15-02/297r1*, Jul. 2002.
- [8] S. H. Rhee, K. Chung, Y. Kim, W. Yoon and K. S. Chang, “An application-aware MAC scheme for IEEE 802.15.3 high-rate WPAN,” in *Proc. of IEEE WCNC*, Vol.2, PP.1018-1023, March 2004.
- [9] A. P. Stephens, et. al, “IEEE P802.11 Wireless LANs Usage Models,” *IEEE 802.11-03/802r23*, May 2004.
- [10] D. Collins, *Carrier Grade Voice over IP*, McGraw-Hill, Sep. 2002.

박종호 (Jong-Ho Park)

준회원



2004년 2월 성균관대학교 정보통신공학부 졸업(학사)

2004년 3월~현재 성균관대학교 정보통신공학부 재학중(석사)

<관심분야> WLAN, WPAN

이태진 (Tae-Jin Lee)

종신회원



1989년 2월 연세대학교 전자공학과 졸업(학사)

1991년 2월 연세대학교 전자공학과 졸업 (석사)

1995년 12월 University of Michigan, Ann Arbor, EECS (M.S.E.)

1999년 5월 University of Texas, Austin, ECE (Ph.D.)

1999년 5월~2001년 2월 삼성전자 중앙연구소 책임연구원

2001년 3월~현재 성균관대학교 정보통신공학부 조교수

<관심분야> 통신 네트워크 성능 분석 및 설계 무선 LAN/PAN, ad-hoc 네트워크, 무선 통신 시스템

전선도 (Sun-Do June)

정회원



1993년 2월 광운대학교 전자통신공학과 졸업(학사)

1995년 2월 광운대학교 전자통신공학과 졸업(석사)

2000년 2월 광운대학교 전자통신공학과 졸업(박사)

2000년 3월~2002년 4월 삼성종합기술연구원 전문연구원

2002년 5월~현재 전자부품연구원 책임연구원

<관심분야> 무선 네트워크 음성인식, HCI

연규정 (Kyu-Jung Youn)

정회원



1997년 2월 포항공과대학교 전자전기공학과 졸업(학사)

1999년 2월 포항공과대학교 전자전기공학과 졸업(석사)

2002년 1월~현재 전자부품연구원 전임연구원

<관심분야> 무선네트워크 WPAN

원 윤 재 (Yun-Jae Won)

정회원



2000년 2월 고려대학교 산업공학과 졸업(학사)
2002년 2월 고려대학교 산업시스템공학과 졸업(석사)
2002년 1월~현재 전자부품연구원 전임연구원
<관심분야> ITS, WPAN, 센서

네트워크

조 진 응 (Jin-Woong Cho)

정회원



1986년 2월 광운대학교 전자통신공학과 졸업(학사)
1988년 2월 광운대학교 전자통신공학과 졸업(석사)
2001년 2월 광운대학교 전자통신공학과 졸업(박사)
1993년 6월~현재 전자부품연

구원 통신네트워크 센터장

1999년 일본 산업기술종합연구소 STA fellow

1989년 9월~1993년 6월 동양정밀 중앙연구소

<관심분야> 무선 PAN 네트워크, 산업용/가정용 무선 네트워크