

논문 2015-52-5-10

WBAN 환경에서 패턴 보정을 통한 임의접근구간 최적 할당 방법

(Random Access Phase Optimal Allocation Method Through Pattern
Correction in WBAN)

이 창 호*, 김 강 희*, 김 지 원*, 최 상 방**

(ChangHo Lee, Kanghee Kim, JiWon Kim, and SangBang Choi[©])

요 약

WBAN (Wireless Body Area Network)은 센서 노드를 신체에 삽입 또는 부착하여 생체 신호를 지속적으로 모니터링하기 위해 사용하는 네트워크이다. 특히 의료서비스에서 사용하는 센서 노드는 교체가 어렵기 때문에 배터리 전력 소비가 적어야 하며, 지속적으로 생체 신호를 모니터링하기 위해서는 데이터의 높은 전송률과 짧은 전송지연 시간을 보장해야 한다. 본 논문에서는 액티브 노드 개수를 추정하여 슈퍼프레임 내 임의접근구간의 길이와 센서 노드의 데이터 전송확률을 동적 할당함으로써 전송지연시간과 에너지 소모량을 감소시키고 안정적인 처리량을 보장하는 알고리즘을 제안한다. 추정된 액티브 노드 수는 이전 슈퍼프레임의 채널상태에만 의존하기 때문에 잘못 추정될 가능성이 있다. 따라서 액티브 노드 개수를 추정하여 패턴을 정의한다. 그리고 슈퍼프레임의 임의접근구간 길이와 전송확률을 결정하기 위해 정의된 패턴을 이용하여 추정된 액티브 노드 개수를 보정한다. 제안하는 알고리즘의 성능을 평가하기 위해 Matlab을 통해 WBAN과 동일한 환경을 구성하였다. 실험 결과, IEEE 802.15.6 표준의 Slotted ALOHA 방식과 비교한 결과 처리량은 향상되고 전송지연시간과 에너지 소모량은 줄어드는 것을 확인하였다.

Abstract

WBAN (Wireless Body Area Network) is a network which is to consistently monitor body signals with implanted or attached sensor nodes. Especially, nodes that are used in medical services have to operate with low power consumption since they are hard to replace, and have to guarantee high data rate and low transmission delay for consistent signal monitor. In this paper, we propose an algorithm that aims to reduce transmission delay and power consumption, and guarantees stable throughput, by assuming the number of active nodes, and followed by dynamically adjusting the random access period and transmission possibilities in a superframe. The assumed number of active nodes may be incorrect since it only relies on the channel status of a previous superframe. Therefore, we assume the number of active nodes and define a pattern. And revise the number of the active nodes with the defined pattern. To evaluate the performance of the proposed algorithm, we have implemented a WBAN environment with the MATLAB. The simulation results show that the proposed algorithm provides better throughput, low power consumption, and low transmission delay when compared to the slotted ALOHA of the IEEE 802.15.6.

Keywords : WBAN, Slotted ALOHA, IEEE 802.15.6, MAC

* 학생회원, ** 평생회원, 인하대학교 전자공학과
(Dept. of Electronic Engineering Inha University)

© Corresponding Author(E-mail: sangbang@inha.ac.kr)

※ 이 논문은 2010년도 정부(교육부)의 재원으로 한국연구재단의 지원을 받아 수행된 기초연구사업임
(2010-0020163)

Received ; February 2, 2015 Revised ; April 9, 2015 Accepted ; April 21, 2015

I. 서 론

최근 개인의 건강에 대한 관심이 증가함에 따라 센서 노드를 통하여 생체 신호를 모니터링 할 수 있는 WBAN (Wireless Body Area Network)에 대한 관심도가 증가하고 있다. WBAN은 센서 노드를 신체의 삽입 또는 부착하여 생체 신호를 지속적으로 모니터링하기 위해 사용되는 네트워크이다. 이러한 네트워크를 이용하여 지속적으로 생체 신호를 모니터링하기 위해서는 저전력, 소형화가 필요하다^[1~9].

IEEE 802.15.6 Task Group은 WBAN의 표준화를 위하여 어플리케이션, 채널 모델, 접근 제어, 무선 링크 제어, QoS (Quality of Service) 및 보안 등의 기술적 요구사항들을 활발히 연구하고 있다. 이를 통해 의료서비스와 비 의료서비스에 맞는 다양한 어플리케이션을 수용하는 것을 목표로 하고 있다^[10~11]. WBAN 의료서비스 어플리케이션 데이터에는 높은 전송속도와 짧은 전송지연시간을 요구하는 데이터와 전송속도는 낮지만 짧은 전송지연시간을 요구하는 데이터가 있다. WBAN 의료서비스 어플리케이션 특성에 맞게 설계하고자 할 때에는 전력 소비, 전송률, 전송지연시간 보장 등의 요구사항을 고려하여 MAC (media access control) 프로토콜을 선택하는 것이 중요하다.

IEEE 802.15.6 표준 MAC은 슈퍼프레임(superframe) 경계를 갖는 비컨 모드(beacon mode)와 비 비컨모드(non beacon mode), 슈퍼프레임 경계가 없는 비 비컨 모드 3가지 모드를 지원한다. 슈퍼프레임 경계를 갖는 비컨 모드에서 슈퍼프레임은 비컨(B : beacon), 배타접근구간(EAP : Exclusive Access Phase), 임의접근구간(RAP : Random Access Phase), 관리접근구간(MAP : Managed Access Phase), 경쟁접근구간(CAP : Contention Access Phase)으로 구성된다. 이러한 슈퍼프레임 안의 모든 구간은 비컨을 이용하여 길이를 조절할 수 있다. 그러나 배타접근구간과 관리접근구간은 데이터의 접근이 제한적이며 경쟁접근구간은 비컨에 의해서만 생성이 가능하다. 따라서 이들 세 구간의 조절보다는 임의접근구간의 길이를 조절하는 것이 복잡도가 낮으며 쉽게 성능을 향상시킬 수 있다. 임의접근구간의 채널 접근 제어는 Slotted ALOHA를 사용한다. Slotted ALOHA는 각 노드간의 시간을 동기화하여 허브와 데이터를 송수신하며, 채널을 감지하지 않으므로 채널 감

지에 필요한 오버헤드가 존재하지 않아 구현이 간단하고, 계산 비용이 적다. 따라서, 어플리케이션이 생성하는 트래픽이 많지 않고 주기적인 WBAN 의료서비스 어플리케이션을 지원함에 있어 안정적인 처리량(throughput)을 제공할 수 있다.

본 논문에서는 WBAN 의료서비스 어플리케이션과 같이 센서 노드의 생성데이터가 크지 않고 주기적일 때, 슈퍼프레임 내 임의접근구간의 길이와 센서 노드의 데이터 전송확률을 동적 할당함으로써, 전송지연시간과 에너지 소모량을 감소시키고 안정적인 처리량을 보장하는 알고리즘을 제안한다. 제안하는 알고리즘에서, 허브는 슈퍼프레임 내 임의접근구간에 전송을 시도한 액티브 노드 개수를 알아내기 위해 각 슈퍼프레임 내 임의 접근구간의 채널상태를 모니터링하고 채널의 유휴슬롯 개수를 세어 채널유휴확률을 계산한다. 그리고 계산한 채널유휴확률을 이용하여 슈퍼프레임 구간 내에 전송을 시도한 액티브 노드 개수를 추정하여 임의접근구간 길이를 결정한다. 허브를 통해 추정한 액티브 노드 개수에 따라 동적으로 슈퍼프레임의 임의접근구간 길이를 조절하여 생성데이터에 맞는 전송기회를 할당함으로써 처리량을 높이고 전송지연 시간을 감소시킨다. 그러나 액티브 노드 추정은 이전 슈퍼프레임의 채널 상태에 의존적이기 때문에 잘못 추정될 경우가 발생한다. 따라서 액티브 노드 개수를 추정 한 후 패턴을 찾아 다음 슈퍼프레임의 액티브 노드의 개수를 보정한다. 제안하는 알고리즘에서 추정한 액티브 노드 개수의 패턴 정확도를 높이기 위해 자기상관(Autocorrelation), DFT (Discrete Fourier Transform), maximum likelihood을 이용한다^[12]. 패턴이 정의된 시점 이후에는 매 슈퍼프레임마다 추정하는 액티브 노드 개수를 패턴에 맞추어 보정함으로써 추정 오류를 줄이고 생성트래픽의 양에 맞는 정확한 자원 할당과 전송확률이 가능하다.

본 논문은 다음과 같이 구성된다. II장에서는 IEEE 802.15.6 표준 MAC 모드와 슈퍼프레임 구조, 채널 접근 프로토콜, 채널 접근모드에 대해 설명한다. III장에서는 본 논문에서 제안하는 패턴 보정 임의접근구간의 최적 할당 알고리즘에 대해 설명한다. IV장에서는 본 논문에서 제안한 알고리즘들을 시뮬레이션을 통해 분석하고, IEEE 802.15.6 표준의 Slotted ALOHA와의 성능비교를 통해 제안하는 알고리즘의 효용성을 논의하며 마지막으로 V장에서 결론을 맺는다.

II. 관련 연구

이 장에서는 IEEE 802.15.6 표준 MAC 모드와 슈퍼프레임 구조 및 무선 센서 네트워크의 채널 접근 제어 프로토콜인 Slotted ALOHA와 채널 접근 모드에 대해 설명한다.

2.1 IEEE 802.15.6 표준 MAC 모드와 슈퍼프레임 구조

IEEE 802.15.6 표준 슈퍼프레임 구조는 경계를 가진 비컨 모드와 비 비컨 모드, 슈퍼프레임 경계가 없는 비 비컨 모드를 지원한다. 그림 1은 슈퍼프레임 경계를 가진 비컨 모드에서 슈퍼프레임의 구조이다. 비컨의 슈퍼프레임 구조는 B, EAP1, RAP1, MAP1, EAP2, RAP2, MAP2, B2, CAP 구간으로 나뉜다. 비컨 B와 B2는 전송주기마다 전송되며, 배타접근구간 EAP1과 EAP2은 긴급 데이터 및 인체 내 삽입된 노드에서 발생하는 데이터와 같이 높은 우선순위를 가진 데이터가 배타적으로 접근하는 구간이다. 임의접근구간 RAP1과 RAP2는 모든 데이터가 접근할 수 있는 구간으로 상대적으로 중요도가 낮은 데이터의 선택적인 접근을 허용한다. 관리 접근구간 MAP1과 MAP2에서는 불규칙한 채널 접근에 대해 대비하여 항상 채널이 활성 상태를 유지한다. 경쟁접근구간 CAP는 B2에 의한 추가구간으로 임의접근구간과 기능이 동일하며, 이 구간의 길이를 0으로 하려면 B2를 전송하지 않으면 된다.

2.2 Slotted ALOHA 및 채널 접근 모드

Slotted ALOHA는 Pure ALOHA를 보완한 무선 통

신 MAC 프로토콜로, 반송파 신호를 감지하지 않으며 각 노드간의 시간을 동기화하여 허브와 데이터를 송수신한다는 것이 특징이다. 만약 센서 노드에 전송할 데이터가 존재하면 다음 슬롯 구간까지 대기하다가 슬롯 구간의 시작 경계에 도달했을 때 전송을 시도하게 된다. Slotted ALOHA는 충돌기반의 랜덤접근제어 방식이기 때문에 각 센서 노드의 채널 접근이 2개 이상 발생하면 충돌이 발생하게 된다. 접근 충돌이 일어나 전송하지 못한 패킷은 정책에 따라 다른 슬롯에서 재전송을 시도하거나 폐기한다.

Slotted ALOHA는 채널 접근 방식에 따라 non-persistent, 1-persistent, p -persistent의 3가지 모드가 있다. non-persistent는 채널이 유휴 상태이면 전송을 시도하며, 그렇지 않을 경우 확률분포에서 구한 재전송 지연 시간 만큼 기다렸다가 전송을 시도하게 된다. 센서 노드의 전송 시도 간 충돌을 방지하고자 랜덤 지연을 수행하지만 선택한 지연시간이 길면 채널을 낭비하게 되는 단점이 있다. 1-persistent는 채널이 유휴 상태이면 전송을 시도하며, 그렇지 않을 경우 다음 슬롯에서 바로 전송을 시도하게 된다. 이 방식은 센서 노드의 데이터 생성이 많을수록 채널유휴슬롯 개수가 적으나 그만큼 충돌확률이 높아져 처리량이 저하되고 데이터를 재전송하기 위해 더 많은 에너지를 소모해야 한다. 그리고 p -persistent는 채널이 유휴 상태일 때 전송 노드가 자신의 전송확률 p 를 이용하여 전송 여부를 선택한다. 확률분포가 $[0, 1]$ 사이의 균등분포를 가질 때, $[0, p]$ 사이의 값을 선택하였을 때 데이터를 전송하고, 그렇지 않을 경우 다음 슬롯 구간에서 재전송하기 위해 대기한다. 전송할 데이터가 있다 하더라도 전송 확률

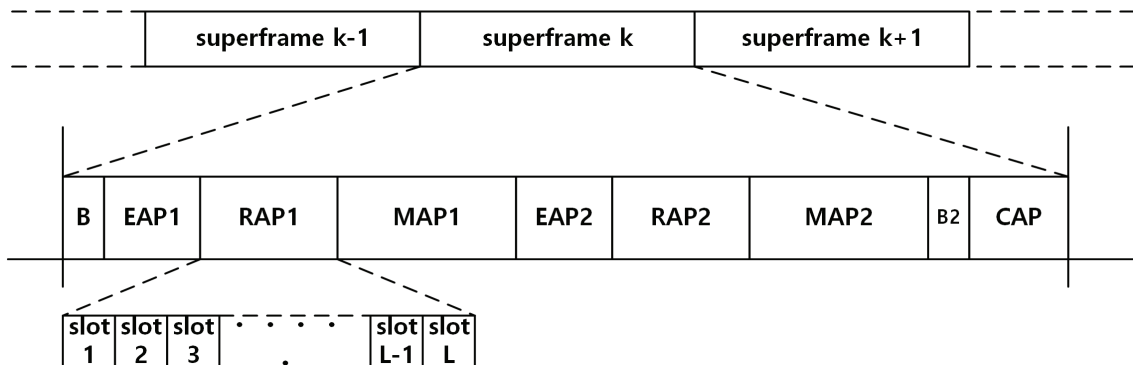


그림 1. IEEE 802.15.6 MAC 슈퍼프레임 구조
Fig. 1. IEEE 802.15.6 MAC superframe structure.

p 에 의해 전송을 시도하기 때문에 전송 노드 간의 채널 접근충돌확률이 줄어들며, 전송 시도를 못하더라도 다음 슬롯에서 전송을 시도할 수 있는 기회가 있기 때문에 채널유휴슬롯 개수를 줄일 수 있다. 그러나 전송이 확률분포에 따라 의존적이기 때문에 p 에 따라 전송 여부 선택에 따라 처리량이 매우 상이해질 수 있다.

본 논문에서는 1-persistent와 non-persistent의 장점을 적절히 수용한 p -persistent slotted ALOHA를 채널 접근 모드로 사용한다.

III. 임의접근구간의 최적 할당 알고리즘

이 장에서는 임의접근구간의 최적 할당 알고리즘을 제안한다. 우선 채널 효율과 임의접근구간 길이의 관계, 채널 효율을 극대화하기 위한 임의접근구간 할당, 데이터의 주기와 패턴 검출방법을 설명한다. 그리고 트래픽 변화에 따른 패턴의 재계산을 설명한 후 패턴 보정 임의접근구간 최적 할당 알고리즘에 대하여 설명한다.

3.1 채널 효율과 임의접근구간 길이의 관계

임의접근구간에는 전송을 시도하는 액티브 노드와 전송을 시도하지 않는 인 액티브 노드가 존재하며, 센서 노드가 n 개로 고정되어 있을 때, 임의접근구간의 길이에 따른 채널 효율의 변화량과 채널 효율을 최대화할 수 있는 임의접근구간의 길이는 다음과 같은 과정을 통해 계산할 수 있다. 전송을 시도하는 센서 노드의 개수는 n 개이며, 임의접근구간의 길이를 L 이라 할 때, 전송이 성공하기 위해서는 n 개의 노드 중에 한 개의 액티브 노드가 한 개의 슬롯을 선택하여 전송하고, 나머지 $n-1$ 개의 노드들은 전송을 하지 않아야 한다. 따라서 주어진 슬롯에 대하여 전송이 성공할 확률 P_{succ} 는 이 항분포를 따르며 식 (1)과 같다.

$$P_{succ} = \binom{n}{1} \left(\frac{1}{L}\right) \left(1 - \frac{1}{L}\right)^{n-1} = \frac{n}{L} \left(1 - \frac{1}{L}\right)^{n-1} \quad (1)$$

P_{succ} 는 L 의 함수가 되고, P_{succ} 를 최대로 하는 임의접근구간 길이 L 은 식 (1)의 미분을 통하여 구할 수 있다.

$$\frac{\partial}{\partial L} \frac{n}{L} \left(1 - \frac{1}{L}\right)^{n-1} = \frac{-n(L-n) \left(\frac{L-1}{L}\right)^n}{L(L-1)^2} = 0 \quad (2)$$

식 (2)의 해 L 은 n 이 된다. 따라서 성공 확률 P_{succ} 가 최대가 되기 위해서는 임의접근구간의 길이와 센서 노드의 개수가 일치해야 한다. 그리고 전송확률 p 는 $1/n$ 이 된다.

3.2 임의접근구간의 할당

식 (2)는 액티브 노드 개수가 고정일 때 적용 가능한 것으로 액티브 노드 개수가 다양하게 변하는 실제 상황과는 맞지 않다. 따라서 실제 채널 이용 상태를 파악하여, 임의접근구간의 길이와 전송확률을 조절한다. k 번째 슈퍼프레임의 채널 상태는 액티브 노드의 개수가 많고 적음에 따라 달라진다. 허브는 해당 임의접근구간 동안의 액티브 노드 개수 n_k 를 추정하여 다음 슈퍼프레임의 임의접근구간에 n_{k+1} 개의 액티브 노드개수를 할당한다. 또한 임의의 슬롯에 대하여 k 번째 슈퍼프레임의 채널 유휴 상태 발생 확률과 패킷 전송 성공 확률은 P_k^{idle} , P_k^{succ} 이다. 센서 노드 n 개 중 액티브 노드가 존재할 확률이 $1/n_k$ 일 때, 해당 슬롯에서 액티브 노드가 존재하지 않을 확률과 같다. 식 (3)은 채널 유휴 상태가 발생할 확률 P_k^{idle} 이며, 식 (4)는 주어진 슬롯에 대하여 센서 노드의 패킷 전송이 성공할 확률 P_k^{succ} 이다. 여기서 $idle$ 은 채널 유휴 상태, $succ$ 은 성공 확률을 의미한다.

$$P_k^{idle} = \binom{n}{0} \left(1 - \frac{1}{n_k}\right)^n = \left(1 - \frac{1}{n_k}\right)^n \quad (3)$$

$$\begin{aligned} P_k^{succ} &= \binom{n}{1} \left(\frac{1}{n_k}\right) \left(1 - \frac{1}{n_k}\right)^{n-1} \\ &= \frac{n}{n_k} \left(1 - \frac{1}{n_k}\right)^{n-1} \end{aligned} \quad (4)$$

$$P_k^{idle} = \left(1 - \frac{1}{n_k}\right)^n = \left(1 - \frac{1}{n_k}\right)^{n_k \frac{n}{n_k}} \simeq e^{-\frac{n}{n_k}} \quad (5)$$

$$\begin{aligned} P_k^{succ} &= \frac{n}{n_k} \left(1 - \frac{1}{n_k}\right)^{n-1} \\ &= \frac{n}{n_k} \left(1 - \frac{1}{n_k}\right)^{n_k \frac{n-1}{n_k}} \\ &= \frac{n}{n_k} e^{-\frac{n-1}{n_k}} \end{aligned} \quad (6)$$

센서 노드 n 개보다 액티브 노드 n_k 가 충분히 클 때 ($n \geq 5$) 식 (5)와 식 (6)으로 근사할 수 있으며, 식 (5)의 양변에 자연로그를 취하면 식 (7)을 얻을 수 있다. 이 식에 의해 액티브 노드 개수 n_k 는 P_k^{idle} 의 함수가 된다. 주어진 임의접근구간에 대하여 채널 유휴 상태가 발생할 확률 P_k^{idle} 는 임의접근구간 동안 채널이 유휴 상태였던 슬롯 개수 L_k^{idle} 와 임의접근구간 길이 L_k 의 비율로 구할 수 있다.

$$\begin{aligned} \ln(P_k^{idle}) &= \ln(e^{-\frac{n}{n_k}}) = -\frac{n}{n_k} \\ n &= -n_k \ln(P_k^{idle}) \\ n_k &= -\frac{n}{\ln(P_k^{idle})} \end{aligned} \quad (7)$$

식 (8)에서 구한 P_k^{idle} 을 식 (7)에 대입하여 액티브노드 개수 n_k 를 추정할 수 있다. 다음 $k+1$ 번째 슈퍼프레임 임의접근구간에서 현재 트래픽의 추세를 유지한다는 가정 하에 추정된 액티브 노드 n_k 을 $k+1$ 번째 슈퍼프레임의 임의접근구간에 접근하는 액티브 노드 개수를 다음 식 (9)와 같이 $n_{k+1}^{estimated}$ 로 설정한다. 그리고 전송확률 p_{k+1} 은 식 (10)과 같다.

$$P_k^{idle} = \frac{L_k^{idle}}{L_k} \quad (8)$$

$$n_{k+1}^{estimated} = n_k \quad (9)$$

$$p_{k+1} = \frac{1}{n_{k+1}^{estimated}} \quad (10)$$

p -persistent Slotted ALOHA는 접근구간의 길이가 고정이기 때문에 전송확률 p 에 의해서만 처리량이 변하지만, 임의접근구간 길이 결정 알고리즘에서 임의접근구간의 길이가 슈퍼프레임마다 변경되기 때문에 이에 대한 고려가 필요하다. 만약 슈퍼프레임 k 의 임의접근구간에 접근하는 액티브 노드가 n_k 개라고 하면 최대 처리량은 해당 임의접근구간의 길이 L_k 와 최대 채널 효율에 의해 결정된다. 최대 채널 효율을 이끄는 n_k 는 식 (5)를 미분하여 구할 수 있다.

$$\begin{aligned} \frac{\partial}{\partial n_k} \frac{n}{n_k} \left(1 - \frac{1}{n_k}\right)^{n_k-1} \\ - n(n_k - n) \left(\frac{n_k - 1}{n_k}\right)^n \\ = \frac{0}{n_k(n_k - 1)^2} = 0 \end{aligned} \quad (11)$$

식 (11)을 만족하는 n_k 는 n 이다. 이때 식 (3)의 n 에 n_k 를 대입하면 최대 채널 효율성(efficiency)은 식 (12)와 같이 구할 수 있다.

$$\text{최대 채널 효율성} = \left(1 - \frac{1}{n_k}\right)^{n_k-1} \quad (12)$$

임의접근구간 길이 L_k 와 최대 채널 효율성을 곱하면 식 (13)과 같이 L_k 에 대한 최대 처리량이 결정된다. 처리량이 최대일 때 전송 성공률(success rate)은 처리량과 액티브 노드의 비율로 정의할 수 있다. 식 (14)에서 L_k 를 좌변에 두고 식을 정리하여 다음 $k+1$ 번째 슈퍼프레임의 임의접근구간에서 최대 채널 효율을 가질 수 있는 임의접근구간의 길이를 식 (15)와 같이 구한다. 전송 성공률을 1에 가깝게 증가시키에 따라 설정 길이 L_{k+1} 이 증가하고 이에 따라 처리량이 향상된다. 그러나 L_{k+1} 이 증가함에 따라 임의접근구간에 전송 시도하는 액티브 노드 수도 증가하기 때문에 패킷의 전송지연 시간이 증가한다.

$$\begin{aligned} \text{처리량} &= L_k \times \text{최대 채널 효율성} \\ &= L_k \frac{\left(1 - \frac{1}{n_k}\right)^{n_k}}{1 - \frac{1}{n_k}} \end{aligned} \quad (13)$$

$$\begin{aligned} \text{전송 성공률} &= \frac{\text{처리량}}{n_k} \\ &= L_k \frac{1}{n_k} \frac{\left(1 - \frac{1}{n_k}\right)^{n_k}}{1 - \frac{1}{n_k}} \end{aligned} \quad (14)$$

$$L_{k+1} = \text{전송 성공률} \times n_{k+1}^{estimated} \frac{1 - \frac{1}{n_{k+1}^{estimated}}}{\left(1 - \frac{1}{n_{k+1}^{estimated}}\right)^{n_{k+1}^{estimated}}} \quad (15)$$

따라서 어플리케이션의 요구사항에 맞는 전송 성공률을 할당해야하므로 본 논문에서는 센서 노드들에 균등한 조건을 부여하기 위해 0.5를 선택하여 사용한다. P_k^{idle} 과 P_k^{succ} 의 상한값은 식 (5)와 식 (6)에 의해 그 값이 $1/e \approx 0.37$ 로 제한되어 있다. 따라서 상한값을 넘는 추정치는 상한값으로 제한한다. 식 (7)에서 n_k 를 구할 때 P_k^{idle} 이 0이 되면 n_k 가 0으로 수렴하므로 이를 방지하기 위해 하한값을 0.1로 설정한다.

그림 2는 임의접근구간 길이 결정 알고리즘 의사코드이다. 우선 허브는 이전 슈퍼프레임에서 할당된 임의접근구간의 길이 L_k 와 전송확률 p_k 를 비컨을 통해 각 센서 노드에 알린다. 이후 각 센서 노드는 해당 임의접

```

//At the start of superframe k
A hub sets RAP length  $L_k$  to the number of sensor nodes
 $n$  and  $p_k = 1/n_k$ 
Beacon broadcasts  $L_k$  and  $p_k$  to sensor nodes
// In any node
if any node has a data to transmit in RAP then
    choose a random number  $z$  [0 1]
    if  $0 \leq z \leq p_k$  then
        transmit a data
        wait for acknowledgement
        if acknowledgement has come then
            the node becomes inactive until new data
            generates
        else
            the node waits by the start of next slot for
            retransmission
        endif
    else
        the node waits by the start of next slot for
        retransmission
    endif
else
    the node becomes inactive until new data generates
endif
//At the end of superframe k
Count the number of channel idle slots  $P_k^{idle}$ 
Estimate the number of active nodes  $n_k$  using Eq.(7)
Choose  $n_k$  as the number of active nodes in next
superframe  $n_{k+1}$ 
Allocate  $L_{k+1}$  using Eq.(15)
    
```

그림 2. 임의접근구간 길이 결정
Fig. 2. Random Access Phase length is determined.

근구간에서 보낼 데이터가 있으면 p_k 의 확률로 전송시도하게 된다. 전송을 시도한 노드는 허브로부터 응답을 받으면 전송이 성공한 것이므로 보낼 데이터가 생성될 때까지 센서 노드는 인 액티브 상태가 된다. 허브로부터 응답을 받지 못하면 전송에 실패 한 것이므로 다음 슬롯까지 재전송을 위해 대기한다. 슈퍼프레임이 끝나면 허브는 임의접근구간의 채널유희슬롯 개수를 세어 식 (8)에 대입하여 P_k^{idle} 을 구하고 이를 식 (7)에 적용하여 임의접근구간에 전송을 시도한 액티브 노드 개수 n_k 를 추정한다. 그리고 n_k 를 이용하여 다음 슈퍼프레임 임의접근구간에 전송을 시도하는 액티브 노드 개수 $n_{k+1}^{estimated}$ 을 n_k 로 가정하고 전송확률 p_{k+1} 를 $1/n_{k+1}^{estimated}$ 로 정의하여 n_{k+1} 슈퍼프레임의 비컨을 찾는다. 그리고 식 (15)를 통해 임의접근구간의 길이 L_{k+1} 을 할당한다.

3.3 데이터의 주기와 패턴 검출방법

의료서비스 어플리케이션에서 사용되는 센서 노드들은 일정한 샘플링 주기를 가지고 있으며 해당 주기마다 데이터를 생성하여 허브에 전송한다. 이러한 주기성을 가진 다수의 센서 노드들이 모이면 하나의 큰 주기를 갖는 데이터가 허브에 전송된다. 이에 따라 추정된 액티브 노드 개수의 일정한 주기의 패턴을 검출할 수 있다. 패턴 검출을 위해 자기상관, DFT, 그리고 maximum likelihood를 사용한다. 자기상관은 임의의 두 샘플 데이터에 대한 상관관계를 나타내는 값을 의미하며, 식 (16)과 같다. 시계열 데이터가 무작위성을 가질 경우는 -1에 가까운 값을, 일정한 패턴을 가질 경우는 1에 가까운 값을 갖는다. 1에 가까운 값을 가질수록 상관관계에 근접하며, 이를 주기성이라고 정의한다. 그리고 패턴을 적용하는 시작점 $t_{setuptime}$ 은 식 (17)을 이용하여 구한다.

주기성을 가진 데이터에 대하여 해당 주기를 가진 주파수에서 임펄스로 표현하기 위해 DFT를 사용한다. 각 노드들의 짧은 주기는 DFT를 사용하며, 큰 주기를 갖는 노드들은 DFT에 wavelet transform을 도입하여 패턴을 검출한다. wavelet transform은 고주파 영역에서는 폭이 좁은 필터를 저주파 영역에서는 폭이 넓은 필터를 사용함으로써 주파수 영역과 시간 영역의 분리해석이 가능하다. 따라서 큰 주기성과 작은 주기성을 갖

는 모든 주기성을 검출 할 수 있다. 이러한 일정한 주기성을 가지고 있는 전송 트래픽을 분석한 후 패턴을 검출하여 알고리즘에 적용한다. 마지막으로 패턴 정확도를 검증하기 위해 Maximum likelihood를 사용한다. Maximum likelihood는 주어진 데이터의 likelihood를 가장 크게 하는 파라미터를 찾아내는 방법으로 시계열 데이터의 크기가 0이상의 값을 가지는 경우 매 순간마다 계산을 수행하여 likelihood 함수를 최대로 하는 값을 찾을 수 있다. 일정한 주기를 가진 데이터 $r(t)$ 가 존재할 때, 길이 $\tau(1 < \tau \leq T)$ 로 나누어 총 N 개의 세그먼트와 나머지 b 를 만들어 식 (18)과 같이 $r(t, \tau)$ 를 정의한다. 정의한 $r(t, \tau)$ 를 이용하여 τ 를 파라미터로 하는 likelihood 함수 $\mathcal{J}(\tau)$ 는 식 (19)를 이용하여 구한다. $r(t, \tau)$ 는 τ 가 τ_0 일 때 시계열 데이터 중 가장 절대값이 큰 데이터를 많이 참조하게 되므로 likelihood 함수 $\mathcal{J}(\tau)$ 도 τ 가 τ_0 일 때, 가장 큰 값을 가지게 된다.

$$acorr[k] = \frac{\sum_{n=k}^N x[n]x[n-k]}{\left(\sum_{n=0}^{N-k} x[n]^2\right)^{\frac{1}{2}} \left(\sum_{n=k}^N x[n]^2\right)^{\frac{1}{2}}} \quad (16)$$

$$t_{setuptime} = \sum_{k=1}^n n_k \quad (17)$$

$$r(t, \tau) = \begin{cases} \frac{1}{N+1} \sum_{n=0}^N r(t+n\tau) & 0 \leq t \leq b \\ \frac{1}{N} \sum_{n=0}^{N-1} r(t+n\tau) & b \leq t \leq \tau \end{cases} \quad (18)$$

$$\mathcal{J}(\tau) = (N+1) \sum_{t=0}^b r^2(t, \tau) + N \sum_{t=b+1}^{\tau} r^2(t, \tau) \quad (19)$$

3.4 패턴의 재계산

패턴을 사용하는 중에 새로운 노드가 접근을 시도하거나 또는 랜덤 데이터가 전송될 경우 패턴이 그린 트래픽의 양상이 달라지므로 패턴을 그대로 사용하면 성능에 악영향을 미칠 수 있다. 따라서 달라지는 트래픽의 패턴을 감지할 수 있는 방법이 필요하다. 이를 위해 신뢰 구간을 설정한다^[13]. 기존 데이터의 관측을 통해 얻은 표본 평균과 분산을 가지고 있을 때, 이 표본 평균과 분산에 의해 그려지는 확률분포가 존재한다. 만약 이 확률분포가 신뢰적이면 새로운 데이터가 감지되거나

도 해당 확률분포와 같은 분포 양상을 보일 것이다. 그렇지 않을 경우에는 해당 확률분포는 신뢰할 수 없는 모델이 된다. 이 때 신뢰 구간을 통해 확률분포를 신뢰할 수 있는 경계점을 정의할 수 있다. 패턴 사용이 종료되는 시점에서 패턴의 신뢰성을 검증한다. 패턴 사용 기간 동안의 추정 액티브 노드 열의 평균을 \bar{n}_k 라고 하고, 패턴 길이가 n , 패턴 열의 표준편차가 σ , 패턴 열의 평균을 $\overline{n_k^{pattern}}$ 이라고 할 때, 확률분포는 식 (20)을 이용하여 매개변수 Z_n 으로 변환함으로써 평균 0, 분산 1을 가지는 정규분포로 사상할 수 있다. 만약 표본에 5% (0.05)의 오차를 허용할 때, 신뢰 구간은 $(1-\alpha) \times 100\% = 95\%$ 가 된다. 오차확률을 식 (21)와 같이 정규분포에 사상하여 신뢰 구간의 경계를 정하게 된다. $1-2Q(z) = 0.05$ 를 만족하는 z 값은 정규분포 테이블 값에 의해 1.96이 된다. z 에 1.96을 대입하면 식 (22)와 같은 신뢰 구간이 설정된다.

$$\overline{n_k^{pattern}} = \frac{1}{n} \sum_{j=1}^n n_j^{pattern} \quad (20)$$

$$\sigma^2 = \frac{1}{n-1} \sum_{j=1}^n (n_k - \overline{n_k^{pattern}})^2$$

$$Z_n = \frac{\overline{n_k} - \overline{n_k^{pattern}}}{\sigma / \sqrt{n}}$$

$$\begin{aligned} 1-2Q(z) &= P \left[-z \leq \frac{\overline{n_k^{pattern}} - \overline{n_k}}{\sigma / \sqrt{n}} \leq z \right] \\ &= P \left[\overline{n_k^{pattern}} - z \frac{\sigma}{\sqrt{n}} \leq \overline{n_k} \leq \overline{n_k^{pattern}} + z \frac{\sigma}{\sqrt{n}} \right] \\ &= 0.05 \end{aligned} \quad (21)$$

$$\overline{n_k^{pattern}} - 1.96 \times \frac{\sigma}{\sqrt{n}} \leq \overline{n_k} \leq \overline{n_k^{pattern}} + 1.96 \times \frac{\sigma}{\sqrt{n}} \quad (22)$$

3.5 패턴을 이용한 임의접근구간의 최적 할당 알고리즘

그림 3은 패턴 정의를 위한 의사코드이다. 허브에 전송되는 트래픽의 패턴 검출은 기본적으로 자기상관을 이용하며, 트래픽의 변화가 심해 자기상관으로 패턴을 검출할 수 없는 경우 DFT를 사용한다. 자기상관은 데이터 집합이 짝수일 때만 정확한 값이 계산되므로 슈퍼

```

// Pseudo code for determining a pattern
if superframe  $i$  is even then
    calculate  $aucc[k]$  from  $n_1$  to  $n_i$ 
    if  $max\_aucc$  is updated during  $i = 1024$  then
        Set a pattern using DFT
        if a pattern is determined by maximum likelihood
            then
                 $p\_flag=1$ 
            else
                Set initial point to  $i$  and re-calculate a pattern
        endif
    else
        if  $max\_aucc > aucc[k]$  and  $i > t_{setuptime}$  then
             $max\_aucc = aucc[k]$ 
        else
            if no  $max\_aucc$  is updated during a pattern's length
                then
                    Set a pattern from  $n_{k+1}$  to  $n_i$ 
                    if a pattern is determined by maximum likelihood
                        then
                             $p\_flag=1$ 
                        else
                            Set initial point to  $i$  and re-calculate a pattern
                    endif
                endif
            endif
        endif
    endif
endif

```

그림 3. 패턴 정의를 위한 의사코드.
Fig 3. Pseudo code for determining a pattern.

프레임이 짝수 번째일 때만 알고리즘을 수행한다. 최초 패턴 정의는 슈퍼프레임 첫 번째에서 추정된 액티브 노드 수 n_1 에서부터 현재 슈퍼프레임에서 추정된 액티브 노드 수 n_i 까지의 액티브 노드 개수를 가지며, 식 (16)을 이용해 $aucc[k]$ 를 구한다. 만약 슈퍼프레임 i 가 설정시간 $t_{setuptime}$ 보다 크고, $aucc[k]$ 가 최대값인 max_aucc 보다 크면 max_aucc 로 갱신한다. max_aucc 이 패턴 길이 동안 갱신되지 않으면 이전 슈퍼프레임 $k+1$ 에서 추정된 n_{k+1} 에서부터 max_aucc 이 최대값을 기록한 슈퍼프레임 i 에서 추정된 n_i 까지의 액티브 노드 개수를 패턴으로 사용한다. 그러나 max_aucc 가 계속 갱신될 경우 자기상관에 의한 패턴 정의를 할 수 없다. 이를 대비하여 슈퍼프레임 1024번째까지 max_aucc 가 계

속 갱신될 경우 DFT를 통해 패턴을 정의한다. 자기상관과 DFT를 통해 구한 패턴이 정확한지 검증하기 위해 maximum likelihood 식 (19)을 계산하여 최대값이 나온 τ_0 값과 패턴의 길이와 일치하는지 확인 후 일치하면 정의한 패턴을 사용하기 위해 플래그 비트 p_flag 를 1로 셋팅한다.

그림 4는 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘 의사코드이다. 식 (7)을 이용하여 n_k 슈퍼프레임 비컨을 할당하고 설정된 플래그 비트 p_flag 에 의해 다음 명령이 실행된다. 여기서 플래그 비트 p_flag 의 값은 다음과 같이 구분한다. 패턴이 정의되지 않으면 0, 정의한 패턴이 사용되면 1이다. 만약, 플래그 비트가 1이면 식 (7)을 이용하여 찾은 패턴 $n_k^{pattern}$ 를 n_k 에 대입하여 임의접근구간 길이를 보정한다. 패턴의 끝에서 신뢰구간을 통해 패턴과 현재 트래픽 양상이 일치하는지 알아보고, 신뢰구간에 부합하지 않는 트래픽이 발견되면 재계산을 위해 p_flag 를 2로 바꾼다. 재계산을 통해 패턴을 찾게 되면 다시 p_flag 를 1로 바꾸고 다음 슈퍼프레

```

Set  $n_k$  through Eq (7)
if  $p\_flag == 1$  then
     $n_k = n_k^{pattern}$ 
    if the end of pattern and confidence interval isn't
        satisfied then
        Set  $p\_flag$  to 2 and re-calculate a pattern
    else
        use a pattern
elseif  $p\_flag == 2$  then
    re-calculate a pattern
    if pattern is determined then
        Set  $p\_flag$  to 1 and use a pattern
    endif
elseif  $p\_flag == 0$  then
    if pattern is determined then
        Set  $p\_flag$  to 1 and use a pattern
    endif
endif
Choose  $n_k$  as the number of active nodes in next
superframe  $n_{k+1}$ 
Allocate  $L_{k+1}$  using Eq.(15)

```

그림 4. 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정
Fig 4. Random access phase length determined by the pattern correction.

임에서부터 찾을 패턴을 사용한다. 그렇지 않으면 p_flag는 0의 값을 가지며, 패턴이 결정되면 p_flag는 1이 된다. 그리고 식 (15)을 이용하여 L_{k+1} 을 할당한다.

IV. 실험 및 성능 분석

본 논문에서 제안하는 패턴 보정 임의접근구간의 최적 할당 알고리즘의 성능을 평가하기 위해 Matlab을 이용하여 제안하는 알고리즘, 이상적 알고리즘 그리고 IEEE 802.15.6 표준에 명시된 Slotted ALOHA 방식의 처리량, 전송지연시간, 센서 노드의 총 에너지 소모량을 측정 및 분석하였다.

4.1 실험 환경

허브와 무선 연결된 센서 노드들은 성형 토폴로지로 구성되어 있으며, 센서 노드들은 각자의 데이터 생성 주기를 가지고 허브에 전송 시도한다. 채널의 용량은 2.4GHz 중심주파수 대역에서 320kbps를 가지며, 이에 따라 슬롯의 길이는 1ms, 크기는 40bytes로 선정하였다. 전송성공에 대한 응답메시지는 손실되지 않으며, 각 센서 노드는 허브와 시간 동기화되어 있다고 가정한다.

표 1은 센서 노드의 종류에 대한 데이터 생성 주기와 데이터 생성률을 나타낸 것이다. 실제 어플리케이션에서 사용되는 센서들의 제원과 표준의 요구사항을 참고하여 분류하였으며, 3가지 종류의 센서 노드들로 네트워크를 구성하여 실험을 수행하였다. 그리고 모든 노드는 짧은 전송지연시간을 요구하는 의료서비스 데이터를 가지고 있다고 가정하며 이에 따라 IEEE 802.15.6 Slotted ALOHA 사용 시 각 센서 노드는 충돌확률에 따라 3/8~3/16의 전송확률을 가진다.

표 1. 센서 노드의 종류
Table 1. Type of sensor nodes.

Type	Type A	Type B	Type C
Sampling rate	600Hz	250Hz	50Hz
Data generation rate	9.6kbps	12kbps	16kbps

표 2. 전력 소비 모델
Table 2. Power consumption model.

	Rx	Tx	Idle	Sleep
Power	38.28mW	31.32mW	712uW	0.036mW

표 2는 IEEE 802.15.4의 전력 소비 모델을 나타낸 것이다^[13~14]. IEEE 802.15.6 표준에는 물리계층에서의 전력 소비 모델이 없기 때문에 에너지 소모량을 측정하기 위해 IEEE 802.15.4 표준의 2.4GHz 대역에서 사용되는 전력 소비 모델을 참고하여 사용하였다. 설정한 슬롯의 길이 1ms 중 데이터 전송 시간을 450us, 전송/응답 분리시간을 100us, 응답 시간을 450us로 설정하였다. 이에 따라 슬롯 구간에서 데이터를 전송 시도하는 노드는 1ms동안 총 0.0301mJ의 에너지를 소모하고, 데이터를 전송시도하지 않는 노드는 1ms동안 총 712×10⁻⁶mJ의 에너지를 소모하며, 전송시도할 데이터가 존재하지 않는 노드는 1ms동안 총 36×10⁻⁶mJ의 에너지를 소모한다.

4.2 성능 평가

성능 평가를 위하여 트래픽의 특성에 따라 3가지 case를 가정하여 수행하였다. 표 3은 실험 모델을 나타낸다. case 1은 6개의 Type A 노드와 4개의 Type C 노드로 구성된 네트워크 환경으로 센서 노드수가 적고 생성이 빈번하지 않으며 생성트래픽이 큰 변화 없이 단조로운 패턴을 유지하다가 급격하게 생성트래픽이 증가하거나 감소하는 것이 특징이다. Case 2는 6개의 Type A 노드와 6개의 Type B로 구성된 네트워크 환경으로 다른 서비스를 제공하는 센서 노드의 수가 동일하고, case 1보다 센서 노드수가 많으며 데이터 생성 주기가 짧은 것이 특징이다. 그리고 case 3은 동일한 서비스를 제공하는 12개의 Type A 노드로 구성된 네트워크 환경으로 case 1과 case 2보다 데이터 생성 주기가 짧으며 트래픽의 변화가 크기 때문에 패턴의 정의가 쉽다는 것이 특징이다. 실험은 동일한 환경에서 1000회 반복 수

표 3. 실험 모델
Table 3. Experiment model.

	Sensor nodes (EA)	Average data generation rate (kbps)
case 1	6 nodes of Type A and 4 nodes of Type C	115.2kbps
case 2	6 nodes of Type A and 6 nodes of Type B	115.2kbps
case 3	12 nodes of Type A	115.2kbps

행하여 결과 값의 평균을 계산하였다. 센서 노드는 정해진 주기에 데이터를 생성하고 시간에 따라 생성데이터의 크기가 증가·감소하며 평균 데이터 생성률을 유지하도록 설정하였다.

그림 5, 6, 7은 case 1에 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘, 이상적 알고리즘 그리고 IEEE 802.15.6 slotted ALOHA 전송 방식을 적용 시 측정된 처리량, 전송지연시간, 센서 노드들의 총 에너지 소모량을 비교한 그래프이다. 그림에서 Proposed는 본 논문에서 제안하는 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘을 뜻하며, Ideal은 이상적 알고리즘을 나타낸다. 이상적 알고리즘은 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘에서 사용하는 액티브 노드 개수 추정 알고리즘을 제거하고 실제 액티브 노드 개수로 임의접근구간의 길이와 전송확률을 결정하는 알고리즘이다. 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘이 얼마나 이상적 알고리즘에 가까운 네트워크 성능을 발휘할 수 있는지를 평가하고 정확한 액티브 노드 개수의 추정을 통한 임의접근구간의 길이와 전송확률의 할당이 네트워크 성능 향상에 기여한다는 것을 증명하기 위해 사용한다. 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘은 IEEE 802.15.6 Slotted ALOHA보다 5% 높은 처리량, 118.5ms 짧은 전송지연시간, 489mJ 적은 에너지 소모량을 가졌다. case 1은 노드 수가 적고 데이터의 생성이 빈번하지 않지만 데이터가 한 번에 크게 발생하는 환경이므로 IEEE 802.15.6 Slotted ALOHA와 같이 높은 전송확률을 사용하면 생성트래픽이 높아지는 지점에서 센서 노드 간에 채널접근충돌 수가 급격히 늘어나 처리량이 낮아지고, 재전송 횟수 증가로 인해 전송지연시간과 에너지 소모량이 늘어난다. 그러나 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘은 생성트래픽의 양에 따라 적절하게 임의접근구간의 길이와 전송확률을 할당함으로써 높은 처리량과 짧은 전송지연시간을 가지며, 불필요한 RF 사용을 줄임으로써 센서 노드의 에너지 소모를 줄인다. case 1에서 데이터 생성은 큰 변화 없이 단조로운 패턴을 유지하다가 급격하게 데이터 생성이 늘어나기 때문에 자기상관을 통해 패턴을 정의하기 용이하지 않으며, 패턴을 정의하더라도 패턴 사용 중에 급격한 트래픽의 변화로 패턴이 신뢰구간 안에 들어가지 못하는 경우가 많아 패턴의 활용빈도가 줄어들어 큰 전송지연시간의 감소를 보여주지 못하였다.

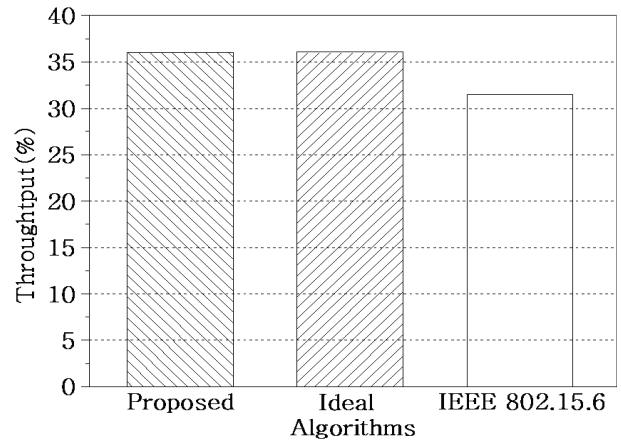


그림 5. Case 1에서 각 알고리즘 적용 시 처리량 비교
Fig 5. The comparison of throughput when each algorithm applies in case 1.

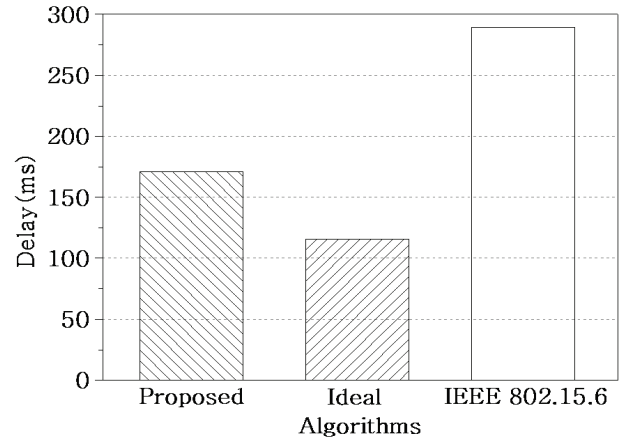


그림 6. Case 1에서 각 알고리즘 적용 시 전송지연시간 비교
Fig 6. The comparison of delay when each algorithm applies in case 1.

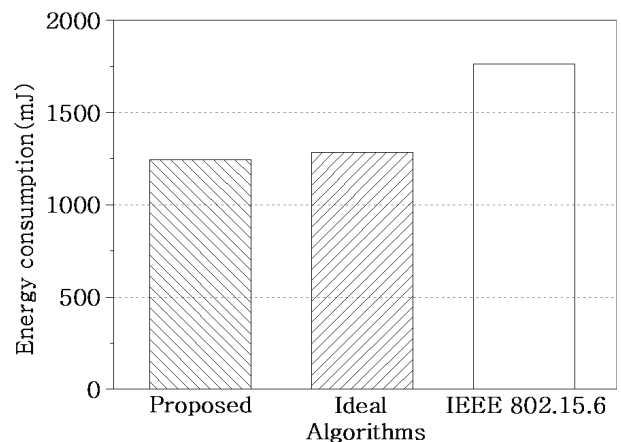


그림 7. Case 1에서 각 알고리즘 적용 시 에너지 소모량 비교
Fig 7. The comparison of energy consumption when each algorithm applies in case 1.

이상적 알고리즘은 비교군 중 가장 짧은 전송지연시간인 115.56ms가 측정되었다. 이는 정확한 액티브 노드 개수의 추정을 통해 임의접근구간의 길이와 전송확률을 할당하는 것이 전송지연시간을 크게 단축시킬 수 있다는 것을 보여준다. 그러나 이상적 알고리즘은 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘보다 40.5mJ 더 많은 에너지를 소모하였다. 최적화된 자원 할당과 전송 제어는 전송지연시간을 크게 줄일 수 있지만 채널접근 충돌 횟수가 많아져 더 많은 에너지 소모한다.

그림 8, 9, 10은 case 2에 앞서 언급된 3가지 알고리즘에 적용하여 측정된 처리량, 전송지연시간, 센서 노드들의 총 에너지 소모량을 비교한 그래프이다. case 2는 case 1보다 노드 수가 많고 데이터 생성이 빈번하여 생성트래픽 패턴의 변화가 크며 생성데이터의 급격한 증가 및 감소가 적다. 이에 따라 추정된 액티브 노드 개수와 실제 액티브 노드 개수의 편차가 줄어들어 최적화된 임의접근구간의 길이와 전송확률의 할당이 가능하다.

측정 결과, 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘은 case 2에서 전송지연시간이 100.43ms로 동일한 데이터 생성률을 갖는 case 1에서 보다 70.5ms 단축되었다. 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘은 IEEE 802.15.6 Slotted ALOHA보다 처리량이 1.17% 높고, 전송지연시간이 57.64ms 짧으며, 에너지 소모량이 658mJ 낮았다. IEEE 802.15.6 Slotted ALOHA는 case 1보다 처리량이 3.3% 향상되었으나, 다른 알고리즘들에 비해 처리량이 1.2% 낮고, 전송지연시간과 에너지 소모량 측면에서도 가장 높은 수치를 기록하였다. 특히 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘은 이상적 알고리즘과 전송지연시간 차이가 5.2ms로 크게 좁아졌다. 이는 생성트래픽의 주기성이 높아짐에 따라 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘의 패턴의 정확도가 높아져 실제 액티브 노드 개수로 임의접근구간의 길이와 전송확률을 결정하는 이상적 알고리즘과 가까운 성능을 보여준다.

그림 11, 12, 13은 case 3에 앞서 언급된 3가지 알고리즘에 적용하여 측정된 처리량, 전송지연시간, 센서 노드들의 총 에너지 소모량을 비교한 그래프이다. case 3은 동일한 서비스를 제공하는 센서 노드로만 구성된 네트워크 환경으로 case 1과 case 2보다 데이터 생성이 빈번하고 생성트래픽의 변화가 가장 크다. 따라서 case 3은 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘에서

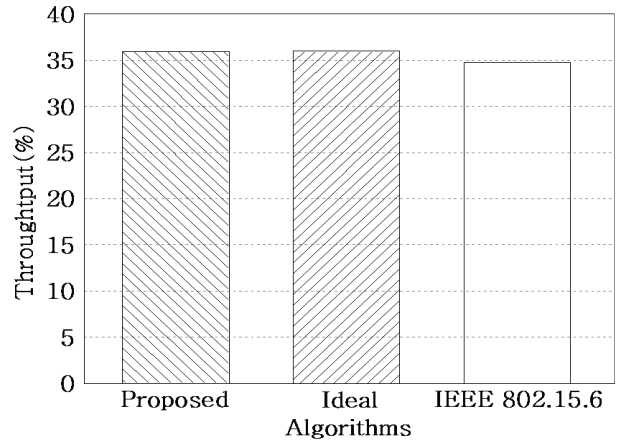


그림 8. Case 2에서 각 알고리즘 적용 시 처리량 비교
Fig 8. The comparison of throughput when each algorithm applies in case 2.

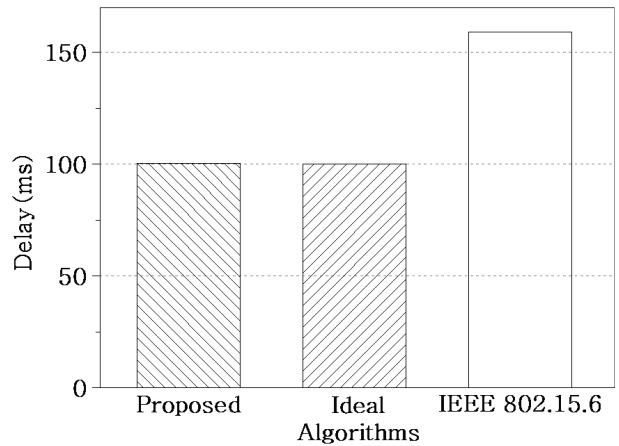


그림 9. Case 2에서 각 알고리즘 적용 시 전송지연시간 비교
Fig 9. The comparison of delay when each algorithm applies in case 2.

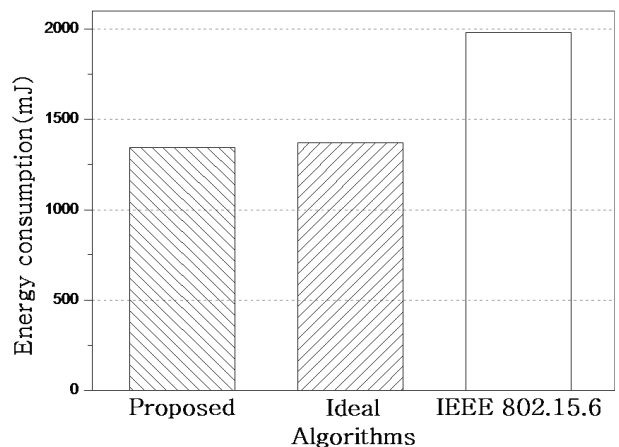


그림 10. Case 2에서 각 알고리즘 적용 시 에너지 소모량 비교
Fig 10. The comparison of energy consumption when each algorithm applies in case 2.

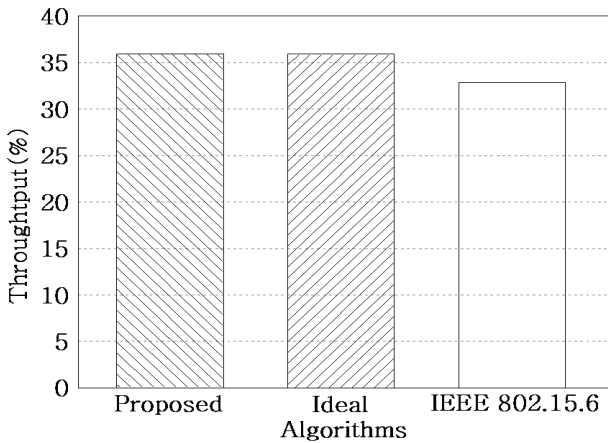


그림 11. Case 3에서 각 알고리즘 적용 시 처리량 비교
Fig 11. The comparison of throughput when each algorithm applies in case 3.

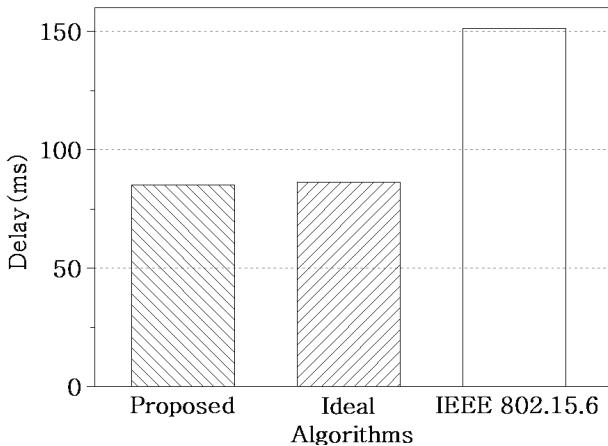


그림 12. Case 3에서 각 알고리즘 적용 시 전송지연시간 비교
Fig 12. The comparison of delay when each algorithm applies in case 3.

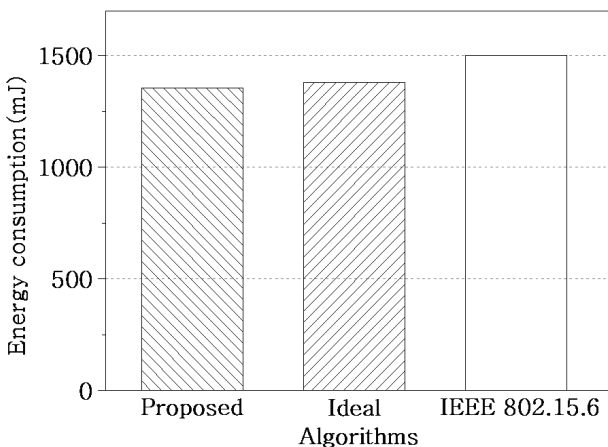


그림 13. Case 3에서 각 알고리즘 적용 시 에너지 소모량 비교
Fig 13. The comparison of energy consumption when each algorithm applies in case 3.

추정 액티브 노드 열의 패턴을 정의하기 가장 적합한 환경이다.

패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘은 IEEE 802.15.6 Slotted ALOHA보다 처리량이 3% 높고, 전송 지연시간이 66ms 짧으며, 에너지 소모량이 145mJ 낮았다. 특히 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘의 전송지연시간은 85.3ms로 실험 case들 중 가장 짧은 전송지연시간을 가졌다. 생성데이터의 주기성이 높을수록 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘에서 정의하는 패턴의 정확도가 높아지므로 더 정확한 임의접근구간의 길이와 전송확률을 할당하게 되어 전송지연시간을 크게 줄일 수 있다.

V. 결 론

본 논문에서는 WBAN MAC에 p -persistent Slotted ALOHA를 도입하여 생성트래픽의 양에 따라 최적의 임의접근구간 길이와 전송확률을 할당함으로써 전송지연시간을 줄이는 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘을 제안하였다. 지속적인 관찰을 통해 액티브 노드 개수의 큰 주기 패턴을 찾아내고 정의한 패턴을 이용하여 액티브 노드 개수를 보정함으로써 정확도를 향상시킨다.

제한한 알고리즘을 평가하기 위해 WBAN과 동일한 환경에서 센서 노드의 개수, 센서 노드의 생성주기와 데이터 생성률에 따라 총 3개의 case로 나누어 검증하였다. IEEE 802.15.6 Slotted ALOHA 방식, 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘 그리고 이상적 알고리즘을 적용하였을 때 각 알고리즘들의 처리량, 전송지연시간, 에너지 소모량을 비교 분석하였다. 실험 결과, 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘은 IEEE 802.15.6 Slotted ALOHA에 비해 처리량이 최대 5% 높고, 전송지연시간이 최대 118.5ms 짧으며, 에너지 소모량이 최대 489mJ 적었다. 특히 생성데이터의 주기성이 가장 높을 때 패턴 보정 임의접근구간 길이 결정 알고리즘은 이상적 알고리즘과 가장 근접한 전송지연시간이 측정되었으며, 생성데이터의 주기성이 가장 낮을 때에도 IEEE 802.15.6 Slotted ALOHA보다 높은 처리량, 짧은 전송지연시간, 적은 에너지 소모량을 가지는 것으로 확인되었다.

REFERENCES

- Efficient TDMA-based MAC Protocol for Wireless Body Area Networks," ISCT, pp. 1455-1459, Icheon, ROK. Sep 2009.
- [1] C. A. Chin, G. V. Crosby, T. Ghosh, and R. Murimi, "Advances and Challenges of Wireless Body Area Networks for Healthcare Applications," Computing, Networking and Communications, pp. 99-103, Maui, HI, Feb 2012.
- [2] K. S. Kwak, S. Ullah, and N. Ullah, "An Overview of IEEE 802.15.6 Standard," Applied Sciences in Biomedical and Communication Technologies, pp. 1-6, Rome, Italy, Nov 2010.
- [3] D. Campolo, New Developments in Biomedical Engineering, InTech, 2010.
- [5] N. Bradai, S. Belhaj, L. Chaari, and L. Kamoun, "Study of Medium Access Mechanisms under IEEE 802.15.6 Standard," Wireless and Mobile Networking Conference, pp. 1-6, Toulouse, France, Oct 2011.
- [6] H. Li, K. Takizawa, and R. Kohno, "Trends and Standardization of Body Area Network (BAN) for Medical Healthcare," EuWiT, pp. 1-4, Amsterdam, Netherlands, Oct 2008.
- [7] A. Reichman, "Standardization of Body Area Networks," Microwaves, Communications, Antennas and Electronics Systems, pp. 1-4, Tel Aviv, New Zealand, Nov 2009.
- [8] H. Cao, V. Leung, C. Chow, and H. Chan, "Enabling technologies for wireless body area networks: A survey and outlook," IEEE Communications Magazine, Vol. 47, no. 12, pp. 84-93, Dec 2009.
- [9] M. A. Hanson, H. C. Powell Jr, A. T. Barth, K. Ringgenberg, B. H. Calhoun, J. H. Aylor, and J. Lach, "Body Area Sensor Networks - Challenges and Opportunities," Journals & Magazine, Vol. 42, no. 1, pp. 58-65, Jan 2009.
- [10] IEEE, 802.15.6 Call for Applications - Response Summary, 2008
- [11] IEEE, IEEE Standard for Local and metropolitan area networks - Part 15.6 : Wireless Body Area Networks, 2012.
- [12] M. Vlachos, "On Periodicity Detection and Structural Periodic Similarity," In Proc. of SDM, pp. 1-12, 2005.
- [13] C. Tachtazis, F. D. Franco, D. C. Tracey, N. F. Timmons, and J. Morrison, "An Energy Analysis of IEEE 802.15.6 Scheduled Access Modes," Proceedings of IEEE GLOBECOM Workshops, pp. 1270-1275, Miami, FL, Dec 2010.
- [14] G. Fang and E. Dutkiewicz, "BodyMAC: Energy

— 저 자 소 개 —



이 창 호(학생회원)
2008년 청주대학교 전자공학과
학사 졸업.
2010년 인하대학교 전자공학과
석사 졸업.
2010년~현재 인하대학교
전자공학과 박사과정.

<주관심분야 : 병렬 및 분산 처리 시스템, 컴퓨터
구조, Faulttolerant computing>



김 강 희(학생회원)
2011년 인하대학교 전자공학과
학사 졸업.
2013년 인하대학교 전자공학과
석사 졸업.
2013년~현재 인하대학교
전자공학과 박사과정.

<주관심분야 : 컴퓨터 네트워크, 무선 센서 네트
워크, SoC>



김 지 원(학생회원)
2007년 건양대학교 전자정보
공학과 학사 졸업.
2009년 인하대학교 전자공학과
석사 졸업.
2010년~현재 인하대학교 전자공
학과 박사과정.

<주관심분야 : 센서 네트워크, 멀티미디어 통신,
무선 통신, 컴퓨터 네트워크>



최 상 방(평생회원)
1981년 한양대학교 전자공학과
학사 졸업.
1981년~1986년 LG 정보통신(주).
1988년 University of washinton
석사 졸업.
1990년 University of washinton
박사 졸업.

1991년~현재 인하대학교 전자공학과 교수
<주관심분야 : 컴퓨터 구조, 컴퓨터 네트워크, 무
선 통신, 병렬 및 분산 처리 시스템>